Documentation PostgreSQL 11.22

The PostgreSQL Global Development Group

Documentation PostgreSQL 11.22

The PostgreSQL Global Development Group

Legal Notice

Table des matières

Liste des illustrations

Liste des tableaux

Liste des exemples

Préface

Cet ouvrage représente l'adaptation française de la documentation officielle de PostgreSQL. Celle-ci a été rédigée par les développeurs de PostgreSQL et quelques volontaires en parallèle du développement du logiciel. Elle décrit toutes les fonctionnalités officiellement supportées par la dernière version de PostgreSQL.

Afin de faciliter l'accès aux informations qu'il contient, cet ouvrage est organisé en plusieurs parties. Chaque partie est destinée à une classe précise d'utilisateurs ou à des utilisateurs de niveaux d'expertise différents :

- la Partie I est une introduction informelle destinée aux nouveaux utilisateurs ;
- la Partie II présente l'environnement du langage de requêtes SQL, notamment les types de données, les fonctions et les optimisations utilisateurs. Tout utilisateur de PostgreSQL devrait la lire ;
- la Partie III, destinée aux administrateurs PostgreSQL, décrit l'installation et l'administration du serveur ;
- la Partie IV décrit les interfaces de programmation ;
- la Partie V, destinée aux utilisateurs expérimentés, présente les éléments d'extension du serveur, notamment les types de données et les fonctions utilisateurs ;
- la Partie VI contient la documentation de référence de SQL et des programmes client et serveur. Cette partie est utilisée comme référence par les autres parties ;
- la Partie VII contient diverses informations utiles aux développeurs de PostgreSQL.

1. Définition de PostgreSQL

PostgreSQL est un système de gestion de bases de données relationnelles objet (ORDBMS) fondé sur POSTGRES, Version 4.2[1]. Ce dernier a été développé à l'université de Californie au département des sciences informatiques de Berkeley. POSTGRES est à l'origine de nombreux concepts qui ne seront rendus disponibles au sein de systèmes de gestion de bases de données commerciaux que bien plus tard.

PostgreSQL est un descendant libre du code original de Berkeley. Il supporte une grande partie du standard SQL tout en offrant de nombreuses fonctionnalités modernes :

- requêtes complexes ;
- clés étrangères ;
- triggers ;
- vues modifiables ;
- intégrité transactionnelle ;
- contrôle des versions concurrentes (MVCC, acronyme de « MultiVersion Concurrency Control »).

De plus, PostgreSQL peut être étendu par l'utilisateur de multiples façons, en ajoutant, par exemple :

- de nouveaux types de données ;
- de nouvelles fonctions ;
- de nouveaux opérateurs ;
- de nouvelles fonctions d'agrégat ;
- de nouvelles méthodes d'indexage ;
- de nouveaux langages de procédure.

Et grâce à sa licence libérale, PostgreSQL peut être utilisé, modifié et distribué librement, quel que soit le but visé, qu'il soit privé, commercial ou académique.

[1] https://dsf.berkeley.edu/postgres.html

2. Bref historique de PostgreSQL

Le système de bases de données relationnelles objet PostgreSQL est issu de POSTGRES, programme écrit à l'université de Californie à Berkeley. Après des dizaines d'années de développement, PostgreSQL annonce être devenu la base de données libre de référence.

2.1. Le projet POSTGRES à Berkeley

Le projet POSTGRES, mené par le professeur Michael Stonebraker, était sponsorisé par le DARPA (acronyme de *Defense Advanced Research Projects Agency*), l'ARO (acronyme de *Army Research Office*), la NSF (acronyme de *National Science Foundation*) et ESL, Inc. Le développement de POSTGRES a débuté en 1986. Les concepts initiaux du système ont été présentés dans [ston86] et la définition du modèle de données initial apparut dans [rowe87]. Le système de règles fut décrit dans [ston87a], l'architecture du gestionnaire de stockage dans [ston87b].

Depuis, plusieurs versions majeures de POSTGRES ont vu le jour. La première « démo » devint opérationnelle en 1987 et fut présentée en 1988 lors de la conférence ACM-SIGMOD. La version 1, décrite dans [ston90a], fut livrée à quelques utilisateurs externes en juin 1989. Suite à la critique du premier mécanisme de règles ([ston89]), celui-ci fut réécrit ([ston90b]) pour la version 2, présentée en juin 1990. La version 3 apparut en 1991. Elle apporta le support de plusieurs gestionnaires de stockage, un exécuteur de requêtes amélioré et une réécriture du gestionnaire de règles. La plupart des versions qui suivirent, jusqu'à Postgres95 (voir plus loin), portèrent sur la portabilité et la fiabilité.

POSTGRES fut utilisé dans plusieurs applications, en recherche et en production. On peut citer, par exemple : un système d'analyse de données financières, un programme de suivi des performances d'un moteur à réaction, une base de données de suivi d'astéroïdes, une base de données médicale et plusieurs systèmes d'informations géographiques. POSTGRES a aussi été utilisé comme support de formation dans plusieurs universités. Illustra Information Technologies (devenu Informix[2], maintenant détenu par IBM[3]) a repris le code et l'a commercialisé. Fin 1992, POSTGRES est devenu le gestionnaire de données principal du projet de calcul scientifique Sequoia 2000[4].

La taille de la communauté d'utilisateurs doubla quasiment au cours de l'année 1993. De manière évidente, la maintenance du prototype et le support prenaient un temps considérable, temps qui aurait dû être employé à la recherche en bases de données. Dans un souci de réduction du travail de support, le projet POSTGRES de Berkeley se termina officiellement avec la version 4.2.

2.2. Postgres95

En 1994, Andrew Yu et Jolly Chen ajoutèrent un interpréteur de langage SQL à POSTGRES. Sous le nouveau nom de Postgres95, le projet fut publié sur le Web comme descendant libre (OpenSource) du code source initial de POSTGRES, version Berkeley.

Le code de Postgres95 était écrit en pur C ANSI et réduit de 25%. De nombreux changements internes améliorèrent les performances et la maintenabilité. Les versions 1.0.x de Postgres95 passèrent le Wisconsin Benchmark avec des performances meilleures de 30 à 50% par rapport à POSTGRES, version 4.2. À part les correctifs de bogues, les principales améliorations furent les suivantes :

- le langage PostQUEL est remplacé par SQL (implanté sur le serveur). (La bibliothèque d'interface libpq a été nommée à partir du langage PostQUEL.) Les requêtes imbriquées n'ont pas été supportées avant PostgreSQL (voir plus loin), mais elles pouvaient être imitées dans Postgres95 à l'aide de fonctions SQL utilisateur ; les agrégats furent reprogrammés, la clause GROUP BY ajoutée ;

- un nouveau programme, psql, qui utilise GNU Readline, permet l'exécution interactive de requêtes SQL ; c'est la fin du programme monitor ;

[2] https://www.ibm.com/analytics/informix
[3] https://www.ibm.com/
[4] http://meteora.ucsd.edu/s2k/s2k_home.html

- une nouvelle bibliothèque cliente, `libpgtcl`, supporte les programmes écrits en Tcl ; un shell exemple, `pgtclsh`, fournit de nouvelles commandes Tcl pour interfacer des programmes Tcl avec Postgres95 ;
- l'interface de gestion des « Large Objects » est réécrite ; jusque-là, le seul mécanisme de stockage de ces objets passait par le système de fichiers Inversion (« Inversion file system ») ; ce système est abandonné ;
- le système de règles d'instance est supprimé ; les règles sont toujours disponibles en tant que règles de réécriture ;
- un bref tutoriel présentant les possibilités du SQL ainsi que celles spécifiques à Postgres95 est distribué avec les sources ;
- la version GNU de make est utilisée pour la construction à la place de la version BSD ; Postgres95 peut également être compilé avec un GCC sans correctif (l'alignement des doubles est corrigé).

2.3. PostgreSQL

En 1996, le nom « Postgres95 » commence à mal vieillir. Le nom choisi, PostgreSQL, souligne le lien entre POSTGRES et les versions suivantes qui intègrent le SQL. En parallèle, la version est numérotée 6.0 pour reprendre la numérotation du projet POSTGRES de Berkeley.

Beaucoup de personnes font référence à PostgreSQL par « Postgres » (il est rare que le nom soit écrit en capitales) par tradition ou parce que c'est plus simple à prononcer. Cet usage est accepté comme alias ou pseudo.

Lors du développement de Postgres95, l'effort était axé sur l'identification et la compréhension des problèmes dans le code. Avec PostgreSQL, l'accent est mis sur les nouvelles fonctionnalités, sans pour autant abandonner les autres domaines.

L'historique de PostgreSQL à partir de ce moment est disponible dans l'Annexe E.

3. Conventions

Les conventions suivantes sont utilisées dans le synopsis d'une commande : les crochets (`[` et `]`) indiquent des parties optionnelles. Les accolades (`{` et `}`) et les barres verticales (`|`) indiquent un choix entre plusieurs options. Les points de suspension (`...`) signifient que l'élément précédent peut être répété. Tous les autres symboles, ceci incluant les parenthèses, devraient être acceptés directement.

Lorsque cela améliore la clarté, les commandes SQL sont précédées d'une invite `=>`, tandis que les commandes shell le sont par `$`. Dans le cadre général, les invites ne sont pas indiquées.

Un *administrateur* est généralement une personne en charge de l'installation et de la bonne marche du serveur. Un *utilisateur* est une personne qui utilise ou veut utiliser une partie quelconque du système PostgreSQL. Ces termes ne doivent pas être pris trop à la lettre ; cet ouvrage n'a pas d'avis figé sur les procédures d'administration système.

4. Pour plus d'informations

En dehors de la documentation, il existe d'autres ressources concernant PostgreSQL :

Wiki

Le wiki[5] de PostgreSQL contient la FAQ[6] (liste des questions fréquemment posées), la liste TODO[7] et des informations détaillées sur de nombreux autres thèmes.

[5] https://wiki.postgresql.org

Site web

Le site web[8] de PostgreSQL contient des détails sur la dernière version, et bien d'autres informations pour rendre un travail ou un investissement personnel avec PostgreSQL plus productif.

Listes de discussion

Les listes de discussion constituent un bon endroit pour trouver des réponses à ses questions, pour partager ses expériences avec celles d'autres utilisateurs et pour contacter les développeurs. La consultation du site web de PostgreSQL fournit tous les détails.

Soi-même !

PostgreSQL est un projet Open Source. En tant que tel, le support dépend de la communauté des utilisateurs. Lorsque l'on débute avec PostgreSQL, on est tributaire de l'aide des autres, soit au travers de la documentation, soit par les listes de discussion. Il est important de faire partager à son tour ses connaissances par la lecture des listes de discussion et les réponses aux questions. Lorsque quelque chose est découvert qui ne figurait pas dans la documentation, pourquoi ne pas en faire profiter les autres ? De même lors d'ajout de fonctionnalités au code.

5. Lignes de conduite pour les rapports de bogues

Lorsque vous trouvez un bogue dans PostgreSQL, nous voulons en entendre parler. Vos rapports de bogues jouent un rôle important pour rendre PostgreSQL plus fiable, car même avec la plus grande attention, nous ne pouvons pas garantir que chaque partie de PostgreSQL fonctionnera sur toutes les plates-formes et dans toutes les circonstances.

Les suggestions suivantes ont pour but de vous former à la saisie d'un rapport de bogue qui pourra ensuite être géré de façon efficace. Il n'est pas requis de les suivre, mais ce serait à l'avantage de tous.

Nous ne pouvons pas promettre de corriger tous les bogues immédiatement. Si le bogue est évident, critique ou affecte un grand nombre d'utilisateurs, il y a de grandes chances pour que quelqu'un s'en charge. Il se peut que nous vous demandions d'utiliser une version plus récente pour vérifier si le bogue est toujours présent. Ou nous pourrions décider que le bogue ne peut être corrigé avant qu'une réécriture massive, que nous avions planifiée, ne soit faite. Ou peut-être est-ce trop difficile et que des choses plus importantes nous attendent. Si vous avez besoin d'aide immédiatement, envisagez l'obtention d'un contrat de support commercial.

5.1. Identifier les bogues

Avant de rapporter un bogue, merci de lire et relire la documentation pour vérifier que vous pouvez réellement faire ce que vous essayez de faire. Si ce n'est pas clair, rapportez-le aussi ; c'est un bogue dans la documentation. S'il s'avère que le programme fait différemment de ce qu'indique la documentation, c'est un bogue. Ceci peut inclure les circonstances suivantes, sans s'y limiter :

- Un programme se terminant avec un signal fatal ou un message d'erreur du système d'exploitation qui indiquerait un problème avec le programme. (Un contre-exemple pourrait être le message « disk full », disque plein, car vous devez le régler vous-même.)
- Un programme produit une mauvaise sortie pour une entrée donnée.
- Un programme refuse d'accepter une entrée valide (c'est-à-dire telle que définie dans la documentation).

[6] https://wiki.postgresql.org/wiki/Frequently_Asked_Questions
[7] https://wiki.postgresql.org/wiki/Todo
[8] https://www.postgresql.org

- Un programme accepte une entrée invalide sans information ou message d'erreur. Mais gardez en tête que votre idée d'entrée invalide pourrait être notre idée d'une extension ou d'une compatibilité avec les pratiques traditionnelles.

- PostgreSQL échoue à la compilation, à la construction ou à l'installation suivant les instructions des plates-formes supportées.

Ici, « programme » fait référence à un exécutable, pas au moteur du serveur.

Une lenteur ou une absorption des ressources n'est pas nécessairement un bogue. Lisez la documentation ou demandez sur une des listes de discussion de l'aide concernant l'optimisation de vos applications. Ne pas se conformer au standard SQL n'est pas nécessairement un bogue, sauf si une telle conformité est indiquée explicitement.

Avant de continuer, vérifiez sur la liste des choses à faire ainsi que dans la FAQ pour voir si votre bogue n'est pas déjà connu. Si vous n'arrivez pas à décoder les informations sur la liste des choses à faire, écrivez un rapport. Le minimum que nous puissions faire est de rendre cette liste plus claire.

5.2. Que rapporter ?

Le point le plus important à se rappeler avec les rapports de bogues est de donner tous les faits et seulement les faits. Ne spéculez pas sur ce que vous pensez qui ne va pas, sur ce qu'« il semble faire » ou sur quelle partie le programme a une erreur. Si vous n'êtes pas familier avec l'implémentation, vous vous tromperez probablement et vous ne nous aiderez pas. Et même si vous avez raison, des explications complètes sont un bon supplément, mais elles ne doivent pas se substituer aux faits. Si nous pensons corriger le bogue, nous devons toujours le reproduire nous-mêmes. Rapporter les faits stricts est relativement simple (vous pouvez probablement copier/coller à partir de l'écran) mais, trop souvent, des détails importants sont oubliés parce que quelqu'un a pensé qu'ils n'avaient pas d'importance ou que le rapport serait compris.

Les éléments suivants devraient être fournis avec chaque rapport de bogue :

- La séquence exacte des étapes nécessaires pour reproduire le problème *à partir du lancement du programme*. Ceci devrait se suffire ; il n'est pas suffisant d'envoyer une simple instruction `SELECT` sans les commandes `CREATE TABLE` et `INSERT` qui ont précédé, si la sortie devait dépendre des données contenues dans les tables. Nous n'avons pas le temps de comprendre le schéma de votre base de données. Si nous sommes supposés créer nos propres données, nous allons probablement ne pas voir le problème.

  Le meilleur format pour un test suite à un problème relatif à SQL est un fichier qui peut être lancé via l'interface psql et qui montrera le problème. (Assurez-vous de ne rien avoir dans votre fichier de lancement `~/.psqlrc`.) Un moyen facile pour créer ce fichier est d'utiliser pg_dump pour récupérer les déclarations des tables ainsi que les données nécessaires pour mettre en place la scène. Il ne reste plus qu'à ajouter la requête posant problème. Vous êtes encouragé à minimiser la taille de votre exemple, mais ce n'est pas une obligation. Si le bogue est reproductible, nous le trouverons de toute façon.

  Si votre application utilise une autre interface client, telle que PHP, alors essayez d'isoler le problème aux requêtes erronées. Nous n'allons certainement pas mettre en place un serveur web pour reproduire votre problème. Dans tous les cas, rappelez-vous d'apporter les fichiers d'entrée exacts ; n'essayez pas de deviner que le problème se pose pour les « gros fichiers », pour les « bases de données de moyenne taille », etc., car cette information est trop inexacte, subjective pour être utile.

- La sortie que vous obtenez. Merci de ne pas dire que cela « ne fonctionne pas » ou s'est « arrêté brutalement ». S'il existe un message d'erreur, montrez-le même si vous ne le comprenez pas. Si le programme se termine avec une erreur du système d'exploitation, dites-le. Même si le résultat de votre test est un arrêt brutal du programme ou un autre souci évident, il pourrait ne pas survenir sur notre plate-forme. Le plus simple est de copier directement la sortie du terminal, si possible.

> **Note**
>
> Si vous rapportez un message d'erreur, merci d'obtenir la forme la plus verbeuse de ce message. Avec psql, exécutez `\set VERBOSITY verbose` avant tout. Si vous récupérez le message des traces du serveur, initialisez la variable d'exécution log_error_verbosity avec `verbose` pour que tous les détails soient tracés.

> **Note**
>
> Dans le cas d'erreurs fatales, le message d'erreur rapporté par le client pourrait ne pas contenir toutes les informations disponibles. Jetez aussi un œil aux traces du serveur de la base de données. Si vous ne conservez pas les traces de votre serveur, c'est le bon moment pour commencer à le faire.

- Il est très important de préciser ce que vous attendez en sortie. Si vous écrivez uniquement « Cette commande m'a donné cette réponse. » ou « Ce n'est pas ce que j'attendais. », nous pourrions le lancer nous-mêmes, analyser la sortie et penser que tout est correct, car cela correspond exactement à ce que nous attendions. Nous ne devrions pas avoir à passer du temps pour décoder la sémantique exacte de vos commandes. Tout spécialement, ne vous contentez pas de dire que « Ce n'est pas ce que SQL spécifie/Oracle fait. » Rechercher le comportement correct à partir de SQL n'est pas amusant et nous ne connaissons pas le comportement de tous les autres serveurs de bases de données relationnelles. (Si votre problème est un arrêt brutal du serveur, vous pouvez évidemment omettre cet élément.)

- Toutes les options en ligne de commande ainsi que les autres options de lancement incluant les variables d'environnement ou les fichiers de configuration que vous avez modifiées. Encore une fois, soyez exact. Si vous utilisez une distribution prépackagée qui lance le serveur au démarrage, vous devriez essayer de retrouver ce que cette distribution fait.

- Tout ce que vous avez fait de différent à partir des instructions d'installation.

- La version de PostgreSQL. Vous pouvez lancer la commande `SELECT version();` pour trouver la version du serveur sur lequel vous êtes connecté. La plupart des exécutables disposent aussi d'une option `--version` ; `postgres --version` et `psql --version` devraient au moins fonctionner. Si la fonction ou les options n'existent pas, alors votre version est bien trop ancienne et vous devez mettre à jour. Si vous avez lancé une version préparée sous forme de paquets, tels que les RPM, dites-le en incluant la sous-version que le paquet pourrait avoir. Si vous êtes sur une version Git, mentionnez-le en indiquant le hachage du commit.

  Si votre version est antérieure à la 11.22, nous allons certainement vous demander de mettre à jour. Beaucoup de corrections de bogues et d'améliorations sont apportées dans chaque nouvelle version, donc il est bien possible qu'un bogue rencontré dans une ancienne version de PostgreSQL soit déjà corrigé. Nous ne fournissons qu'un support limité pour les sites utilisant d'anciennes versions de PostgreSQL ; si vous avez besoin de plus de support que ce que nous fournissons, considérez l'acquisition d'un contrat de support commercial.

- Informations sur la plate-forme. Ceci inclut le nom du noyau et sa version, bibliothèque C, processeur, mémoires et ainsi de suite. Dans la plupart des cas, il est suffisant de préciser le vendeur et la version, mais ne supposez pas que tout le monde sait ce que « Debian » contient ou que tout le monde utilise des x86_64. Si vous avez des problèmes à l'installation, des informations sur l'ensemble des outils de votre machine (compilateurs, `make`, etc.) sont aussi nécessaires.

N'ayez pas peur si votre rapport de bogue devient assez long. C'est un fait. Il est préférable de rapporter tous les faits la première fois plutôt que nous ayons à vous tirer les vers du nez. D'un autre côté, si vos

fichiers d'entrée sont trop gros, il est préférable de demander si quelqu'un souhaite s'y plonger. Voici un article[9] qui donne quelques autres conseils sur les rapports de bogues.

Ne passez pas tout votre temps à vous demander quelles modifications apporter pour que le problème s'en aille. Ceci ne nous aidera probablement pas à le résoudre. S'il arrive que le bogue ne puisse pas être corrigé immédiatement, vous aurez toujours l'opportunité de chercher ceci et de partager vos trouvailles. De même, encore une fois, ne perdez pas votre temps à deviner pourquoi le bogue existe. Nous le trouverons assez rapidement.

Lors de la rédaction d'un rapport de bogue, merci de choisir une terminologie qui ne laisse pas place aux confusions. Le paquet logiciel en totalité est appelé « PostgreSQL », quelquefois « Postgres » en court. Si vous parlez spécifiquement du serveur, mentionnez-le, mais ne dites pas seulement « PostgreSQL a planté ». Un arrêt brutal d'un seul processus serveur est assez différent de l'arrêt brutal du « postgres » père ; merci de ne pas dire que « le serveur a planté » lorsque vous voulez dire qu'un seul processus s'est arrêté, ni vice versa. De plus, les programmes clients tels que l'interface interactive « psql » sont complètement séparés du moteur. Essayez d'être précis sur la provenance du problème : client ou serveur.

5.3. Où rapporter des bogues ?

En général, envoyez vos rapports de bogue à la liste de discussion des rapports de bogue (`<pgsql-bogues@lists.postgresql.org>`). Nous vous demandons d'utiliser un sujet descriptif pour votre courrier électronique, par exemple une partie du message d'erreur.

Une autre méthode consiste à remplir le formulaire web disponible sur le site web[10] du projet. Saisir un rapport de bogue de cette façon fait que celui-ci est envoyé à la liste de discussion `<pgsql-bogues@lists.postgresql.org>`.

Si votre rapport de bogue a des implications sur la sécurité et que vous préféreriez qu'il ne soit pas immédiatement visible dans les archives publiques, ne l'envoyez pas sur `pgsql-bugs`. Les problèmes de sécurité peuvent être rapportés de façon privée sur `<security@lists.postgresql.org>`.

N'envoyez pas de rapports de bogue aux listes de discussion des utilisateurs, comme `<pgsql-sql@lists.postgresql.org>` ou `<pgsql-general@lists.postgresql.org>`. Ces listes de discussion servent à répondre aux questions des utilisateurs et les abonnés ne souhaitent pas recevoir de rapports de bogue. Plus important, ils ont peu de chance de les corriger.

De même, n'envoyez *pas* vos rapports de bogue à la liste de discussion des développeurs `<pgsql-hackers@lists.postgresql.org>`. Cette liste sert aux discussions concernant le développement de PostgreSQL et il serait bon de conserver les rapports de bogue séparément. Nous pourrions choisir de discuter de votre rapport de bogue sur `pgsql-hackers` si le problème nécessite que plus de personnes s'en occupent.

Si vous avez un problème avec la documentation, le meilleur endroit pour le rapporter est la liste de discussion pour la documentation `<pgsql-docs@lists.postgresql.org>`. Soyez précis sur la partie de la documentation qui vous déplaît.

Si votre bogue concerne un problème de portabilité sur une plate-forme non supportée, envoyez un courrier électronique à `<pgsql-hackers@lists.postgresql.org>`, pour que nous puissions travailler sur le portage de PostgreSQL sur votre plate-forme.

> **Note**
>
> Dû, malheureusement, au grand nombre de pourriels (spam), toutes les adresses de courrier électronique ci-dessus sont modérées sauf si vous avez souscrit. Ceci signifie qu'il y aura un

[9] https://www.chiark.greenend.org.uk/~sgtatham/bugs.html
[10] https://www.postgresql.org/

certain délai avant que l'email ne soit délivré. Si vous souhaitez souscrire aux listes, merci de visiter https://lists.postgresql.org/ pour les instructions.

Partie I. Tutoriel

Bienvenue dans le tutoriel de PostgreSQL. Les chapitres suivants présentent une courte introduction à PostgreSQL, aux concepts des bases de données relationnelles et au langage SQL à ceux qui débutent dans l'un de ces domaines. Seules sont nécessaires des connaissances générales sur l'utilisation des ordinateurs. Aucune expérience particulière d'Unix ou de programmation n'est requise. Ce tutoriel a surtout pour but de faire acquérir une expérience pratique des aspects importants du système PostgreSQL. Il n'est ni exhaustif ni complet, mais introductif.

À la suite de ce tutoriel, la lecture de la Partie II permettra d'acquérir une connaissance plus complète du langage SQL, celle de la Partie IV des informations sur le développement d'applications. La configuration et la gestion sont détaillées dans la Partie III.

Table des matières

Chapitre 1. Démarrage

1.1. Installation

Avant de pouvoir utiliser PostgreSQL, vous devez l'installer. Il est possible que PostgreSQL soit déjà installé dans votre environnement, soit parce qu'il est inclus dans votre distribution, soit parce que votre administrateur système s'en est chargé. Dans ce cas, vous devriez obtenir les informations nécessaires pour accéder à PostgreSQL dans la documentation de votre distribution ou de la part de votre administrateur.

Si vous n'êtes pas sûr que PostgreSQL soit déjà disponible ou que vous puissiez l'utiliser pour vos tests, vous avez la possibilité de l'installer vous-même. Le faire n'est pas difficile et peut être un bon exercice. PostgreSQL peut être installé par n'importe quel utilisateur sans droit particulier. Aucun accès administrateur (root) n'est requis.

Si vous installez PostgreSQL vous-même, référez-vous au Chapitre 16, pour les instructions sur l'installation, puis revenez à ce guide quand l'installation est terminée. Nous vous conseillons de suivre attentivement la section sur la configuration des variables d'environnement appropriées.

Si votre administrateur n'a pas fait une installation par défaut, vous pouvez avoir à effectuer un paramétrage supplémentaire. Par exemple, si le serveur de bases de données est une machine distante, vous aurez besoin de configurer la variable d'environnement `PGHOST` avec le nom du serveur de bases de données. Il sera aussi peut-être nécessaire de configurer la variable d'environnement `PGPORT`. La démarche est la suivante : si vous essayez de démarrer un programme et qu'il se plaint de ne pas pouvoir se connecter à la base de données, vous devez consulter votre administrateur ou, si c'est vous, la documentation pour être sûr que votre environnement est correctement paramétré. Si vous n'avez pas compris le paragraphe précédent, lisez donc la prochaine section.

1.2. Concepts architecturaux de base

Avant de continuer, vous devez connaître les bases de l'architecture système de PostgreSQL. Comprendre comment les parties de PostgreSQL interagissent entre elles rendra ce chapitre un peu plus clair.

Dans le jargon des bases de données, PostgreSQL utilise un modèle client/serveur. Une session PostgreSQL est le résultat de la coopération des processus (programmes) suivants :

- Un processus serveur, qui gère les fichiers de la base de données, accepte les connexions à la base de la part des applications clientes et effectue sur la base les actions des clients. Le programme serveur est appelé `postgres`.
- L'application cliente (l'application de l'utilisateur), qui veut effectuer des opérations sur la base de données. Les applications clientes peuvent être de natures très différentes : un client peut être un outil texte, une application graphique, un serveur web qui accède à la base de données pour afficher des pages web ou un outil spécialisé dans la maintenance de bases de données. Certaines applications clientes sont fournies avec PostgreSQL ; la plupart sont développées par les utilisateurs.

Comme souvent avec les applications client/serveur, le client et le serveur peuvent être sur des hôtes différents. Dans ce cas, ils communiquent à travers une connexion réseau TCP/IP. Vous devez garder cela à l'esprit, car les fichiers qui sont accessibles sur la machine cliente peuvent ne pas l'être (ou l'être seulement en utilisant des noms de fichiers différents) sur la machine exécutant le serveur de bases de données.

Le serveur PostgreSQL peut traiter de multiples connexions simultanées depuis les clients. Dans ce but, il démarre un nouveau processus pour chaque connexion. À ce moment, le client et le nouveau processus serveur communiquent sans intervention de la part du processus `postgres` original. Ainsi, le processus serveur maître s'exécute toujours, attendant de nouvelles connexions clientes, tandis

que le client et les processus serveur associés vont et viennent (bien sûr, tout ceci est invisible pour l'utilisateur ; nous le mentionnons ici seulement par exhaustivité).

1.3. Création d'une base de données

Le premier test pour voir si vous pouvez accéder au serveur de bases de données consiste à essayer de créer une base. Un serveur PostgreSQL peut gérer plusieurs bases de données. Généralement, une base de données distincte est utilisée pour chaque projet ou pour chaque utilisateur.

Il est possible que votre administrateur ait déjà créé une base pour vous. Dans ce cas, vous pouvez omettre cette étape et aller directement à la prochaine section.

Pour créer une nouvelle base, nommée `ma_base` dans cet exemple, utilisez la commande suivante :

```
$ createdb ma_base
```

Si cette commande ne fournit aucune réponse, cette étape est réussie et vous pouvez sauter le reste de cette section.

Si vous voyez un message similaire à :

```
createdb: command not found
```

alors PostgreSQL n'a pas été installé correctement. Soit il n'a pas été installé du tout, soit le chemin système n'a pas été configuré pour l'inclure. Essayez d'appeler la commande avec le chemin absolu :

```
$ /usr/local/pgsql/bin/createdb ma_base
```

Le chemin sur votre serveur peut être différent. Contactez votre administrateur ou vérifiez dans les instructions d'installation pour corriger la commande.

Voici une autre réponse possible :

```
createdb: could not connect to database postgres: could not connect
 to server: No such file or directory
        Is the server running locally and accepting
        connections on Unix domain socket "/tmp/.s.PGSQL.5432"?
```

Cela signifie que le serveur n'était pas démarré, ou qu'il n'était pas démarré là où `createdb` l'attendait. Une fois encore, vérifiez les instructions d'installation ou consultez votre administrateur.

Voici encore une autre réponse possible :

```
createdb: could not connect to database postgres: FATAL:  role
 "joe" does not exist
```

mais avec votre propre nom de connexion mentionné à la place de joe. Ceci survient si l'administrateur n'a pas créé de compte utilisateur PostgreSQL pour vous (les comptes utilisateurs PostgreSQL sont distincts de ceux du système d'exploitation). Si vous êtes l'administrateur, la lecture du Chapitre 21 vous expliquera comment créer de tels comptes. Vous aurez besoin de prendre l'identité de l'utilisateur du système d'exploitation sous lequel PostgreSQL a été installé (généralement `postgres`) pour créer le compte du premier utilisateur. Cela pourrait aussi signifier que vous avez un nom d'utilisateur PostgreSQL qui est différent de celui de votre compte utilisateur du système d'exploitation. Dans ce cas, vous avez besoin d'utiliser l'option `-U` ou de configurer la variable d'environnement `PGUSER` pour spécifier votre nom d'utilisateur PostgreSQL.

Si vous n'avez pas les droits requis pour créer une base, vous verrez le message suivant :

```
createdb: database creation failed: ERROR:  permission denied to
 create database
```

Tous les utilisateurs n'ont pas l'autorisation de créer de nouvelles bases de données. Si PostgreSQL refuse de créer des bases pour vous, alors il faut que l'administrateur vous accorde ce droit. Consultez votre administrateur si cela arrive. Si vous avez installé vous-même l'instance PostgreSQL, alors vous devez ouvrir une session sous le compte utilisateur que vous avez utilisé pour démarrer le serveur. [1]

Vous pouvez aussi créer des bases de données avec d'autres noms. PostgreSQL vous permet de créer un nombre quelconque de bases sur un site donné. Le nom des bases doit avoir comme premier caractère un caractère alphabétique et est limité à 63 octets de longueur. Un choix pratique est de créer une base avec le même nom que votre nom d'utilisateur courant. Beaucoup d'outils utilisent ce nom comme nom par défaut pour la base : cela permet de gagner du temps en saisie. Pour créer cette base, tapez simplement :

```
$ createdb
```

Si vous ne voulez plus utiliser votre base, vous pouvez la supprimer. Par exemple, si vous êtes le propriétaire (créateur) de la base `ma_base`, vous pouvez la détruire en utilisant la commande suivante :

```
$ dropdb ma_base
```

(Pour cette commande, le nom de la base n'est pas par défaut le nom du compte utilisateur. Vous devez toujours en spécifier un.) Cette action supprime physiquement tous les fichiers associés avec la base de données et elle ne peut pas être annulée, donc cela doit se faire avec beaucoup de prudence.

createdb et dropdb apportent beaucoup plus d'informations sur `createdb` et `dropdb`.

1.4. Accéder à une base

Une fois que vous avez créé la base, vous pouvez y accéder :

- Démarrez le programme en ligne de commande de PostgreSQL, appelé *psql*, qui vous permet de saisir, d'éditer et d'exécuter de manière interactive des commandes SQL.
- Utilisez un outil existant avec une interface graphique comme pgAdmin ou une suite bureautique avec un support ODBC ou JDBC pour créer et manipuler une base. Ces possibilités ne sont pas couvertes dans ce tutoriel.
- Écrivez une application personnalisée en utilisant un des nombreux langages disponibles. Ces possibilités sont davantage examinées dans la Partie IV.

Vous aurez probablement besoin de lancer `psql` pour essayer les exemples de ce tutoriel. Pour cela, saisissez la commande suivante :

```
$ psql ma_base
```

Si vous n'indiquez pas le nom de la base, alors `psql` utilisera par défaut le nom de votre compte utilisateur. Vous avez déjà découvert ce principe dans la section précédente en utilisant `createdb`.

Dans `psql`, vous serez accueilli avec le message suivant :

```
psql (11.22)
Type "help" for help.

ma_base=>
```

La dernière ligne peut aussi être :

[1] Quelques explications : les noms d'utilisateurs de PostgreSQL sont différents des comptes utilisateurs du système d'exploitation. Quand vous vous connectez à une base de données, vous pouvez choisir le nom d'utilisateur PostgreSQL que vous utilisez. Si vous ne spécifiez rien, cela sera par défaut le même nom que votre compte système courant. En fait, il existe toujours un compte utilisateur PostgreSQL qui a le même nom que l'utilisateur du système d'exploitation qui a démarré le serveur, et cet utilisateur a toujours le droit de créer des bases. Au lieu de vous connecter au système en tant que cet utilisateur, vous pouvez spécifier partout l'option `-U` pour sélectionner un nom d'utilisateur PostgreSQL sous lequel vous connecter.

```
ma_base=#
```

Cela veut dire que vous êtes le super-utilisateur de la base de données, ce qui est souvent le cas si vous avez installé PostgreSQL vous-même. Être super-utilisateur ou administrateur signifie que vous n'êtes pas sujet aux contrôles d'accès. Concernant ce tutoriel, cela n'a pas d'importance.

Si vous rencontrez des problèmes en exécutant `psql`, alors retournez à la section précédente. Les diagnostics de `psql` et de `createdb` sont semblables. Si le dernier fonctionnait, alors le premier devrait fonctionner également.

La dernière ligne affichée par `psql` est l'invite. Cela indique que `psql` est à l'écoute et que vous pouvez saisir des requêtes SQL dans l'espace de travail maintenu par `psql`. Essayez ces commandes :

```
ma_base=> SELECT version();
                                              version
-----------------------------------------------------------------------------------
 PostgreSQL 11.22 on x86_64-pc-linux-gnu, compiled by gcc (Debian
 4.9.2-10) 4.9.2, 64-bit
(1 row)

ma_base=> SELECT current_date;
    date
------------
 2016-01-07
(1 row)

ma_base=> SELECT 2 + 2;
 ?column?
----------
        4
(1 row)
```

Le programme `psql` dispose d'un certain nombre de commandes internes qui ne sont pas des commandes SQL. Elles commencent avec le caractère antislash (une barre oblique inverse, « \ »). Par exemple, vous pouvez obtenir de l'aide sur la syntaxe de nombreuses commandes SQL de PostgreSQL en exécutant :

```
ma_base=> \h
```

Pour sortir de `psql`, saisissez :

```
ma_base=> \q
```

et `psql` se terminera et vous ramènera à votre shell. Pour plus de commandes internes, saisissez `\?` à l'invite de `psql`. Les possibilités complètes de `psql` sont documentées dans psql. Dans ce tutoriel, nous ne verrons pas ces caractéristiques explicitement, mais vous pouvez les utiliser vous-même quand cela vous est utile.

Chapitre 2. Le langage SQL

2.1. Introduction

Ce chapitre fournit un panorama sur la façon d'utiliser SQL pour exécuter des opérations simples. Ce tutoriel est seulement prévu pour vous donner une introduction et n'est, en aucun cas, un tutoriel complet sur SQL. De nombreux livres ont été écrits sur SQL, incluant [melt93] et [date97]. Certaines caractéristiques du langage de PostgreSQL sont des extensions de la norme.

Dans les exemples qui suivent, nous supposons que vous avez créé une base de données appelée `ma_base`, comme cela a été décrit dans le chapitre précédent et que vous avez été capable de lancer psql.

Les exemples dans ce manuel peuvent aussi être trouvés dans le répertoire `src/tutorial/` de la distribution source de PostgreSQL. (Les distributions binaires de PostgreSQL pourraient ne pas fournir ces fichiers.) Pour utiliser ces fichiers, commencez par changer de répertoire et lancez make :

```
$ cd .../src/tutorial
$ make
```

Ceci crée les scripts et compile les fichiers C contenant des fonctions et types définis par l'utilisateur. Puis, pour lancer le tutoriel, faites ce qui suit :

```
$ psql -s ma_base
...

ma_base=> \i basics.sql
```

La commande `\i` de `psql` lit les commandes depuis le fichier spécifié. L'option `-s` vous place dans un mode pas à pas qui fait une pause avant d'envoyer chaque instruction au serveur. Les commandes utilisées dans cette section sont dans le fichier `basics.sql`.

2.2. Concepts

PostgreSQL est un *système de gestion de bases de données relationnelles* (SGBDR). Cela signifie que c'est un système pour gérer des données stockées dans des *relations*. Relation est essentiellement un terme mathématique pour *table*. La notion de stockage de données dans des tables est si commune aujourd'hui que cela peut sembler en soi évident, mais il y a de nombreuses autres manières d'organiser des bases de données. Les fichiers et répertoires dans les systèmes d'exploitation de type Unix forment un exemple de base de données hiérarchique. Un développement plus moderne est une base de données orientée objet.

Chaque table est un ensemble de *lignes*. Chaque ligne d'une table donnée a le même ensemble de *colonnes* et chaque colonne est d'un type de données particulier. Tandis que les colonnes ont un ordre fixé dans chaque ligne, il est important de se rappeler que SQL ne garantit, d'aucune façon, l'ordre des lignes à l'intérieur de la table (bien qu'elles puissent être explicitement triées pour l'affichage).

Les tables sont groupées dans des bases de données et un ensemble de bases gérées par une instance unique du serveur PostgreSQL constitue une *instance* de bases (*cluster* en anglais).

2.3. Créer une nouvelle table

Vous pouvez créer une nouvelle table en spécifiant le nom de la table, suivi du nom de toutes les colonnes et de leur type :

```
CREATE TABLE temps (
    ville           varchar(80),
```

```
    t_basse         int,            -- température basse
    t_haute         int,            -- température haute
    prcp            real,           -- précipitation
    date            date
);
```

Vous pouvez saisir cela dans `psql` avec les sauts de lignes. `psql` reconnaîtra que la commande n'est pas terminée jusqu'à arriver à un point-virgule.

Les espaces blancs (c'est-à-dire les espaces, les tabulations et les retours à la ligne) peuvent être librement utilisés dans les commandes SQL. Cela signifie que vous pouvez saisir la commande ci-dessus alignée différemment ou même sur une seule ligne. Deux tirets (« `--` ») introduisent des commentaires. Ce qui les suit est ignoré jusqu'à la fin de la ligne. SQL est insensible à la casse pour les mots-clés et les identifiants, excepté quand les identifiants sont entre doubles guillemets pour préserver leur casse (non fait ci-dessus).

`varchar(80)` spécifie un type de données pouvant contenir une chaîne de caractères arbitraires de 80 caractères au maximum. `int` est le type entier normal. `real` est un type pour les nombres décimaux en simple précision. `date` devrait s'expliquer de lui-même (oui, la colonne de type `date` est aussi nommée `date` ; cela peut être commode ou porter à confusion, à vous de choisir).

PostgreSQL prend en charge les types SQL standards `int`, `smallint`, `real`, `double precision`, `char(`*`N`*`)`, `varchar(`*`N`*`)`, `date`, `time`, `timestamp` et `interval`, ainsi que d'autres types d'utilité générale et un riche ensemble de types géométriques. PostgreSQL peut être personnalisé avec un nombre arbitraire de types de données définis par l'utilisateur. En conséquence, les noms des types ne sont pas des mots-clés dans la syntaxe sauf lorsqu'il est requis de supporter des cas particuliers dans la norme SQL.

Le second exemple stockera des villes et leur emplacement géographique associé :

```
CREATE TABLE villes (
    nom             varchar(80),
    emplacement     point
);
```

Le type `point` est un exemple d'un type de données spécifique à PostgreSQL.

Pour finir, vous devez savoir que si vous n'avez plus besoin d'une table ou que vous voulez la recréer différemment, vous pouvez la supprimer en utilisant la commande suivante :

```
DROP TABLE nom_table;
```

2.4. Remplir une table avec des lignes

L'instruction `INSERT` est utilisée pour remplir une table avec des lignes :

```
INSERT INTO temps VALUES ('San Francisco', 46, 50, 0.25,
 '1994-11-27');
```

Notez que tous les types utilisent des formats d'entrées plutôt évidents. Les constantes qui ne sont pas des valeurs numériques simples doivent être habituellement entourées par des guillemets simples (`'`) comme dans l'exemple. Le type `date` est en réalité tout à fait flexible dans ce qu'il accepte, mais, pour ce tutoriel, nous collerons au format non ambigu montré ici.

Le type `point` demande une paire de coordonnées en entrée, comme cela est montré ici :

```
INSERT INTO villes VALUES ('San Francisco', '(-194.0, 53.0)');
```

La syntaxe utilisée jusqu'à maintenant nécessite de se rappeler l'ordre des colonnes. Une syntaxe alternative vous autorise à lister les colonnes explicitement :

```
INSERT INTO temps (ville, t_basse, t_haute, prcp, date)
    VALUES ('San Francisco', 43, 57, 0.0, '1994-11-29');
```

Vous pouvez lister les colonnes dans un ordre différent si vous le souhaitez ou même omettre certaines colonnes ; par exemple, si la précipitation est inconnue :

```
INSERT INTO temps (date, ville, t_haute, t_basse)
    VALUES ('1994-11-29', 'Hayward', 54, 37);
```

De nombreux développeurs considèrent que le listage explicite des colonnes est un meilleur style que de compter sur l'ordre implicite.

Merci d'exécuter toutes les commandes vues ci-dessus de façon à avoir des données sur lesquelles travailler dans les prochaines sections.

Vous auriez pu aussi utiliser `COPY` pour charger de grandes quantités de données depuis des fichiers texte. C'est habituellement plus rapide, car la commande `COPY` est optimisée pour cet emploi, mais elle est moins flexible que `INSERT`. Par exemple :

```
COPY temps FROM '/home/utilisateur/temps.txt';
```

où le nom du fichier source doit être disponible sur la machine qui exécute le processus serveur, car le processus serveur lit le fichier directement. Vous avez plus d'informations sur la commande `COPY` dans COPY.

2.5. Interroger une table

Pour retrouver les données d'une table, elle est *interrogée*. Une instruction SQL `SELECT` est utilisée pour faire cela. L'instruction est divisée en liste de sélection (la partie qui liste les colonnes à retourner), une liste de tables (la partie qui liste les tables à partir desquelles les données seront retrouvées) et une qualification optionnelle (la partie qui spécifie les restrictions). Par exemple, pour retrouver toutes les lignes de la table `temps`, saisissez :

```
SELECT * FROM temps;
```

Ici, `*` est un raccourci pour « toutes les colonnes ». [1] Donc, le même résultat pourrait être obtenu avec :

```
SELECT ville, t_basse, t_haute, prcp, date FROM temps;
```

Le résultat devrait être ceci :

```
     ville     | t_basse | t_haute | prcp |    date
---------------+---------+---------+------+------------
 San Francisco |      46 |   50    | 0.25 | 1994-11-27
 San Francisco |      43 |   57    |    0 | 1994-11-29
 Hayward       |      37 |   54    |      | 1994-11-29
(3 rows)
```

Vous pouvez écrire des expressions, pas seulement des références à de simples colonnes, dans la liste de sélection. Par exemple, vous pouvez faire :

```
SELECT ville, (t_haute+t_basse)/2 AS temp_moy, date FROM temps;
```

Cela devrait donner :

```
     ville     | temp_moy |    date
---------------+----------+------------
```

[1] Alors que `SELECT *` est utile pour des requêtes rapides, c'est généralement considéré comme un mauvais style dans un code en production, car l'ajout d'une colonne dans la table changerait les résultats.

```
 San Francisco |       48 | 1994-11-27
 San Francisco |       50 | 1994-11-29
 Hayward       |       45 | 1994-11-29
(3 rows)
```

Notez comment la clause AS est utilisée pour renommer la sortie d'une colonne (cette clause AS est optionnelle).

Une requête peut être « qualifiée » en ajoutant une clause WHERE qui spécifie les lignes souhaitées. La clause WHERE contient une expression booléenne et seules les lignes pour lesquelles l'expression booléenne est vraie sont renvoyées. Les opérateurs booléens habituels (AND, OR et NOT) sont autorisés dans la qualification. Par exemple, ce qui suit recherche le temps à San Francisco les jours pluvieux :

```
SELECT * FROM temps
    WHERE ville = 'San Francisco' AND prcp > 0.0;
```

Résultat :

```
     ville     | t_basse | t_haute | prcp |    date
---------------+---------+---------+------+------------
 San Francisco |      46 |      50 | 0.25 | 1994-11-27
(1 row)
```

Vous pouvez demander à ce que les résultats d'une requête soient renvoyés dans un ordre trié :

```
SELECT * FROM temps
ORDER BY ville;

 ville        | t_basse | t_haute | prcp |    date
--------------+---------+---------+------+------------
Hayward       |      37 |      54 |      | 1994-11-29
San Francisco |      43 |      57 |    0 | 1994-11-29
San Francisco |      46 |      50 | 0.25 | 1994-11-27
```

Dans cet exemple, l'ordre de tri n'est pas spécifié complètement, donc vous pouvez obtenir les lignes San Francisco dans n'importe quel ordre. Mais, vous auriez toujours obtenu les résultats affichés ci-dessus si vous aviez fait :

```
SELECT * FROM temps
ORDER BY ville, t_basse;
```

Vous pouvez demander que les lignes dupliquées soient supprimées du résultat d'une requête :

```
SELECT DISTINCT ville
    FROM temps;

     ville
---------------
 Hayward
 San Francisco
(2 rows)
```

De nouveau, l'ordre des lignes résultat pourrait varier. Vous pouvez vous assurer des résultats cohérents en utilisant DISTINCT et ORDER BY ensemble : [2]

```
SELECT DISTINCT ville
FROM temps
```

[2] Dans certains systèmes de bases de données, ceci incluant les anciennes versions de PostgreSQL, l'implémentation de DISTINCT ordonne automatiquement les lignes. Du coup, ORDER BY n'est pas nécessaire. Mais, ceci n'est pas requis par le standard SQL et PostgreSQL ne vous garantit pas actuellement que DISTINCT ordonne les lignes.

```
ORDER BY ville;
```

2.6. Jointures entre les tables

Jusqu'ici, nos requêtes avaient seulement consulté une table à la fois. Les requêtes peuvent accéder à plusieurs tables en même temps ou accéder à la même table de façon à ce que plusieurs lignes de la table soient traitées en même temps. Une requête qui consulte plusieurs lignes de la même ou de différentes tables en même temps est appelée requête de *jointure*. Comme exemple, supposez que vous souhaitiez comparer la colonne `ville` de chaque ligne de la table `temps` avec la colonne `nom` de toutes les lignes de la table `villes` et que vous choisissiez les paires de lignes où ces valeurs correspondent.

> **Note**
>
> Ceci est uniquement un modèle conceptuel. La jointure est habituellement exécutée d'une manière plus efficace que la comparaison de chaque paire de lignes, mais c'est invisible pour l'utilisateur.

Ceci sera accompli avec la requête suivante :

```
SELECT *
    FROM temps, villes
    WHERE ville = nom;

     ville     | t_basse | t_haute | prcp |    date    |     nom
    | emplacement
---------------+---------+---------+------+------------
+---------------+-------------
 San Francisco |      46 |      50 | 0.25 | 1994-11-27 | San
 Francisco | (-194,53)
 San Francisco |      43 |      57 |    0 | 1994-11-29 | San
 Francisco | (-194,53)
(2 rows)
```

Deux remarques à propos du résultat :

- Il n'y a pas de lignes pour la ville de Hayward dans le résultat. C'est parce qu'il n'y a aucune entrée correspondante dans la table `villes` pour Hayward, donc la jointure ignore les lignes n'ayant pas de correspondance avec la table `temps`. Nous verrons rapidement comment cela peut être résolu.
- Il y a deux colonnes contenant le nom des villes. C'est correct, car les listes des colonnes des tables `temps` et `villes` sont concaténées. En pratique, ceci est indésirable, vous voudrez probablement lister les colonnes explicitement plutôt que d'utiliser `*` :

  ```
  SELECT ville, t_basse, t_haute, prcp, date, emplacement
      FROM temps, villes
      WHERE ville = nom;
  ```

Exercice : Essayez de déterminer la sémantique de cette requête quand la clause `WHERE` est omise.

Puisque toutes les colonnes ont un nom différent, l'analyseur a automatiquement trouvé à quelle table elles appartiennent. Si des noms de colonnes sont communs entre les deux tables, vous aurez besoin de *qualifier* les noms des colonnes pour préciser celles dont vous parlez. Par exemple :

```
SELECT temps.ville, temps.t_basse, temps.t_haute,
       temps.prcp, temps.date, villes.emplacement
    FROM temps, villes
    WHERE villes.nom = temps.ville;
```

La qualification des noms de colonnes dans une requête de jointure est fréquemment considérée comme une bonne pratique. Cela évite l'échec de la requête si un nom de colonne dupliqué est ajouté plus tard dans une des tables.

Les requêtes de jointure vues jusqu'ici peuvent aussi être écrites sous une autre forme :

```
SELECT *
    FROM temps INNER JOIN villes ON (temps.ville = villes.nom);
```

Cette syntaxe n'est pas aussi couramment utilisée que les précédentes, mais nous la montrons ici pour vous aider à comprendre les sujets suivants.

Maintenant, nous allons essayer de comprendre comment nous pouvons avoir les entrées de Hayward. Nous voulons que la requête parcoure la table `temps` et que, pour chaque ligne, elle trouve la (ou les) ligne(s) de `villes` correspondante(s). Si aucune ligne correspondante n'est trouvée, nous voulons que les valeurs des colonnes de la table `villes` soient remplacées par des « valeurs vides ». Ce genre de requêtes est appelé *jointure externe* (outer join). (Les jointures que nous avons vues jusqu'ici sont des jointures internes -- inner joins). La commande ressemble à cela :

```
SELECT *
    FROM temps LEFT OUTER JOIN villes ON (temps.ville =
 villes.nom);

     ville     | t_basse | t_haute | prcp |    date    |     nom
    | emplacement
---------------+---------+---------+------+------------
+---------------+-------------
 Hayward       |      37 |      54 |      | 1994-11-29 |
    |
 San Francisco |      46 |      50 | 0.25 | 1994-11-27 | San
 Francisco | (-194,53)
 San Francisco |      43 |      57 |    0 | 1994-11-29 | San
 Francisco | (-194,53)
(3 rows)
```

Cette requête est appelée une *jointure externe à gauche* (left outer join) parce que la table mentionnée à la gauche de l'opérateur de jointure aura au moins une fois ses lignes dans le résultat, tandis que la table sur la droite aura seulement les lignes qui correspondent à des lignes de la table de gauche. Lors de l'affichage d'une ligne de la table de gauche pour laquelle il n'y a pas de correspondance dans la table de droite, des valeurs vides (appelées NULL) sont utilisées pour les colonnes de la table de droite.

Exercice : Il existe aussi des jointures externes à droite et des jointures externes complètes. Essayez de trouver ce qu'elles font.

Nous pouvons également joindre une table avec elle-même. Ceci est appelé une *jointure réflexive*. Comme exemple, supposons que nous voulions trouver toutes les entrées de temps qui sont dans un intervalle de températures d'autres entrées de temps. Nous avons donc besoin de comparer les colonnes `t_basse` et `t_haute` de chaque ligne de `temps` aux colonnes `t_basse` et `t_haute` de toutes les autres lignes de `temps`. Nous pouvons faire cela avec la requête suivante :

```
SELECT T1.ville, T1.t_basse AS bas, T1.t_haute AS haut,
    T2.ville, T2.t_basse AS bas, T2.t_haute AS haus
    FROM temps T1, temps T2
    WHERE T1.t_basse < T2.t_basse
    AND T1.t_haute > T2.t_haute;

     ville      | bas | haut |     ville     | bas | haut
----------------+-----+------+---------------+-----+------
  San Francisco |  43 |   57 | San Francisco |  46 |   50
  Hayward       |  37 |   54 | San Francisco |  46 |   50
```

```
(2 rows)
```

Dans cet exemple, nous avons renommé la table temps en `T1` et en `T2` pour être capables de distinguer respectivement le côté gauche et le côté droit de la jointure. Vous pouvez aussi utiliser ce genre d'alias dans d'autres requêtes pour économiser de la frappe, c'est-à-dire :

```
SELECT *
    FROM temps t, villes v
    WHERE t.ville = v.nom;
```

Vous rencontrerez ce genre d'abréviation assez fréquemment.

2.7. Fonctions d'agrégat

Comme la plupart des autres produits de bases de données relationnelles, PostgreSQL supporte les *fonctions d'agrégat*. Une fonction d'agrégat calcule un seul résultat à partir de plusieurs lignes en entrée. Par exemple, il y a des agrégats pour calculer le nombre (`count`), la somme (`sum`), la moyenne (`avg`), le maximum (`max`) et le minimum (`min`) d'un ensemble de lignes.

Comme exemple, nous pouvons trouver la température la plus haute parmi les températures basses avec :

```
SELECT max(t_basse) FROM temps;

 max
-----
  46
(1 row)
```

Si nous voulons connaître dans quelle ville (ou villes) ces lectures se sont produites, nous pouvons essayer :

```
SELECT ville FROM temps WHERE t_basse = max(t_basse);
```
FAUX

mais cela ne marchera pas puisque l'agrégat `max` ne peut pas être utilisé dans une clause `WHERE` (cette restriction existe parce que la clause `WHERE` détermine les lignes qui seront traitées par l'agrégat ; donc les lignes doivent être évaluées avant que les fonctions d'agrégat ne calculent leur résultat). Cependant, comme cela est souvent le cas, la requête peut être répétée pour arriver au résultat attendu, ici en utilisant une *sous-requête* :

```
SELECT ville FROM temps
    WHERE t_basse = (SELECT max(t_basse) FROM temps);

     ville
---------------
 San Francisco
(1 row)
```

Ceci est correct, car la sous-requête est un calcul indépendant qui traite son propre agrégat séparément à partir de ce qui se passe dans la requête externe.

Les agrégats sont également très utiles s'ils sont combinés avec les clauses `GROUP BY`. Par exemple, nous pouvons obtenir le nombre de prises de température et la température la plus haute parmi les températures basses observées dans chaque ville avec :

```
SELECT ville, count(*), max(t_basse)
    FROM temps
    GROUP BY ville;
```

```
     ville     | count | max
---------------+-------|-----
 Hayward       |     1 |  37
 San Francisco |     2 |  46
(2 rows)
```

ce qui nous donne une ligne par ville dans le résultat. Chaque résultat d'agrégat est calculé avec les lignes de la table correspondant à la ville. Nous pouvons filtrer ces lignes groupées en utilisant `HAVING` :

```
SELECT ville, count(*), max(t_basse)
    FROM temps
    GROUP BY ville
    HAVING max(t_basse) < 40;
```

```
  ville  | count | max
---------+-------+-----
 Hayward |     1 |  37
```

ce qui nous donne le même résultat uniquement pour les villes qui ont toutes leurs valeurs de `t_basse` en dessous de 40. Pour finir, si nous nous préoccupons seulement des villes dont le nom commence par « S », nous pouvons faire :

```
SELECT ville, count(*), max(t_basse)
    FROM temps
    WHERE ville LIKE 'S%' -- 1
    GROUP BY ville;
```

```
     city      | count | max
---------------+-------+-----
 San Francisco |     2 |  46
(1 row)
```

1 L'opérateur `LIKE` fait la correspondance avec un motif ; cela est expliqué dans la Section 9.7.

Il est important de comprendre l'interaction entre les agrégats et les clauses SQL `WHERE` et `HAVING`. La différence fondamentale entre `WHERE` et `HAVING` est que `WHERE` sélectionne les lignes en entrée avant que les groupes et les agrégats ne soient traités (donc, cette clause contrôle les lignes qui se retrouvent dans le calcul de l'agrégat), tandis que `HAVING` sélectionne les lignes groupées après que les groupes et les agrégats ont été traités. Donc, la clause `WHERE` ne doit pas contenir de fonctions d'agrégat ; cela n'a aucun sens d'essayer d'utiliser un agrégat pour déterminer les lignes en entrée des agrégats. D'un autre côté, la clause `HAVING` contient toujours des fonctions d'agrégat (pour être précis, vous êtes autorisés à écrire une clause `HAVING` qui n'utilise pas d'agrégat, mais c'est rarement utilisé. La même condition pourra être utilisée plus efficacement par un `WHERE`).

Dans l'exemple précédent, nous pouvons appliquer la restriction sur le nom de la ville dans la clause `WHERE` puisque cela ne nécessite aucun agrégat. C'est plus efficace que d'ajouter la restriction dans `HAVING` parce que nous évitons le groupement et les calculs d'agrégat pour toutes les lignes qui ont échoué lors du contrôle fait par `WHERE`.

Une autre façon de sélectionner les lignes qui vont dans le calcul d'un agrégat est d'utiliser la clause `FILTER`, qui est une option par agrégat :

```
SELECT ville, count(*) FILTER (WHERE t_basse < 45), max(t_basse)
    FROM temps
    GROUP BY ville;
```

```
     city      | count | max
---------------+-------+-----
 Hayward       |     1 |  37
 San Francisco |     1 |  46
(2 rows)
```

`FILTER` ressemble beaucoup à `WHERE`, sauf qu'elle supprime les lignes uniquement sur l'entrée de la fonction d'agrégat à laquelle elle est attachée. Dans cet exemple, l'agrégat `count` compte seulement les lignes pour lesquelles la colonne `t_basse` a une valeur inférieure à 45 alors que l'agrégat `max` est toujours appliqué à toutes les lignes, donc il trouve toujours la valeur 46.

2.8. Mises à jour

Vous pouvez mettre à jour une ligne existante en utilisant la commande `UPDATE`. Supposez que vous découvrez que les températures sont toutes excédentes de deux degrés après le 28 novembre. Vous pouvez corriger les données de la façon suivante :

```
UPDATE temps
    SET t_haute = t_haute - 2,  t_basse = t_basse - 2
    WHERE date > '1994-11-28';
```

Regardez le nouvel état des données :

```
SELECT * FROM temps;
```

```
     ville      | t_basse | t_haute | prcp |    date
----------------+---------+---------+------+------------
 San Francisco  |      46 |      50 | 0.25 | 1994-11-27
 San Francisco  |      41 |      55 |    0 | 1994-11-29
 Hayward        |      35 |      52 |      | 1994-11-29
(3 rows)
```

2.9. Suppressions

Les lignes peuvent être supprimées de la table avec la commande `DELETE`. Supposez que vous ne soyez plus intéressé par le temps de Hayward. Vous pouvez faire ce qui suit pour supprimer ses lignes de la table :

```
DELETE FROM temps WHERE ville = 'Hayward';
```

Toutes les entrées de temps pour Hayward sont supprimées.

```
SELECT * FROM temps;
```

```
     ville     | t_basse | t_haute | prcp |    date
---------------+---------+---------+------+------------
 San Francisco |      46 |      50 | 0.25 | 1994-11-27
 San Francisco |      41 |      55 |    0 | 1994-11-29
(2 rows)
```

Faire très attention aux instructions de la forme

```
DELETE FROM nom_table;
```

Sans une qualification, `DELETE` supprimera *toutes* les lignes de la table donnée, la laissant vide. Le système le fera sans demander de confirmation !

Chapitre 3. Fonctionnalités avancées

3.1. Introduction

Le chapitre précédent couvre les bases de l'utilisation de SQL pour le stockage et l'accès aux données avec PostgreSQL. Il est temps d'aborder quelques fonctionnalités avancées du SQL qui simplifient la gestion et empêchent la perte ou la corruption des données. Quelques extensions de PostgreSQL sont également abordées.

Ce chapitre fait occasionnellement référence aux exemples disponibles dans le Chapitre 2 pour les modifier ou les améliorer. Il est donc préférable d'avoir lu ce chapitre. Quelques exemples de ce chapitre sont également disponibles dans `advanced.sql` situé dans le répertoire du tutoriel. De plus, ce fichier contient quelques données à charger pour utiliser l'exemple. Cela n'est pas repris ici (on peut se référer à la Section 2.1 pour savoir comment utiliser ce fichier).

3.2. Vues

Se référer aux requêtes de la Section 2.6. Si la liste des enregistrements du temps et des villes est d'un intérêt particulier pour l'application considérée, mais qu'il devient contraignant de saisir la requête à chaque utilisation, il est possible de créer une *vue* avec la requête. De ce fait, la requête est nommée et il peut y être fait référence de la même façon qu'il est fait référence à une table :

```
CREATE VIEW ma_vue AS
    SELECT nom, t_basse, t_haute, prcp, date, emplacement
        FROM temps, villes
        WHERE ville = nom;

SELECT * FROM ma_vue;
```

L'utilisation des vues est un aspect clé d'une bonne conception des bases de données SQL. Les vues permettent d'encapsuler les détails de la structure des tables. Celle-ci peut alors changer avec l'évolution de l'application, tandis que l'interface reste constante.

Les vues peuvent être utilisées dans quasiment toutes les situations où une vraie table est utilisable. De plus, il n'est pas inhabituel de construire des vues reposant sur d'autres vues.

3.3. Clés étrangères

Soit les tables `temps` et `villes` définies dans le Chapitre 2. Il s'agit maintenant de s'assurer que personne n'insère de ligne dans la table `temps` qui ne corresponde à une entrée dans la table `villes`. On appelle cela maintenir l'*intégrité référentielle* des données. Dans les systèmes de bases de données simplistes, lorsqu'au moins c'est possible, cela est parfois obtenu par la vérification préalable de l'existence d'un enregistrement correspondant dans la table `villes`, puis par l'insertion, ou l'interdiction, du nouvel enregistrement dans `temps`. Puisque cette approche, peu pratique, présente un certain nombre d'inconvénients, PostgreSQL peut se charger du maintien de l'*intégrité référentielle*.

La nouvelle déclaration des tables ressemble alors à ceci :

```
CREATE TABLE villes (
 nom       varchar(80) primary key,
 emplacement point
);

CREATE TABLE temps (
 ville      varchar(80) references villes(nom),
```

```
 t_haute int,
 t_basse int,
 prcp       real,
 date       date
);
```

Lors d'une tentative d'insertion d'enregistrement non valide :

```
INSERT INTO temps VALUES ('Berkeley', 45, 53, 0.0, '1994-11-28');

ERROR:  insert or update on table "temps" violates foreign key
 constraint "temps_ville_fkey"
DETAIL : Key (ville)=(a) is not present in table "villes".
```

Le comportement des clés étrangères peut être adapté très finement à une application particulière. Ce tutoriel ne va pas plus loin que cet exemple simple. De plus amples informations sont accessibles dans le Chapitre 5. Une utilisation efficace des clés étrangères améliore la qualité des applications accédant aux bases de données. Il est donc fortement conseillé d'apprendre à les utiliser.

3.4. Transactions

Les *transactions* sont un concept fondamental de tous les systèmes de bases de données. Une transaction assemble plusieurs étapes en une seule opération tout ou rien. Les états intermédiaires entre les étapes ne sont pas visibles par les transactions concurrentes. De plus, si un échec survient qui empêche le succès de la transaction, alors aucune des étapes n'affecte la base de données.

Si l'on considère, par exemple, la base de données d'une banque qui contient le solde de différents comptes clients et le solde total des dépôts par branches et que l'on veut enregistrer un virement de 100 euros du compte d'Alice vers celui de Bob, les commandes SQL peuvent ressembler à cela (après simplification) :

```
UPDATE comptes SET balance = balance - 100.00
    WHERE nom = 'Alice';
UPDATE branches SET balance = balance - 100.00
    WHERE nom = (SELECT nom_branche FROM comptes WHERE nom =
 'Alice');
UPDATE comptes SET balance = balance + 100.00
    WHERE nom = 'Bob';
UPDATE branches SET balance = balance + 100.00
    WHERE nom = (SELECT nom_branche FROM comptes WHERE nom =
 'Bob');
```

Ce ne sont pas les détails des commandes qui importent ici ; le point important est la nécessité de plusieurs mises à jour séparées pour accomplir cette opération assez simple. Les employés de la banque veulent être assurés que, soit toutes les commandes sont effectuées, soit aucune ne l'est. Il n'est pas envisageable que, suite à une erreur du système, Bob reçoive 100 euros qui n'ont pas été débités du compte d'Alice. De la même façon, Alice ne restera pas longtemps une cliente fidèle si elle est débitée du montant sans que celui-ci ne soit crédité sur le compte de Bob. Il est important de garantir que si quelque chose se passe mal, aucune des étapes déjà exécutées n'est prise en compte. Le regroupement des mises à jour au sein d'une *transaction* apporte cette garantie. Une transaction est dite *atomique* : du point de vue des autres transactions, elle passe complètement ou pas du tout.

Il est également nécessaire de garantir qu'une fois la transaction terminée et validée par la base de données, les transactions sont enregistrées définitivement et ne peuvent être perdues, même si une panne survient peu après. Ainsi, si un retrait d'argent est effectué par Bob, il ne faut absolument pas que le débit de son compte disparaisse suite à une panne survenant juste après son départ de la banque. Une base de données transactionnelle garantit que toutes les mises à jour faites lors d'une transaction sont stockées de manière persistante (c'est-à-dire sur disque) avant que la transaction ne soit déclarée validée.

Une autre propriété importante des bases de données transactionnelles est en relation étroite avec la notion de mises à jour atomiques : quand plusieurs transactions sont lancées en parallèle, aucune d'entre elles ne doit être capable de voir les modifications incomplètes effectuées par les autres. Ainsi, si une transaction calcule le total de toutes les branches, inclure le débit de la branche d'Alice sans le crédit de la branche de Bob, ou vice-versa, est une véritable erreur. Les transactions doivent donc être tout ou rien, non seulement pour leur effet persistant sur la base de données, mais aussi pour leur visibilité au moment de leur exécution. Les mises à jour faites jusque-là par une transaction ouverte sont invisibles aux autres transactions jusqu'à la fin de celle-ci. À ce moment, toutes les mises à jour deviennent simultanément visibles.

Sous PostgreSQL, une transaction est déclarée en entourant les commandes SQL de la transaction par les commandes `BEGIN` et `COMMIT`. La transaction bancaire ressemble alors à ceci :

```
BEGIN;
UPDATE comptes SET balance = balance - 100.00
    WHERE nom = 'Alice';
-- etc etc
COMMIT;
```

Si, au cours de la transaction, il est décidé de ne pas valider (peut-être la banque s'aperçoit-elle que la balance d'Alice passe en négatif), la commande `ROLLBACK` peut être utilisée à la place de `COMMIT`. Toutes les mises à jour réalisées jusque-là sont alors annulées.

En fait, PostgreSQL traite chaque instruction SQL comme si elle était exécutée dans une transaction. En l'absence de commande `BEGIN` explicite, chaque instruction individuelle se trouve implicitement entourée d'un `BEGIN` et (en cas de succès) d'un `COMMIT`. Un groupe d'instructions entourées par `BEGIN` et `COMMIT` est parfois appelé *bloc transactionnel*.

> **Note**
>
> Quelques bibliothèques clientes lancent les commandes `BEGIN` et `COMMIT` automatiquement. L'utilisateur bénéficie alors des effets des blocs transactionnels sans les demander. Vérifiez la documentation de l'interface que vous utilisez.

Il est possible d'augmenter la granularité du contrôle des instructions au sein d'une transaction en utilisant des *points de retournement* (*savepoint*). Ceux-ci permettent d'annuler des parties de la transaction tout en validant le reste. Après avoir défini un point de retournement à l'aide de `SAVEPOINT`, les instructions exécutées depuis ce point peuvent, au besoin, être annulées avec `ROLLBACK TO`. Toutes les modifications de la base de données effectuées par la transaction entre le moment où le point de retournement a été défini et celui où l'annulation est demandée sont annulées, mais les modifications antérieures à ce point sont conservées.

Le retour à un point de retournement ne l'annule pas. Il reste défini et peut donc être utilisé plusieurs fois. À l'inverse, lorsqu'il n'est plus nécessaire de revenir à un point de retournement particulier, il peut être relâché, ce qui permet de libérer des ressources système. Il faut savoir toutefois que relâcher un point de retournement ou y revenir relâche tous les points de retournement qui ont été définis après.

Tout ceci survient à l'intérieur du bloc de transaction, et n'est donc pas visible par les autres sessions en cours sur la base de données. Si le bloc est validé, et à ce moment-là seulement, toutes les actions validées deviennent immédiatement visibles par les autres sessions, tandis que les actions annulées ne le seront jamais.

Reconsidérant la base de données de la banque, on peut supposer vouloir débiter le compte d'Alice de $100.00, somme à créditer sur le compte de Bob, mais considérer plus tard que c'est le compte de Wally qu'il convient de créditer. À l'aide des points de retournement, cela peut se dérouler ainsi :

```
BEGIN;
```

```
UPDATE comptes SET balance = balance - 100.00
    WHERE nom = 'Alice';
SAVEPOINT mon_pointdesauvegarde;
UPDATE comptes SET balance = balance + 100.00
    WHERE nom = 'Bob';
-- oups ... oublions ça et créditons le compte de Wally
ROLLBACK TO mon_pointdesauvegarde;
UPDATE comptes SET balance = balance + 100.00
    WHERE nom = 'Wally';
COMMIT;
```

Cet exemple est bien sûr très simplifié, mais de nombreux contrôles sont réalisables au sein d'un bloc de transaction grâce à l'utilisation des points de retournement. Qui plus est, `ROLLBACK TO` est le seul moyen de regagner le contrôle d'un bloc de transaction placé dans un état d'annulation par le système du fait d'une erreur. C'est plus rapide que de tout annuler pour tout recommencer.

3.5. Fonctions de fenêtrage

Une *fonction de fenêtrage* effectue un calcul sur un jeu d'enregistrements liés d'une certaine façon à l'enregistrement courant. On peut les rapprocher des calculs réalisables par une fonction d'agrégat. Cependant, les fonctions de fenêtrage n'entraînent pas le regroupement des enregistrements traités en un seul, comme le ferait l'appel à une fonction d'agrégation standard. À la place, chaque enregistrement garde son identité propre. En coulisse, la fonction de fenêtrage est capable d'accéder à d'autres enregistrements que l'enregistrement courant du résultat de la requête.

Voici un exemple permettant de comparer le salaire d'un employé avec le salaire moyen de sa division :

```
SELECT nomdep, noemp, salaire, avg(salaire) OVER (PARTITION BY
 nomdep) FROM salaireemp;
```

```
  nomdep   | noemp | salaire |          avg
-----------+-------+---------+-----------------------
 develop   |    11 |   5200  | 5020.0000000000000000
 develop   |     7 |   4200  | 5020.0000000000000000
 develop   |     9 |   4500  | 5020.0000000000000000
 develop   |     8 |   6000  | 5020.0000000000000000
 develop   |    10 |   5200  | 5020.0000000000000000
 personnel |     5 |   3500  | 3700.0000000000000000
 personnel |     2 |   3900  | 3700.0000000000000000
 ventes    |     3 |   4800  | 4866.6666666666666667
 ventes    |     1 |   5000  | 4866.6666666666666667
 ventes    |     4 |   4800  | 4866.6666666666666667
(10 rows)
```

Les trois premières colonnes viennent directement de la table `salaireemp`, et il y a une ligne de sortie pour chaque ligne de la table. La quatrième colonne représente une moyenne calculée sur tous les enregistrements de la table qui ont la même valeur de `nomdep` que la ligne courante. (Il s'agit effectivement de la même fonction que la fonction d'agrégat classique `avg`, mais la clause `OVER` entraîne son exécution en tant que fonction de fenêtrage et son calcul sur la fenêtre.)

Un appel à une fonction de fenêtrage contient toujours une clause `OVER` qui suit immédiatement le nom et les arguments de la fonction. C'est ce qui permet de la distinguer syntaxiquement d'une fonction simple ou d'une fonction d'agrégat. La clause `OVER` détermine précisément comment les lignes de la requête sont éclatées pour être traitées par la fonction de fenêtrage. La clause `PARTITION`

BY contenue dans OVER divise les enregistrements en groupes, ou partitions, qui partagent les mêmes valeurs pour la (les) expression(s) contenue(s) dans la clause PARTITION BY. Pour chaque enregistrement, la fonction de fenêtrage est calculée sur les enregistrements qui se retrouvent dans la même partition que l'enregistrement courant.

Vous pouvez aussi contrôler l'ordre dans lequel les lignes sont traitées par les fonctions de fenêtrage en utilisant la clause ORDER BY à l'intérieur de la clause OVER (la partition traitée par le ORDER BY n'a de plus pas besoin de correspondre à l'ordre dans lequel les lignes seront affichées). Voici un exemple :

```
SELECT nomdep, noemp, salaire,
       rank() OVER (PARTITION BY nomdep ORDER BY salaire DESC)
FROM salaireemp;
```

```
  nomdep   | noemp | salaire| rank
-----------+-------+--------+------
 develop   |     8 |   6000 |    1
 develop   |    10 |   5200 |    2
 develop   |    11 |   5200 |    2
 develop   |     9 |   4500 |    4
 develop   |     7 |   4200 |    5
 personnel |     2 |   3900 |    1
 personnel |     5 |   3500 |    2
 ventes    |     1 |   5000 |    1
 ventes    |     4 |   4800 |    2
 ventes    |     3 |   4800 |    2
(10 rows)
```

On remarque que la fonction rank produit un rang numérique pour chaque valeur ORDER BY distincte dans la partition de la ligne courante, en utilisant l'ordre défini par la clause ORDER BY. rank n'a pas besoin de paramètre explicite, puisque son comportement est entièrement déterminé par la clause OVER.

Les lignes prises en compte par une fonction de fenêtrage sont celles de la table virtuelle produite par la clause FROM de la requête filtrée par ses clauses WHERE, GROUP BY et HAVING, s'il y en a. Par exemple, une ligne rejetée parce qu'elle ne satisfait pas à la condition WHERE n'est vue par aucune fonction de fenêtrage. Une requête peut contenir plusieurs de ces fonctions de fenêtrage qui découpent les données de façons différentes, par le biais de clauses OVER différentes, mais elles travaillent toutes sur le même jeu d'enregistrements, défini par cette table virtuelle.

ORDER BY peut être omis lorsque l'ordre des enregistrements est sans importance. Il est aussi possible d'omettre PARTITION BY, auquel cas il n'y a qu'une seule partition, contenant tous les enregistrements.

Il y a un autre concept important associé aux fonctions de fenêtrage : pour chaque enregistrement, il existe un jeu d'enregistrements dans sa partition appelé son *window frame* (cadre de fenêtre). Certaines fonctions de fenêtrage travaillent uniquement sur les enregistrements du *window frame*, plutôt que sur l'ensemble de la partition. Par défaut, si on a précisé une clause ORDER BY, la *window frame* contient tous les enregistrements du début de la partition jusqu'à l'enregistrement courant, ainsi que tous les enregistrements suivants qui sont égaux à l'enregistrement courant au sens de la clause ORDER BY. Quand ORDER BY est omis, la *window frame* par défaut contient tous les enregistrements de la partition. [1] Voici un exemple utilisant sum :

```
SELECT salaire, sum(salaire) OVER () FROM salaireemp;
```

[1] Il existe des options pour définir la *window frame* autrement, mais ce tutoriel ne les présente pas. Voir la Section 4.2.8 pour les détails.

```
 salaire|  sum
--------+-------
   5200 | 47100
   5000 | 47100
   3500 | 47100
   4800 | 47100
   3900 | 47100
   4200 | 47100
   4500 | 47100
   4800 | 47100
   6000 | 47100
   5200 | 47100
(10 rows)
```

Dans l'exemple ci-dessus, puisqu'il n'y a pas d'`ORDER BY` dans la clause `OVER`, la *window frame* est égale à la partition ; en d'autres termes, chaque somme est calculée sur toute la table, ce qui fait qu'on a le même résultat pour chaque ligne du résultat. Mais si on ajoute une clause `ORDER BY`, on a un résultat très différent :

```
SELECT salaire, sum(salaire) OVER (ORDER BY salaire) FROM
 salaireemp;
```

```
 salaire|  sum
--------+-------
   3500 |  3500
   3900 |  7400
   4200 | 11600
   4500 | 16100
   4800 | 25700
   4800 | 25700
   5000 | 30700
   5200 | 41100
   5200 | 41100
   6000 | 47100
(10 rows)
```

Ici, sum est calculé à partir du premier salaire (c'est-à-dire le plus bas) jusqu'au salaire courant, en incluant tous les doublons du salaire courant (remarquez les valeurs pour les salaires identiques).

Les fonctions window ne sont autorisées que dans la liste `SELECT` et la clause `ORDER BY` de la requête. Elles sont interdites ailleurs, comme dans les clauses `GROUP BY`,`HAVING` et `WHERE`. La raison en est qu'elles sont exécutées après le traitement de ces clauses. Par ailleurs, les fonctions de fenêtrage s'exécutent après les fonctions d'agrégat classiques. Cela signifie qu'il est permis d'inclure une fonction d'agrégat dans les arguments d'une fonction de fenêtrage, mais pas l'inverse.

S'il y a besoin de filtrer ou de grouper les enregistrements après le calcul des fonctions de fenêtrage, une sous-requête peut être utilisée. Par exemple :

```
SELECT nomdep, noemp, salaire, date_embauche
FROM
```

```
  (SELECT nomdep, noemp, salaire, date_embauche,
          rank() OVER (PARTITION BY nomdep ORDER BY salaire DESC,
 noemp) AS pos
     FROM salaireemp
  ) AS ss
WHERE pos < 3;
```

La requête ci-dessus n'affiche que les enregistrements de la requête interne ayant un rang inférieur à 3.

Quand une requête met en jeu plusieurs fonctions de fenêtrage, il est possible d'écrire chacune avec une clause `OVER` différente, mais cela entraîne des duplications de code et augmente les risques d'erreurs si on souhaite le même comportement pour plusieurs fonctions de fenêtrage. À la place, chaque comportement de fenêtrage peut être associé à un nom dans une clause `WINDOW` et ensuite être référencé dans `OVER`. Par exemple :

```
SELECT sum(salaire) OVER w, avg(salaire) OVER w
  FROM salaireemp
  WINDOW w AS (PARTITION BY nomdep ORDER BY salaire DESC);
```

Plus de détails sur les fonctions de fenêtrage sont disponibles dans la Section 4.2.8, la Section 9.21, la Section 7.2.5 et la page de référence SELECT.

3.6. Héritage

L'héritage est un concept issu des bases de données orientées objet. Il ouvre de nouvelles possibilités intéressantes en conception de bases de données.

Soit deux tables : une table `villes` et une table `capitales`. Les capitales étant également des villes, il est intéressant d'avoir la possibilité d'afficher implicitement les capitales lorsque les villes sont listées. Un utilisateur particulièrement brillant peut écrire ceci

```
CREATE TABLE capitales (
  nom        text,
  population real,
  elevation  int,    -- (en pied)
  etat       char(2)
);

CREATE TABLE non_capitales (
  nom        text,
  population real,
  elevation   int     -- (en pied)
);

CREATE VIEW villes AS
  SELECT nom, population, elevation FROM capitales
    UNION
  SELECT nom, population, elevation FROM non_capitales;
```

Cela fonctionne bien pour les requêtes, mais la mise à jour d'une même donnée sur plusieurs lignes devient vite un horrible casse-tête.

Une meilleure solution peut être :

```
CREATE TABLE villes (
  nom        text,
```

```
  population real,
  elevation  int     -- (en pied)
);

CREATE TABLE capitales (
  etat      char(2) UNIQUE NOT NULL
) INHERITS (villes);
```

Dans ce cas, une ligne de `capitales` *hérite* de toutes les colonnes (`nom`, `population` et `elevation`) de son *parent*, `villes`. Le type de la colonne `nom` est `text`, un type natif de PostgreSQL pour les chaînes de caractères à longueur variable. La table `capitales` a une colonne supplémentaire, `etat`, qui affiche l'abréviation de cet état. Sous PostgreSQL, une table peut hériter de zéro à plusieurs autres tables.

La requête qui suit fournit un exemple d'extraction des noms de toutes les villes, en incluant les capitales des états, situées à une elevation de plus de 500 pieds :

```
SELECT nom, elevation
  FROM villes
  WHERE elevation > 500;
```

ce qui renvoie :

```
   nom     | elevation
-----------+-----------
 Las Vegas |      2174
 Mariposa  |      1953
 Madison   |       845
(3 rows)
```

À l'inverse, la requête qui suit récupère toutes les villes qui ne sont pas des capitales et qui sont situées à une élévation d'au moins 500 pieds :

```
SELECT nom, elevation
    FROM ONLY villes
    WHERE elevation > 500;

   nom     | elevation
-----------+-----------
 Las Vegas |      2174
 Mariposa  |      1953
(2 rows)
```

Ici, `ONLY` avant `villes` indique que la requête ne doit être exécutée que sur la table `villes`, et non pas sur les tables en dessous de `villes` dans la hiérarchie des héritages. La plupart des commandes déjà évoquées -- `SELECT`, `UPDATE` et `DELETE` -- supportent cette notation (`ONLY`).

> **Note**
>
> Bien que l'héritage soit fréquemment utile, il n'a pas été intégré avec les contraintes d'unicité et les clés étrangères, ce qui limite son utilité. Voir la Section 5.9 pour plus de détails.

3.7. Conclusion

PostgreSQL dispose d'autres fonctionnalités non décrites dans ce tutoriel d'introduction orienté vers les nouveaux utilisateurs de SQL. Ces fonctionnalités sont discutées plus en détail dans le reste de ce livre.

Si une introduction plus approfondie est nécessaire, le lecteur peut visiter le site web[2] de PostgreSQL qui fournit des liens vers d'autres ressources.

[2] https://www.postgresql.org

Partie II. Langage SQL

Cette partie présente l'utilisation du langage SQL au sein de PostgreSQL. La syntaxe générale de SQL y est expliquée, ainsi que la création des structures de stockage des données, le peuplement de la base et son interrogation. La partie centrale liste les types de données et les fonctions disponibles ainsi que leur utilisation dans les requêtes SQL. Le reste traite de l'optimisation de la base de données en vue d'obtenir des performances idéales.

L'information dans cette partie est présentée pour qu'un utilisateur novice puisse la suivre du début à la fin et obtenir ainsi une compréhension complète des sujets sans avoir à effectuer de fréquents sauts entre les chapitres. Les chapitres sont indépendants. Un utilisateur plus expérimenté pourra, donc, ne consulter que les chapitres l'intéressant. L'information est présentée dans un style narratif par unité thématique. Les lecteurs qui cherchent une description complète d'une commande particulière peuvent se référer à la Partie VI.

Pour profiter pleinement de cette partie, il est nécessaire de savoir se connecter à une base PostgreSQL et d'y exécuter des commandes SQL. Les lecteurs qui ne sont pas familiers avec ces prérequis sont encouragés à lire préalablement la Partie I.

Les commandes SQL sont généralement saisies à partir du terminal interactif de PostgreSQL, psql. D'autres programmes possédant des fonctionnalités similaires peuvent également être utilisés.

Table des matières

Chapitre 4. Syntaxe SQL

Ce chapitre décrit la syntaxe de SQL. Il donne les fondements pour comprendre les chapitres suivants qui iront plus en détail sur la façon dont les commandes SQL sont appliquées pour définir et modifier des données.

Nous avertissons aussi nos utilisateurs, déjà familiers avec le SQL, qu'ils doivent lire ce chapitre très attentivement, car il existe plusieurs règles et concepts implémentés différemment suivant les bases de données SQL ou spécifiques à PostgreSQL.

4.1. Structure lexicale

Une entrée SQL consiste en une séquence de *commandes*. Une commande est composée d'une séquence de *jetons*, terminés par un point-virgule (« ; »). La fin du flux en entrée termine aussi une commande. Les jetons valides dépendent de la syntaxe particulière de la commande.

Un jeton peut être un *mot-clé*, un *identificateur*, un *identificateur entre guillemets*, une *constante* ou un symbole de caractère spécial. Les jetons sont normalement séparés par des espaces blancs (espace, tabulation, nouvelle ligne), mais n'ont pas besoin de l'être s'il n'y a pas d'ambiguïté (ce qui est seulement le cas si un caractère spécial est adjacent à des jetons d'autres types).

Par exemple, ce qui suit est (syntaxiquement) valide pour une entrée SQL :

```
SELECT * FROM MA_TABLE;
UPDATE MA_TABLE SET A = 5;
INSERT INTO MA_TABLE VALUES (3, 'salut ici');
```

C'est une séquence de trois commandes, une par ligne (bien que cela ne soit pas requis , plusieurs commandes peuvent se trouver sur une même ligne et une commande peut se répartir sur plusieurs lignes).

De plus, des *commentaires* peuvent se trouver dans l'entrée SQL. Ce ne sont pas des jetons, ils sont réellement équivalents à un espace blanc.

La syntaxe SQL n'est pas très cohérente en ce qui concerne les jetons identificateurs des commandes, lesquels sont des opérandes ou des paramètres. Les premiers jetons sont généralement le nom de la commande. Dans l'exemple ci-dessus, nous parlons d'une commande « SELECT », d'une commande « UPDATE » et d'une commande « INSERT ». Mais en fait, la commande `UPDATE` requiert toujours un jeton `SET` apparaissant à une certaine position, et cette variante particulière d'`INSERT` requiert aussi un `VALUES` pour être complète. Les règles précises de syntaxe pour chaque commande sont décrites dans la Partie VI.

4.1.1. identificateurs et mots-clés

Les jetons tels que `SELECT`, `UPDATE` ou `VALUES` dans l'exemple ci-dessus sont des exemples de *mots-clés*, c'est-à-dire des mots qui ont une signification dans le langage SQL. Les jetons `MA_TABLE` et `A` sont des exemples d'*identificateurs*. Ils identifient des noms de tables, colonnes ou d'autres objets de la base de données, suivant la commande qui a été utilisée. Du coup, ils sont quelques fois simplement nommés des « noms ». Les mots-clés et les identificateurs ont la même structure lexicale, signifiant que quelqu'un ne peut pas savoir si un jeton est un identificateur ou un mot-clé sans connaître le langage. Une liste complète des mots-clés est disponible dans l'Annexe C.

Les identificateurs et les mots-clés SQL doivent commencer avec une lettre (`a-z`, mais aussi des lettres de marques diacritiques différentes et des lettres non latines) ou un tiret bas (_). Les caractères suivants dans un identificateur ou dans un mot-clé peuvent être des lettres, des tirets bas, des chiffres (`0-9`) ou des signes dollar ($). Notez que les signes dollar ne sont pas autorisés en tant qu'identificateur d'après le standard SQL, donc leur utilisation pourrait rendre les applications moins portables. Le standard SQL ne définira pas un mot-clé contenant des chiffres ou commençant ou finissant par un tiret bas,

donc les identificateurs de cette forme sont sûrs de ne pas entrer en conflit avec les futures extensions du standard.

Le système utilise au plus NAMEDATALEN-1 octets d'un identificateur ; les noms longs peuvent être écrits dans des commandes, mais ils seront tronqués. Par défaut, NAMEDATALEN vaut 64. Du coup, la taille maximale de l'identificateur est de 63 octets. Si cette limite est problématique, elle peut être élevée en modifiant NAMEDATALEN dans src/include/pg_config_manual.h.

Les mots-clés et les identificateurs sans guillemets doubles sont insensibles à la casse. Du coup :

```
UPDATE MA_TABLE SET A = 5;
```

peut aussi s'écrire de cette façon :

```
uPDaTE ma_TabLE SeT a = 5;
```

Une convention couramment utilisée revient à écrire les mots-clés en majuscule et les noms en minuscule, c'est-à-dire :

```
UPDATE ma_table SET a = 5;
```

Voici un deuxième type d'identificateur : l'*identificateur délimité* ou l'*identificateur entre guillemets*. Il est formé en englobant une séquence arbitraire de caractères entre des guillemets doubles ("). Un identificateur délimité est toujours un identificateur, jamais un mot-clé. Donc, "select" pourrait être utilisé pour faire référence à une colonne ou à une table nommée « select », alors qu'un select sans guillemets sera pris pour un mot-clé et, du coup, pourrait provoquer une erreur d'analyse lorsqu'il est utilisé alors qu'un nom de table ou de colonne est attendu. L'exemple peut être écrit avec des identificateurs entre guillemets comme ceci :

```
UPDATE "ma_table" SET "a" = 5;
```

Les identificateurs entre guillemets peuvent contenir tout caractère autre que celui de code 0. (Pour inclure un guillemet double, écrivez deux guillemets doubles.) Ceci permet la construction de noms de tables et de colonnes qui ne seraient pas possibles autrement, comme des noms contenant des espaces ou des arobases. La limitation de la longueur s'applique toujours.

Une variante des identificateurs entre guillemets permet d'inclure des caractères Unicode échappés en les identifiant par leur point de code. Cette variante commence par U& (U en majuscule ou minuscule suivi par un « et commercial ») immédiatement suivis par un guillemet double d'ouverture, sans espace entre eux. Par exemple U&"foo". (Notez que c'est source d'ambiguïté avec l'opérateur &. Utilisez les espaces autour de l'opérateur pour éviter ce problème.) À l'intérieur des guillemets, les caractères Unicode peuvent être indiqués dans une forme échappée en écrivant un antislash suivi par le code hexadécimal sur quatre chiffres ou, autre possibilité, un antislash suivi du signe plus suivi d'un code hexadécimal sur six chiffres. Par exemple, l'identificateur "data" peut être écrit ainsi :

```
U&"d\0061t\+000061"
```

L'exemple suivant, moins trivial, écrit le mot russe « slon » (éléphant) en lettres cyrilliques :

```
U&"\0441\043B\043E\043D"
```

Si un caractère d'échappement autre que l'antislash est désiré, il peut être indiqué en utilisant la clause UESCAPE après la chaîne. Par exemple :

```
U&"d!0061t!+000061" UESCAPE '!'
```

La chaîne d'échappement peut être tout caractère simple autre qu'un chiffre hexadécimal, le signe plus, un guillemet simple ou double, ou un espace blanc. Notez que le caractère d'échappement est écrit entre guillemets simples, pas entre guillemets doubles.

Pour inclure le caractère d'échappement dans l'identificateur sans interprétation, écrivez-le deux fois.

La syntaxe d'échappement Unicode fonctionne seulement quand l'encodage serveur est `UTF8`. Quand d'autres encodages clients sont utilisés, seuls les codes dans l'échelle ASCII (jusqu'à `\007F`) peuvent être utilisés. La forme sur quatre chiffres et la forme sur six chiffres peuvent être utilisées pour indiquer des paires UTF-16, composant ainsi des caractères comprenant des points de code plus grands que U +FFFF (et ce, bien que la disponibilité de la forme sur six chiffres ne le nécessite pas techniquement). (Les paires de substitution ne sont pas stockées directement, mais combinées dans un point de code seul qui est ensuite encodé en UTF-8.)

Mettre un identificateur entre guillemets le rend sensible à la casse alors que les noms sans guillemets sont toujours convertis en minuscules. Par exemple, les identificateurs `FOO`, `foo` et `"foo"` sont considérés identiques par PostgreSQL, mais `"Foo"` et `"FOO"` sont différents des trois autres et entre eux. La mise en minuscule des noms sans guillemets avec PostgreSQL n'est pas compatible avec le standard SQL qui indique que les noms sans guillemets devraient être mis en majuscule. Du coup, `foo` devrait être équivalent à `"FOO"` et non pas à `"foo"` en respect avec le standard. Si vous voulez écrire des applications portables, nous vous conseillons de toujours mettre entre guillemets un nom particulier ou de ne jamais le mettre.

4.1.2. Constantes

Il existe trois *types implicites de constantes* dans PostgreSQL : les chaînes, les chaînes de bits et les nombres. Les constantes peuvent aussi être spécifiées avec des types explicites, ce qui peut activer des représentations plus précises et gérées plus efficacement par le système. Les constantes implicites sont décrites ci-dessous ; ces constantes sont discutées dans les sous-sections suivantes.

4.1.2.1. Constantes de chaînes

Une constante de type chaîne en SQL est une séquence arbitraire de caractères entourée par des guillemets simples (`'`), par exemple `'Ceci est une chaîne'`. Pour inclure un guillemet simple dans une chaîne constante, saisissez deux guillemets simples adjacents, par exemple `'Le cheval d''Anne'`. Notez que ce n'est *pas* identique à un guillemet double (`"`).

Deux constantes de type chaîne séparées par un espace blanc *avec au moins une nouvelle ligne* sont concaténées et traitées réellement comme si la chaîne avait été écrite dans une constante. Par exemple :

```
SELECT 'foo'
'bar';
```

est équivalent à :

```
SELECT 'foobar';
```

mais :

```
SELECT 'foo'      'bar';
```

n'a pas une syntaxe valide (ce comportement légèrement bizarre est spécifié par le standard SQL ; PostgreSQL suit le standard).

4.1.2.2. Constantes chaîne avec des échappements de style C

PostgreSQL accepte aussi les constantes de chaîne utilisant des échappements qui sont une extension au standard SQL. Une constante de type chaîne d'échappement est indiquée en écrivant la lettre `E` (en majuscule ou minuscule) juste avant le guillemet d'ouverture, par exemple `E'foo'`. (Pour continuer une constante de ce type sur plusieurs lignes, écrire `E` seulement avant le premier guillemet

d'ouverture.) À l'intérieur d'une chaîne d'échappement, un caractère antislash (\) est géré comme une séquence d'*échappement avec antislash* du langage C. La combinaison d'antislash et du (ou des) caractère(s) suivant(s) représente une valeur spéciale, comme indiqué dans le Tableau 4.1.

Tableau 4.1. Séquences d'échappements avec antislash

Séquence d'échappement avec antislash	Interprétation
`\b`	suppression
`\f`	retour en début de ligne
`\n`	saut de ligne
`\r`	saut de ligne
`\t`	tabulation
`\`*o*, `\`*oo*, `\`*ooo* (*o* = 0 - 7)	valeur octale
`\x`*h*, `\x`*hh* (*h* = 0 - 9, A - F)	valeur hexadécimale
`\u`*xxxx*, `\U`*xxxxxxxx* (*x* = 0 - 9, A - F)	caractère Unicode hexadécimal sur 16 ou 32 bits

Tout autre caractère suivi d'un antislash est pris littéralement. Du coup, pour inclure un caractère antislash, écrivez deux antislashs (\\). De plus, un guillemet simple peut être inclus dans une chaîne d'échappement en écrivant `\'`, en plus de la façon normale `''`.

Il est de votre responsabilité que les séquences d'octets que vous créez, tout spécialement lorsque vous utilisez les échappements octaux et hexadécimaux, soient des caractères valides dans l'encodage du jeu de caractères du serveur. Quand l'encodage est UTF-8, alors les échappements Unicode ou l'autre syntaxe d'échappement Unicode, expliqués dans la Section 4.1.2.3, devraient être utilisés. (L'alternative serait de réaliser l'encodage UTF-8 manuellement et d'écrire les octets, ce qui serait très lourd.)

La syntaxe d'échappement Unicode fonctionne complètement, mais seulement quand l'encodage du serveur est justement `UTF8`. Lorsque d'autres encodages serveur sont utilisés, seuls les points de code dans l'échelle ASCII (jusqu'à `\u007F`) peuvent être utilisés. La forme sur quatre chiffres et la forme sur six chiffres peuvent être utilisées pour indiquer des paires UTF-16 composant ainsi des caractères comprenant des points de code plus grands que U+FFFF, et ce bien que la disponibilité de la forme sur six chiffres ne le nécessite pas techniquement. (Quand des paires de substitution sont utilisées et que l'encodage du serveur est `UTF8`, elles sont tout d'abord combinées en un point code seul qui est ensuite encodé en UTF-8.)

> **Attention**
>
> Si le paramètre de configuration standard_conforming_strings est désactivé (`off`), alors PostgreSQL reconnaît les échappements antislashs dans les constantes traditionnelles de type chaînes et celles échappées. Néanmoins, à partir de PostgreSQL 9.1, la valeur par défaut est `on`, ce qui signifie que les échappements par antislash ne sont reconnus que dans les constantes de chaînes d'échappement. Ce comportement est plus proche du standard SQL, mais pourrait causer des problèmes aux applications qui se basent sur le comportement historique où les échappements par antislash étaient toujours reconnus. Pour contourner ce problème, vous pouvez configurer ce paramètre à `off`, bien qu'il soit préférable de ne plus utiliser les échappements par antislash. Si vous avez besoin d'un échappement par antislash pour représenter un caractère spécial, écrivez la chaîne fixe avec un `E`.
>
> En plus de `standard_conforming_strings`, les paramètres de configuration escape_string_warning et backslash_quote imposent le traitement des antislashs dans les constantes de type chaîne.

Le caractère de code zéro ne peut pas être placé dans une constante de type chaîne.

4.1.2.3. Constantes de chaînes avec des échappements Unicode

PostgreSQL supporte aussi un autre type de syntaxe d'échappement pour les chaînes qui permettent d'indiquer des caractères Unicode arbitraires par code. Une constante de chaîne d'échappement Unicode commence avec `U&` (U en majuscule ou minuscule suivi par un « et commercial ») immédiatement suivi par un guillemet double d'ouverture, sans espace entre eux. Par exemple `U&"foo"`. (Notez que c'est source d'ambiguïté avec l'opérateur `&`. Utilisez les espaces autour de l'opérateur pour éviter ce problème.) À l'intérieur des guillemets, les caractères Unicode peuvent être indiqués dans une forme échappée en écrivant un antislash suivi par le code hexadécimal sur quatre chiffres ou, autre possibilité, un antislash suivi du signe plus suivi d'un code hexadécimal sur six chiffres. Par exemple, l'identificateur `'data'` peut être écrit ainsi :

```
U&'d\0061t\+000061'
```

L'exemple suivant, moins trivial, écrit le mot russe « slon » (éléphant) en lettres cyrilliques :

```
U&'\0441\043B\043E\043D'
```

Si un caractère d'échappement autre que l'antislash est souhaité, il peut être indiqué en utilisant la clause `UESCAPE` après la chaîne. Par exemple :

```
U&'d!0061t!+000061' UESCAPE '!'
```

Le caractère d'échappement peut être tout caractère simple autre qu'un chiffre hexadécimal, le signe plus, un guillemet simple ou double, ou un espace blanc.

La syntaxe d'échappement Unicode fonctionne seulement quand l'encodage du serveur est `UTF8`. Quand d'autres encodages de serveur sont utilisés, seuls les codes dans l'échelle ASCII (jusqu'à `\007F`) peuvent être utilisés. La forme sur quatre chiffres et la forme sur six chiffres peuvent être utilisées pour indiquer des paires de substitution UTF-16, composant ainsi des caractères comprenant des points de code plus grands que U+FFFF (et ce, bien que la disponibilité de la forme sur six chiffres ne le nécessite pas techniquement). (Quand des paires de substitution sont utilisées avec un encodage serveur `UTF8`, elles sont tout d'abord combinées en un seul point de code, qui est ensuite encodé en UTF-8.)

De plus, la syntaxe d'échappement de l'Unicode pour les constantes de chaînes fonctionne seulement quand le paramètre de configuration standard_conforming_strings est activé. Dans le cas contraire, cette syntaxe est confuse pour les clients qui analysent les instructions SQL, au point que cela pourrait amener des injections SQL et des problèmes de sécurité similaires. Si le paramètre est désactivé, cette syntaxe sera rejetée avec un message d'erreur.

Pour inclure le caractère d'échappement littéralement dans la chaîne, écrivez-le deux fois.

4.1.2.4. Constantes de chaînes avec guillemet dollar

Alors que la syntaxe standard pour la spécification des constantes de chaînes est généralement agréable, elle peut être difficile à comprendre quand la chaîne désirée contient un grand nombre de guillemets simples car chacun d'entre eux doit être doublé. Pour permettre la saisie de requêtes plus lisibles dans de telles situations, PostgreSQL fournit une autre façon, appelée « guillemet dollar », pour écrire des constantes de chaînes. Une constante de chaîne avec guillemet dollar consiste en un signe dollar (`$`), une « balise » optionnelle de zéro ou plus de caractères, un autre signe dollar, une séquence arbitraire de caractères qui constitue le contenu de la chaîne, un signe dollar, la même balise et un signe dollar. Par exemple, voici deux façons de spécifier la chaîne « Le cheval d'Anne » en utilisant les guillemets dollar :

```
$$Le cheval d'Anne$$
$UneBalise$Le cheval d'Anne$UneBalise$
```

Notez qu'à l'intérieur de la chaîne avec guillemet dollar, les guillemets simples peuvent être utilisés sans devoir être échappés. En fait, aucun caractère à l'intérieur d'une chaîne avec guillemet dollar n'a besoin d'être échappé : le contenu est toujours écrit littéralement. Les antislashs ne sont pas spéciaux, pas plus que les signes dollar, sauf s'ils font partie d'une séquence correspondant à la balise ouvrante.

Il est possible d'imbriquer les constantes de chaînes avec guillemets dollar en utilisant différentes balises pour chaque niveau d'imbrication. Ceci est habituellement utilisé lors de l'écriture de définition de fonctions. Par exemple :

```
$fonction$
BEGIN
  RETURN ($1 ~ $q$[\t\r\n\v\\]$q$);
END;
$fonction$
```

Dans cet exemple, la séquence `$q$[\t\r\n\v\\]$q$` représente une chaîne constante avec guillemet dollar `[\t\r\n\v\\]`, qui sera reconnue quand le corps de la fonction est exécuté par PostgreSQL. Mais comme la séquence ne correspond pas au délimiteur `$fonction$`, il s'agit juste de quelques caractères à l'intérieur de la constante pour ce qu'en sait la chaîne externe.

La balise d'une chaîne avec guillemets dollar, si elle existe, suit les mêmes règles qu'un identificateur sans guillemets, sauf qu'il ne peut pas contenir de signes dollar. Les balises sont sensibles à la casse, du coup `$balise$Contenu de la chaîne$balise$` est correct, mais `$BALISE$Contenu de la chaîne$balise$` ne l'est pas.

Une chaîne avec guillemets dollar suivant un mot clé ou un identificateur doit en être séparée par un espace blanc ; sinon, le délimiteur du guillemet dollar serait pris comme faisant partie de l'identificateur précédent.

Le guillemet dollar ne fait pas partie du standard SQL, mais c'est un moyen bien plus agréable pour écrire des chaînes constantes que d'utiliser la syntaxe des guillemets simples, bien que compatible avec le standard. Elle est particulièrement utile pour représenter des constantes de type chaîne à l'intérieur d'autres constantes, comme cela est souvent le cas avec les définitions de fonctions. Avec la syntaxe des guillemets simples, chaque antislash dans l'exemple précédent devrait avoir été écrit avec quatre antislashs, ce qui sera réduit à deux antislashs dans l'analyse de la constante originale, puis à un lorsque la constante interne est analysée de nouveau lors de l'exécution de la fonction.

4.1.2.5. Constantes de chaînes de bits

Les constantes de chaînes de bits ressemblent aux constantes de chaînes standard avec un `B` (majuscule ou minuscule) juste avant le guillemet du début (sans espace blanc), c'est-à-dire `B'1001'`. Les seuls caractères autorisés dans les constantes de type chaîne de bits sont `0` et `1`.

Les constantes de chaînes de bits peuvent aussi être spécifiées en notation hexadécimale en utilisant un `X` avant (minuscule ou majuscule), c'est-à-dire `X'1FF'`. Cette notation est équivalente à une constante de chaîne de bits avec quatre chiffres binaires pour chaque chiffre hexadécimal.

Les deux formes de constantes de chaînes de bits peuvent être continuées sur plusieurs lignes de la même façon que les constantes de chaînes habituelles. Le guillemet dollar ne peut pas être utilisé dans une constante de chaîne de bits.

4.1.2.6. Constantes numériques

Les constantes numériques sont acceptées dans ces formes générales :

```
chiffres
chiffres.[chiffres][e[+-]chiffres]
```

```
[chiffres].chiffres[e[+-]chiffres]
chiffrese[+-]chiffres
```

où *chiffres* est un ou plusieurs chiffres décimaux (de 0 à 9). Au moins un chiffre doit être avant ou après le point décimal, s'il est utilisé. Au moins un chiffre doit suivre l'indicateur d'exponentielle (e), s'il est présent. Il ne peut pas y avoir d'espaces ou d'autres caractères imbriqués dans la constante. Notez que tout signe plus ou moins en avant n'est pas considéré comme faisant part de la constante ; il est un opérateur appliqué à la constante.

Voici quelques exemples de constantes numériques valides :

42
    3.5
    4.
    .001
    5e2
    1.925e-3

Une constante numérique ne contenant ni un point décimal ni un exposant est tout d'abord présumée du type `integer` si sa valeur est contenue dans le type `integer` (32 bits) ; sinon, il est présumé de type `bigint` si sa valeur entre dans un type `bigint` (64 bits) ; sinon, il est pris pour un type `numeric`. Les constantes contenant des points décimaux et/ou des exposants sont toujours présumées de type `numeric`.

Le type de données affecté initialement à une constante numérique est seulement un point de départ pour les algorithmes de résolution de types. Dans la plupart des cas, la constante sera automatiquement convertie dans le type le plus approprié suivant le contexte. Si nécessaire, vous pouvez forcer l'interprétation d'une valeur numérique sur un type de données spécifique en la convertissant. Par exemple, vous pouvez forcer une valeur numérique à être traitée comme un type `real` (`float4`) en écrivant :

```
REAL '1.23'  -- style chaîne
1.23::REAL   -- style PostgreSQL (historique)
```

Ce sont en fait des cas spéciaux des notations de conversion générales discutées après.

4.1.2.7. Constantes d'autres types

Une constante de type arbitraire peut être saisie en utilisant une des notations suivantes :

```
type 'chaîne'
'chaîne'::type
CAST ( 'chaîne' AS type )
```

Le texte de la chaîne constante est passé dans la routine de conversion pour le type appelé *type*. Le résultat est une constante du type indiqué. La conversion explicite de type peut être omise s'il n'y a pas d'ambiguïté sur le type de la constante (par exemple, lorsqu'elle est affectée directement à une colonne de la table), auquel cas elle est convertie automatiquement.

La constante chaîne peut être écrite en utilisant soit la notation SQL standard soit les guillemets dollar.

Il est aussi possible de spécifier une conversion de type en utilisant une syntaxe style fonction :

```
nom_type ( 'chaîne' )
```

mais tous les noms de type ne peuvent pas être utilisés ainsi ; voir la Section 4.2.9 pour plus de détails.

Les syntaxes `::`, `CAST()` et d'appels de fonctions sont aussi utilisables pour spécifier les conversions de type à l'exécution d'expressions arbitraires, comme discuté dans la Section 4.2.9. Pour éviter une

ambiguïté syntaxique, la syntaxe *`type 'chaîne'`* peut seulement être utilisée pour spécifier le type d'une constante. Une autre restriction sur la syntaxe *`type 'chaîne'`* est qu'elle ne fonctionne pas pour les types de tableau ; utilisez `::` ou `CAST()` pour spécifier le type d'une constante de type tableau.

La syntaxe de `CAST()` est conforme au standard SQL. La syntaxe *`type 'chaine'`* est une généralisation du standard : SQL spécifie cette syntaxe uniquement pour quelques types de données, mais PostgreSQL l'autorise pour tous les types. La syntaxe `::` est un usage historique dans PostgreSQL, comme l'est la syntaxe d'appel de fonction.

4.1.3. Opérateurs

Un nom d'opérateur est une séquence d'au plus `NAMEDATALEN`-1 (63 par défaut) caractères provenant de la liste suivante :

+ - * / < > = ~ ! @ # % ^ & | ` ?

Néanmoins, il existe quelques restrictions sur les noms d'opérateurs :

- `--` et `/*` ne peuvent pas apparaître quelque part dans un nom d'opérateur, car ils seront pris pour le début d'un commentaire.
- Un nom d'opérateur à plusieurs caractères ne peut pas finir avec `+` ou `-`, sauf si le nom contient aussi un de ces caractères :

  ~ ! @ # % ^ & | ` ?

  Par exemple, `@-` est un nom d'opérateur autorisé, mais `*-` ne l'est pas. Cette restriction permet à PostgreSQL d'analyser des requêtes compatibles avec SQL sans requérir des espaces entre les jetons.

Lors d'un travail avec des noms d'opérateurs ne faisant pas partie du standard SQL, vous aurez habituellement besoin de séparer les opérateurs adjacents avec des espaces pour éviter toute ambiguïté. Par exemple, si vous avez défini un opérateur unaire gauche nommé `@`, vous ne pouvez pas écrire `X*@Y` ; vous devez écrire `X* @Y` pour vous assurer que PostgreSQL le lit comme deux noms d'opérateurs, et non pas comme un seul.

4.1.4. Caractères spéciaux

Quelques caractères non alphanumériques ont une signification spéciale, différente de celle d'un opérateur. Les détails sur leur utilisation sont disponibles à l'endroit où l'élément de syntaxe respectif est décrit. Cette section existe seulement pour avertir de leur existence et pour résumer le but de ces caractères.

- Un signe dollar ($) suivi de chiffres est utilisé pour représenter un paramètre de position dans le corps de la définition d'une fonction ou d'une instruction préparée. Dans d'autres contextes, le signe dollar pourrait faire partie d'un identificateur ou d'une constante de type chaîne utilisant le dollar comme guillemet.
- Les parenthèses (`()`) ont leur signification habituelle pour grouper leurs expressions et renforcer la précédence. Dans certains cas, les parenthèses sont requises, car faisant partie de la syntaxe d'une commande SQL particulière.
- Les crochets (`[]`) sont utilisés pour sélectionner les éléments d'un tableau. Voir la Section 8.15 pour plus d'informations sur les tableaux.
- Les virgules (`,`) sont utilisées dans quelques constructions syntaxiques pour séparer les éléments d'une liste.
- Le point-virgule (`;`) termine une commande SQL. Il ne peut pas apparaître quelque part dans une commande, sauf à l'intérieur d'une constante de type chaîne ou d'un identificateur entre guillemets.

- Le caractère deux points (`:`) est utilisé pour sélectionner des « morceaux » de tableaux (voir la Section 8.15). Dans certains dialectes SQL (tel que le SQL embarqué), il est utilisé pour préfixer les noms de variables.

- L'astérisque (`*`) est utilisé dans certains contextes pour indiquer tous les champs de la ligne d'une table ou d'une valeur composite. Elle a aussi une signification spéciale lorsqu'elle est utilisée comme argument d'une fonction d'agrégat. Cela signifie que l'agrégat ne requiert pas de paramètre explicite.

- Le point (`.`) est utilisé dans les constantes numériques et pour séparer les noms de schéma, table et colonne.

4.1.5. Commentaires

Un commentaire est une séquence de caractères commençant avec deux tirets et s'étendant jusqu'à la fin de la ligne, par exemple :

```
-- Ceci est un commentaire standard en SQL
```

Autrement, les blocs de commentaires style C peuvent être utilisés :

```
/* commentaires multilignes
 * et imbriqués: /* bloc de commentaire imbriqué */
 */
```

où le commentaire commence avec `/*` et s'étend jusqu'à l'occurrence de `*/`. Ces blocs de commentaires s'imbriquent, comme spécifié dans le standard SQL, mais pas comme dans le langage C. De ce fait, vous pouvez commenter des blocs importants de code pouvant contenir des blocs de commentaires déjà existants.

Un commentaire est supprimé du flux en entrée avant une analyse plus poussée de la syntaxe et est remplacé par un espace blanc.

4.1.6. Précédence d'opérateurs

Le Tableau 4.2 affiche la précédence et l'associativité des opérateurs dans PostgreSQL. La plupart des opérateurs ont la même précédence et sont associatifs par la gauche. La précédence et l'associativité des opérateurs sont codées en dur dans l'analyseur.

De même, vous aurez quelquefois besoin d'ajouter des parenthèses lors de l'utilisation de combinaisons d'opérateurs binaires et unaires. Par exemple :

```
SELECT 5 ! - 6;
```

sera analysé comme :

```
SELECT 5 ! (- 6);
```

parce que l'analyseur n'a aucune idée, jusqu'à ce qu'il ne soit trop tard, que `!` est défini comme un opérateur suffixe, et non pas préfixe. Pour obtenir le comportement désiré dans ce cas, vous devez écrire :

```
SELECT (5 !) - 6;
```

C'est le prix à payer pour l'extensibilité.

Tableau 4.2. Précédence des opérateurs (du plus haut vers le plus bas)

Opérateur/Élément	Associativité	Description
`.`	gauche	séparateur de noms de table et de colonne

Opérateur/Élément	Associativité	Description
::	gauche	conversion de type, style PostgreSQL
[ ]	gauche	sélection d'un élément d'un tableau
+ -	droite	plus unaire, moins unaire
^	gauche	exposant
* / %	gauche	multiplication, division, modulo
+ -	gauche	addition, soustraction
(autres opérateurs)	gauche	tout autre opérateur natif ou défini par l'utilisateur
BETWEEN IN LIKE ILIKE SIMILAR		intervalle contenu, recherche d'appartenance, correspondance de chaîne
< > = <= >= <>		opérateurs de comparaison
IS ISNULL NOTNULL		IS TRUE, IS FALSE, IS NULL, IS DISTINCT FROM, etc
NOT	droite	négation logique
AND	gauche	conjonction logique
OR	gauche	disjonction logique

Notez que les règles de précédence des opérateurs s'appliquent aussi aux opérateurs définis par l'utilisateur qui ont le même nom que les opérateurs internes mentionnés ici. Par exemple, si vous définissez un opérateur « + » pour un type de données personnalisé, il aura la même précédence que l'opérateur interne « + », peu importe ce que fait le vôtre.

Lorsqu'un nom d'opérateur qualifié par un schéma est utilisé dans la syntaxe OPERATOR, comme dans :

```
SELECT 3 OPERATOR(pg_catalog.+) 4;
```

la construction OPERATOR est prise pour avoir la précédence par défaut affichée dans le Tableau 4.2 pour les opérateurs « autres ». Ceci est vrai, quel que soit le nom spécifique de l'opérateur apparaissant à l'intérieur de OPERATOR().

> **Note**
>
> Les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.5 utilisaient des règles de précédence différentes pour les opérateurs. En particulier, <= >= et <> étaient traités comme des opérateurs génériques ; les tests IS avaient une priorité supérieure ; NOT BETWEEN et les constructions qui en découlent agissaient de façon incohérente, ayant dans certains cas la précédence de NOT plutôt que de BETWEEN. Ces règles étaient modifiées pour un meilleur accord avec le standard SQL et pour réduire la configuration d'un traitement incohérent de constructions équivalentes logiquement. Dans la plupart des cas, ces changements ne résulteront pas en un changement de comportement. Il peut arriver que des échecs du type « opérateur inconnu » surviennent, auquel cas un ajout de parenthèses devrait corriger le problème. Néanmoins, il existe des cas particuliers où une requête pourrait voir son comportement changé sans qu'une erreur d'analyse soit renvoyée. Si vous êtes inquiet qu'un de ces changements puisse avoir cassé quelque chose silencieusement, vous pouvez tester votre application en activant le paramètre operator_precedence_warning pour voir si des messages d'avertissement sont tracés.

4.2. Expressions de valeurs

Les expressions de valeurs sont utilisées dans une grande variété de contextes, tels que dans la liste cible d'une commande SELECT, dans les nouvelles valeurs de colonnes d'une commande INSERT ou

`UPDATE`, ou dans les conditions de recherche d'un certain nombre de commandes. Le résultat d'une expression de valeurs est quelquefois appelé *scalaire*, pour le distinguer du résultat d'une expression de table (qui est une table). Les expressions de valeurs sont aussi appelées des *expressions scalaires* (voire simplement des *expressions*). La syntaxe d'expression permet le calcul des valeurs à partir de morceaux primitifs en utilisant les opérations arithmétiques, logiques, d'ensemble et autres.

Une expression de valeur peut être :

- une constante ou une valeur constante ;
- une référence de colonne ;
- une référence de la position d'un paramètre, dans le corps d'une définition de fonction ou d'instruction préparée ;
- une expression indicée ;
- une expression de sélection de champs ;
- un appel d'opérateur ;
- un appel de fonction ;
- une expression d'agrégat ;
- un appel de fonction de fenêtrage ;
- une conversion de type ;
- une expression de collationnement ;
- une sous-requête scalaire ;
- un constructeur de tableau ;
- un constructeur de ligne ;
- toute expression de valeur entre parenthèses, utile pour grouper des sous-expressions et surcharger la précédence.

En plus de cette liste, il existe un certain nombre de constructions pouvant être classées comme une expression, mais ne suivant aucune règle de syntaxe générale. Elles ont généralement la sémantique d'une fonction ou d'un opérateur et sont expliquées au Chapitre 9. Un exemple est la clause `IS NULL`.

Nous avons déjà discuté des constantes dans la Section 4.1.2. Les sections suivantes discutent des options restantes.

4.2.1. Références de colonnes

Une colonne peut être référencée avec la forme :

`correlation.nom_colonne`

`correlation` est le nom d'une table (parfois qualifié par son nom de schéma) ou un alias d'une table définie au moyen de la clause `FROM`. Le nom de corrélation et le point de séparation peuvent être omis si le nom de colonne est unique dans les tables utilisées par la requête courante (voir aussi le Chapitre 7).

4.2.2. Paramètres de position

Un paramètre de position est utilisé pour indiquer une valeur fournie en externe par une instruction SQL. Les paramètres sont utilisés dans des définitions de fonction SQL et dans les requêtes préparées.

Quelques bibliothèques clients supportent aussi la spécification de valeurs de données séparément de la chaîne de commandes SQL, auquel cas les paramètres sont utilisés pour référencer les valeurs de données en dehors. Le format d'une référence de paramètre est :

$*numéro*

Par exemple, considérez la définition d'une fonction : `dept` :

```
CREATE FUNCTION dept(text) RETURNS dept
    AS $$ SELECT * FROM dept WHERE nom = $1 $$
    LANGUAGE SQL;
```

Dans cet exemple, `$1` référence la valeur du premier argument de la fonction à chaque appel de cette commande.

4.2.3. Indices

Si une expression récupère une valeur de type tableau, alors un élément spécifique du tableau peut être extrait en écrivant :

expression[*indice*]

Des éléments adjacents (un « morceau de tableau ») peuvent être extraits en écrivant :

expression[*indice_bas*:*indice_haut*]

Les crochets `[ ]` doivent apparaître réellement. Chaque *`indice`* est elle-même une expression, qui sera arrondie à la valeur entière la plus proche.

En général, l'*`expression`* de type tableau doit être entre parenthèses, mais ces dernières peuvent être omises lorsque l'expression utilisée comme indice est seulement une référence de colonne ou un paramètre de position. De plus, les indices multiples peuvent être concaténés lorsque le tableau original est multidimensionnel. Par exemple :

```
ma_table.colonnetableau[4]
ma_table.colonnes_deux_d[17][34]
$1[10:42]
(fonctiontableau(a,b))[42]
```

Dans ce dernier exemple, les parenthèses sont requises. Voir la Section 8.15 pour plus d'informations sur les tableaux.

4.2.4. Sélection de champs

Si une expression récupère une valeur de type composite (type row), alors un champ spécifique de la ligne est extrait en écrivant :

expression.nom_champ

En général, l'*`expression`* de ligne doit être entre parenthèses, mais les parenthèses peuvent être omises lorsque l'expression à partir de laquelle se fait la sélection est seulement une référence de table ou un paramètre de position. Par exemple :

```
ma_table.macolonne
$1.unecolonne
(fonctionligne(a,b)).col3
```

En fait, une référence de colonne qualifiée est un cas spécial de syntaxe de sélection de champ. Un cas spécial important revient à extraire un champ de la colonne de type composite d'une table :

```
(colcomposite).unchamp
(matable.colcomposite).unchamp
```

Les parenthèses sont requises ici pour montrer que `colcomposite` est un nom de colonne, et non pas un nom de table, ou que `matable` est un nom de table, pas un nom de schéma dans le deuxième cas.

Vous pouvez demander tous les champs d'une valeur composite en écrivant `.*` :

```
(compositecol).*
```

Cette syntaxe se comporte différemment suivant le contexte. Voir Section 8.16.5 pour plus de détails.

4.2.5. Appels d'opérateurs

Il existe trois syntaxes possibles pour l'appel d'un opérateur :

`expression opérateur expression` (opérateur binaire préfixe)
`opérateur expression` (opérateur unaire préfixe)
`expression opérateur` (opérateur unaire suffixe)

où le jeton *`opérateur`* suit les règles de syntaxe de la Section 4.1.3, ou est un des mots-clés `AND`, `OR` et `NOT`, ou est un nom d'opérateur qualifié de la forme

`OPERATOR(`*`schema.nom_operateur`*`)`

Le fait qu'opérateur particulier existe et qu'il soit unaire ou binaire dépend des opérateurs définis par le système ou l'utilisateur. Le Chapitre 9 décrit les opérateurs internes.

4.2.6. Appels de fonctions

La syntaxe pour un appel de fonction est le nom d'une fonction (qualifié ou non du nom du schéma) suivi par sa liste d'arguments entre parenthèses :

`nom_fonction``([`*`expression`*` [,`*`expression`*` ...]] )`

Par exemple, ce qui suit calcule la racine carré de 2 :

```
sqrt(2)
```

La liste des fonctions intégrées se trouve dans le Chapitre 9. D'autres fonctions pourraient être ajoutées par l'utilisateur.

Lors de l'exécution de requêtes dans une base de données où certains utilisateurs ne font pas confiance aux autres utilisateurs, observez quelques mesures de sécurité disponibles dans Section 10.3 lors de l'appel de fonctions.

En option, les arguments peuvent avoir leur nom attaché. Voir la Section 4.3 pour les détails.

> **Note**
>
> Une fonction qui prend un seul argument de type composite peut aussi être appelée en utilisant la syntaxe de sélection de champ. Du coup, un champ peut être écrit dans le style fonctionnel. Cela signifie que les notations `col(table)` et `table.col` sont interchangeables. Ce comportement ne respecte pas le standard SQL, mais il est fourni dans PostgreSQL, car il

permet l'utilisation de fonctions émulant les « champs calculés ». Pour plus d'informations, voir la Section 8.16.5.

4.2.7. Expressions d'agrégat

Une *expression d'agrégat* représente l'application d'une fonction d'agrégat à travers les lignes sélectionnées par une requête. Une fonction d'agrégat réduit les nombres entrés en une seule valeur de sortie, comme la somme ou la moyenne des valeurs en entrée. La syntaxe d'une expression d'agrégat est une des suivantes :

```
nom_agregat (expression [ , ... ] [ clause_order_by ] ) [ FILTER
 ( WHERE clause_filtre ) ]
nom_agregat (ALL expression [ , ... ] [ clause_order_by ] )
 [ FILTER ( WHERE clause_filtre ) ]
nom_agregat (DISTINCT expression [ , ... ] [ clause_order_by ] )
 [ FILTER ( WHERE clause_filtre ) ]
nom_agregat ( * ) [ FILTER ( WHERE clause_filtre ) ]
nom_agregat ( [ expression [ , ... ] ] ) WITHIN GROUP
 ( clause_order_by ) [ FILTER ( WHERE clause_filtre ) ]
```

où *nom_agregat* est un agrégat précédemment défini (parfois qualifié d'un nom de schéma), *expression* est toute expression de valeur qui ne contient pas elle-même une expression d'agrégat ou un appel à une fonction de fenêtrage. Les clauses optionnelles *clause_order_by* et *clause_filtre* sont décrites ci-dessous.

La première forme d'expression d'agrégat appelle l'agrégat une fois pour chaque ligne en entrée. La seconde forme est identique à la première, car `ALL` est une clause active par défaut. La troisième forme fait appel à l'agrégat une fois pour chaque valeur distincte de l'expression (ou ensemble distinct de valeurs, pour des expressions multiples) trouvée dans les lignes en entrée. La quatrième forme appelle l'agrégat une fois pour chaque ligne en entrée ; comme aucune valeur particulière en entrée n'est spécifiée, c'est généralement utile pour la fonction d'agrégat `count(*)`. La dernière forme est utilisée avec les agrégats à *ensemble trié* qui sont décrits ci-dessous.

La plupart des fonctions d'agrégats ignorent les entrées NULL, pour que les lignes qui renvoient une ou plusieurs expressions NULL soient disqualifiées. Ceci peut être considéré comme vrai pour tous les agrégats internes sauf indication contraire.

Par exemple, `count(*)` trouve le nombre total de lignes en entrée, alors que `count(f1)` récupère le nombre de lignes en entrée pour lesquelles `f1` n'est pas NULL. En effet, la fonction `count` ignore les valeurs NULL, mais `count(distinct f1)` retrouve le nombre de valeurs distinctes non NULL de `f1`.

D'habitude, les lignes en entrée sont passées à la fonction d'agrégat dans un ordre non spécifié. Dans la plupart des cas, cela n'a pas d'importance. Par exemple, `min` donne le même résultat quel que soit l'ordre dans lequel il reçoit les données. Néanmoins, certaines fonctions d'agrégat (telles que `array_agg` et `string_agg`) donnent un résultat dépendant de l'ordre des lignes en entrée. Lors de l'utilisation de ce type d'agrégat, la clause *clause_order_by* peut être utilisée pour préciser l'ordre de tri désiré. La clause *clause_order_by* a la même syntaxe que la clause `ORDER BY` d'une requête, qui est décrite dans la Section 7.5, sauf que ses expressions sont toujours des expressions simples et ne peuvent pas être des noms de colonne en sortie ou des numéros. Par exemple :

```
SELECT array_agg(a ORDER BY b DESC) FROM table;
```

Lors de l'utilisation de fonctions d'agrégat à plusieurs arguments, la clause `ORDER BY` arrive après tous les arguments de l'agrégat. Par exemple, il faut écrire ceci :

```
SELECT string_agg(a, ',' ORDER BY a) FROM table;
```

et non pas ceci :

```
SELECT string_agg(a ORDER BY a, ',') FROM table;  -- incorrect
```

Ce dernier exemple est syntaxiquement correct, mais il concerne un appel à une fonction d'agrégat à un seul argument avec deux clés pour le `ORDER BY` (le deuxième étant inutile, car il est constant).

Si `DISTINCT` est indiqué en plus de la clause *`clause_order_by`*, alors toutes les expressions de l'`ORDER BY` doivent correspondre aux arguments de l'agrégat ; autrement dit, vous ne pouvez pas trier sur une expression qui n'est pas incluse dans la liste `DISTINCT`.

> **Note**
>
> La possibilité de spécifier à la fois `DISTINCT` et `ORDER BY` dans une fonction d'agrégat est une extension de PostgreSQL.

Placer la clause `ORDER BY` dans la liste des arguments standards de l'agrégat, comme décrit jusqu'ici, est utilisé pour un agrégat de type général et statistique pour lequel le tri est optionnel. Il existe une sous-classe de fonctions d'agrégat appelée *agrégat d'ensemble trié* pour laquelle la clause *`clause_order_by`* est *requise*, habituellement parce que le calcul de l'agrégat est seulement sensible à l'ordre des lignes en entrée. Des exemples typiques d'agrégat avec ensemble trié incluent les calculs de rang et de pourcentage. Pour un agrégat d'ensemble trié, la clause *`clause_order_by`* est écrite à l'intérieur de `WITHIN GROUP (...)`, comme indiqué dans la syntaxe alternative finale. Les expressions dans *`clause_order_by`* sont évaluées une fois par ligne en entrée, comme n'importe quel argument d'un agrégat, une fois triées suivant la clause *`clause_order_by`*, et envoyées à la fonction en tant qu'arguments en entrée. (Ceci est contraire au cas de la clause *`clause_order_by`* en dehors d'un `WITHIN GROUP` , qui n'est pas traité comme argument de la fonction d'agrégat.) Les expressions d'argument précédant `WITHIN GROUP`, s'il y en a, sont appelées des *arguments directs* pour les distinguer des *arguments agrégés* listés dans *`clause_order_by`*. Contrairement aux arguments normaux d'agrégats, les arguments directs sont évalués seulement une fois par appel d'agrégat et non pas une fois par ligne en entrée. Cela signifie qu'ils peuvent contenir des variables seulement si ces variables sont regroupées par `GROUP BY` ; cette restriction équivaut à des arguments directs qui ne seraient pas dans une expression d'agrégat. Les arguments directs sont typiquement utilisés pour des fractions de pourcentage, qui n'ont de sens qu'en tant que valeur singulière par calcul d'agrégat. La liste d'arguments directs peut être vide ; dans ce cas, écrivez simplement `()`, et non pas `(*)`. (PostgreSQL accepte actuellement les deux écritures, mais seule la première est conforme avec le standard SQL.)

Voici un exemple d'appel d'agrégat à ensemble trié :

```
SELECT percentile_cont(0.5) WITHIN GROUP (ORDER BY revenu) FROM
 proprietes;
 percentile_cont
-----------------
           50489
```

qui obtient le 50e pourcentage ou le médian des valeurs de la colonne `revenu` de la table `proprietes`. Ici, `0.5` est un argument direct ; cela n'aurait pas de sens si la fraction de pourcentage était une valeur variant suivant les lignes.

Si la clause `FILTER` est spécifiée, alors seules les lignes en entrée pour lesquelles *`filter_clause`* est vraie sont envoyées à la fonction d'agrégat ; les autres lignes sont ignorées. Par exemple :

```
SELECT
    count(*) AS nonfiltres,
    count(*) FILTER (WHERE i < 5) AS filtres
FROM generate_series(1,10) AS s(i);
```

```
 nonfiltres | filtres
------------+---------
         10 |       4
(1 row)
```

Les fonctions d'agrégat prédéfinies sont décrites dans la Section 9.20. D'autres fonctions d'agrégat pourraient être ajoutées par l'utilisateur.

Une expression d'agrégat peut seulement apparaître dans la liste de résultats ou dans la clause `HAVING` d'une commande `SELECT`. Elle est interdite dans d'autres clauses, telles que `WHERE`, parce que ces clauses sont logiquement évaluées avant que les résultats des agrégats ne soient calculés.

Lorsqu'une expression d'agrégat apparaît dans une sous-requête (voir la Section 4.2.11 et la Section 9.22), l'agrégat est normalement évalué sur les lignes de la sous-requête. Cependant, une exception survient si les arguments de l'agrégat (et *`clause_filtre`* si fourni) contiennent seulement des niveaux externes de variables : ensuite, l'agrégat appartient au niveau externe le plus proche et est évalué sur les lignes de cette requête. L'expression de l'agrégat est une référence externe pour la sous-requête dans laquelle il apparaît et agit comme une constante sur toute évaluation de cette requête. La restriction apparaissant seulement dans la liste de résultats ou dans la clause `HAVING` s'applique avec respect du niveau de requête auquel appartient l'agrégat.

4.2.8. Appels de fonction de fenêtrage

Un *appel de fonction de fenêtrage* représente l'application d'une fonction de type agrégat sur une portion des lignes sélectionnées par une requête. Contrairement aux appels de fonction d'agrégat standard, ce n'est pas lié au groupement des lignes sélectionnées en une seule ligne résultat -- chaque ligne reste séparée dans les résultats. Néanmoins, la fonction de fenêtrage a accès à toutes les lignes qui font partie du groupe de la ligne courante d'après la spécification du groupe (liste `PARTITION BY`) de l'appel de la fonction de fenêtrage. La syntaxe d'un appel de fonction de fenêtrage est une des suivantes :

```
nom_fonction ([expression [, expression ... ]]) [ FILTER
 ( WHERE clause_filtre ) ] OVER nom_window
nom_fonction ([expression [, expression ... ]]) [ FILTER
 ( WHERE clause_filtre ) ] OVER ( définition_window )
nom_fonction ( * ) [ FILTER ( WHERE clause_filtre ) ]
 OVER nom_window
nom_fonction ( * ) [ FILTER ( WHERE clause_filtre ) ] OVER
 ( définition_window )
```

où *`définition_fenêtrage`* a comme syntaxe :

```
[ nom_fenêtrage_existante ]
[ PARTITION BY expression [, ...] ]
[ ORDER BY expression [ ASC | DESC | USING opérateur ] [ NULLS
 { FIRST | LAST } ] [, ...] ]
[ clause_portée ]
```

et la clause *`clause_portée`* optionnelle fait partie de :

```
{ RANGE | ROWS | GROUPS } début_portée [ frame_exclusion ]
{ RANGE | ROWS | GROUPS } BETWEEN début_portée AND fin_portée
 [ frame_exclusion ]
```

avec *début_portée* et *fin_portée* pouvant faire partie de

```
UNBOUNDED PRECEDING
décalage PRECEDING
CURRENT ROW
décalage FOLLOWING
UNBOUNDED FOLLOWING
```

et *frame_exclusion* peut valoir

```
EXCLUDE CURRENT ROW
EXCLUDE GROUP
EXCLUDE TIES
EXCLUDE NO OTHERS
```

Ici, *expression* représente toute expression de valeur qui ne contient pas elle-même d'appel à des fonctions de fenêtrage.

nom_fenêtrage est une référence à la spécification d'une fenêtre nommée, définie dans la clause WINDOW de la requête. Les spécifications de fenêtres nommées sont habituellement référencées avec OVER *nom_fenêtrage*, mais il est aussi possible d'écrire un nom de fenêtre entre parenthèses, puis de fournir en option une clause de tri et/ou une clause de portée (la fenêtre référencée ne doit pas avoir ces clauses si elles sont fournies ici). Cette dernière syntaxe suit les mêmes règles que la modification d'un nom de fenêtre existant dans une clause WINDOW ; voir la page de référence de SELECT pour les détails.

La clause PARTITION BY groupe les lignes de la requête en *partitions*, qui sont traitées séparément par la fonction de fenêtrage. PARTITION BY fonctionne de la même façon qu'une clause GROUP BY au niveau de la requête, sauf que ses expressions sont toujours des expressions et ne peuvent pas être des noms ou des numéros de colonnes en sortie. Sans PARTITION BY, toutes les lignes produites par la requête sont traitées comme une seule partition. La clause ORDER BY détermine l'ordre dans lequel les lignes d'une partition sont traitées par la fonction de fenêtrage. Cela fonctionne de la même façon que la clause ORDER BY d'une requête, mais ne peut pas non plus utiliser les noms ou les numéros des colonnes en sortie. Sans ORDER BY, les lignes sont traitées dans n'importe quel ordre.

La clause *clause_portée* indique l'ensemble de lignes constituant la *portée de la fenêtre*, qui est un sous-ensemble de la partition en cours, pour les fonctions de fenêtrage qui agissent sur ce sous-ensemble plutôt que sur la partition entière. L'ensemble de lignes dans la portée peut varier suivant la ligne courante. Le sous-ensemble peut être spécifié avec le mode RANGE, avec le mode ROWS ou avec le mode GROUPS. Dans les deux cas, il s'exécute de *début_portée* à *fin_portée*. Si *fin_portée* est omis, la fin vaut par défaut CURRENT ROW.

Un *début_portée* à UNBOUNDED PRECEDING signifie que le sous-ensemble commence avec la première ligne de la partition. De la même façon, un *fin_portée* à UNBOUNDED FOLLOWING signifie que le sous-ensemble se termine avec la dernière ligne de la partition.

Dans les modes RANGE et GROUPS, un *début_portée* à CURRENT ROW signifie que le sous-ensemble commence avec la ligne suivant la ligne courante (une ligne que la clause ORDER BY de la fenêtre considère comme équivalente à la ligne courante), alors qu'un *fin_portée* à CURRENT ROW signifie que le sous-ensemble se termine avec la dernière ligne homologue de la ligne en cours. Dans le mode ROWS, CURRENT ROW signifie simplement la ligne courante.

Dans les options de portée, *offset* de PRECEDING et *offset* de FOLLOWING, le *offset* doit être une expression ne contenant ni variables, ni fonctions d'agrégat, ni fonctions de fenêtrage. La signification de *offset* dépend du mode de porté :

- Dans le mode ROWS, *offset* doit renvoyer un entier non négatif non NULL, et l'option signifie que la portée commence ou finit au nombre spécifié de lignes avant ou après la ligne courante.

- Dans le mode GROUPS, *offset* doit de nouveau renvoyer un entier non négatif non NULL, et l'option signifie que la portée commence ou finit au nombre spécifié de *groupes de lignes équivalentes* avant ou après le groupe de la ligne courante, et où un groupe de lignes équivalentes est un ensemble de lignes équivalentes dans le tri ORDER BY. (Il doit y avoir une clause ORDER BY dans la définition de la fenêtre pour utiliser le mode GROUPS.)

- Dans le mode RANGE, ces options requièrent que la clause ORDER BY spécifient exactement une colonne. *offset* indique la différence maximale entre la valeur de cette colonne dans la ligne courante et sa valeur dans les lignes précédentes et suivantes de la portée. Le type de données de l'expression *offset* varie suivant le type de données de la colonne triée. Pour les colonnes ordonnées numériques, il s'agit habituellement du même type que la colonne ordonnée. Mais pour les colonnes ordonnées de type date/heure, il s'agit d'un interval. Par exemple, si la colonne ordonnée est de type date ou timestamp, on pourrait écrire RANGE BETWEEN '1 day' PRECEDING AND '10 days' FOLLOWING. *offset* est toujours requis pour être non NULL et non négatif, bien que la signification de « non négatif » dépend de son type de données.

Dans tous les cas, la distance jusqu'à la fin de la portée est limitée par la distance jusqu'à la fin de la partition, pour que les lignes proche de la fin de la partition, la portée puisse contenir moins de lignes qu'ailleurs.

Notez que dans les deux modes ROWS et GROUPS, 0 PRECEDING et 0 FOLLOWING sont équivalents à CURRENT ROW. Le mode RANGE en fait aussi partie habituellement, pour une signification appropriée de « zéro » pour le type de données spécifique.

L'option *frame_exclusion* permet aux lignes autour de la ligne courante d'être exclues de la portée, même si elles seraient incluses d'après les options de début et de fin de portée. EXCLUDE CURRENT ROW exclut la ligne courante de la portée. EXCLUDE GROUP exclut la ligne courante et ses équivalents dans l'ordre à partir de la portée. EXCLUDE TIES exclut de la portée tout équivalent de la ligne courante mais pas la ligne elle-même. EXCLUDE NO OTHERS spécifie explicitement le comportement par défaut lors de la non exclusion de la ligne courante ou de ses équivalents.

L'option par défaut est RANGE UNBOUNDED PRECEDING, ce qui est identique à RANGE BETWEEN UNBOUNDED PRECEDING AND CURRENT ROW. Avec ORDER BY, ceci configure le sous-ensemble pour contenir toutes les lignes de la partition à partir de la ligne courante. Sans ORDER BY, toutes les lignes de la partition sont incluses dans le sous-ensemble de la fenêtre, car toutes les lignes deviennent voisines de la ligne en cours.

Les restrictions sont que *début_portée* ne peut pas valoir UNBOUNDED FOLLOWING, *fin_portée* ne peut pas valoir UNBOUNDED PRECEDING, et le choix de *fin_portée* ne peut pas apparaître avant la liste ci-dessus des options *début_portée* et *fin_portée* que le choix de *frame_start* -- par exemple, RANGE BETWEEN CURRENT ROW AND *valeur* PRECEDING n'est pas autorisé. Par exemple, ROWS BETWEEN 7 PRECEDING AND 8 PRECEDING est autorisé, même s'il ne sélectionnera aucune ligne.

Si FILTER est indiqué, seules les lignes en entrée pour lesquelles *clause_filtre* est vrai sont envoyées à la fonction de fenêtrage. Les autres lignes sont simplement ignorées. Seules les fonctions de fenêtrage qui sont des agrégats acceptent une clause FILTER.

Les fonctions de fenêtrage internes sont décrites dans la Tableau 9.57. D'autres fonctions de fenêtrage peuvent être ajoutées par l'utilisateur. De plus, toute fonction d'agrégat de type général ou statistique peut être utilisée comme fonction de fenêtrage. Néanmoins, les agrégats d'ensemble trié et d'ensemble hypothétique ne peuvent pas être utilisés actuellement comme des fonctions de fenêtrage.

Les syntaxes utilisant * sont utilisées pour appeler des fonctions d'agrégats sans paramètres en tant que fonctions de fenêtrage. Par exemple : count(*) OVER (PARTITION BY x ORDER BY y). Le symbole * n'est habituellement pas utilisé pour les fonctions de fenêtrage. Les fonctions de fenêtrage n'autorisent pas l'utilisation de DISTINCT ou ORDER BY dans la liste des arguments de la fonction.

Les appels de fonctions de fenêtrage sont autorisés seulement dans la liste `SELECT` et dans la clause `ORDER BY` de la requête.

Il existe plus d'informations sur les fonctions de fenêtrages dans la Section 3.5, dans la Section 9.21 et dans la Section 7.2.5.

4.2.9. Conversions de type

Une conversion de type spécifie une conversion à partir d'un type de données vers un autre. PostgreSQL accepte deux syntaxes équivalentes pour les conversions de type :

```
CAST ( expression AS type )
expression::type
```

La syntaxe `CAST` est conforme à SQL ; la syntaxe avec `::` est historique dans PostgreSQL.

Lorsqu'une conversion est appliquée à une expression de valeur pour un type connu, il représente une conversion de type à l'exécution. Cette conversion réussira seulement si une opération convenable de conversion de type a été définie. Notez que ceci est subtilement différent de l'utilisation de conversion avec des constantes, comme indiqué dans la Section 4.1.2.7. Une conversion appliquée à une chaîne constante représente l'affectation initiale d'un type pour une valeur constante, et donc cela réussira pour tout type (si le contenu de la chaîne constante est une syntaxe acceptée en entrée pour le type de donnée).

Une conversion de type explicite pourrait être habituellement omise s'il n'y a pas d'ambiguïté sur le type qu'une expression de valeur pourrait produire (par exemple, lorsqu'elle est affectée à une colonne de table) ; le système appliquera automatiquement une conversion de type dans de tels cas. Néanmoins, la conversion automatique est réalisée seulement pour les conversions marquées « OK pour application implicite » dans les catalogues système. D'autres conversions peuvent être appelées avec la syntaxe de conversion explicite. Cette restriction a pour but d'empêcher l'exécution silencieuse de conversions surprenantes.

Il est aussi possible de spécifier une conversion de type en utilisant une syntaxe de type fonction :

```
nom_type ( expression )
```

Néanmoins, ceci fonctionne seulement pour les types dont les noms sont aussi valides en tant que noms de fonctions. Par exemple, `double precision` ne peut pas être utilisé de cette façon, mais son équivalent `float8` le peut. De même, les noms `interval`, `time` et `timestamp` peuvent seulement être utilisés de cette façon s'ils sont entre des guillemets doubles, à cause des conflits de syntaxe. Du coup, l'utilisation de la syntaxe de conversion du style fonction amène à des incohérences et devrait probablement être évitée.

> **Note**
>
> La syntaxe par fonction est en fait seulement un appel de fonction. Quand un des deux standards de syntaxe de conversion est utilisé pour faire une conversion à l'exécution, elle appellera en interne une fonction enregistrée pour réaliser la conversion. Par convention, ces fonctions de conversion ont le même nom que leur type de sortie et, du coup, la syntaxe par fonction n'est rien de plus qu'un appel direct à la fonction de conversion sous-jacente. Évidemment, une application portable ne devrait pas s'y fier. Pour plus d'informations, voir la page de manuel de CREATE CAST.

4.2.10. Expressions de collationnement

La clause `COLLATE` surcharge le collationnement d'une expression. Elle est ajoutée à l'expression à laquelle elle s'applique :

expr COLLATE *collationnement*

où *collationnement* est un identificateur pouvant être qualifié par son schéma. La clause COLLATE a priorité par rapport aux opérateurs ; des parenthèses peuvent être utilisées si nécessaire.

Si aucun collationnement n'est spécifiquement indiqué, le système de bases de données déduit cette information du collationnement des colonnes impliquées dans l'expression. Si aucune colonne ne se trouve dans l'expression, il utilise le collationnement par défaut de la base de données.

Les deux utilisations principales de la clause COLLATE sont la surcharge de l'ordre de tri dans une clause ORDER BY, par exemple :

```
SELECT a, b, c FROM tbl WHERE ... ORDER BY a COLLATE "C";
```

et la surcharge du collationnement d'une fonction ou d'un opérateur qui produit un résultat sensible à la locale, par exemple :

```
SELECT * FROM tbl WHERE a > 'foo' COLLATE "C";
```

Notez que, dans le dernier cas, la clause COLLATE est attachée à l'argument en entrée de l'opérateur. Peu importe l'argument de l'opérateur ou de la fonction qui a la clause COLLATE, parce que le collationnement appliqué à l'opérateur ou à la fonction est dérivé en considérant tous les arguments, et une clause COLLATE explicite surchargera les collationnements des autres arguments. (Attacher des clauses COLLATE différentes sur les arguments aboutit à une erreur. Pour plus de détails, voir la Section 23.2.) Du coup, ceci donne le même résultat que l'exemple précédent :

```
SELECT * FROM tbl WHERE a COLLATE "C" > 'foo';
```

Mais ceci n'est pas valide :

```
SELECT * FROM tbl WHERE (a > 'foo') COLLATE "C";
```

car cette requête cherche à appliquer un collationnement au résultat de l'opérateur >, qui est du type boolean, type non sujet au collationnement.

4.2.11. Sous-requêtes scalaires

Une sous-requête scalaire est une requête SELECT ordinaire entre parenthèses renvoyant exactement une ligne avec une colonne (voir le Chapitre 7 pour plus d'informations sur l'écriture des requêtes). La requête SELECT est exécutée et la seule valeur renvoyée est utilisée dans l'expression de valeur englobante. C'est une erreur d'utiliser une requête qui renvoie plus d'une ligne ou plus d'une colonne comme requête scalaire. Mais si, lors d'une exécution particulière, la sous-requête ne renvoie pas de lignes, alors il n'y a pas d'erreur ; le résultat scalaire est supposé NULL. La sous-requête peut référencer des variables de la requête englobante, qui agiront comme des constantes durant toute évaluation de la sous-requête. Voir aussi la Section 9.22 pour d'autres expressions impliquant des sous-requêtes.

Par exemple, ce qui suit trouve la ville disposant de la population la plus importante dans chaque état :

```
SELECT nom, (SELECT max(pop) FROM villes WHERE villes.etat =
 etat.nom)
    FROM etats;
```

4.2.12. Constructeurs de tableaux

Un constructeur de tableau est une expression qui construit une valeur de tableau à partir de la valeur de ses membres. Un constructeur de tableau simple utilise le mot-clé ARRAY, un crochet ouvrant [, une liste d'expressions (séparées par des virgules) pour les valeurs des éléments du tableau et finalement un crochet fermant]. Par exemple :

```
SELECT ARRAY[1,2,3+4];
  array
---------
 {1,2,7}
(1 row)
```

Par défaut, le type d'élément du tableau est le type commun des expressions des membres, déterminé en utilisant les mêmes règles que pour les constructions UNION ou CASE (voir la Section 10.5). Vous pouvez surcharger ceci en convertissant explicitement le constructeur de tableau vers le type désiré. Par exemple :

```
SELECT ARRAY[1,2,22.7]::integer[];
  array
----------
 {1,2,23}
(1 row)
```

Ceci a le même effet que la conversion de chaque expression vers le type d'élément du tableau individuellement. Pour plus d'informations sur les conversions, voir la Section 4.2.9.

Les valeurs de tableaux multidimensionnels peuvent être construites par des constructeurs de tableaux imbriqués. Pour les constructeurs internes, le mot-clé ARRAY peut être omis. Par exemple, ces expressions produisent le même résultat :

```
SELECT ARRAY[ARRAY[1,2], ARRAY[3,4]];
     array
---------------
 {{1,2},{3,4}}
(1 row)

SELECT ARRAY[[1,2],[3,4]];
     array
---------------
 {{1,2},{3,4}}
(1 row)
```

Comme les tableaux multidimensionnels doivent être rectangulaires, les constructeurs internes du même niveau doivent produire des sous-tableaux de dimensions identiques. Toute conversion appliquée au constructeur ARRAY externe se propage automatiquement à tous les constructeurs internes.

Les éléments d'un constructeur de tableau multidimensionnel peuvent être tout ce qui récupère un tableau du bon type, pas seulement une construction d'un tableau imbriqué. Par exemple :

```
CREATE TABLE tab(f1 int[], f2 int[]);

INSERT INTO tab VALUES (ARRAY[[1,2],[3,4]], ARRAY[[5,6],[7,8]]);

SELECT ARRAY[f1, f2, '{{9,10},{11,12}}'::int[]] FROM tab;
                     array
-----------------------------------------------
 {{{1,2},{3,4}},{{5,6},{7,8}},{{9,10},{11,12}}}
(1 row)
```

Vous pouvez construire un tableau vide, mais comme il est impossible d'avoir un tableau sans type, vous devez convertir explicitement votre tableau vide dans le type désiré. Par exemple :

```
SELECT ARRAY[]::integer[];
```

```
 array
-------
 {}
(1 row)
```

Il est aussi possible de construire un tableau à partir des résultats d'une sous-requête. Avec cette forme, le constructeur de tableau est écrit avec le mot-clé ARRAY suivi par une sous-requête entre parenthèses (et non pas des crochets). Par exemple :

```
SELECT ARRAY(SELECT oid FROM pg_proc WHERE proname LIKE 'bytea%');
                                 array
-----------------------------------------------------------------------
 {2011,1954,1948,1952,1951,1244,1950,2005,1949,1953,2006,31,2412,2413}
(1 row)

SELECT ARRAY(SELECT ARRAY[i, i*2] FROM generate_series(1,5) AS
 a(i));
              array
---------------------------------
 {{1,2},{2,4},{3,6},{4,8},{5,10}}
(1 row)
```

La sous-requête doit renvoyer une seule colonne. Si la sortie de la sous- requête n'est pas de type tableau, le tableau à une dimension résultant aura un élément pour chaque ligne dans le résultat de la sous-requête, avec un type élément correspondant à celui de la colonne en sortie de la sous- requête. Si la colonne en sortie de la sous-requête est de type tableau, le résultat sera un tableau du même type, mais avec une dimension supplémentaire ; dans ce cas, toutes les lignes de la sous-requête doivent renvoyer des tableaux de dimension identique (dans le cas contraire, le résultat ne serait pas rectangulaire).

Les indices d'un tableau construit avec ARRAY commencent toujours à un. Pour plus d'informations sur les tableaux, voir la Section 8.15.

4.2.13. Constructeurs de lignes

Un constructeur de ligne est une expression qui construit une valeur de ligne (aussi appelée une valeur composite) à partir des valeurs de ses membres. Un constructeur de ligne consiste en un mot-clé ROW, une parenthèse gauche, zéro ou une ou plus d'une expression (séparées par des virgules) pour les valeurs des champs de la ligne, et enfin une parenthèse droite. Par exemple :

```
SELECT ROW(1,2.5,'ceci est un test');
```

Le mot-clé ROW est optionnel lorsqu'il y a plus d'une expression dans la liste.

Un constructeur de ligne peut inclure la syntaxe *valeurligne*`.*`, qui sera étendue en une liste d'éléments de la valeur ligne, ce qui est le comportement habituel de la syntaxe `.*` utilisée au niveau haut d'une liste SELECT (voir Section 8.16.5). Par exemple, si la table `t` a les colonnes `f1` et `f2`, ces deux requêtes sont identiques :

```
SELECT ROW(t.*, 42) FROM t;
SELECT ROW(t.f1, t.f2, 42) FROM t;
```

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 8.2, la syntaxe `.*` n'était pas étendue dans les constructeurs de lignes. De ce fait, `ROW(t.*, 42)` créait une ligne à deux champs dont le premier était une autre valeur de ligne. Le nouveau comportement est généralement plus utile. Si vous avez besoin de l'ancien

> comportement de valeurs de ligne imbriquées, écrivez la valeur de ligne interne sans `.*`, par exemple `ROW(t, 42)`.

Par défaut, la valeur créée par une expression `ROW` est d'un type d'enregistrement anonyme. Si nécessaire, il peut être converti en un type composite nommé -- soit le type de ligne d'une table, soit un type composite créé avec `CREATE TYPE AS`. Une conversion explicite pourrait être nécessaire pour éviter toute ambiguïté. Par exemple :

```
CREATE TABLE ma_table(f1 int, f2 float, f3 text);

CREATE FUNCTION recup_f1(ma_table) RETURNS int AS 'SELECT $1.f1'
 LANGUAGE SQL;

-- Aucune conversion nécessaire parce que seul un recup_f1() existe
SELECT recup_f1(ROW(1,2.5,'ceci est un test'));
 recup_f1
----------
1
(1 row)

CREATE TYPE mon_typeligne AS (f1 int, f2 text, f3 numeric);

CREATE FUNCTION recup_f1(mon_typeligne) RETURNS int AS 'SELECT
 $1.f1' LANGUAGE SQL;

-- Maintenant, nous avons besoin d'une conversion
-- pour indiquer la fonction à appeler
SELECT recup_f1(ROW(1,2.5,'ceci est un test'));
ERROR:  function recup_f1(record) is not unique

SELECT recup_f1(ROW(1,2.5,'ceci est un test')::ma_table);
 getf1
-------
 1
(1 row)

SELECT recup_f1(CAST(ROW(11,'ceci est un test',2.5) AS
 mon_typeligne));
 getf1
-------
 11
(1 row)
```

Les constructeurs de lignes peuvent être utilisés pour construire des valeurs composites à stocker dans une colonne de table de type composite ou pour être passés à une fonction qui accepte un paramètre composite. De plus, il est possible de comparer deux valeurs de lignes ou de tester une ligne avec `IS NULL` ou `IS NOT NULL`, par exemple

```
SELECT ROW(1,2.5,'ceci est un test') = ROW(1, 3, 'pas le même');

SELECT ROW(table.*) IS NULL FROM table; -- détecte toutes les
 lignes non NULL
```

Pour plus de détails, voir la Section 9.23. Les constructeurs de lignes peuvent aussi être utilisés en relation avec des sous-requêtes, comme discuté dans la Section 9.22.

4.2.14. Règles d'évaluation des expressions

L'ordre d'évaluation des sous-expressions n'est pas défini. En particulier, les entrées d'un opérateur ou d'une fonction ne sont pas obligatoirement évaluées de la gauche vers la droite ou dans un autre ordre fixé.

De plus, si le résultat d'une expression peut être déterminé par l'évaluation de certaines parties de celle-ci, alors d'autres sous-expressions devraient ne pas être évaluées du tout. Par exemple, si vous écrivez :

```
SELECT true OR une_fonction();
```

alors `une_fonction()` pourrait (probablement) ne pas être appelée du tout. Pareil dans le cas suivant :

```
SELECT une_fonction() OR true;
```

Notez que ceci n'est pas identique au « court-circuitage » de gauche à droite des opérateurs booléens utilisé par certains langages de programmation.

En conséquence, il est déconseillé d'utiliser des fonctions ayant des effets de bord dans une partie des expressions complexes. Il est particulièrement dangereux de se fier aux effets de bord ou à l'ordre d'évaluation dans les clauses `WHERE` et `HAVING`, car ces clauses sont reproduites de nombreuses fois lors du développement du plan d'exécution. Les expressions booléennes (combinaisons `AND`/`OR`/`NOT`) dans ces clauses pourraient être réorganisées d'une autre façon autorisée dans l'algèbre booléenne.

Quand il est essentiel de forcer l'ordre d'évaluation, une construction `CASE` (voir la Section 9.17) peut être utilisée. Voici un exemple qui ne garantit pas qu'une division par zéro ne soit pas faite dans une clause `WHERE` :

```
SELECT ... WHERE x > 0 AND y/x > 1.5;
```

Mais ceci est sûr :

```
SELECT ... WHERE CASE WHEN x > 0 THEN y/x > 1.5 ELSE false END;
```

Une construction `CASE` utilisée de cette façon déjouera les tentatives d'optimisation, donc cela ne sera à faire que si c'est nécessaire (dans cet exemple particulier, il serait sans doute mieux de contourner le problème en écrivant `y > 1.5*x`).

Néanmoins, `CASE` n'est pas un remède à tout. Une limitation à la technique illustrée ci-dessus est qu'elle n'empêche pas l'évaluation en avance des sous-expressions constantes. Comme décrit dans Section 38.7, les fonctions et les opérateurs marqués `IMMUTABLE` peuvent être évalués quand la requête est planifiée plutôt que quand elle est exécutée. Donc, par exemple :

```
SELECT CASE WHEN x > 0 THEN x ELSE 1/0 END FROM tab;
```

va produire comme résultat un échec pour division par zéro, car le planificateur a essayé de simplifier la sous-expression constante, même si chaque ligne de la table a `x > 0` de façon à ce que la condition `ELSE` ne soit jamais exécutée.

Bien que cet exemple particulier puisse sembler stupide, il existe de nombreux cas moins évidents, n'impliquant pas de constantes, mais plutôt des requêtes exécutées par des fonctions, quand les valeurs des arguments des fonctions et de variables locales peuvent être insérées dans les requêtes en tant que constantes toujours dans le but de la planification. À l'intérieur de fonctions PL/pgSQL, par exemple, utiliser une instruction `IF-THEN- ELSE` pour protéger un calcul risqué est beaucoup plus sûr qu'une expression `CASE`.

Une autre limitation de cette technique est qu'une expression `CASE` ne peut pas empêcher l'évaluation d'une expression d'agrégat contenue dans cette expression, car les expressions d'agrégat sont calculées avant les expressions « scalaires » dans une liste `SELECT` ou dans une clause `HAVING`. Par exemple, la requête suivante peut provoquer une erreur de division par zéro bien qu'elle semble protégée contre ce type d'erreurs :

```
SELECT CASE WHEN min(employees) > 0
            THEN avg(expenses / employees)
       END
    FROM departments;
```

Les agrégats `min()` et `avg()` sont calculés en même temps avec toutes les lignes en entrée, donc si une ligne a une valeur 0 pour la colonne `employees`, l'erreur de division par zéro surviendra avant d'avoir pu tester le résultat de `min()`. Il est préférable d'utiliser une clause `WHERE` ou une clause `FILTER` pour empêcher les lignes problématiques en entrée d'atteindre la fonction d'agrégat.

4.3. Fonctions appelantes

PostgreSQL permet aux fonctions qui ont des paramètres nommés d'être appelées en utilisant soit la notation par *position* soit la notation par *nom*. La notation par nom est particulièrement utile pour les fonctions qui ont un grand nombre de paramètres, car elle rend l'association entre paramètre et argument plus explicite et fiable. Dans la notation par position, un appel de fonction précise les valeurs en argument dans le même ordre que ce qui a été défini à la création de la fonction. Dans la notation nommée, les arguments sont précisés par leur nom et peuvent du coup être intégrés dans n'importe quel ordre. Pour chaque notation, considérez aussi l'effet des types d'argument de la fonction, documenté dans Section 10.3.

Quel que soit la notation, les paramètres qui ont des valeurs par défaut dans leur déclaration n'ont pas besoin d'être précisés dans l'appel. Ceci est particulièrement utile dans la notation nommée, car toute combinaison de paramètre peut être omise, alors que dans la notation par position, les paramètres peuvent seulement être omis de la droite vers la gauche.

PostgreSQL supporte aussi la notation *mixée*. Elle combine la notation par position avec la notation par nom. Dans ce cas, les paramètres de position sont écrits en premier, les paramètres nommés apparaissent après.

Les exemples suivants illustrent l'utilisation des trois notations, en utilisant la définition de fonction suivante :

```
CREATE FUNCTION assemble_min_ou_maj(a text, b text, majuscule
 boolean DEFAULT false)
RETURNS text
AS
$$
 SELECT CASE
        WHEN $3 THEN UPPER($1 || ' ' || $2)
        ELSE LOWER($1 || ' ' || $2)
        END;
$$
LANGUAGE SQL IMMUTABLE STRICT;
```

La fonction `assemble_min_ou_maj` a deux paramètres obligatoires, `a` et `b`. Il existe en plus un paramètre optionnel, `majuscule`, qui vaut par défaut `false`. Les arguments `a` et `b` seront concaténés et forcés soit en majuscule soit en minuscule suivant la valeur du paramètre `majuscule`. Les détails restants ne sont pas importants ici (voir le Chapitre 38 pour plus d'informations).

4.3.1. En utilisant la notation par position

La notation par position est le mécanisme traditionnel pour passer des arguments aux fonctions avec PostgreSQL. En voici un exemple :

```
SELECT assemble_min_ou_maj('Hello', 'World', true);
 assemble_min_ou_maj
---------------------
 HELLO WORLD
(1 row)
```

Tous les arguments sont indiqués dans l'ordre. Le résultat est en majuscule, car l'argument `majuscule` est indiqué à `true`. Voici un autre exemple :

```
SELECT assemble_min_ou_maj('Hello', 'World');
 assemble_min_ou_maj
-----------------------
 hello world
(1 row)
```

Ici, le paramètre `majuscule` est omis, donc il récupère la valeur par défaut, soit `false`, ce qui a pour résultat une sortie en minuscule. Dans la notation par position, les arguments peuvent être omis de la droite à la gauche à partir du moment où ils ont des valeurs par défaut.

4.3.2. En utilisant la notation par nom

Dans la notation par nom, chaque nom d'argument est précisé en utilisant `=>` pour le séparer de l'expression de la valeur de l'argument. Par exemple :

```
SELECT assemble_min_ou_maj(a => 'Hello', b => 'World');
 assemble_min_ou_maj
---------------------
 hello world
(1 row)
```

Encore une fois, l'argument `majuscule` a été omis, donc il dispose de sa valeur par défaut, `false`, implicitement. Un avantage à utiliser la notation par nom est que les arguments peuvent être saisis dans n'importe quel ordre. Par exemple :

```
SELECT assemble_min_ou_maj(a => 'Hello', b => 'World', uppercase =>
 true);
 assemble_min_ou_maj
---------------------
 HELLO WORLD
(1 row)

SELECT assemble_min_ou_maj(a => 'Hello', uppercase => true, b =>
 'World');
 assemble_min_ou_maj
---------------------
 HELLO WORLD
(1 row)
```

Une syntaxe plus ancienne basée sur « := » est supportée pour des raisons de compatibilité ascendante :

```
SELECT assemble_min_ou_maj(a := 'Hello', uppercase := true, b :=
 'World');
 assemble_min_ou_maj
----------------------
 HELLO WORLD
(1 row)
```

4.3.3. En utilisant la notation mixée

La notation mixée combine les notations par position et par nom. Néanmoins, comme cela a déjà été expliqué, les arguments par nom ne peuvent pas précéder les arguments par position. Par exemple :

```
SELECT assemble_min_ou_maj('Hello', 'World', majuscule => true);
 assemble_min_ou_maj
-----------------------
 HELLO WORLD
(1 row)
```

Dans la requête ci-dessus, les arguments `a` et `b` sont précisés par leur position alors que `majuscule` est indiqué par son nom. Dans cet exemple, cela n'apporte pas grand-chose, sauf pour une documentation de la fonction. Avec une fonction plus complexe, comprenant de nombreux paramètres avec des valeurs par défaut, les notations par nom et mixées améliorent l'écriture des appels de fonction et permettent de réduire les risques d'erreurs.

> **Note**
>
> Les notations par appel nommé ou mixe ne peuvent pas être utilisées lors de l'appel d'une fonction d'agrégat (mais elles fonctionnent quand une fonction d'agrégat est utilisée en tant que fonction de fenêtrage).

Chapitre 5. Définition des données

Ce chapitre couvre la création des structures de données amenées à contenir les données. Dans une base relationnelle, les données brutes sont stockées dans des tables. De ce fait, une grande partie de ce chapitre est consacrée à l'explication de la création et de la modification des tables et aux fonctionnalités disponibles pour contrôler les données stockées dans les tables. L'organisation des tables dans des schémas et l'attribution de privilèges sur les tables sont ensuite décrites. Pour finir, d'autres fonctionnalités, telles que l'héritage, le partitionnement de tables, les vues, les fonctions et les triggers sont passés en revue.

5.1. Notions fondamentales sur les tables

Une table dans une base relationnelle ressemble beaucoup à un tableau sur papier : elle est constituée de lignes et de colonnes. Le nombre et l'ordre des colonnes sont fixes et chaque colonne a un nom. Le nombre de lignes est variable -- il représente le nombre de données stockées à un instant donné. Le SQL n'apporte aucune garantie sur l'ordre des lignes dans une table. Quand une table est lue, les lignes apparaissent dans un ordre non spécifié, sauf si un tri est demandé explicitement. Tout cela est expliqué dans le Chapitre 7. De plus, le SQL n'attribue pas d'identifiant unique aux lignes. Il est donc possible d'avoir plusieurs lignes identiques au sein d'une table. C'est une conséquence du modèle mathématique sur lequel repose le SQL, même si cela n'est habituellement pas souhaitable. Il est expliqué plus bas dans ce chapitre comment traiter ce problème.

Chaque colonne a un type de données. Ce type limite l'ensemble de valeurs qu'il est possible d'attribuer à une colonne. Il attribue également une sémantique aux données stockées dans la colonne pour permettre les calculs sur celles-ci. Par exemple, une colonne déclarée dans un type numérique n'accepte pas les chaînes textuelles ; les données stockées dans une telle colonne peuvent être utilisées dans des calculs mathématiques. Par opposition, une colonne déclarée de type chaîne de caractères accepte pratiquement n'importe quel type de donnée, mais ne se prête pas aux calculs mathématiques. D'autres types d'opérations, telle la concaténation de chaînes, sont cependant disponibles.

PostgreSQL inclut un ensemble important de types de données intégrés pour s'adapter à diverses applications. Les utilisateurs peuvent aussi définir leurs propres types de données.

La plupart des types de données intégrés ont des noms et des sémantiques évidents. C'est pourquoi leur explication détaillée est reportée au Chapitre 8.

Parmi les types les plus utilisés, on trouve `integer` pour les entiers, `numeric` pour les éventuelles fractions, `text` pour les chaînes de caractères, `date` pour les dates, `time` pour les heures et `timestamp` pour les valeurs qui contiennent à la fois une date et une heure.

Pour créer une table, on utilise la commande bien nommée CREATE TABLE. Dans cette commande, il est nécessaire d'indiquer, au minimum, le nom de la table, les noms des colonnes et le type de données de chacune d'elles. Par exemple :

```
CREATE TABLE ma_premiere_table (
    premiere_colonne text,
    deuxieme_colonne integer
);
```

Cela crée une table nommée `ma_premiere_table` avec deux colonnes. La première colonne, nommée `premiere_colonne`, est de type `text` ; la seconde colonne, nommée `deuxieme_colonne`, est de type `integer`. Les noms des tables et colonnes se conforment à la syntaxe des identifiants expliquée dans la Section 4.1.1. Les noms des types sont souvent aussi des identifiants, mais il existe des exceptions. Le séparateur de la liste des colonnes est la virgule. La liste doit être entre parenthèses.

L'exemple qui précède est à l'évidence extrêmement simpliste. On donne habituellement aux tables et aux colonnes des noms qui indiquent les données stockées. L'exemple ci-dessous est un peu plus réaliste :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric
);
```

(Le type `numeric` peut stocker des fractions telles que les montants.)

> **Astuce**
>
> Quand de nombreuses tables liées sont créées, il est préférable de définir un motif cohérent pour le nommage des tables et des colonnes. On a ainsi la possibilité d'utiliser le pluriel ou le singulier des noms, chacune ayant ses fidèles et ses détracteurs.

Le nombre de colonnes d'une table est limité. En fonction du type de colonnes, il oscille entre 250 et 1600. Définir une table avec un nombre de colonnes proche de cette limite est, cependant, très inhabituel et doit conduire à se poser des questions quant à la conception du modèle.

Lorsqu'une table n'est plus utile, elle peut être supprimée à l'aide de la commande DROP TABLE. Par exemple :

```
DROP TABLE ma_premiere_table;
DROP TABLE produits;
```

Tenter de supprimer une table qui n'existe pas lève une erreur. Il est néanmoins habituel, dans les fichiers de scripts SQL, d'essayer de supprimer chaque table avant de la créer. Les messages d'erreur sont alors ignorés afin que le script fonctionne, que la table existe ou non. (La variante `DROP TABLE IF EXISTS` peut aussi être utilisée pour éviter les messages d'erreur, mais elle ne fait pas partie du standard SQL.)

Pour la procédure de modification d'une table qui existe déjà, voir la Section 5.5 plus loin dans ce chapitre.

Les outils précédemment décrits permettent de créer des tables fonctionnelles. Le reste de ce chapitre est consacré à l'ajout de fonctionnalités à la définition de tables pour garantir l'intégrité des données, la sécurité ou l'ergonomie. Le lecteur impatient d'insérer des données dans ses tables peut sauter au Chapitre 6 et lire le reste de ce chapitre plus tard.

5.2. Valeurs par défaut

Une valeur par défaut peut être attribuée à une colonne. Quand une nouvelle ligne est créée et qu'aucune valeur n'est indiquée pour certaines de ses colonnes, celles-ci sont remplies avec leurs valeurs par défaut respectives. Une commande de manipulation de données peut aussi demander explicitement que la valeur d'une colonne soit positionnée à la valeur par défaut, sans qu'il lui soit nécessaire de connaître cette valeur (les détails concernant les commandes de manipulation de données sont donnés dans le Chapitre 6).

Si aucune valeur par défaut n'est déclarée explicitement, la valeur par défaut est la valeur NULL. Cela a un sens dans la mesure où l'on peut considérer que la valeur NULL représente des données inconnues.

Dans la définition d'une table, les valeurs par défaut sont listées après le type de données de la colonne. Par exemple:

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric DEFAULT 9.99
);
```

La valeur par défaut peut être une expression, alors évaluée à l'insertion de cette valeur (*pas* à la création de la table). Un exemple commun est la colonne de type `timestamp` dont la valeur par défaut est `now()`. Elle se voit ainsi attribuer l'heure d'insertion. Un autre exemple est la génération d'un « numéro de série » pour chaque ligne. Dans PostgreSQL, cela s'obtient habituellement par quelque chose comme

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer DEFAULT nextval('produits_no_produit_seq'),
    ...
);
```

où la fonction `nextval()` fournit des valeurs successives à partir d'un *objet séquence* (voir la Section 9.16). Cet arrangement est suffisamment commun pour qu'il ait son propre raccourci :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit SERIAL,
    ...
);
```

Le raccourci `SERIAL` est discuté plus tard dans la Section 8.1.4.

5.3. Contraintes

Les types de données sont un moyen de restreindre la nature des données qui peuvent être stockées dans une table. Pour beaucoup d'applications, toutefois, la contrainte fournie par ce biais est trop grossière. Par exemple, une colonne qui contient le prix d'un produit ne doit accepter que des valeurs positives. Mais il n'existe pas de type de données standard qui n'accepte que des valeurs positives. Un autre problème peut provenir de la volonté de contraindre les données d'une colonne par rapport aux autres colonnes ou lignes. Par exemple, dans une table contenant des informations de produit, il ne peut y avoir qu'une ligne par numéro de produit.

Pour cela, SQL permet de définir des contraintes sur les colonnes et les tables. Les contraintes donnent autant de contrôle sur les données des tables qu'un utilisateur peut le souhaiter. Si un utilisateur tente de stocker des données dans une colonne en violation d'une contrainte, une erreur est levée. Cela s'applique même si la valeur vient de la définition de la valeur par défaut.

5.3.1. Contraintes de vérification

La contrainte de vérification est la contrainte la plus générique qui soit. Elle permet d'indiquer que la valeur d'une colonne particulière doit satisfaire une expression booléenne (valeur de vérité). Par exemple, pour obliger les prix des produits à être positifs, on peut utiliser :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric CHECK (prix > 0)
);
```

La définition de contrainte vient après le type de données, comme pour les définitions de valeur par défaut. Les valeurs par défaut et les contraintes peuvent être données dans n'importe quel ordre. Une contrainte de vérification s'utilise avec le mot-clé `CHECK` suivi d'une expression entre parenthèses. L'expression de la contrainte implique habituellement la colonne à laquelle elle s'applique, la contrainte n'ayant dans le cas contraire que peu de sens.

La contrainte peut prendre un nom distinct. Cela clarifie les messages d'erreur et permet de faire référence à la contrainte lorsqu'elle doit être modifiée. La syntaxe est :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric CONSTRAINT prix_positif CHECK (prix > 0)
);
```

Pour indiquer une contrainte nommée, on utilise le mot-clé `CONSTRAINT` suivi d'un identifiant et de la définition de la contrainte (si aucun nom n'est précisé, le système en choisit un).

Une contrainte de vérification peut aussi faire référence à plusieurs colonnes. Dans le cas d'un produit, on peut vouloir stocker le prix normal et un prix réduit en s'assurant que le prix réduit soit bien inférieur au prix normal.

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric CHECK (prix > 0),
    prix_promotion numeric CHECK (prix_promotion > 0),
    CHECK (prix > prix_promotion)
);
```

Si les deux premières contraintes n'offrent pas de nouveauté, la troisième utilise une nouvelle syntaxe. Elle n'est pas attachée à une colonne particulière, mais apparaît comme un élément distinct dans la liste des colonnes. Les définitions de colonnes et ces définitions de contraintes peuvent être définies dans un ordre quelconque.

Les deux premières contraintes sont appelées contraintes de colonne, tandis que la troisième est appelée contrainte de table parce qu'elle est écrite séparément d'une définition de colonne particulière. Les contraintes de colonne peuvent être écrites comme des contraintes de table, mais l'inverse n'est pas forcément possible puisqu'une contrainte de colonne est supposée ne faire référence qu'à la colonne à laquelle elle est attachée (PostgreSQL ne vérifie pas cette règle, mais il est préférable de la suivre pour s'assurer que les définitions de tables fonctionnent avec d'autres systèmes de bases de données). L'exemple ci-dessus peut aussi s'écrire :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric,
    CHECK (prix > 0),
    prix_promotion numeric,
    CHECK (prix_promotion > 0),
    CHECK (prix > prix_promotion)
);
```

ou même :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric CHECK (prix > 0),
    prix_promotion numeric,
    CHECK (prix_promotion > 0 AND prix > prix_promotion)
);
```

C'est une question de goût.

Les contraintes de table peuvent être nommées, tout comme les contraintes de colonne :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric,
    CHECK (prix > 0),
    prix_promotion numeric,
    CHECK (prix_promotion > 0),
    CONSTRAINT promo_valide CHECK (prix > prix_promotion)
);
```

Une contrainte de vérification est satisfaite si l'expression est évaluée vraie ou NULL. Puisque la plupart des expressions sont évaluées NULL si l'un des opérandes est nul, elles n'interdisent pas les valeurs NULL dans les colonnes contraintes. Pour s'assurer qu'une colonne ne contient pas de valeurs NULL, la contrainte NOT NULL décrite dans la section suivante peut être utilisée.

> **Note**
>
> PostgreSQL ne supporte pas les contraintes `CHECK` qui référencent les données d'autres tables que celle contenant la nouvelle ligne ou la ligne mise à jour en cours de vérification. Alors qu'une contrainte `CHECK` qui viole cette règle pourrait apparaitre fonctionner dans des tests simples, il est possible que la base de données atteigne un état dans lequel la condiction de la contrainte est fausse (à cause de changements supplémentaires en dehors de la ligne impliquée). Ceci sera la cause d'un échec du rechargement de la sauvegarde d'une base. La restauration pourrait échouer même quand l'état complet de la base est cohérent avec la contrainte, à cause de lignes chargées dans un autre différent qui satisferait la contrainte. Si possible, utilisez les contraintes `UNIQUE`, `EXCLUDE`, et `FOREIGN KEY` pour exprimer des restrictions inter-lignes et inter-tables.
>
> Si ce que vous désirez est une vérification unique avec certaines lignes au moment de l'insertion, plutôt qu'une garantie de cohérence maintenue en permanence, un trigger personnalisé peut être utilisé pour l'implémenter. (Cette approche évite le problème de sauvegarde/restauration car pg_dump ne réinstalle les triggers qu'après chargement des données, donc cette vérification ne sera pas effectuée pendant une sauvegarde/restauration.)

> **Note**
>
> PostgreSQL suppose que les conditions des contraintes `CHECK` sont immutables, c'est-à-dire qu'elles donneront toujours le même résultat pour la même ligne en entrée. Cette supposition est ce qui justifie l'examen des contraintes `CHECK` uniquement quand les lignes sont insérées ou mises à jour, et non pas à d'autres moments. (Cet avertissement sur la non référence aux données d'autres tables est en fait un cas particulier de cette restriction.)
>
> Un exemple d'une façon habituelle de casser cette supposition est de référencer une fonction utilisateur dans une expression `CHECK`, puis de changer le comportement de cette fonction. PostgreSQL n'interdit pas cela, mais il ne notera pas qu'il y a des lignes dans la table qui violent maintenant la contrainte `CHECK`. Ceci sera la cause d'un échec de la restauration d'une sauvegarde de cette base. La façon recommandée de gérer de tels changements revient à supprimer la contrainte (en utilisant `ALTER TABLE`), d'ajuster la définition de la fonction, et d'ajouter de nouveau la contrainte, ce qui causera une nouvelle vérification des lignes de la table.

5.3.2. Contraintes de non-nullité (NOT NULL)

Une contrainte NOT NULL indique simplement qu'une colonne ne peut pas prendre la valeur NULL. Par exemple :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer NOT NULL,
    nom text NOT NULL,
    prix numeric
);
```

Une contrainte NOT NULL est toujours écrite comme une contrainte de colonne. Elle est fonctionnellement équivalente à la création d'une contrainte de vérification `CHECK (nom_colonne IS NOT NULL)`. Toutefois, dans PostgreSQL, il est plus efficace de créer explicitement une contrainte NOT NULL. L'inconvénient est que les contraintes de non-nullité ainsi créées ne peuvent pas être explicitement nommées.

Une colonne peut évidemment avoir plusieurs contraintes. Il suffit d'écrire les contraintes les unes après les autres :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer NOT NULL,
    nom text NOT NULL,
    prix numeric NOT NULL CHECK (prix > 0)
);
```

L'ordre n'a aucune importance. Il ne détermine pas l'ordre de vérification des contraintes.

La contrainte `NOT NULL` a un contraire ; la contrainte `NULL`. Elle ne signifie pas que la colonne doit être NULL, ce qui est assurément inutile, mais sélectionne le comportement par défaut, à savoir que la colonne peut être NULL. La contrainte `NULL` n'est pas présente dans le standard SQL et ne doit pas être utilisée dans des applications portables (elle n'a été ajoutée dans PostgreSQL que pour assurer la compatibilité avec d'autres bases de données). Certains utilisateurs l'apprécient néanmoins, car elle permet de basculer aisément d'une contrainte à l'autre dans un fichier de script. On peut, par exemple, commencer avec :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer NULL,
    nom text NULL,
    prix numeric NULL
);
```

puis insérer le mot-clé `NOT` en fonction des besoins.

> **Astuce**
>
> Dans la plupart des bases de données, il est préférable que la majorité des colonnes soient marquées NOT NULL.

5.3.3. Contraintes d'unicité

Les contraintes d'unicité garantissent l'unicité des données contenues dans une colonne ou un groupe de colonnes par rapport à toutes les lignes de la table. La syntaxe est :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer UNIQUE,
    nom text,
    prix numeric
);
```

lorsque la contrainte est écrite comme contrainte de colonne et :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric,
    UNIQUE (no_produit)
);
```

lorsqu'elle est écrite comme contrainte de table.

Pour définir une contrainte unique pour un groupe de colonnes, saisissez-la en tant que contrainte de table avec les noms des colonnes séparés par des virgules :

```
CREATE TABLE exemple (
    a integer,
    b integer,
    c integer,
    UNIQUE (a, c)
);
```

Cela précise que la combinaison de valeurs dans les colonnes indiquées est unique sur toute la table. Sur une colonne prise isolément, ce n'est pas nécessairement le cas (et habituellement cela ne l'est pas).

Une contrainte d'unicité peut être nommée, de la façon habituelle :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer CONSTRAINT doit_etre_different UNIQUE,
    nom text,
    prix numeric
);
```

Ajouter une contrainte unique va automatiquement créer un index unique B-tree sur la colonne ou le groupe de colonnes listées dans la contrainte. Une restriction d'unicité couvrant seulement certaines lignes ne peut pas être écrite comme une contrainte unique, mais il est possible de forcer ce type de restriction en créant un index partiel unique.

En général, une contrainte d'unicité est violée si plus d'une ligne de la table possède des valeurs identiques sur toutes les colonnes de la contrainte. En revanche, deux valeurs NULL ne sont jamais considérées égales. Cela signifie qu'il est possible de stocker des lignes dupliquées contenant une valeur NULL dans au moins une des colonnes contraintes. Ce comportement est conforme au standard SQL, mais d'autres bases SQL n'appliquent pas cette règle. Il est donc préférable d'être prudent lors du développement d'applications portables.

5.3.4. Clés primaires

Une contrainte de type clé primaire indique qu'une colonne, ou un groupe de colonnes, peuvent être utilisés comme un identifiant unique de ligne pour cette table. Ceci nécessite que les valeurs soient à la fois uniques et non NULL. Les définitions de table suivantes acceptent de ce fait les mêmes données :

```
CREATE TABLE produits (
 no_produit integer UNIQUE NOT NULL,
 nom text,
 prix numeric
    );

CREATE TABLE produits (
 no_produit integer PRIMARY KEY,
 nom text,
```

```
 prix numeric
    );
```

Les clés primaires peuvent également contraindre plusieurs colonnes ; la syntaxe est semblable aux contraintes d'unicité :

```
CREATE TABLE exemple (
 a integer,
 b integer,
 c integer,
 PRIMARY KEY (a, c)
    );
```

Ajouter une clé primaire créera automatiquement un index unique B-tree sur la colonne ou le groupe de colonnes listés dans la clé primaire, et forcera les colonnes à être marquées `NOT NULL`.

L'ajout d'une clé primaire créera automatiquement un index B-tree unique sur la colonne ou le groupe de colonnes utilisé dans la clé primaire.

Une table a, au plus, une clé primaire. (Le nombre de contraintes UNIQUE NOT NULL, qui assurent pratiquement la même fonction, n'est pas limité, mais une seule peut être identifiée comme clé primaire.) La théorie des bases de données relationnelles impose que chaque table ait une clé primaire. Cette règle n'est pas forcée par PostgreSQL, mais il est préférable de la respecter.

Les clés primaires sont utiles pour la documentation et pour les applications clientes. Par exemple, une application graphique qui permet la modifier des valeurs des lignes a probablement besoin de connaître la clé primaire d'une table pour être capable d'identifier les lignes de façon unique. Le système de bases de données utilise une clé primaire de différentes façons. Par exemple, la clé primaire définit les colonnes cibles par défaut pour les clés étrangères référençant cette table.

5.3.5. Clés étrangères

Une contrainte de clé étrangère stipule que les valeurs d'une colonne (ou d'un groupe de colonnes) doivent correspondre aux valeurs qui apparaissent dans les lignes d'une autre table. On dit que cela maintient l'*intégrité référentielle* entre les deux tables.

Soit la table de produits, déjà utilisée plusieurs fois :

```
CREATE TABLE produits (
 no_produit integer PRIMARY KEY,
 nom text,
 prix numeric
    );
```

Soit également une table qui stocke les commandes de ces produits. Il est intéressant de s'assurer que la table des commandes ne contient que des commandes de produits qui existent réellement. Pour cela, une contrainte de clé étrangère est définie dans la table des commandes qui référence la table « produits » :

```
CREATE TABLE commandes (
 id_commande integer PRIMARY KEY,
 no_produit integer REFERENCES produits (no_produit),
 quantite integer
    );
```

Il est désormais impossible de créer des commandes pour lesquelles les valeurs non NULL de `no_produit` n'apparaissent pas dans la table « produits ».

Dans cette situation, on dit que la table des commandes est la table *qui référence* et la table des produits est la table *référencée*. De la même façon, il y a des colonnes qui référencent et des colonnes référencées.

La commande précédente peut être raccourcie en

```
CREATE TABLE commandes (
 id_commande integer PRIMARY KEY,
 no_produit integer REFERENCES produits,
 quantite integer
    );
```

parce qu'en l'absence de liste de colonnes, la clé primaire de la table de référence est utilisée comme colonne de référence.

Une contrainte de clé étrangère peut être nommée de la façon habituelle.

Une clé étrangère peut aussi contraindre et référencer un groupe de colonnes. Comme cela a déjà été évoqué, il faut alors l'écrire sous forme d'une contrainte de table. Exemple de syntaxe :

```
CREATE TABLE t1 (
      a integer PRIMARY KEY,
      b integer,
      c integer,
      FOREIGN KEY (b, c) REFERENCES autre_table (c1, c2)
    );
```

Le nombre et le type des colonnes contraintes doivent correspondre au nombre et au type des colonnes référencées.

Parfois, il est utile que l'« autre table » d'une clé étrangère soit la même table ; elle est alors appelée une clé étrangère *auto-référencée*. Par exemple, si vous voulez que les lignes d'une table représentent les nœuds d'une structure en arbre, vous pouvez écrire

```
CREATE TABLE tree (
    node_id integer PRIMARY KEY,
    parent_id integer REFERENCES tree,
    name text,
    ...
);
```

Un nœud racine aura la colonne `parent_id` à NULL, et les enregistrements non NULL de `parent_id` seront contraints de référencer des enregistrements valides de la table.

Une table peut contenir plusieurs contraintes de clé étrangère. Les relations n-n entre tables sont implantées ainsi. Soit des tables qui contiennent des produits et des commandes, avec la possibilité d'autoriser une commande à contenir plusieurs produits (ce que la structure ci-dessus ne permet pas). On peut pour cela utiliser la structure de table suivante :

```
CREATE TABLE produits (
 no_produit integer PRIMARY KEY,
 nom text,
 prix numeric
    );

    CREATE TABLE commandes (
 id_commande integer PRIMARY KEY,
 adresse_de_livraison text,
 ...
    );

    CREATE TABLE commande_produits (
 no_produit integer REFERENCES produits,
```

```
 id_commande integer REFERENCES commandes,
 quantite integer,
 PRIMARY KEY (no_produit, id_commande)
    );
```

La clé primaire de la dernière table recouvre les clés étrangères.

Les clés étrangères interdisent désormais la création de commandes qui ne sont pas liées à un produit. Qu'arrive-t-il si un produit est supprimé alors qu'une commande y fait référence ? SQL permet aussi de le gérer. Intuitivement, plusieurs options existent :

- interdire d'effacer un produit référencé ;
- effacer aussi les commandes ;
- autre chose ?

Pour illustrer ce cas, la politique suivante est implantée sur l'exemple de relations n-n évoqué plus haut :

- quand quelqu'un veut retirer un produit qui est encore référencé par une commande (au travers de `commande_produits`), on l'interdit ;
- si quelqu'un supprime une commande, les éléments de la commande sont aussi supprimés.

```
CREATE TABLE produits (
 no_produit integer PRIMARY KEY,
 nom text,
 prix numeric
    );

    CREATE TABLE commandes (
 id_commande integer PRIMARY KEY,
 adresse_de_livraison text,
 ...
    );

    CREATE TABLE commande_produits (
 no_produit integer REFERENCES produits ON DELETE RESTRICT,
 id_commande integer REFERENCES commandes ON DELETE CASCADE,
 quantite integer,
 PRIMARY KEY (no_produit, id_commande)
    );
```

Restreindre les suppressions et les réaliser en cascade sont les deux options les plus communes. `RESTRICT` empêche la suppression d'une ligne référencée. `NO ACTION` impose la levée d'une erreur si des lignes référençant existent lors de la vérification de la contrainte. Il s'agit du comportement par défaut en l'absence de précision. La différence entre `RESTRICT` et `NO ACTION` est l'autorisation par `NO ACTION` du report de la vérification à la fin de la transaction, ce que `RESTRICT` ne permet pas. `CASCADE` indique que, lors de la suppression d'une ligne référencée, les lignes la référençant doivent être automatiquement supprimées. Il existe deux autres options : `SET NULL` et `SET DEFAULT`. Celles-ci imposent que les colonnes qui référencent dans les lignes référencées soient réinitialisées à NULL ou à leur valeur par défaut, respectivement, lors de la suppression d'une ligne référencée. Elles ne dispensent pas pour autant d'observer les contraintes. Par exemple, si une action précise `SET DEFAULT`, mais que la valeur par défaut ne satisfait pas la clé étrangère, l'opération échoue.

À l'instar de `ON DELETE` existe `ON UPDATE`, évoqué lorsqu'une colonne référencée est modifiée (actualisée). Les actions possibles sont les mêmes. Dans ce cas, `CASCADE` signifie que les valeurs mises à jour dans la colonne référencée doivent être copiées dans les lignes de référence.

Habituellement, une ligne de référence n'a pas besoin de satisfaire la clé étrangère si une de ses colonnes est NULL. Si la clause `MATCH FULL` est ajoutée à la déclaration de la clé étrangère, une ligne de référence échappe à la clé étrangère seulement si toutes ses colonnes de référence sont NULL (donc

un mélange de valeurs NULL et non NULL échoue forcément sur une contrainte `MATCH FULL`). Si vous ne voulez pas que les lignes de référence soient capables d'empêcher la satisfaction de la clé étrangère, déclarez les colonnes de référence comme `NOT NULL`.

Une clé étrangère doit référencer les colonnes qui soit sont une clé primaire, soit forment une contrainte d'unicité. Cela signifie que les colonnes référencées ont toujours un index (celui qui garantit la clé primaire ou la contrainte unique). Donc les vérifications sur la ligne de référence seront performantes. Comme la suppression d'une ligne de la table référencée ou la mise à jour d'une colonne référencée nécessitera un parcours de la table référée pour trouver les lignes correspondant à l'ancienne valeur, il est souvent intéressant d'indexer les colonnes référencées. Comme cela n'est pas toujours nécessaire et qu'il y a du choix sur la façon d'indexer, l'ajout d'une contrainte de clé étrangère ne crée pas automatiquement un index sur les colonnes référencées.

Le Chapitre 6 contient de plus amples informations sur l'actualisation et la suppression de données. Voir aussi la description de la syntaxe des clés étrangères dans la documentation de référence sur CREATE TABLE.

Une clé étrangère peut faire référence à des colonnes qui constituent une clé primaire ou forment une contrainte d'unicité. Si la clé étrangère référence une contrainte d'unicité, des possibilités supplémentaires sont offertes concernant la correspondance des valeurs NULL. Celles-ci sont expliquées dans la documentation de référence de CREATE TABLE.

5.3.6. Contraintes d'exclusion

Les contraintes d'exclusion vous assurent que si deux lignes sont comparées sur les colonnes ou expressions spécifiées en utilisant les opérateurs indiqués, au moins une de ces comparaisons d'opérateurs renverra false ou NULL. La syntaxe est :

```
CREATE TABLE cercles (
    c circle,
    EXCLUDE USING gist (c WITH &&)
);
```

Voir aussi `CREATE TABLE ... CONSTRAINT ... EXCLUDE` pour plus de détails.

L'ajout d'une contrainte d'exclusion créera automatiquement un index du type spécifié dans la déclaration de la contrainte.

5.4. Colonnes système

Chaque table contient plusieurs *colonnes système* implicitement définies par le système. De ce fait, leurs noms ne peuvent pas être utilisés comme noms de colonnes utilisateur (ces restrictions sont distinctes de celles sur l'utilisation de mot-clés ; mettre le nom entre guillemets ne permet pas d'échapper à cette règle). Il n'est pas vraiment utile de se préoccuper de ces colonnes, mais au minimum de savoir qu'elles existent.

`oid`

L'identifiant objet (*object ID*) d'une ligne. Cette colonne n'est présente que si la table a été créée en précisant `WITH OIDS` ou si la variable de configuration default_with_oids était activée à ce moment-là. Cette colonne est de type oid (même nom que la colonne) ; voir la Section 8.19 pour obtenir plus d'informations sur ce type.

`tableoid`

L' OID de la table contenant la ligne. Cette colonne est particulièrement utile pour les requêtes qui utilisent des hiérarchies d'héritage (voir Section 5.9). Il est, en effet, difficile, en son absence,

de savoir de quelle table provient une ligne. `tableoid` peut être joint à la colonne `oid` de `pg_class` pour obtenir le nom de la table.

`xmin`

L'identifiant (ID de transaction) de la transaction qui a inséré cette version de la ligne. (Une version de ligne est un état individuel de la ligne ; toute mise à jour d'une ligne crée une nouvelle version de ligne pour la même ligne logique.)

`cmin`

L'identifiant de commande (à partir de zéro) au sein de la transaction d'insertion.

`xmax`

L'identifiant (ID de transaction) de la transaction de suppression, ou zéro pour une version de ligne non effacée. Il est possible que la colonne ne soit pas nulle pour une version de ligne visible ; cela indique habituellement que la transaction de suppression n'a pas été effectuée, ou qu'une tentative de suppression a été annulée.

`cmax`

L'identifiant de commande au sein de la transaction de suppression, ou zéro.

`ctid`

La localisation physique de la version de ligne au sein de sa table. Bien que le `ctid` puisse être utilisé pour trouver la version de ligne très rapidement, le `ctid` d'une ligne change si la ligne est actualisée ou déplacée par un `VACUUM FULL`. `ctid` est donc inutilisable comme identifiant de ligne sur le long terme. Il est préférable d'utiliser l'OID, ou, mieux encore, un numéro de série utilisateur, pour identifier les lignes logiques.

Les OID sont des nombres de 32 bits et sont attribués à partir d'un compteur unique sur le cluster. Dans une base de données volumineuse ou âgée, il est possible que le compteur boucle. Il est de ce fait peu pertinent de considérer que les OID puissent être uniques ; pour identifier les lignes d'une table, il est fortement recommandé d'utiliser un générateur de séquence. Néanmoins, les OID peuvent également être utilisés sous réserve que quelques précautions soient prises :

- une contrainte d'unicité doit être ajoutée sur la colonne OID de chaque table dont l'OID est utilisé pour identifier les lignes. Dans ce cas (ou dans celui d'un index d'unicité), le système n'engendre pas d'OID qui puisse correspondre à celui d'une ligne déjà présente. Cela n'est évidemment possible que si la table contient moins de 2^{32} (4 milliards) lignes ; en pratique, la taille de la table a tout intérêt à être bien plus petite que ça, dans un souci de performance ;
- l'unicité intertables des OID ne doit jamais être envisagée ; pour obtenir un identifiant unique sur l'ensemble de la base, il faut utiliser la combinaison du `tableoid` et de l'OID de ligne ;
- les tables en question doivent être créées avec l'option `WITH OIDS`. Depuis PostgreSQL 8.1, `WITHOUT OIDS` est l'option par défaut.

Les identifiants de transaction sont aussi des nombres de 32 bits. Dans une base de données âgée, il est possible que les ID de transaction bouclent. Cela n'est pas un problème fatal avec des procédures de maintenance appropriées ; voir le Chapitre 24 pour les détails. Il est, en revanche, imprudent de considérer l'unicité des ID de transaction sur le long terme (plus d'un milliard de transactions).

Les identifiants de commande sont aussi des nombres de 32 bits. Cela crée une limite dure de 2^{32} (4 milliards) commandes SQL au sein d'une unique transaction. En pratique, cette limite n'est pas un problème -- la limite est sur le nombre de commandes SQL, pas sur le nombre de lignes traitées. De plus, seules les commandes qui modifient réellement le contenu de la base de données consomment un identifiant de commande.

5.5. Modification des tables

Lorsqu'une table est créée et qu'une erreur a été commise ou que les besoins de l'application changent, il est alors possible de la supprimer et de la récréer. Cela n'est toutefois pas pratique si la table contient déjà des données ou qu'elle est référencée par d'autres objets de la base de données (une contrainte de clé étrangère, par exemple). C'est pourquoi PostgreSQL offre une série de commandes permettant de modifier une table existante. Cela n'a rien à voir avec la modification des données contenues dans la table ; il ne s'agit ici, que de modifier la définition, ou structure, de la table.

Il est possible

- d'ajouter des colonnes ;
- de supprimer des colonnes ;
- d'ajouter des contraintes ;
- de supprimer des contraintes ;
- de modifier des valeurs par défaut ;
- de modifier les types de données des colonnes ;
- de renommer des colonnes ;
- de renommer des tables.

Toutes ces actions sont réalisées à l'aide de la commande ALTER TABLE, dont la page de référence est bien plus détaillée.

5.5.1. Ajouter une colonne

La commande d'ajout d'une colonne ressemble à :

```
ALTER TABLE produits ADD COLUMN description text;
```

La nouvelle colonne est initialement remplie avec la valeur par défaut précisée (NULL en l'absence de clause `DEFAULT`).

> **Astuce**
>
> À partir de PostgreSQL 11, ajouter une colonne avec une valeur par défaut constante ne signifie plus que chaque ligne de la table doit être mise à jour quand l'instruction `ALTER TABLE` doit être exécutée. À la place, la valeur par défaut sera renvoyée à chaque accès à la ligne et appliquée quand la table est réécrite, rendant ainsi la commande `ALTER TABLE` bien plus rapide, même sur de grosses tables.
>
> Néanmoins, si la valeur par défaut est volatile (par exemple `clock_timestamp()`), chaque ligne devra être mise à jour avec la valeur calculée à l'exécution du `ALTER TABLE`. Pour éviter une opération de mise à jour potentiellement longue, et en particulier si vous avez de toute façon l'intention de remplir la colonne avec des valeurs qui ne sont pas par défaut, il pourrait être préférable d'ajouter la colonne sans valeur par défaut, d'insérer les valeurs correctes en utilisant l'instruction `UPDATE`, et enfin d'ajouter la valeur par désirée comme décrit ci-dessous.

Des contraintes de colonne peuvent être définies dans la même commande, à l'aide de la syntaxe habituelle :

```
ALTER TABLE produits ADD COLUMN description text CHECK (description
 <> '');
```

En fait, toutes les options applicables à la description d'une colonne dans `CREATE TABLE` peuvent être utilisées ici. Il ne faut toutefois pas oublier que la valeur par défaut doit satisfaire les contraintes données. Dans le cas contraire, `ADD` échoue. Il est aussi possible d'ajouter les contraintes ultérieurement (voir ci-dessous) après avoir rempli la nouvelle colonne correctement.

5.5.2. Supprimer une colonne

La commande de suppression d'une colonne ressemble à celle-ci :

```
ALTER TABLE produits DROP COLUMN description;
```

Toute donnée dans cette colonne disparaît. Les contraintes de table impliquant la colonne sont également supprimées. Néanmoins, si la colonne est référencée par une contrainte de clé étrangère d'une autre table, PostgreSQL ne supprime pas silencieusement cette contrainte. La suppression de tout ce qui dépend de la colonne peut être autorisée en ajoutant `CASCADE` :

```
ALTER TABLE produits DROP COLUMN description CASCADE;
```

Voir la Section 5.13 pour une description du mécanisme général.

5.5.3. Ajouter une contrainte

Pour ajouter une contrainte, la syntaxe de contrainte de table est utilisée. Par exemple :

```
ALTER TABLE produits ADD CHECK (nom <> '');
ALTER TABLE produits ADD CONSTRAINT autre_nom UNIQUE (no_produit);
ALTER TABLE produits ADD FOREIGN KEY (id_groupe_produit) REFERENCES
 groupes_produits;
```

Pour ajouter une contrainte NOT NULL, qui ne peut pas être écrite sous forme d'une contrainte de table, la syntaxe suivante est utilisée :

```
ALTER TABLE produits ALTER COLUMN no_produit SET NOT NULL;
```

La contrainte étant immédiatement vérifiée, les données de la table doivent satisfaire la contrainte avant qu'elle ne soit ajoutée.

5.5.4. Supprimer une contrainte

Pour supprimer une contrainte, il faut connaître son nom. Si elle a été explicitement nommée, il n'y a aucune difficulté. Dans le cas contraire, le système a affecté un nom généré qu'il faudra identifier. La commande `\d` *`table`* de psql peut être utile ici ; d'autres interfaces offrent aussi la possibilité d'examiner les détails de table. La commande est :

```
ALTER TABLE produits DROP CONSTRAINT un_nom;
```

(Dans le cas d'un nom de contrainte généré par le système, comme `$2`, il est nécessaire de l'entourer de guillemets doubles (") pour en faire un identifiant valable.)

Comme pour la suppression d'une colonne, `CASCADE` peut être ajouté pour supprimer une contrainte dont dépendent d'autres objets. Une contrainte de clé étrangère, par exemple, dépend d'une contrainte de clé primaire ou d'unicité sur la(les) colonne(s) référencée(s).

Cela fonctionne de la même manière pour tous les types de contraintes, à l'exception des contraintes NOT NULL. Pour supprimer une contrainte NOT NULL, on écrit :

```
ALTER TABLE produits ALTER COLUMN no_produit DROP NOT NULL;
```

(Les contraintes NOT NULL n'ont pas de noms.)

5.5.5. Modifier la valeur par défaut d'une colonne

La commande de définition d'une nouvelle valeur par défaut de colonne ressemble à celle-ci :

```
ALTER TABLE produits ALTER COLUMN prix SET DEFAULT 7.77;
```

Cela n'affecte pas les lignes existantes de la table, mais uniquement la valeur par défaut pour les futures commandes `INSERT`.

Pour retirer toute valeur par défaut, on écrit :

```
ALTER TABLE produits ALTER COLUMN prix DROP DEFAULT;
```

C'est équivalent à mettre la valeur par défaut à NULL. En conséquence, il n'y a pas d'erreur à retirer une valeur par défaut qui n'a pas été définie, car NULL est la valeur par défaut implicite.

5.5.6. Modifier le type de données d'une colonne

La commande de conversion du type de données d'une colonne ressemble à celle-ci :

```
ALTER TABLE produits ALTER COLUMN prix TYPE numeric(10,2);
```

Elle ne peut réussir que si chaque valeur de la colonne peut être convertie dans le nouveau type par une conversion implicite. Si une conversion plus complexe est nécessaire, une clause `USING` peut être ajoutée qui indique comment calculer les nouvelles valeurs à partir des anciennes.

PostgreSQL tente de convertir la valeur par défaut de la colonne le cas échéant, ainsi que toute contrainte impliquant la colonne. Mais ces conversions peuvent échouer ou produire des résultats surprenants. Il est souvent préférable de supprimer les contraintes de la colonne avant d'en modifier le type, puis d'ajouter ensuite les contraintes convenablement modifiées.

5.5.7. Renommer une colonne

Pour renommer une colonne :

```
ALTER TABLE produits RENAME COLUMN no_produit TO numero_produit;
```

5.5.8. Renommer une table

Pour renommer une table :

```
ALTER TABLE produits RENAME TO elements;
```

5.6. Droits

Quand un objet est créé, il se voit affecter un propriétaire. Le propriétaire est normalement le rôle qui a exécuté la requête de création. Pour la plupart des objets, l'état initial est que seul le propriétaire (et les superutilisateurs) peut faire quelque chose avec cet objet. Pour permettre aux autres rôles de l'utiliser, des *droits* doivent être donnés.

Il existe un certain nombre de droits différents : `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`, `TRUNCATE`, `REFERENCES`, `TRIGGER`, `CREATE`, `CONNECT`, `TEMPORARY`, `EXECUTE` et `USAGE`. Les droits applicables à un objet particulier varient selon le type d'objet (table, fonction...). La page de référence GRANT fournit une information complète sur les différents types de droits gérés par PostgreSQL. La section et les chapitres suivants présentent l'utilisation de ces droits.

Le droit de modifier ou de détruire un objet est le privilège du seul propriétaire.

Un objet peut se voir affecter un nouveau propriétaire avec la commande `ALTER` correspondant à l'objet, par exemple ALTER TABLE. Les superutilisateurs peuvent toujours le faire. Les rôles ordinaires peuvent seulement le faire s'ils sont le propriétaire actuel de l'objet (ou un membre du rôle propriétaire) et un membre du nouveau rôle propriétaire.

La commande `GRANT` est utilisée pour accorder des privilèges. Par exemple, si `joe` est un rôle et `comptes` une table, le privilège d'actualiser la table `comptes` peut être accordé à `joe` avec :

```
GRANT UPDATE ON comptes TO joe;
```

Écrire ALL à la place d'un droit spécifique accorde tous les droits applicables à ce type d'objet.

Le nom de « rôle » spécial PUBLIC peut être utilisé pour donner un privilège à tous les rôles du système. De plus, les rôles de type « group » peuvent être configurés pour aider à la gestion des droits quand il y a beaucoup d'utilisateurs dans une base -- pour les détails, voir Chapitre 21.

Pour révoquer un privilège, on utilise la commande bien nommée REVOKE, comme dans l'exemple ci-dessous :

```
REVOKE ALL ON comptes FROM PUBLIC;
```

Les privilèges spéciaux du propriétaire de l'objet (c'est-à-dire le droit d'exécuter DROP, GRANT, REVOKE, etc.) appartiennent toujours implicitement au propriétaire. Ils ne peuvent être ni accordés ni révoqués. Mais le propriétaire de l'objet peut choisir de révoquer ses propres droits ordinaires pour, par exemple, mettre une table en lecture seule pour lui-même et pour les autres.

Habituellement, seul le propriétaire de l'objet (ou un superutilisateur) peut accorder ou révoquer les droits sur un objet. Néanmoins, il est possible de donner un privilège « avec possibilité de transmission » (*« with grant option »*), qui donne à celui qui le reçoit la permission de le donner à d'autres. Si cette option est ensuite révoquée, alors tous ceux qui ont reçu ce privilège par cet utilisateur (directement ou indirectement via la chaîne des dons) perdent ce privilège. Pour les détails, voir les pages de références GRANT et REVOKE.

5.7. Politiques de sécurité niveau ligne

En plus des systèmes de droits du standard SQL disponibles via GRANT, les tables peuvent avoir des *politiques de sécurité pour l'accès aux lignes* qui restreignent, utilisateur par utilisateur, les lignes qui peuvent être renvoyées par les requêtes d'extraction ou les commandes d'insertions, de mises à jour ou de suppressions. Cette fonctionnalité est aussi connue sous le nom *Row-Level Security*. Par défaut, les tables n'ont aucune politique de ce type pour que, si un utilisateur a accès à une table selon les droits du standard SQL, toutes les lignes de la table soient accessibles aux requêtes de lecture ou d'écriture.

Lorsque la protection des lignes est activée sur une table (avec l'instruction ALTER TABLE ... ENABLE ROW LEVEL SECURITY), tous les accès classiques à la table pour sélectionner ou modifier des lignes doivent être autorisés par une politique de sécurité. Cependant, le propriétaire de la table n'est typiquement pas soumis aux politiques de sécurité. Si aucune politique n'existe pour la table, une politique de rejet est utilisée par défaut, ce qui signifie qu'aucune ligne n'est visible ou ne peut être modifiée. Les opérations qui s'appliquent pour la table dans sa globalité, comme TRUNCATE et REFERENCES, ne sont pas soumises à ces restrictions de niveau ligne.

Les politiques de sécurité niveau ligne peuvent s'appliquer en particulier soit à des commandes, soit à des rôles, soit aux deux. Une politique est indiquée comme s'appliquant à toutes les commandes par ALL, ou seulement à SELECT, INSERT, UPDATE ou DELETE. Plusieurs rôles peuvent être affectés à une politique donnée, et les règles normales d'appartenance et d'héritage s'appliquent.

Pour indiquer les lignes visibles ou modifiables pour une politique, une expression renvoyant un booléen est requise. Cette expression sera évaluée pour chaque ligne avant toutes conditions ou fonctions qui seraient indiquées dans les requêtes de l'utilisateur. (La seule exception à cette règle est les fonctions marquées `leakproof`, qui annoncent ne pas dévoiler d'information ; l'optimiseur peut choisir d'appliquer de telles fonctions avant les vérifications de sécurité niveau ligne). Les lignes pour lesquelles l'expression ne renvoie pas `true` ne sont pas traitées. Des expressions différentes peuvent être indiquées pour fournir des contrôles indépendants pour les lignes qui sont visibles et pour celles qui sont modifiées. Les expressions attachées à la politique sont exécutées dans le cours de la requête et avec les droits de l'utilisateur qui exécute la commande, bien que les fonctions définies avec l'attribut SECURITY DEFINER puissent être utilisées pour accéder à des données qui ne seraient pas disponibles à l'utilisateur effectuant la requête.

Les superutilisateurs et les rôles avec l'attribut BYPASSRLS ne sont pas soumis au système de sécurité niveau ligne lorsqu'ils accèdent une table. Il en est de même par défaut du propriétaire d'une table, bien

qu'il puisse choisir de se soumettre à ces contrôles avec ALTER TABLE ... FORCE ROW LEVEL SECURITY.

L'activation ou la désactivation de la sécurité niveau ligne, comme l'ajout des polices à une table, est toujours le privilège du seul propriétaire de la table.

Les politiques sont créées en utilisant l'instruction CREATE POLICY, modifiées avec la commande ALTER POLICY et supprimées avec la commande DROP POLICY. Pour activer et désactiver la sécurité niveau ligne pour une table donnée, utilisez la commande ALTER TABLE.

Chaque politique possède un nom et de multiples politiques peuvent être définies pour une table. Comme les politiques sont spécifiques à une table, chaque politique pour une même table doit avoir un nom différent. Différentes tables peuvent avoir des noms de politique de même nom.

Lorsque plusieurs politiques sont applicables pour une même requête, elles sont combinées en utilisant `OR` (pour les politiques permissives, ce qui est le comportement par défaut) ou en utilisant `AND` (pour les politiques restrictives). C'est similaire à la règle qu'un rôle donné a les privilèges de tous les rôles dont il est membre. Les politiques permissives et restrictives sont discutées plus en détail ci-dessous.

À titre de simple exemple, nous allons ici créer une politique sur la relation `comptes` pour autoriser seulement les membres du rôle `admins` à accéder seulement aux lignes de leurs propres comptes :

```
CREATE TABLE comptes (admin text, societe text, contact_email
 text);

ALTER TABLE comptes ENABLE ROW LEVEL SECURITY;

CREATE POLICY compte_admins ON comptes TO admins
    USING (admin = current_user);
```

La politique ci-dessus prévoit implicitement une clause `WITH CHECK` identique à sa clause `USING`, de sorte que la contrainte s'applique à la fois aux lignes sélectionnées par une commande (un gestionnaire ne peut donc pas utiliser `SELECT`, `UPDATE`, ou `DELETE` sur des lignes existantes appartenant à un gestionnaire différent) et aux lignes modifiées par une commande (les lignes appartenant à un gestionnaire différent ne peuvent donc être créées avec `INSERT` ou `UPDATE`).

Si aucun rôle n'est indiqué ou si le nom de pseudo rôle `PUBLIC` est utilisé, alors la politique s'applique à tous les utilisateurs du système. Pour autoriser tous les utilisateurs à accéder à leurs propres lignes dans une table `utilisateurs`, une simple politique peut être utilisée :

```
CREATE POLICY police_utilisateur ON utilisateurs
    USING (user_name = current_user);
```

Cela fonctionne de la même manière que dans l'exemple précédent.

Pour utiliser une politique différente pour les lignes ajoutées à la table de celle appliquée pour les lignes visibles, plusieurs politiques peuvent être combinées. Cette paire de politiques autorisera tous les utilisateurs à voir toutes les lignes de la table `utilisateurs`, mais seulement à modifier les leurs :

```
CREATE POLICY user_sel_policy ON users
    FOR SELECT
    USING (true);
CREATE POLICY user_mod_policy ON users
    USING (user_name = current_user);
```

Pour une commande SELECT, ces deux politique sont combinées à l'aide de OR, ayant pour effet que toutes les lignes peuvent être sélectionnées. Pour les autres types de commandes, seule la deuxième politique s'applique, de sorte que les effets sont les mêmes qu'auparavant.

La sécurité niveau ligne peut également être désactivée avec la commande ALTER TABLE. La désactivation de la sécurité niveau ligne ne supprime pas les polices qui sont définies pour la table ; elles sont simplement ignorées. L'ensemble des lignes sont alors visibles et modifiables, selon le système standard des droits SQL.

Ci-dessous se trouve un exemple plus important de la manière dont cette fonctionnalité peut être utilisée en production. La table passwd simule le fichier des mots de passe d'un système Unix.

```
-- Simple exemple basé sur le fichier passwd
CREATE TABLE passwd (
  user_name             text UNIQUE NOT NULL,
  pwhash                text,
  uid                   int  PRIMARY KEY,
  gid                   int  NOT NULL,
  real_name             text NOT NULL,
  home_phone            text,
  extra_info            text,
  home_dir              text NOT NULL,
  shell                 text NOT NULL
);

CREATE ROLE admin;  -- Administrateur
CREATE ROLE bob;    -- Utilisateur normal
CREATE ROLE alice;  -- Utilisateur normal

-- Chargement de la table
INSERT INTO passwd VALUES
  ('admin','xxx',0,0,'Admin','111-222-3333',null,'/root','/bin/
dash');
INSERT INTO passwd VALUES
  ('bob','xxx',1,1,'Bob','123-456-7890',null,'/home/bob','/bin/
zsh');
INSERT INTO passwd VALUES
  ('alice','xxx',2,1,'Alice','098-765-4321',null,'/home/alice','/
bin/zsh');

-- Assurez-vous d'activer le row level security pour la table
ALTER TABLE passwd ENABLE ROW LEVEL SECURITY;

-- Créer les polices
-- L'administrateur peut voir toutes les lignes et en ajouter comme
 il le souhaite
CREATE POLICY admin_all ON passwd TO admin USING (true) WITH CHECK
 (true);
-- Les utilisateurs normaux peuvent voir toutes les lignes
CREATE POLICY all_view ON passwd FOR SELECT USING (true);
-- Les utilisateurs normaux peuvent mettre à jour leurs propres
 lignes,
-- tout en limitant les shells qu'ils peuvent choisir
CREATE POLICY user_mod ON passwd FOR UPDATE
  USING (current_user = user_name)
  WITH CHECK (
    current_user = user_name AND
```

```
    shell IN ('/bin/bash','/bin/sh','/bin/dash','/bin/zsh','/bin/
tcsh')
  );

-- Donner à admin tous les droits normaux
GRANT SELECT, INSERT, UPDATE, DELETE ON passwd TO admin;
-- Les utilisateurs ne peuvent que sélectionner des colonnes
 publiques
GRANT SELECT
  (user_name, uid, gid, real_name, home_phone, extra_info,
 home_dir, shell)
  ON passwd TO public;
-- Autoriser les utilisateurs à mettre à jour certaines colonnes
GRANT UPDATE
  (pwhash, real_name, home_phone, extra_info, shell)
  ON passwd TO public;
```

Comme avec tous les réglages de sécurité, il est important de tester et de s'assurer que le système se comporte comme attendu. En utilisant l'exemple ci-dessus, les manipulations ci-dessous montrent que le système des droits fonctionne correctement.

```
-- admin peut voir toutes les lignes et les colonnes
postgres=> set role admin;
SET
postgres=> table passwd;
 user_name | pwhash | uid | gid | real_name |  home_phone  |
 extra_info | home_dir    |   shell
-----------+--------+-----+-----+-----------+--------------
+------------+-------------+-----------
 admin     | xxx    |   0 |   0 | Admin     | 111-222-3333 |
     | /root       | /bin/dash
 bob       | xxx    |   1 |   1 | Bob       | 123-456-7890 |
     | /home/bob   | /bin/zsh
 alice     | xxx    |   2 |   1 | Alice     | 098-765-4321 |
     | /home/alice | /bin/zsh
(3 rows)

-- Tester ce que Alice est capable de faire:
postgres=> set role alice;
SET
postgres=> table passwd;
ERROR:  permission denied for table passwd
postgres=> select
 user_name,real_name,home_phone,extra_info,home_dir,shell from
 passwd;
 user_name | real_name |  home_phone  | extra_info | home_dir    |
  shell
-----------+-----------+--------------+------------+-------------
+-----------
 admin     | Admin     | 111-222-3333 |            | /root
 | /bin/dash
 bob       | Bob       | 123-456-7890 |            | /home/bob
 | /bin/zsh
 alice     | Alice     | 098-765-4321 |            | /home/alice
 | /bin/zsh
(3 rows)
```

```
postgres=> update passwd set user_name = 'joe';
ERROR:  permission denied for table passwd
-- Alice est autorisée à modifier son propre nom (real_name), mais
 pas celui des autres
postgres=> update passwd set real_name = 'Alice Doe';
UPDATE 1
postgres=> update passwd set real_name = 'John Doe' where user_name
 = 'admin';
UPDATE 0
postgres=> update passwd set shell = '/bin/xx';
ERROR:  new row violates WITH CHECK OPTION for "passwd"
postgres=> delete from passwd;
ERROR:  permission denied for table passwd
postgres=> insert into passwd (user_name) values ('xxx');
ERROR:  permission denied for table passwd
-- Alice peut modifier son propre mot de passe; RLS empêche
 silencieusement la mise à jour d'autres lignes
postgres=> update passwd set pwhash = 'abc';
UPDATE 1
```

Toutes les politiques construites jusqu'à maintenant étaient des politiques permissives, ce qui veut dire que quand plusieurs politiques sont appliquées, elles sont combinées en utilisant l'opérateur booléen « OR ». Bien que les politiques permissives puissent être construites pour autoriser l'accès à des lignes dans les cas attendus, il peut être plus simple de combiner des politiques permissives avec des politiques restrictives (que l'enregistrement doit passer et qui sont combinées en utilisant l'opérateur booléen « AND »). En continuant sur l'exemple ci-dessus, nous ajoutons une politique restrictive pour exiger que l'administrateur soit connecté via un socket unix locale pour accéder aux enregistrements de la table `passwd` :

```
CREATE POLICY admin_local_only ON passwd AS RESTRICTIVE TO admin
    USING (pg_catalog.inet_client_addr() IS NULL);
```

Nous pouvons alors voir qu'un administrateur se connectant depuis le réseau ne verra aucun enregistrement, du fait de la politique restrictive :

```
=> SELECT current_user;
 current_user
--------------
 admin
(1 row)

=> select inet_client_addr();
 inet_client_addr
------------------
 127.0.0.1
(1 row)

=> SELECT current_user;
 current_user
--------------
 admin
(1 row)

=> TABLE passwd;
```

```
 user_name | pwhash | uid | gid | real_name | home_phone |
 extra_info | home_dir | shell
-----------+--------+-----+-----+-----------+------------
+------------+----------+-------
(0 rows)

=> UPDATE passwd set pwhash = NULL;
UPDATE 0
```

Les vérifications d'intégrité référentielle, telles que les contraintes d'unicité ou de clefs primaires et les références de clefs étrangères, passent toujours outre la sécurité niveau ligne pour s'assurer que l'intégrité des données est maintenue. Une attention particulière doit être prise lors de la mise en place des schémas et des politiques de sécurité de niveau ligne pour éviter qu'un canal caché (`covert channel`) ne dévoile des informations à travers de telles vérifications d'intégrité référentielle.

Dans certains contextes, il est important de s'assurer que la sécurité niveau ligne n'est pas appliquée. Par exemple, lors d'une sauvegarde, il serait désastreux si la sécurité niveau ligne avait pour conséquence de soustraire silencieusement certaines lignes de la sauvegarde. Dans une telle situation, vous pouvez positionner le paramètre de configuration row_security à `off`. En lui-même, ce paramètre ne contourne pas la sécurité niveau ligne ; ce qu'il fait, c'est qu'il lève une erreur si le résultat d'une des requêtes venait à être filtrée par une politique. La raison de l'erreur peut alors être recherchée et résolue.

Dans les exemples ci-dessus, les expressions attachées aux politiques considèrent uniquement les valeurs de la ligne courante accédée ou modifiée. C'est le cas le plus simple et le plus performant ; lorsque c'est possible, il est préférable de concevoir les applications qui utilisent cette fonctionnalité de la sorte. S'il est nécessaire de consulter d'autres lignes ou tables pour que la politique puisse prendre une décision, ceci peut être réalisé en utilisant dans les expressions des politiques des sous-requêtes `SELECT` ou des fonctions qui contiennent des commandes `SELECT`. Cependant, faites attention que de tels accès ne créent pas des accès concurrents qui pourraient permettre une fuite d'informations si aucune précaution n'est prise. À titre d'exemple, considérez la création de la table suivante :

```
-- définition des droits de groupes
CREATE TABLE groupes (groupe_id int PRIMARY KEY,
                      nom_groupe text NOT NULL);

INSERT INTO groupes VALUES
  (1, 'bas'),
  (2, 'moyen'),
  (5, 'haut');

GRANT ALL ON groupes TO alice;  -- alice est l'administratrice
GRANT SELECT ON groupes TO public;

-- définition des niveaux de droits utilisateurs
CREATE TABLE utilisateurs (nom_utilisateur text PRIMARY KEY,
                    groupe_id int NOT NULL REFERENCES groupes);

INSERT INTO utilisateurs VALUES
  ('alice', 5),
  ('bob', 2),
  ('mallory', 2);

GRANT ALL ON utilisateurs TO alice;
GRANT SELECT ON utilisateurs TO public;

-- table contenant l'information à protéger
CREATE TABLE information (info text,
```

```
                          groupe_id int NOT NULL REFERENCES
 groupes);

INSERT INTO information VALUES
  ('peu secret', 1),
  ('légèrement secret', 2),
  ('très secret', 5);

ALTER TABLE information ENABLE ROW LEVEL SECURITY;

-- une ligne devrait être visible et modifiable pour les
 utilisateurs
-- dont le groupe_id est égal ou plus grand au groupe_id de la
 ligne
CREATE POLICY fp_s ON information FOR SELECT
  USING (groupe_id <= (SELECT groupe_id FROM utilisateurs WHERE
 nom_utilisateur = current_user));
CREATE POLICY fp_u ON information FOR UPDATE
  USING (groupe_id <= (SELECT groupe_id FROM utilisateurs WHERE
 nom_utilisateur = current_user));

-- nous comptons sur les RLS pour protéger la table information
GRANT ALL ON information TO public;
```

Maintenant, supposez qu'`alice` souhaite modifier l'information « légèrement secrète », mais décide que `mallory` ne devrait pas pouvoir obtenir ce nouveau contenu, elle le fait ainsi :

```
BEGIN;
UPDATE utilisateurs SET groupe_id = 1 WHERE nom_utilisateur =
 'mallory';
UPDATE information SET info = 'caché à mallory' WHERE groupe_id =
 2;
COMMIT;
```

Ceci semble correct, il n'y a pas de fenêtre pendant laquelle `mallory` devrait pouvoir accéder à la chaîne « caché à mallory ». Cependant, il y a une situation de compétition ici. Si `mallory` fait en parallèle, disons :

```
SELECT * FROM information WHERE groupe_id = 2 FOR UPDATE;
```

et sa transaction est en mode `READ COMMITED`, il est possible qu'elle voie « caché à mallory ». C'est possible si sa transaction accède la ligne `information` juste après qu'`alice` l'ait fait. Elle est bloquée en attendant que la transaction d'`alice` valide, puis récupère la ligne mise à jour grâce à la clause `FOR UPDATE`. Cependant, elle ne récupère *pas* une ligne mise à jour pour la commande implicite `SELECT` sur la table utilisateurs parce que cette sous-commande n'a pas la clause `FOR UPDATE` ; à la place, la ligne `utilisateurs` est lue avec une image de la base de données prise au début de la requête. Ainsi, l'expression de la politique teste l'ancienne valeur du niveau de droit de `mallory` et l'autorise à voir la valeur mise à jour.

Il y a plusieurs solutions à ce problème. Une simple réponse est d'utiliser `SELECT ... FOR SHARE` dans la sous-commande `SELECT` de la politique de sécurité niveau ligne. Cependant, ceci demande de donner le droit `UPDATE` sur la table référencée (ici `utilisateurs`) aux utilisateurs concernés, ce qui peut ne pas être souhaité. (Une autre politique de sécurité niveau ligne pourrait être mise en place pour les empêcher d'exercer ce droit ; ou la sous-commande `SELECT` pourrait être incluse

dans une fonction marquée `security definer`). De plus, l'utilisation intensive concurrente de verrous partagés sur les lignes de la table référencée pourrait poser un problème de performance, tout spécialement si des mises à jour de cette table sont fréquentes. Une autre solution envisageable, si les mises à jour de la table référencée ne sont pas fréquentes, est de prendre un verrou de type `ACCESS EXCLUSIVE` sur la table référencée lors des mises à jour, de telle manière qu'aucune autre transaction concurrente ne pourrait consulter d'anciennes valeurs. Ou une transaction pourrait attendre que toutes les transactions se terminent après avoir validé une mise à jour de la table référencée et avant de faire des modifications qui reposent sur la nouvelle politique de sécurité.

Pour plus de détails, voir CREATE POLICY et ALTER TABLE.

5.8. Schémas

Une instance de bases de données PostgreSQL contient une ou plusieurs base(s) nommée(s). Les rôles et quelques autres types d'objets sont partagés sur l'ensemble de l'instance. Une connexion cliente au serveur ne peut accéder qu'aux données d'une seule base, celle indiquée dans la requête de connexion.

> **Note**
>
> Les rôles d'une instance n'ont pas obligatoirement le droit d'accéder à toutes les bases de l'instance. Le partage des noms de rôles signifie qu'il ne peut pas y avoir plusieurs rôles nommés `joe`, par exemple, dans deux bases de la même instance ; mais le système peut être configuré pour n'autoriser `joe` à accéder qu'à certaines bases.

Une base de données contient un (ou plusieurs) *schéma*(s) nommé(s) qui, eux, contiennent des tables. Les schémas contiennent aussi d'autres types d'objets nommés (types de données, fonctions et opérateurs, par exemple). Le même nom d'objet peut être utilisé dans différents schémas sans conflit ; par exemple, `schema1` et `mon_schema` peuvent tous les deux contenir une table nommée `ma_table`. À la différence des bases de données, les schémas ne sont pas séparés de manière rigide : un utilisateur peut accéder aux objets de n'importe quel schéma de la base de données à laquelle il est connecté, sous réserve qu'il en ait le droit.

Il existe plusieurs raisons d'utiliser les schémas :

- autoriser de nombreux utilisateurs à utiliser une base de données sans interférer avec les autres ;
- organiser les objets de la base de données en groupes logiques afin de faciliter leur gestion ;
- les applications tierces peuvent être placées dans des schémas séparés pour éviter les collisions avec les noms d'autres objets.

Les schémas sont comparables aux répertoires du système d'exploitation, à ceci près qu'ils ne peuvent pas être imbriqués.

5.8.1. Créer un schéma

Pour créer un schéma, on utilise la commande CREATE SCHEMA. Le nom du schéma est libre. Par exemple :

```
CREATE SCHEMA mon_schema;
```

Pour créer les objets d'un schéma ou y accéder, on écrit un *nom qualifié* constitué du nom du schéma et du nom de la table séparés par un point :

```
schema.table
```

Cela fonctionne partout où un nom de table est attendu, ce qui inclut les commandes de modification de la table et les commandes d'accès aux données discutées dans les chapitres suivants. (Pour des

raisons de simplification, seules les tables sont évoquées, mais les mêmes principes s'appliquent aux autres objets nommés, comme les types et les fonctions.)

La syntaxe encore plus générale

base.schema.table

peut aussi être utilisée, mais à l'heure actuelle, cette syntaxe n'existe que pour des raisons de conformité avec le standard SQL. Si un nom de base de données est précisé, ce doit être celui de la base à laquelle l'utilisateur est connecté.

Pour créer une table dans le nouveau schéma, on utilise :

```
CREATE TABLE mon_schema.ma_table (
 ...
);
```

Pour effacer un schéma vide (tous les objets qu'il contient ont été supprimés), on utilise :

```
DROP SCHEMA mon_schema;
```

Pour effacer un schéma et les objets qu'il contient, on utilise :

```
DROP SCHEMA mon_schema CASCADE;
```

La Section 5.13 décrit le mécanisme général sous-jacent.

Il n'est pas rare de vouloir créer un schéma dont un autre utilisateur est propriétaire (puisque c'est l'une des méthodes de restriction de l'activité des utilisateurs à des *namespaces* prédéfinis). La syntaxe en est :

```
CREATE SCHEMA nom_schema AUTHORIZATION nom_utilisateur;
```

Le nom du schéma peut être omis, auquel cas le nom de l'utilisateur est utilisé. Voir la Section 5.8.6 pour en connaître l'utilité.

Les noms de schéma commençant par `pg_` sont réservés pour les besoins du système et ne peuvent être créés par les utilisateurs.

5.8.2. Le schéma public

Dans les sections précédentes, les tables sont créées sans qu'un nom de schéma soit indiqué. Par défaut, ces tables (et les autres objets) sont automatiquement placées dans un schéma nommé « public ». Toute nouvelle base de données contient un tel schéma. Les instructions suivantes sont donc équivalentes :

```
CREATE TABLE produits ( ... );
```

et :

```
CREATE TABLE public.produits ( ... );
```

5.8.3. Chemin de parcours des schémas

Non seulement l'écriture de noms qualifiés est contraignante, mais il est, de toute façon, préférable de ne pas fixer un nom de schéma dans les applications. De ce fait, les tables sont souvent appelées par des *noms non qualifiés*, soit le seul nom de la table. Le système détermine la table appelée en suivant un *chemin de recherche*, liste de schémas dans lesquels chercher. La première table correspondante est considérée comme la table voulue. S'il n'y a pas de correspondance, une erreur est remontée, quand bien même il existerait des tables dont le nom corresponde dans d'autres schémas de la base.

La possibilité de créer des objets de même nom dans différents schémas complique l'écriture d'une requête qui référence précisément les mêmes objets à chaque fois. Cela ouvre aussi la possibilité

aux utilisateurs de modifier le comportement des requêtes des autres utilisations, par accident ou volontairement. À cause de la prévalence des noms non qualifiés dans les requêtes et de leur utilisation des internes de PostgreSQL, ajouter un schéma à `search_path` demande en effet à tous les utilisateurs d'avoir le droit `CREATE` sur ce schéma. Quand vous exécutez une requête ordinaire, un utilisateur mal intentionné capable de créer des objets dans un schéma de votre chemin de recherche peut prendre le contrôle et exécuter des fonctions SQL arbitraires comme si vous les exécutiez.

Le premier schéma du chemin de recherche est appelé schéma courant. En plus d'être le premier schéma parcouru, il est aussi le schéma dans lequel les nouvelles tables sont créées si la commande `CREATE TABLE` ne précise pas de nom de schéma.

Le chemin de recherche courant est affiché à l'aide de la commande :

```
SHOW search_path;
```

Dans la configuration par défaut, ceci renvoie :

```
 search_path
--------------
 "$user", public
```

Le premier élément précise qu'un schéma de même nom que l'utilisateur courant est recherché. En l'absence d'un tel schéma, l'entrée est ignorée. Le deuxième élément renvoie au schéma public précédemment évoqué.

C'est, par défaut, dans le premier schéma du chemin de recherche qui existe que sont créés les nouveaux objets. C'est la raison pour laquelle les objets sont créés, par défaut, dans le schéma public. Lorsqu'il est fait référence à un objet, dans tout autre contexte, sans qualification par un schéma (modification de table, modification de données ou requêtes), le chemin de recherche est traversé jusqu'à ce qu'un objet correspondant soit trouvé. C'est pourquoi, dans la configuration par défaut, tout accès non qualifié ne peut que se référer au schéma public.

Pour ajouter un schéma au chemin, on écrit :

```
SET search_path TO mon_schema,public;
```

(`$user` est omis à ce niveau, car il n'est pas immédiatement nécessaire.) Il est alors possible d'accéder à la table sans qu'elle soit qualifiée par un schéma :

```
DROP TABLE ma_table;
```

Puisque `mon_schema` est le premier élément du chemin, les nouveaux objets sont, par défaut, créés dans ce schéma.

On peut aussi écrire :

```
SET search_path TO mon_schema;
```

Dans ce cas, le schéma public n'est plus accessible sans qualification explicite. Hormis le fait qu'il existe par défaut, le schéma public n'a rien de spécial. Il peut même être effacé.

On peut également se référer à la Section 9.25 qui détaille les autres façons de manipuler le chemin de recherche des schémas.

Le chemin de recherche fonctionne de la même façon pour les noms de type de données, les noms de fonction et les noms d'opérateur que pour les noms de table. Les noms des types de données et des fonctions peuvent être qualifiés de la même façon que les noms de table. S'il est nécessaire d'écrire un nom d'opérateur qualifié dans une expression, il y a une condition spéciale. Il faut écrire :

`OPERATOR(`*`schéma.opérateur`*`)`

Cela afin d'éviter toute ambiguïté syntaxique. Par exemple :

```
SELECT 3 OPERATOR(pg_catalog.+) 4;
```

En pratique, il est préférable de s'en remettre au chemin de recherche pour les opérateurs, afin de ne pas avoir à écrire quelque chose d'aussi étrange.

5.8.4. Schémas et privilèges

Par défaut, les utilisateurs ne peuvent pas accéder aux objets présents dans les schémas qui ne leur appartiennent pas. Pour le permettre, le propriétaire du schéma doit donner le droit `USAGE` sur le schéma. Pour autoriser les utilisateurs à manipuler les objets d'un schéma, des privilèges supplémentaires doivent éventuellement être accordés, en fonction de l'objet.

Un utilisateur peut aussi être autorisé à créer des objets dans le schéma d'un autre. Pour cela, le privilège `CREATE` sur le schéma doit être accordé. Par défaut, tout le monde bénéficie des droits `CREATE` et `USAGE` sur le schéma `public`. Cela permet à tous les utilisateurs qui peuvent se connecter à une base de données de créer des objets dans son schéma `public`. Certaines méthodes d'usage demandent à révoquer ce droit :

```
REVOKE CREATE ON SCHEMA public FROM PUBLIC;
```

Le premier « public » est le schéma, le second « public » signifie « tout utilisateur ». Dans le premier cas, c'est un identifiant, dans le second, un mot-clé, d'où la casse différente. (Se reporter aux règles de la Section 4.1.1.)

5.8.5. Le schéma du catalogue système

En plus du schéma `public` et de ceux créés par les utilisateurs, chaque base de données contient un schéma `pg_catalog`. Celui-ci contient les tables système et tous les types de données, fonctions et opérateurs intégrés. `pg_catalog` est toujours dans le chemin de recherche. S'il n'est pas nommé explicitement dans le chemin, il est parcouru implicitement *avant* le parcours des schémas du chemin. Cela garantit que les noms internes sont toujours accessibles. En revanche, `pg_catalog` peut être explicitement placé à la fin si les noms utilisateur doivent surcharger les noms internes.

Comme les noms des catalogues système commencent par `pg_`, il est préférable d'éviter d'utiliser de tels noms pour se prémunir d'éventuels conflits si une version ultérieure devait définir une table système qui porte le même nom que la table créée. (Le chemin de recherche par défaut implique qu'une référence non qualifiée à cette table pointe sur la table système). Les tables système continueront de suivre la convention qui leur impose des noms préfixés par `pg_`. Il n'y a donc pas de conflit possible avec des noms de table utilisateur non qualifiés, sous réserve que les utilisateurs évitent le préfixe `pg_`.

5.8.6. Utilisation

Les schémas peuvent être utilisés de différentes façons pour organiser les données. Un *modèle d'utilisation de schéma sécurisé* empêche tous les utilisateurs pour lesquels nous n'avons pas confiance de modifier le comportement des requêtes des autres utilisateurs. Quand une base de données n'utilise pas de modèle d'utilisation de schéma sécurisé, les utilisateurs souhaitant interroger cette base de données en toute sécurité devront prendre des mesures de protection au début de chaque session. Plus précisément, ils commenceraient chaque session par la configuration du paramètre `search_path` en une chaîne vide ou en supprimant de leur `search_path` les schémas accessibles en écriture par des utilisateurs standards. Il existe quelques modèles d'utilisation facilement pris en charge par la configuration par défaut :

- Contraindre les utilisateurs ordinaires aux schémas privés des utilisateurs. Pour cela, exécutez `REVOKE CREATE ON SCHEMA public FROM PUBLIC`, et créez un schéma pour chaque utilisateur, du nom de cet utilisateur. Rappelez-vous que le chemin de recherche par défaut commence avec `$user`, qui se résout avec le nom de l'utilisateur. Par conséquent, si chaque utilisateur a un schéma distinct, ils accèdent à leur propres schémas par défaut. Après avoir adopté ce modèle dans une base de données où des utilisateurs non fiables se sont déjà connectés, pensez à vérifier dans le schéma public l'existence d'objets nommés comme des objets du schéma

`pg_catalog`. Ce modèle est sécurisé sauf si un utilisateur non fiable est le propriétaire de la base de données ou détient l'attribut `CREATEROLE`, auquel cas aucun modèle d'utilisation de schéma sécurisé n'existe.

- Supprimer le schéma public du chemin de recherche par défaut, en modifiant le fichier `postgresql.conf` ou en exécutant `ALTER ROLE ALL SET search_path = "$user"`. Tout le monde conserve la possibilité de créer des objets dans le schéma public, mais seuls les noms qualifiés choisiront ces objets. Bien que les références de table qualifiées soient correctes, les appels aux fonctions dans le le schéma public seront dangereux ou peu fiables. Si vous créez des fonctions ou des extensions dans le schéma public, utilisez le premier modèle à la place. Sinon, tout comme le premier modèle, c'est sécurisé sauf si un utilisateur non fiable est le propriétaire de la base de données ou détient l'attribut `CREATEROLE`.

- Conserver la valeur par défaut. Tous les utilisateurs ont accès au schéma public implicitement. Ceci simule la situation où les schémas ne sont pas du tout disponibles, réalisant ainsi une transition en douceur vers un monde qui ne connait pas les schémas. Néanmoins, ceci ne sera jamais un modèle sécurisé. C'est uniquement acceptable si la base de données ne contient qu'un seul utilisateur ou quelques utilisateurs qui se font mutuellement confiance.

Pour chaque méthode, pour installer des applications partagées (tables utilisées par tout le monde, fonctions supplémentaires fournies par des tiers, etc.), placez-les dans des schémas séparés. N'oubliez pas d'accorder les droits appropriés pour permettre aux autres utilisateurs d'y accéder. Les utilisateurs peuvent ensuite faire référence à ces objets supplémentaires en les qualifiant avec le nom du schéma, ou bien ils peuvent placer les schémas supplémentaires dans leur chemin de recherche, suivant leur préférence.

5.8.7. Portabilité

Dans le standard SQL, la notion d'objets d'un même schéma appartenant à des utilisateurs différents n'existe pas. De plus, certaines implantations ne permettent pas de créer des schémas de nom différent de celui de leur propriétaire. En fait, les concepts de schéma et d'utilisateur sont presque équivalents dans un système de base de données qui n'implante que le support basique des schémas tel que spécifié dans le standard. De ce fait, beaucoup d'utilisateurs considèrent les noms qualifiés comme correspondant en réalité à *`utilisateur.table`*. C'est comme cela que PostgreSQL se comporte si un schéma utilisateur est créé pour chaque utilisateur.

Le concept de schéma `public` n'existe pas non plus dans le standard SQL. Pour plus de conformité au standard, le schéma `public` ne devrait pas être utilisé.

Certains systèmes de bases de données n'implantent pas du tout les schémas, ou fournissent le support de *namespace* en autorisant (peut-être de façon limitée) l'accès inter-bases de données. Dans ce cas, la portabilité maximale est obtenue en n'utilisant pas les schémas.

5.9. L'héritage

PostgreSQL implante l'héritage des tables, qui peut s'avérer très utile pour les concepteurs de bases de données. (SQL:1999 et les versions suivantes définissent une fonctionnalité d'héritage de type qui diffère par de nombreux aspects des fonctionnalités décrites ici.)

Soit l'exemple d'un modèle de données de villes. Chaque état comporte plusieurs villes, mais une seule capitale. Pour récupérer rapidement la ville capitale d'un état donné, on peut créer deux tables, une pour les capitales et une pour les villes qui ne sont pas des capitales. Mais, que se passe-t-il dans le cas où toutes les données d'une ville doivent être récupérées, qu'elle soit une capitale ou non ? L'héritage peut aider à résoudre ce problème. La table `capitales` est définie pour hériter de `villes` :

```
CREATE TABLE villes (
    nom             text,
    population      float,
    elevation        int     -- (en pied)
```

```
);

CREATE TABLE capitales (
    etat           char(2)
) INHERITS (villes);
```

Dans ce cas, la table `capitales` *hérite* de toutes les colonnes de sa table parente, `villes`. Les capitales ont aussi une colonne supplémentaire, `etat`, qui indique l'état dont elles sont capitales.

Dans PostgreSQL, une table peut hériter de zéro à plusieurs autres tables et une requête faire référence aux lignes d'une table ou à celles d'une table et de ses descendantes. Ce dernier comportement est celui par défaut.

Par exemple, la requête suivante retourne les noms et elevations de toutes les villes, y compris les capitales, situées à une élévation supérieure à 500 pieds :

```
SELECT nom, elevation
    FROM villes
    WHERE elevation > 500;
```

Avec les données du tutoriel de PostgreSQL (voir Section 2.1), ceci renvoie :

```
   nom     | elevation
-----------+-----------
 Las Vegas |      2174
 Mariposa  |      1953
 Madison   |       845
```

D'un autre côté, la requête suivante retourne les noms et elevations de toutes les villes, qui ne sont pas des capitales, situées à une élévation supérieure à 500 pieds :

```
SELECT nom, elevation
    FROM ONLY villes
    WHERE elevation > 500;

   nom     | elevation
-----------+-----------
 Las Vegas |      2174
 Mariposa  |      1953
```

Le mot-clé `ONLY` indique que la requête s'applique uniquement aux `villes`, et non pas à toutes les tables en dessous de `villes` dans la hiérarchie de l'héritage. Un grand nombre des commandes déjà évoquées -- `SELECT`, `UPDATE` et `DELETE` -- supportent le mot-clé `ONLY`.

Vous pouvez aussi écrire le nom de la table avec un astérisque (`*`) à la fin pour indiquer spécifiquement que les tables filles sont incluses :

```
SELECT name, elevation
    FROM cities*
    WHERE elevation > 500;
```

Écrire l'astérisque (`*`) n'est pas nécessaire, puisque ce comportement est toujours le comportement par défaut. Toutefois, cette syntaxe est toujours supportée pour raison de compatibilité avec les anciennes versions où le comportement par défaut pouvait être changé.

Dans certains cas, il peut être intéressant de savoir de quelle table provient une ligne donnée. Une colonne système appelée `TABLEOID`, présente dans chaque table, donne la table d'origine :

```
SELECT v.tableoid, v.nom, v.elevation
FROM villes v
WHERE v.elevation > 500;
```

qui renvoie :

```
 tableoid |   nom     | elevation
----------+-----------+-----------
   139793 | Las Vegas |      2174
   139793 | Mariposa  |      1953
   139798 | Madison   |       845
```

(Reproduire cet exemple conduit probablement à des OID numériques différents). Une jointure avec `pg_class`, permet d'obtenir les noms réels des tables :

```
SELECT p.relname, v.nom, v.elevation
FROM villes v, pg_class p
WHERE v.elevation > 500 AND v.tableoid = p.oid;
```

ce qui retourne :

```
 relname   |   nom     | elevation
-----------+-----------+-----------
 villes    | Las Vegas |      2174
 villes    | Mariposa  |      1953
 capitales | Madison   |       845
```

Une autre manière d'obtenir le même effet est d'utiliser le pseudo-type `regclass` qui affichera l'OID de la table de façon symbolique :

```
SELECT v.tableoid::regclass, v.nom, v.elevation
FROM villes v
WHERE v.elevation > 500;
```

L'héritage ne propage pas automatiquement les données des commandes `INSERT` ou `COPY` aux autres tables de la hiérarchie de l'héritage. Dans l'exemple considéré, l'instruction `INSERT` suivante échoue :

```
INSERT INTO villes (nom, population, elevation, etat)
VALUES ('Albany', NULL, NULL, 'NY');
```

On pourrait espérer que les données soient d'une manière ou d'une autre acheminées vers la table `capitales`, mais ce n'est pas le cas : `INSERT` insère toujours dans la table indiquée. Dans certains cas, il est possible de rediriger l'insertion en utilisant une règle (voir Chapitre 41). Néanmoins, cela n'est d'aucune aide dans le cas ci-dessus, car la table `villes` ne contient pas la colonne `etat`. La commande est donc rejetée avant que la règle ne puisse être appliquée.

Toutes les contraintes de vérification et toutes les contraintes `NOT NULL` sur une table parent sont automatiquement héritées par les tables enfants, sauf si elles sont spécifiées explicitement avec des clauses `NO INHERIT`. Les autres types de contraintes (unicité, clé primaire, clé étrangère) ne sont pas hérités.

Une table peut hériter de plusieurs tables, auquel cas elle possède l'union des colonnes définies par les tables mères. Toute colonne déclarée dans la définition de la table enfant est ajoutée à cette dernière. Si le même nom de colonne apparaît dans plusieurs tables mères, ou à la fois dans une table mère et dans la définition de la table enfant, alors ces colonnes sont « assemblées » pour qu'il n'en existe qu'une dans la table enfant. Pour être assemblées, les colonnes doivent avoir le même type de données, sinon une erreur est levée. Les contraintes de vérification et les contraintes non NULL héritables sont assemblées de façon similaire. De ce fait, par exemple, une colonne assemblée sera marquée non NULL si une des définitions de colonne d'où elle provient est marquée non NULL. Les contraintes de vérification sont assemblées si elles ont le même nom, et l'assemblage échouera si leurs conditions sont différentes.

L'héritage de table est établi à la création de la table enfant, à l'aide de la clause `INHERITS` de l'instruction CREATE TABLE. Alternativement, il est possible d'ajouter à une table, définie de façon

compatible, une nouvelle relation de parenté à l'aide de la clause INHERIT de ALTER TABLE. Pour cela, la nouvelle table enfant doit déjà inclure des colonnes de mêmes nom et type que les colonnes de la table parent. Elle doit aussi contenir des contraintes de vérification de mêmes nom et expression que celles de la table parent.

De la même façon, un lien d'héritage peut être supprimé d'un enfant à l'aide de la variante NO INHERIT d'ALTER TABLE. Ajouter et supprimer dynamiquement des liens d'héritage de cette façon est utile quand cette relation d'héritage est utilisée pour le partitionnement des tables (voir Section 5.10).

Un moyen pratique de créer une table compatible en vue d'en faire ultérieurement une table enfant est d'utiliser la clause LIKE dans CREATE TABLE. Ceci crée une nouvelle table avec les mêmes colonnes que la table source. S'il existe des contraintes CHECK définies sur la table source, l'option INCLUDING CONSTRAINTS de LIKE doit être indiquée, car le nouvel enfant doit avoir des contraintes qui correspondent à celles du parent pour être considéré compatible.

Une table mère ne peut pas être supprimée tant qu'elle a des enfants. Pas plus que les colonnes ou les contraintes de vérification des tables enfants ne peuvent être supprimées ou modifiées si elles sont héritées. La suppression d'une table et de tous ses descendants peut être aisément obtenue en supprimant la table mère avec l'option CASCADE (voir Section 5.13).

ALTER TABLE propage toute modification dans les définitions des colonnes et contraintes de vérification à travers la hiérarchie d'héritage. Là encore, supprimer des colonnes qui dépendent d'autres tables mères n'est possible qu'avec l'option CASCADE. ALTER TABLE suit les mêmes règles d'assemblage de colonnes dupliquées et de rejet que l'instruction CREATE TABLE.

Les requêtes sur tables héritées réalisent des vérifications de droit sur la table parent seulement. De ce fait, par exemple, donner le droit UPDATE sur la table `villes` implique que les droits de mise à jour des lignes dans la table `capitales` soient elles aussi vérifiées quand elles sont accédées via la table `villes`. Ceci préserve l'apparence que les données proviennent (aussi) de la table parent. Mais la table `capitales` ne pouvait pas être mise à jour directement sans droit supplémentaire. Deux exceptions à cette règle sont TRUNCATE et LOCK TABLE, où les droits sur les tables filles sont toujours vérifiées qu'elles soient traitées directement ou par récursivité via les commandes réalisées sur la table parent.

De façon similaire, les politiques de sécurité au niveau ligne de la table parent (voir Section 5.7) sont appliquées aux lignes provenant des tables filles avec une requête héritée. Les politiques de tables enfant sont appliquées seulement quand la table enfant est explicitement nommée dans la requête. Dans ce cas, toute politique attachée à ses parents est ignorée.

Les tables distantes (voir Section 5.11) peuvent aussi participer aux hiérarchies d'héritage, soit comme table parent, soit comme table enfant, comme les tables standards peuvent l'être. Si une table distante fait partie d'une hiérarchie d'héritage, toutes les opérations non supportées par la table étrangère ne sont pas non plus supportées sur l'ensemble de la hiérarchie.

5.9.1. Restrictions

Notez que toutes les commandes SQL fonctionnent avec les héritages. Les commandes utilisées pour récupérer des données, pour modifier des données ou pour modifier le schéma (autrement dit SELECT, UPDATE, DELETE, la plupart des variantes de ALTER TABLE, mais pas INSERT ou ALTER TABLE ... RENAME) incluent par défaut les tables filles et supportent la notation ONLY pour les exclure. Les commandes qui font de la maintenance de bases de données et de la configuration (par exemple REINDEX, VACUUM) fonctionnent typiquement uniquement sur les tables physiques, individuelles et ne supportent pas la récursion sur les tables de l'héritage. Le comportement respectif de chaque commande individuelle est documenté dans la référence (Commandes SQL).

Il existe une réelle limitation à la fonctionnalité d'héritage : les index (dont les contraintes d'unicité) et les contraintes de clés étrangères ne s'appliquent qu'aux tables mères, pas à leurs héritiers. Cela est valable pour le côté référençant et le côté référencé d'une contrainte de clé étrangère. Ce qui donne, dans les termes de l'exemple ci-dessus :

- si `villes.nom` est déclarée `UNIQUE` ou clé primaire (`PRIMARY KEY`), cela n'empêche pas la table `capitales` de posséder des lignes avec des noms dupliqués dans `villes`. Et ces lignes dupliquées s'affichent par défaut dans les requêtes sur `villes`. En fait, par défaut, `capitales` n'a pas de contrainte d'unicité du tout et, du coup, peut contenir plusieurs lignes avec le même nom. Une contrainte d'unicité peut être ajoutée à `capitales`, mais cela n'empêche pas la duplication avec `villes` ;

- de façon similaire, si `villes.nom` fait référence (`REFERENCES`) à une autre table, cette contrainte n'est pas automatiquement propagée à `capitales`. Il est facile de contourner ce cas de figure en ajoutant manuellement la même contrainte `REFERENCES` à `capitales` ;

- si une autre table indique `REFERENCES villes(nom)`, cela l'autorise à contenir les noms des villes, mais pas les noms des capitales. Il n'existe pas de contournement efficace de ce cas.

Certaines fonctionnalités non implémentées pour les hiérarchies d'héritage sont disponibles pour le partitionnement déclaratif. Il est de ce fait nécessaire de réfléchir consciencieusement à l'utilité de l'héritage pour une application donnée.

5.10. Partitionnement de tables

PostgreSQL offre un support basique du partitionnement de table. Cette section explique pourquoi et comment implanter le partitionnement lors de la conception de la base de données.

5.10.1. Aperçu

Le partitionnement fait référence à la division d'une table logique volumineuse en plusieurs parties physiques plus petites. Le partitionnement comporte de nombreux avantages :

- les performances des requêtes peuvent être significativement améliorées dans certaines situations, particulièrement lorsque la plupart des lignes fortement accédées d'une table se trouvent sur une seule partition ou sur un petit nombre de partitions. Le partitionnement se substitue aux niveaux élevés de index, facilitant la tenue en mémoire des parties les plus utilisées de l'index ;

- lorsque les requêtes ou les mises à jour accèdent à un pourcentage important d'une seule partition, les performances peuvent être grandement améliorées par l'utilisation avantageuse d'un parcours séquentiel sur cette partition plutôt que d'utiliser un index qui nécessiterait des lectures aléatoires réparties sur toute la table ;

- les chargements et suppressions importants de données peuvent être obtenus par l'ajout ou la suppression de partitions, sous réserve que ce besoin ait été pris en compte lors de la conception du partitionnement. Supprimer une partition individuelle en utilisant `DROP TABLE` ou en exécutant `ALTER TABLE DETACH PARTITION` est bien plus rapide qu'une opération groupée. Cela évite également la surcharge due au `VACUUM` causé par un `DELETE` massif ;

- les données peu utilisées peuvent être déplacées sur un média de stockage moins cher et plus lent.

Ces bénéfices ne sont réellement intéressants que si cela permet d'éviter une table autrement plus volumineuse. Le point d'équilibre exact à partir duquel une table tire des bénéfices du partitionnement dépend de l'application. Toutefois, le partitionnement doit être envisagé si la taille de la table peut être amenée à dépasser la taille de la mémoire physique du serveur.

PostgreSQL offre un support natif pour les formes suivantes de partitionnement :

Partitionnement par intervalles

> La table est partitionnée en « intervalles » (ou échelles) définis par une colonne clé ou par un ensemble de colonnes, sans recouvrement entre les intervalles de valeurs affectées aux différentes partitions. Il est possible, par exemple, de partitionner par intervalles de date ou par intervalles d'identifiants pour des objets métier particuliers. Chaque limite de l'intervalle est comprise comme

étant inclusive au point initial et exclusive au point final. Par exemple, si l'intervalle d'une partition va de `1` à `10`, et que le prochain intervalle va de `10` à `20`, alors la valeur `10` appartient à la deuxième partition, et non pas à la première.

Partitionnement par liste

La table est partitionnée en listant explicitement les valeurs clés qui apparaissent dans chaque partition.

Partitionnement par hachage

La table est partitionnée en spécifiant un module et un reste pour chaque partition. Chaque partition contiendra les lignes pour lesquelles la valeur de hachage de la clé de partition divisée par le module spécifié produira le reste spécifié.

Si votre application nécessite d'utiliser d'autres formes de partitionnement qui ne sont pas listées au-dessus, des méthodes alternatives comme l'héritage et des vues `UNION ALL` peuvent être utilisées à la place. De telles méthodes offrent de la flexibilité, mais n'ont pas certains des bénéfices de performance du partitionnement déclaratif natif.

5.10.2. Partitionnement déclaratif

PostgreSQL donne un moyen de déclarer qu'une table est divisée en partitions. La table qui est divisée est appelée *table partitionnée*. La déclaration inclut la *méthode de partitionnement*, comme décrite ci-dessus, et une liste de colonnes ou d'expressions à utiliser comme *clé de partitionnement*.

La table partitionnée est elle-même une table « virtuelle » sans stockage propre. À la place, le stockage se fait dans les to *partitions*, qui sont en fait des tables ordinaires mais associées avec la table partitionnée. Chaque partition enregistre un sous-ensemble de données correspondant à la définition de ses *limites de partition*. Tous les lignes insérées dans une table partitionnée seront transférées sur la partition appropriée suivant les valeurs des colonnes de la clé de partitionnement. Mettre à jour la clé de partitionnement d'une ligne causera son déplacement dans une partition différente si elle ne satisfait plus les limites de sa partition originale.

Les partitions peuvent elles-mêmes être définies comme des tables partitionnées, ce qui aboutirait à du *sous-partitionnement*. Bien que toutes les partitions doivent avoir les mêmes clonnes que leur parent partitionné, es partitions peuvent avoir leurs propres index, contraintes et valeurs par défaut, différents de ceux des autres partitions. Voir CREATE TABLE pour plus de détails sur la création des tables partitionnées et des partitions.

Il n'est pas possible de transformer une table standard en table partitionnée et inversement. Par contre, il est possible d'ajouter une table standard ou une table partitionnée existante comme une partition d'une table partitionnée, ou de supprimer une partition d'une table partitionnée, pour la transformer en table standard ; ceci peut simplifier et accélérer de nombreux traitements de maintenance. Voir ALTER TABLE pour en apprendre plus sur les sous-commandes `ATTACH PARTITION` et `DETACH PARTITION`.

Les partitions peuvent également être des tables étrangères, mais il faut faire très attention car c'est de la responsabilité de l'utilisateur que le contenu de la table distante satisfasse la clé de partitionnement. Il existe aussi d'autres restrictions. Voir CREATE FOREIGN TABLE pour plus d'informations.

5.10.2.1. Exemple

Imaginons que nous soyons en train de construire une base de données pour une grande société de crème glacée. La société mesure les pics de températures chaque jour, ainsi que les ventes de crème glacée dans chaque région. Conceptuellement, nous voulons une table comme ceci :

```
CREATE TABLE mesure (
    id_ville        int not null,
    date_trace      date not null,
```

```
    temperature     int,
    ventes          int
);
```

La plupart des requêtes n'accèdent qu'aux données de la dernière semaine, du dernier mois ou du dernier trimestre, car cette table est essentiellement utilisée pour préparer des rapports en ligne pour la direction. Pour réduire le nombre de données anciennes à stocker, seules les trois dernières années sont conservées. Au début de chaque mois, les données du mois le plus ancien sont supprimées. Dans cette situation, le partitionnement permet de répondre aux différents besoins identifiés sur la table des mesures.

Pour utiliser le partitionnement déclaratif dans ce cas d'utilisation, il faut suivre les étapes suivantes :

1. Créer une table `measurement` comme une table partitionnée en spécifiant la clause `PARTITION BY`, ce qui inclut la méthode de partitionnement (`RANGE` dans ce cas) ainsi que la liste de la ou des colonnes à utiliser comme clé de partitionnement.

   ```
   +CREATE TABLE measurement (
       city_id         int not null,
       logdate         date not null,
       peaktemp        int,
       unitsales       int
   ) PARTITION BY RANGE (logdate);
   ```

2. Créez les partitions. La définition de chaque partition doit spécifier les limites qui correspondent à la méthode de partitionnement ainsi qu'à la clé de partitionnement du parent. Veuillez noter que spécifier des limites telles que les valeurs de la nouvelle partition pourront se chevaucher avec celles d'une ou plusieurs autres partitions retournera une erreur.

   Les partitions ainsi créées sont de tous les points de vue des tables PostgreSQL normales (ou, potentiellement, des tables étrangères). Il est possible de spécifier un tablespace et des paramètres de stockage pour chacune des partitions séparément.

   Pour notre exemple, chaque partition devrait contenir un mois de données pour correspondre au besoin de supprimer un mois de données à la fois. Les commandes pourraient ressembler à ceci :

   ```
   CREATE TABLE measurement_y2006m02 PARTITION OF measurement
       FOR VALUES FROM ('2006-02-01') TO ('2006-03-01');

   CREATE TABLE measurement_y2006m03 PARTITION OF measurement
       FOR VALUES FROM ('2006-03-01') TO ('2006-04-01');

    ...
   CREATE TABLE measurement_y2007m11 PARTITION OF measurement
       FOR VALUES FROM ('2007-11-01') TO ('2007-12-01');

   CREATE TABLE measurement_y2007m12 PARTITION OF measurement
       FOR VALUES FROM ('2007-12-01') TO ('2008-01-01')
       TABLESPACE fasttablespace;

   CREATE TABLE measurement_y2008m01 PARTITION OF measurement
       FOR VALUES FROM ('2008-01-01') TO ('2008-02-01')
       WITH (parallel_workers = 4)
       TABLESPACE fasttablespace;
   ```

   (Pour rappel, les partitions adjacentes peuvent partager une valeur de limite car les limites hautes sont traitées comme des limites exclusive.)

Si vous voulez mettre en place du sous-partitionnement, spécifiez la clause `PARTITION BY` dans les commandes utilisées pour créer des partitions individuelles, par exemple :

```
CREATE TABLE measurement_y2006m02 PARTITION OF measurement
    FOR VALUES FROM ('2006-02-01') TO ('2006-03-01')
    PARTITION BY RANGE (peaktemp);
```

Après avoir créé les partitions de `measurement_y2006m02`, toute donnée insérée dans `measurement` qui correspond à `measurement_y2006m02` (ou donnée qui est directement insérée dans `measurement_y2006m02`, ce qui est autorié à condition que la contrainte de partition soit respectée) sera redirigée vers l'une de ses partitions en se basant sur la colonne `peaktemp`. La clé de partition spécifiée pourrait se chevaucher avec la clé de partition du parent, il faut donc faire spécialement attention lorsque les limites d'une sous-partition sont spécifiées afin que l'ensemble de données qu'elle accepte constitue un sous-ensemble de ce que les propres limites de la partition acceptent ; le système n'essayera pas de vérifier si c'est vraiment le cas.

Insérer des données dans la table parent, données qui ne correspondent pas à une des partitions existantes, causera une erreur ; une partition appropriée doit être ajoutée manuellement.

Il n'est pas nécessaire de créer manuellement les contraintes de table décrivant les conditions des limites de partition pour les partitions. De telles contraintes seront créées automatiquement.

3. Créez un index sur la ou les colonnes de la clé, ainsi que tout autre index que vous pourriez vouloir pour chaque partition. (L'index sur la clé n'est pas strictement nécessaire, mais c'est utile dans la plupart des scénarios.) Ceci crée automatiquement un index correspondant sur chaque partition, et toutes les partitions que vous créerez ou attacherez plus tard auront elles-aussi cet index.

   ```
   CREATE INDEX ON measurement (logdate);
   ```

   Assurez-vous que le paramètre de configuration enable_partition_pruning ne soit pas désactivé dans `postgresql.conf`. S'il l'est, les requêtes ne seront pas optimisées comme voulu.

Dans l'exemple ci-dessus, nous créerions une nouvelle partition chaque mois, il serait donc avisé d'écrire un script qui génère le DDL nécessaire automatiquement.

5.10.2.2. Maintenance des partitions

Normalement, l'ensemble des partitions établies lors de la définition initiale de la table n'a pas vocation à demeurer statique. Il est courant de vouloir supprimer les partitions contenant d'anciennes données et d'ajouter périodiquement de nouvelles partitions pour de nouvelles données. Un des avantages les plus importants du partitionnement est précisément qu'il permet d'exécuter instantanément cette tâche de maintenance normalement pénible, en manipulant la structure partitionnée, plutôt que de bouger physiquement de grands ensembles de données.

Le moyen le plus simple pour supprimer d'anciennes données est de supprimer la partition qui n'est plus nécessaire :

```
DROP TABLE measurement_y2006m02;
```

Cela peut supprimer des millions d'enregistrements très rapidement, car il n'est pas nécessaire de supprimer chaque enregistrement séparément. Veuillez noter toutefois que la commande ci-dessus nécessite de prendre un verrou de type `ACCESS EXCLUSIVE` sur la table parente.

Une autre possibilité, généralement préférable, est de ne pas supprimer la partition de la table partitionnée, mais de la conserver en tant que table à part entière :

```
ALTER TABLE measurement DETACH PARTITION measurement_y2006m02;
```

Cela permet d'effectuer ensuite d'autres opérations sur les données avant de la supprimer. Par exemple, il s'agit souvent du moment idéal pour sauvegarder les données en utilisant COPY, pg_dump, ou des outils similaires. Cela pourrait également être le bon moment pour agréger les données dans un format moins volumineux, effectuer d'autres manipulations de données ou exécuter des rapports.

De la même manière, nous pouvons ajouter une nouvelle partition pour gérer les nouvelles données. Nous pouvons créer une partition vide dans la table partitionnée exactement comme les partitions originales ont été créées précédemment :

```
CREATE TABLE measurement_y2008m02 PARTITION OF measurement
    FOR VALUES FROM ('2008-02-01') TO ('2008-03-01')
    TABLESPACE fasttablespace;
```

De manière alternative, il est parfois plus utile de créer la nouvelle table en dehors de la structure de la partition, et d'en faire une partition plus tard. Cela permet de charger de nouvelles données, de les vérifier et d'y effectuer des transformations avant que les données apparaissent dans la table partitionnée. L'option CREATE TABLE ... LIKE est utile pour éviter de répéter à chaque fois la définition de la table parent :

```
CREATE TABLE measurement_y2008m02
  (LIKE measurement INCLUDING DEFAULTS INCLUDING CONSTRAINTS)
  TABLESPACE fasttablespace;

ALTER TABLE measurement_y2008m02 ADD CONSTRAINT y2008m02
   CHECK ( logdate >= DATE '2008-02-01' AND logdate < DATE
 '2008-03-01' );

\copy measurement_y2008m02 from 'measurement_y2008m02'
-- possibly some other data preparation work

ALTER TABLE measurement ATTACH PARTITION measurement_y2008m02
    FOR VALUES FROM ('2008-02-01') TO ('2008-03-01' );
```

Avant d'exécuter une commande ATTACH PARTITION, il est recommandé de créer une contrainte CHECK sur la table qui doit être attachée correspondant à la contrainte de la partition désirée. De cette manière, le système n'aura pas besoin d'effectuer un parcours de la table qui est habituellement nécessaire pour valider la contrainte implicite de partition. Sans la contrainte CHECK, la table sera parcourue pour valider la contrainte de partition, alors qu'elle aura pris un verrou de niveau ACCESS EXCLUSIVE sur la table parente. Il est recommandé de supprimer la contrainte CHECK redondante après la fin de la commande ATTACH PARTITION.

Comme expliqué ci-dessus, il est possible de créer des index sur les tables partitionnées pour qu'elles soient automatiquement appliqués à la hiérarchie complète. Ceci est très pratique car, non seulement les partitions existantes seront indexées, mais aussi toute nouvelle partition le sera. La seule limitation est qu'il n'est pas possible d'utiliser la clause CONCURRENTLY lors de la création d'un tel index partitionné. Pour éviter de longues périodes de verrous, il est possible d'utiliser CREATE INDEX ON ONLY sur la table partitionnée ; un tel index est marqué invalide et les partitions l'obtiennent pas automatiquement l'index. Les index sur les partitions peuvent être créés individuellement en utilisant CONCURRENTLY, puis être *attachés* à l'index sur le parent en utilisant ALTER INDEX .. ATTACH PARTITION. Une fois que les index des partitions sont attachés à l'index parent, l'index parent est marqué valide automatiquement. Par exemple :

```
CREATE INDEX measurement_usls_idx ON ONLY measurement (unitsales);

CREATE INDEX measurement_usls_200602_idx
    ON measurement_y2006m02 (unitsales);
ALTER INDEX measurement_usls_idx
    ATTACH PARTITION measurement_usls_200602_idx;
...
```

Cette technique peut aussi être utilisée avec les contraintes `UNIQUE` et `PRIMARY KEY` ; les index sont créés implicitement quand la contrainte est créer. Par exemple :

```
ALTER TABLE ONLY measurement ADD UNIQUE (city_id, logdate);

ALTER TABLE measurement_y2006m02 ADD UNIQUE (city_id, logdate);
ALTER INDEX measurement_city_id_logdate_key
    ATTACH PARTITION measurement_y2006m02_city_id_logdate_key;
...
```

5.10.2.3. Limitations

Les limitations suivantes s'appliquent aux tables partitionnées :

- Pour créer une contrainte d'unicité ou de clé primaire sur une table partitionnée, la clé de partitionnement ne doit pas inclure d'expressions ou d'appels de fonction, et les colonnes de la contrainte doivent inclure toutes les colonnes de la clé de partitionnement. Cette limitation existe parce que les index individuels forçant la contrainte peuvent seulement garantir l'unicité dans leur propre partition ; de ce fait, la structure même de la partition doit garantir qu'il n'y aura pas de duplicats dans les différentes partitions.

- Il n'existe aucun moyen de créer une contrainte d'exclusion sur toute la table partitionnée. Il est seulement possible de placer une telle contrainte sur chaque partition individuellement. Cette limitation vient là-aussi de l'impossibilité de fixer les restrictions entre partitions.

- Alors que les clés primaires sont prises en charge sur les tables partitionnées, les clés étrangères faisant référence à des tables partitionnées ne sont pas prises en charge. (Les références de clés étrangères d'une table partitionnée vers une autre table sont supportées.)

- en cas de besoin, les triggers `BEFORE ROW` doivent être définies sur des partitions individuelles, et non sur la table partitionnée.

- Mélanger des relations temporaires et permanentes dans la même arborescence de partitions n'est pas autorisé. Par conséquent, si une table partitionnée est permanente, ses partitions doivent l'être aussi ; de même si la table partitionnée est temporaire, ses partitions doivent l'être aussi. Lors de l'utilisation de relations temporaires, tous les membres de l'arborescence des partitions doivent être issus de la même session.

Les partitions individuelles sont liées à leur table partitionnée en utilisant l'héritage en arrière plan. Néanmoins, il n'est pas possible d'utiliser toutes les fonctionnalités génériques de l'héritage avec les tables en partitionnement déclaratif et leurs partitions, comme indiqué ci-dessous. Notamment, une partition ne peut pas avoir d'autres parents que leur table partitionnée. Une table ne peut pas non plus hériter d'une table partitionnée et d'une table normale. Cela signifie que les tables partitionnées et leur partitions ne partagent jamais une hiérarchie d'héritage avec des tables normales.

Comme une hiérarchie de partitionnement consistant en la table partitionnée et ses partitions est toujours une hiérarchie d'héritage, `tableoid` et toutes les règles normales d'héritage s'appliquent comme décrites dans Section 5.9, avec quelques exceptions :

- Les partitions ne peuvent pas avoir des colonnes qui ne sont pas présentes chez le parent. Il n'est pas possible d'indiquer des colonnes lors de la création de partitions avec `CREATE TABLE`, pas plus qu'il n'est possible d'ajouter des colonnes aux partitions après leur création en utilisant `ALTER TABLE`. Les tables pourraient être ajoutées en tant que partition avec `ALTER TABLE ... ATTACH PARTITION` seulement si leurs colonnes correspondent exactement à leur parent, en incluant toute colonne `oid`.

- Les contraintes `CHECK` et `NOT NULL` d'une table partitionnée sont toujours héritées par toutes ses partitions. La création des contraintes `CHECK` marquées `NO INHERIT` n'est pas autorisée sur les tables partitionnées. Vous ne pouvez pas supprimer une contrainte `NOT NULL` de la colonne d'une partition si la même contrainte est présente dans la table parent.

- Utiliser `ONLY` pour ajouter ou supprimer une contrainte uniquement sur la table partitionnée est supportée tant qu'il n'y a pas de partitions. Dès qu'une partition existe, utiliser `ONLY` renverra une erreur. À la place, des constraintes sur les partitions elles-mêmes peuvent être ajoutées et (si elles ne sont pas présentes sur la table parent) supprimées.

- Comme une table partitionnée n'a pas de données elle-même, toute tentative d'utiliser `TRUNCATE ONLY` sur une table partitionnée renverra systématiquement une erreur.

5.10.3. Partitionnement utilisant l'héritage

Bien que le partitionnement déclaratif natif soit adapté pour la plupart des cas d'usage courant, il y a certains cas où une approche plus flexible peut être utile. Le partitionnement peut être implémenté en utilisant l'héritage de table, ce qui permet d'autres fonctionnalités non supportées par le partitionnement déclaratif, comme :

- Pour le partitionnement déclaratif, les partitions doivent avoir exactement les mêmes colonnes que la table partitionnée, alors qu'avec l'héritage de table, les tables filles peuvent avoir des colonnes supplémentaires non présentes dans la table parente.

- L'héritage de table permet l'héritage multiple.

- Le partitionnement déclaratif ne prend en charge que le partitionnement par intervalle, par liste et par hachage, tandis que l'héritage de table permet de diviser les données de la manière choisie par l'utilisateur. (Notez, cependant, que si l'exclusion de contrainte n'est pas en mesure d'élaguer efficacement les tables filles, la performance de la requête peut être faible).

- Certaines opérations nécessitent un verrou plus fort en utilisant le partitionnement déclaratif qu'en utilisant l'héritage de table. Par exemple, ajouter ou supprimer une partition d'une table partitionnée nécessite de prendre un verrou de type `ACCESS EXCLUSIVE` sur la table parente, alors qu'un verrou de type `SHARE UPDATE EXCLUSIVE` est suffisant dans le cas de l'héritage classique.

5.10.3.1. Exemple

Cet exemple construit une structure de partitionnement équivalente à l'exemple de partitionnement déclaratif ci-dessus. Procédez aux étapes suivantes :

1. Créez la table « master », de laquelle toutes les tables « filles » hériteront. Cette table ne contiendra aucune donnée. Ne définissez aucune contrainte de vérification sur cette table, à moins que vous n'ayez l'intention de l'appliquer de manière identique sur toutes les tables filles. Il n'y a aucun intérêt à définir d'index ou de contrainte unique sur elle non plus. Pour notre exemple, la table master correspond à la table `measurement` définie à l'origine :

```
CREATE TABLE measurement (
    city_id         int not null,
    logdate         date not null,
    peaktemp        int,
    unitsales       int
```

```
);
```

2. Créez plusieurs tables « enfant », chacune héritant de la table master. Normalement, ces tables n'ajouteront aucune colonne à celles héritées de la table master. Comme avec le partitionnement déclaratif, ces tables filles sont des tables PostgreSQL à part entière (ou des tables étrangères) PostgreSQL normales.

```
CREATE TABLE measurement_y2006m02 () INHERITS (measurement);
CREATE TABLE measurement_y2006m03 () INHERITS (measurement);
...
CREATE TABLE measurement_y2007m11 () INHERITS (measurement);
CREATE TABLE measurement_y2007m12 () INHERITS (measurement);
CREATE TABLE measurement_y2008m01 () INHERITS (measurement);
```

3. Ajoutez les contraintes de tables, sans qu'elles se chevauchent, sur les tables filles pour définir les valeurs de clé autorisées dans chacune.

   Des exemples typiques seraient :

```
CHECK ( x = 1 )
CHECK ( county IN ( 'Oxfordshire', 'Buckinghamshire',
 'Warwickshire' ))
CHECK ( outletID >= 100 AND outletID < 200 )
```

   Assurez-vous que les contraintes garantissent qu'il n'y a pas de chevauchement entre les valeurs de clés permises dans différentes tables filles. Une erreur fréquente est de mettre en place des contraintes d'intervalle comme ceci :

```
CHECK ( outletID BETWEEN 100 AND 200 )
CHECK ( outletID BETWEEN 200 AND 300 )
```

   Cet exemple est faux puisqu'on ne peut pas savoir à quelle table fille appartient la valeur de clé 200. À la place, les intervalles devraient être définis ainsi :

```
CREATE TABLE measurement_y2006m02 (
    CHECK ( logdate >= DATE '2006-02-01' AND logdate < DATE
 '2006-03-01' )
) INHERITS (measurement);

CREATE TABLE measurement_y2006m03 (
    CHECK ( logdate >= DATE '2006-03-01' AND logdate < DATE
 '2006-04-01' )
) INHERITS (measurement);

...
CREATE TABLE measurement_y2007m11 (
    CHECK ( logdate >= DATE '2007-11-01' AND logdate < DATE
 '2007-12-01' )
) INHERITS (measurement);

CREATE TABLE measurement_y2007m12 (
    CHECK ( logdate >= DATE '2007-12-01' AND logdate < DATE
 '2008-01-01' )
) INHERITS (measurement);
```

```
CREATE TABLE measurement_y2008m01 (
    CHECK ( logdate >= DATE '2008-01-01' AND logdate < DATE
 '2008-02-01' )
) INHERITS (measurement);
```

4. Pour chaque table fille, créez un index sur la ou les colonnes de la clé, ainsi que tout autre index que vous voudriez.

```
CREATE INDEX measurement_y2006m02_logdate ON measurement_y2006m02
 (logdate);
CREATE INDEX measurement_y2006m03_logdate ON measurement_y2006m03
 (logdate);
CREATE INDEX measurement_y2007m11_logdate ON measurement_y2007m11
 (logdate);
CREATE INDEX measurement_y2007m12_logdate ON measurement_y2007m12
 (logdate);
CREATE INDEX measurement_y2008m01_logdate ON measurement_y2008m01
 (logdate);
```

5. Nous voulons que notre application soit capable de dire `INSERT INTO measurement ...`, et de voir ses données redirigées dans la table fille appropriée. Nous pouvons réaliser cela en ajoutant un trigger sur la table master. Si les données doivent être ajoutées sur la dernière table fille uniquement, nous pouvons utiliser un trigger avec une fonction très simple :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION measurement_insert_trigger()
RETURNS TRIGGER AS $$
BEGIN
    INSERT INTO measurement_y2008m01 VALUES (NEW.*);
    RETURN NULL;
END;
$$
LANGUAGE plpgsql;
```

Après avoir créé la fonction, nous créons le trigger qui appelle la fonction trigger :

```
CREATE TRIGGER insert_mesure_trigger
    BEFORE INSERT ON mesure
    FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION mesure_insert_trigger();
```

Une telle fonction doit être redéfinie chaque mois pour toujours insérer sur la table fille active. La définition du trigger n'a pas besoin d'être redéfinie.

Il est également possible de laisser le serveur localiser la table fille dans laquelle doit être insérée la ligne. Une fonction plus complexe peut alors être utilisée :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION mesure_insert_trigger()
RETURNS TRIGGER AS $$
BEGIN
    IF ( NEW.date_trace >= DATE '2006-02-01' AND
         NEW.date_trace < DATE '2006-03-01' ) THEN
        INSERT INTO mesure_a2006m02 VALUES (NEW.*);
    ELSIF ( NEW.date_trace >= DATE '2006-03-01' AND
```

```
            NEW.date_trace < DATE '2006-04-01' ) THEN
        INSERT INTO mesure_a2006m03 VALUES (NEW.*);
    ...
    ELSIF ( NEW.date_trace >= DATE '2008-01-01' AND
            NEW.date_trace < DATE '2008-02-01' ) THEN
        INSERT INTO mesure_a2008m01 VALUES (NEW.*);
    ELSE
        RAISE EXCEPTION 'Date en dehors de l''intervalle.
 Corrigez la fonction mesure_insert_trigger() !';
    END IF;
    RETURN NULL;
END;
$$
LANGUAGE plpgsql;
```

La définition du trigger est la même qu'avant. Notez que chaque test `IF` doit correspondre exactement à la contrainte `CHECK` de la table fille correspondante.

Bien que cette fonction soit plus complexe que celle pour un seul mois, il n'est pas nécessaire de l'actualiser aussi fréquemment, les branches pouvant être ajoutées en avance.

> **Note**
>
> En pratique, il vaudrait mieux vérifier d'abord la dernière table fille créée si la plupart des insertions lui sont destinées. Pour des raisons de simplicité, les tests du trigger sont présentés dans le même ordre que les autres parties de l'exemple.

Une approche différente du trigger est la redirection des insertions par des règles sur la table master. Par exemple :

```
CREATE RULE measurement_insert_y2006m02 AS
ON INSERT TO measurement WHERE
    ( logdate >= DATE '2006-02-01' AND logdate < DATE
 '2006-03-01' )
DO INSTEAD
    INSERT INTO measurement_y2006m02 VALUES (NEW.*);
...
CREATE RULE measurement_insert_y2008m01 AS
ON INSERT TO measurement WHERE
    ( logdate >= DATE '2008-01-01' AND logdate < DATE
 '2008-02-01' )
DO INSTEAD
    INSERT INTO measurement_y2008m01 VALUES (NEW.*);
```

Une règle a un surcoût bien plus important qu'un trigger, mais il n'est payé qu'une fois par requête plutôt qu'une fois par ligne. Cette méthode peut donc être avantageuse pour les insertions en masse. Toutefois, dans la plupart des cas, la méthode du trigger offrira de meilleures performances.

Soyez conscient que `COPY` ignore les règles. Si vous voulez utiliser `COPY` pour insérer des données, vous devrez les copier dans la bonne table fille plutôt que dans la table master. `COPY` déclenche les triggers, vous pouvez donc l'utiliser normalement si vous utilisez l'approche par trigger.

Un autre inconvénient à l'approche par règle est qu'il n'y a pas de moyen simple de forcer une erreur si l'ensemble de règles ne couvre pas la date d'insertion ; les données iront silencieusement dans la table master à la place.

6. Assurez-vous que le paramètre de configuration constraint_exclusion ne soit pas désactivé dans `postgresql.conf` ; sinon il pourrait y avoir des accès inutiles aux autres tables.

Comme nous pouvons le voir, une hiérarchie complexe de tables peut nécessiter une quantité de DDL non négligeable. Dans l'exemple ci-dessus, nous créerions une nouvelle table fille chaque mois, il serait donc sage d'écrire un script qui génère le DDL automatiquement.

5.10.3.2. Maintenance du partitionnement par héritage

Pour supprimer les anciennes données rapidement, il suffit de supprimer la table fille qui n'est plus nécessaire :

```
DROP TABLE mesure_a2006m02;
```

Pour enlever une table fille de la hiérarchie d'héritage, mais en en gardant l'accès en tant que table normale :

```
ALTER TABLE mesure_a2006m02 NO INHERIT mesure;
```

Pour ajouter une nouvelle table fille pour gérer les nouvelles données, créez une table fille vide, tout comme les tables filles originales ont été créées ci-dessus :

```
CREATE TABLE mesure_a2008m02 (
    CHECK ( date_trace >= DATE '2008-02-01' AND date_trace < DATE
 '2008-03-01' )
    ) INHERITS (mesure);
```

Une autre alternative est de créer et de remplir la nouvelle table enfant avant de l'ajouter à la hiérarchie de la table. Ceci permet aux données d'être chargées, vérifiées et transformées avant d'être rendues visibles aux requêtes sur la table parente.

```
CREATE TABLE mesure_a2008m02
  (LIKE mesure INCLUDING DEFAULTS INCLUDING CONSTRAINTS);
ALTER TABLE mesure_a2008m02 ADD CONSTRAINT y2008m02
   CHECK ( date_trace >= DATE '2008-02-01' AND date_trace < DATE
 '2008-03-01' );
\copy mesure_a2008m02 from 'mesure_a2008m02'
-- quelques travaux de préparation des données
ALTER TABLE mesure_a2008m02 INHERIT mesure;
```

5.10.3.3. Restrictions

Les restrictions suivantes s'appliquent au partitionnement par héritage :

- Il n'existe pas de moyen automatique de vérifier que toutes les contraintes de vérification (`CHECK`) sont mutuellement exclusives. Il est plus sûr de créer un code qui fabrique les tables filles, et crée et/ou modifie les objets associés plutôt que de les créer manuellement ;
- les schémas montrés ici supposent que les colonnes clés du partitionnement d'une ligne ne changent jamais ou, tout du moins, ne changent pas suffisamment pour nécessiter un déplacement vers une

autre partition. Une commande UPDATE qui tentera de le faire échouera à cause des contraintes CHECK. Si vous devez gérer ce type de cas, des triggers sur mise à jour peuvent être placés sur les tables filles, mais cela rend la gestion de la structure beaucoup plus complexe.

- Si VACUUM ou ANALYZE sont lancés manuellement, n'oubliez pas de les lancer sur chaque table fille. Une commande comme :

```
ANALYZE mesure;
```

ne traitera que la table maître.

- Les commandes INSERT avec des clauses ON CONFLICT ont peu de chances de fonctionner comme attendu, puisque l'action du ON CONFLICT n'est effectuée que dans le cas de violations d'unicité dans la table cible, pas dans les filles.

- Des triggers ou des règles seront nécessaires pour rediriger les lignes vers la table fille voulue, à moins que l'application ne soit explicitement au courant du schéma de partitionnement. Les triggers peuvent être compliqués à écrire, et seront bien plus lents que la redirection de ligne effectuée en interne par le partitionnement déclaratif.

5.10.4. Élagage de partition

L'*élagage des partitions* (Partition pruning) est une technique d'optimisation des requêtes qui vise à améliorer les performances des tables à partitionnement déclaratif. À titre d'exemple :

```
SET enable_partition_pruning = on;                 -- défaut
SELECT count(*) FROM mesure WHERE date_trace >= DATE '2008-01-01';
```

Sans l'élagage de partition, la requête ci-dessus parcourrait chacune des partitions de la table mesure. Avec l'élagage de partition activé, le planificateur examinera la définition de chaque partition, et montrera qu'il n'est pas nécessaire de la parcourir puisqu'elle ne contient aucune ligne respectant la clause WHERE de la requête. Lorsque le planificateur peut l'établir, il exclut (élague) la partition du plan de recherche.

En utilisant la commande EXPLAIN et le paramètre de configuration enable_partition_pruning, il est possible de voir la différence entre un plan pour lequel des partitions ont été élaguées et celui pour lequel elles ne l'ont pas été. Un plan typique non optimisé pour ce type de configuration de table serait :

```
SET enable_partition_pruning = off;
EXPLAIN SELECT count(*) FROM mesure WHERE date_trace >= DATE
 '2008-01-01';

                                     QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Aggregate  (cost=188.76..188.77 rows=1 width=8)
   ->  Append  (cost=0.00..181.05 rows=3085 width=0)
         ->  Seq Scan on measurement_y2006m02  (cost=0.00..33.12
 rows=617 width=0)
               Filter: (logdate >= '2008-01-01'::date)
         ->  Seq Scan on measurement_y2006m03  (cost=0.00..33.12
 rows=617 width=0)
                Filter: (logdate >= '2008-01-01'::date)
 ...
         ->  Seq Scan on measurement_y2007m11  (cost=0.00..33.12
 rows=617 width=0)
               Filter: (logdate >= '2008-01-01'::date)
```

```
        ->  Seq Scan on measurement_y2007m12  (cost=0.00..33.12
 rows=617 width=0)
              Filter: (logdate >= '2008-01-01'::date)
        ->  Seq Scan on measurement_y2008m01  (cost=0.00..33.12
 rows=617 width=0)
              Filter: (logdate >= '2008-01-01'::date)
```

Quelques partitions, voire toutes, peuvent utiliser des parcours d'index à la place des parcours séquentiels de la table complète, mais le fait est qu'il n'est pas besoin de parcourir les plus vieilles partitions pour répondre à cette requête. Lorsque l'élagage de partitions est activé, nous obtenons un plan significativement moins coûteux, pour le même résultat :

```
SET enable_partition_pruning = on;
EXPLAIN SELECT count(*) FROM mesure WHERE date_trace >= DATE
 '2008-01-01';

                                  QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Aggregate  (cost=37.75..37.76 rows=1 width=8)
   ->  Append  (cost=0.00..36.21 rows=617 width=0)
         ->  Seq Scan on measurement_y2008m01  (cost=0.00..33.12
 rows=617 width=0)
```

Il est à noter que l'élagage des partitions n'est piloté que par les contraintes définies implicitement par les clés de partition, et non par la présence d'index : il n'est donc pas nécessaire de définir des index sur les colonnes clés. Si un index doit être créé pour une partition donnée, ceci dépendra du fait que vous vous attendez à ce que les requêtes qui parcourent la partition parcourent généralement une grande partie de la partition ou seulement une petite partie. Un index sera utile dans ce dernier cas, mais pas dans le premier.

L'élagage des partitions peut être effectuée non seulement lors de la planification d'une requête, mais aussi lors de son exécution. Ceci est utile car cela peut permettre d'élaguer plus de partitions lorsque les clauses contiennent des expressions dont les valeurs ne sont pas connues au moment de la planification de la requête ; par exemple, des paramètres définis dans une instruction PREPARE, utilisant une valeur obtenue d'une sous-requête ou utilisant une valeur paramétrée sur la partie interne du nœud de boucle imbriqué (`nested loop join`. L'élagage de la partition pendant l'exécution peut être réalisé à l'un des moments suivant :

- Lors de l'initialisation du plan d'exécution, l'élagage de partition peut être effectué pour les valeurs de paramètres qui sont connues pendant cette phase. Les partitions qui ont été élaguées pendant cette étape n'apparaîtront pas dans l'`EXPLAIN` ou l'`EXPLAIN ANALYZE` de la requête. Il est tout de même possible de déterminer le nombre de partitions qui ont été supprimées pendant cette phase en observant la propriété « Subplans Removed » (sous-plans supprimés) dans la sortie d'`EXPLAIN`.

- Pendant l'exécution effective du plan d'exécution. L'élagage des partitions peut également être effectué pour supprimer des partitions en utilisant des valeurs qui ne sont connues que pendant l'exécution de la requête. Cela inclut les valeurs des sous-requêtes et des paramètres issus de l'exécution, comme des jointures par boucle imbriquée (`nested loop join`) paramétrées. Comme la valeur de ces paramètres peut changer plusieurs fois pendant l'exécution de la requête, l'élagage de la partition est effectué chaque fois que l'un des paramètres d'exécution utilisés pour celui-ci change. Déterminer si les partitions ont été élaguées pendant cette phase nécessite une inspection minutieuse de la propriété `nloops` de la sortie d'`EXPLAIN ANALYZE`. Les sous-plans correspondant aux différentes partitions pourraient avoir différentes valeurs dépendant du nombre de fois chacun d'entre eux a été évité lors de l'exécution. Certains pourraient être affichés comme `(never executed)` (littéralement, `jamais exécuté`) s'ils sont évités à chaque fois.

L'élagage des partitions peut être désactivé à l'aide du paramètre enable_partition_pruning.

> **Note**
>
> L'élagage de partitions au moment de l'exécution survient seulement pour le type de nœud `Append`, mais pas pour les nœuds `MergeAppend` et `ModifyTable`. Ceci pourrait changer dans une prochaine version de PostgreSQL.

5.10.5. Partitionnement et Contrainte d'exclusion

Une *contrainte d'exclusion* est une technique d'optimisation de requêtes similaire à l'élagage de partitions. Bien qu'elle soit principalement utilisé pour les tables partitionnées avec l'ancienne méthode par héritage, elle peut être utilisée à d'autres fins, y compris avec le partitionnement déclaratif.

Les contraintes d'exclusion fonctionnent d'une manière très similaire à l'élagage de partitions, sauf qu'elles utilisent les contraintes `CHECK` de chaque table (d'où le nom) alors que l'élagage de partition utilise les limites de partition de la table, qui n'existent que dans le cas d'un partitionnement déclaratif. Une autre différence est qu'une contrainte d'exclusion n'est appliquée qu'à la planification ; il n'y a donc pas de tentative d'écarter des partitions dès l'exécution.

Le fait que les contraintes d'exclusion utilisent les contraintes `CHECK` les rend plus lentes que l'élagage de partitions, mais peut être un avantage : puisque les contraintes peuvent être définies même sur des tables avec partitionnement déclaratif, en plus de leurs limites internes, les contraintes d'exclusion peuvent être capables de supprimer des partitions supplémentaires pendant la phase de planification de la requête.

La valeur par défaut (et donc recommandée) de constraint_exclusion n'est ni `on` ni `off`, mais un état intermédiaire appelé `partition`, qui fait que la technique n'est appliquée qu'aux requêtes qui semblent fonctionner avec des tables partitionnées par héritage. La valeur `on` entraîne que le planificateur examine les contraintes `CHECK` dans toutes les requêtes, y compris les requêtes simples qui ont peu de chance d'en profiter.

Les restrictions suivantes s'appliquent à l'exclusion de contraintes :

- Les contraintes d'exclusion ne sont appliquées que lors de la phase de planification de la requête, contrairement à l'élagage de partition, qui peut être appliqué lors de la phase d'exécution.

- La contrainte d'exclusion ne fonctionne que si la clause `WHERE` de la requête contient des constantes (ou des paramètres externes). Par exemple, une comparaison avec une fonction non immutable comme `CURRENT_TIMESTAMP` ne peut pas être optimisée, car le planificateur ne peut pas savoir dans quelle table fille la valeur de la fonction ira lors de l'exécution.

- Les contraintes de partitionnement doivent rester simples. Dans le cas contraire, le planificateur peut rencontrer des difficultés à déterminer les tables filles qu'il n'est pas nécessaire de parcourir. Des conditions simples d'égalité pour le partitionnement de liste, ou des tests d'intervalle simples lors de partitionnement par intervalles sont recommandées, comme illustré dans les exemples précédents. Une règle générale est que les contraintes de partitionnement ne doivent contenir que des comparaisons entre les colonnes partitionnées et des constantes, à l'aide d'opérateurs utilisables par les index B-tree, car seules les colonnes indexables avec un index B-tree sont autorisées dans la clé de partitionnement.

- Toutes les contraintes sur toutes les filles de la table parente sont examinées lors de l'exclusion de contraintes. De ce fait, un grand nombre de filles augmente considérablement le temps de planification de la requête. Ainsi, l'ancien partitionnement par héritage fonctionnera bien jusqu'à, peut-être, une centaine de tables enfant ; n'essayez pas d'en utiliser plusieurs milliers.

5.10.6. Bonnes pratiques pour le partitionnement déclaratif

Le choix de la méthode de partitionnement d'une table doit être fait avec beaucoup d'attention car les performances de l'optimisation des requêtes et leur exécution peuvent être fortement affectées négativement par un mauvais design.

Une des décisions les plus critiques au niveau du design est le choix de la clé (ou des clés) de partitionnement. Souvent, le meilleur choix revient à partitionner par la (ou les) colonne(s) qui apparaissent le plus fréquemment dans les clauses `WHERE` des requêtes en cours d'exécution sur la table partitionnée. Les éléments de la clause `WHERE` qui sont compatibles avec les contraintes des limites des partitions peuvent être utilisés pour ignorer les partitions inutiles. La suppression des données inutiles est aussi un facteur à considérer lors de la conception de votre stratégie de partitionnement. Une partition entière peut être détachée rapidement, donc il peut être bénéfique de concevoir la stratégie de partitionnement d'une telle façon que tout les données à supprimer d'un coup soient concentrées sur une seule partition.

Choisir le nombre cible de partitions pour la table est aussi une décision critique à prendre. Ne pas avoir suffisamment de partitions pourrait avoir pour conséquence des index trop gros, et un emplacement des données pauvre qui résulterait en un ratio bas de lecture en cache. Néanmoins, diviser la table en trop de partitions pourrait aussi causer des problèmes. Trop de partitions pourrait signifier une optimisation plus longue des requêtes et une consommation mémoire plus importante durant l'optimisation et l'exécution, comme indiqué plus bas. Lors de la conception du partitionnement de votre table, il est aussi important de prendre compte les changements pouvant survenir dans le futur. Par exemple, si vous choisissez d'avoir une partition par client et que vous avez un petit nombre de gros clients, il est important de réfléchir aux implications si, dans quelques années, vous vous trouvez avec un grand nombre de petits clients. Dans ce cas, il serait mieux de choisir de partitionner par `RANGE` et de choisir un nombre raisonnable de partitions, chacune contenant un nombre fixe de clients, plutôt que d'essayer de partitionner par `LIST` en espérant que le nombre de clients ne dépasse pas ce qui est possible au niveau du partitionnement des données.

Le sous-partitionnement peut aussi être utile pour diviser encore plus les partitions qui pourraient devenir plus grosses que les autres partitions. Une autre option est d'utiliser le partitionnement par intervalle avec plusieurs colonnes dans la clé de partitionnement. Chacune de ses solutions peut facilement amener à un nombre excessif de partitions, il convient donc de rester prudent.

Il est important de considérer la surcharge occasionné par le partitionnement lors de l'optimisation et de l'exécution. L'optimiseur est généralement capble de gérer les hiérarchies de partitions qui montent à quelques centaines de partitions. Les durées d'optimisation deviennent plus longues et la consommation de mémoire devient plus importante au fur et à mesure de l'ajout de partitions. Ceci est tout particulièrement vrai pour les commandes `UPDATE` et `DELETE`. Une autre raison de se soucier d'un grand nombre de partitions est que la consommation mémoire du serveur pourrait grossir de façon significative sur une période de temps, et tout spécialement si beaucoup de sessions touchent un grand nombre de partitions. Ceci est dû au chargement des métadonnées nécessaires pour chaque partition en mémoire locale.

Avec une charge de type entrepôt de données, il peut être sensé d'utiliser un plus grand nombre de partitions que pour une charge de type OLTP. En général, dans les entrepôts de données, le temps d'optimisation d'une requête est peu importante parce que la majorité du temps de traitement est passée sur l'exécution de la requête. Avec l'une de ces deux types de charges, il est important de prendre les bonnes décisions dès le début, car le re-partitionnement de grosses quantités de données peut être très lent. Les simulations de la charge attendue sont souvent bénéfiques pour optimiser la stratégie de partitionnement. Ne jamais supposer qu'un plus grand nombre de partitions est toujours mieux qu'un petit nombre de partitions, et vice-versa.

5.11. Données distantes

PostgreSQL implémente des portions de la norme SQL/MED, vous permettant d'accéder à des données qui résident en dehors de PostgreSQL en utilisant des requêtes SQL standards. On utilise le terme de *données distantes* pour de telles données. (Notez qu'en anglais il y a ambiguïté : les données distantes (*foreign data*) n'ont rien à voir avec les clés étrangères (*foreign keys*), qui sont un type de contrainte à l'intérieur de la base de données.)

Les données distantes sont accédées grâce à un *wrapper de données distantes*. Ce dernier est une bibliothèque qui peut communiquer avec une source de données externe, cachant les détails de la connexion vers la source de données et de la récupération des données à partir de cette source. Il existe des wrappers de données distantes disponibles en tant que modules `contrib`. D'autres types de wrappers de données distantes peuvent faire partie de produits tiers. Si aucun des wrappers de données distantes ne vous convient, vous pouvez écrire le vôtre. Voir Chapitre 57.

Pour accéder aux données distantes, vous devez créer un objet de type *serveur distant* qui définit la façon de se connecter à une source de données externes particulière suivant un ensemble d'options utilisées par un wrapper de données distantes. Ensuite, vous aurez besoin de créer une ou plusieurs *tables distantes*, qui définissent la structure des données distantes. Une table distante peut être utilisée dans des requêtes comme toute autre table, mais une table distante n'est pas stockée sur le serveur PostgreSQL. À chaque utilisation, PostgreSQL demande au wrapper de données distantes de récupérer les données provenant de la source externe, ou de transmettre les données à la source externe dans le cas de commandes de mise à jour.

Accéder à des données distantes pourrait nécessiter une authentification auprès de la source de données externes. Cette information peut être passée par une *correspondance d'utilisateur*, qui peut fournir des données comme les noms d'utilisateurs et mots de passe en se basant sur le rôle PostgreSQL actuel.

Pour plus d'informations, voir CREATE FOREIGN DATA WRAPPER, CREATE SERVER, CREATE USER MAPPING, CREATE FOREIGN TABLE et IMPORT FOREIGN SCHEMA.

5.12. Autres objets de la base de données

Les tables sont les objets centraux dans une structure de base de données relationnelle, car ce sont elles qui stockent les données. Mais ce ne sont pas les seuls objets qui existent dans une base de données. De nombreux autres types d'objets peuvent être créés afin de rendre l'utilisation et la gestion des données plus efficace ou pratique. Ils ne sont pas abordés dans ce chapitre, mais une liste en est dressée à titre d'information.

- Vues
- Fonctions, procédures et opérateurs
- Types de données et domaines
- Triggers et règles de réécriture

Des informations détaillées sur ces sujets apparaissent dans la Partie V.

5.13. Gestion des dépendances

Lorsque des structures de base complexes sont créées qui impliquent beaucoup de tables avec des contraintes de clés étrangères, des vues, des triggers, des fonctions, etc., un réseau de dépendances entre les objets est implicitement créé. Par exemple, une table avec une contrainte de clé étrangère dépend de la table à laquelle elle fait référence.

Pour garantir l'intégrité de la structure entière de la base, PostgreSQL s'assure qu'un objet dont d'autres objets dépendent ne peut pas être supprimé. Ainsi, toute tentative de suppression de la table des produits utilisée dans la Section 5.3.5, sachant que la table des commandes en dépend, lève un message d'erreur comme celui-ci :

```
DROP TABLE produits;

ERROR:  cannot drop table produits because other objects depend on
 it
DETAIL:  constraint commandes_no_produit_fkey on table commandes
 depends on table produits
HINT:  Use DROP ... CASCADE to drop the dependent objects too.
```

ou en français :

```
DROP TABLE produits;

NOTICE:  la contrainte commandes_no_produit_fkey sur la table
 commandes dépend
de la table produits
ERREUR:  la table produits ne peut pas être supprimée, car d'autres
 objets en
dépendent
HINT:  Utiliser DROP ... CASCADE pour supprimer également les
 objets
dépendants.
```

Le message d'erreur contient un indice utile : pour ne pas avoir à supprimer individuellement chaque objet dépendant, on peut lancer

```
DROP TABLE produits CASCADE;
```

et tous les objets dépendants sont ainsi effacés, comme tous les objets dépendant de ces derniers, récursivement. Dans ce cas, la table des commandes n'est pas supprimée, mais seulement la contrainte de clé étrangère. Elle s'arrête là, car rien ne dépend d'une contrainte de clé étrangère. (Pour vérifier ce que fait `DROP ... CASCADE`, on peut lancer `DROP` sans `CASCADE` et lire les messages `DETAIL`.)

Pratiquement toutes les commandes `DROP` dans PostgreSQL supportent l'utilisation de `CASCADE`. La nature des dépendances est évidemment fonction de la nature des objets. On peut aussi écrire `RESTRICT` au lieu de `CASCADE` pour obtenir le comportement par défaut, à savoir interdire les suppressions d'objets dont dépendent d'autres objets.

> **Note**
>
> D'après le standard SQL, il est nécessaire d'indiquer `RESTRICT` ou `CASCADE` dans une commande `DROP`. Aucun système de base de données ne force cette règle, en réalité, mais le choix du comportement par défaut, `RESTRICT` ou `CASCADE`, varie suivant le système.

Si une commande `DROP` liste plusieurs objets, `CASCADE` est seulement requis quand il existe des dépendances en dehors du groupe spécifié. Par exemple, en indiquant `DROP TABLE tab1, tab2`, l'existence d'une clé étrangère référençant `tab1` à partir de `tab2` ne signifie pas que `CASCADE` est nécessaire pour réussir.

Pour les fonctions définies par les utilisateurs, PostgreSQL trace les dépendances associées avec les propriétés de la fonction visibles en externe, comme les types de données des arguments et du résultat. Par contre, il ne trace *pas* les dépendances seulement connues en examinant le corps de la fonction. Par exemple :

```
CREATE TYPE rainbow AS ENUM ('red', 'orange', 'yellow',
                             'green', 'blue', 'purple');

CREATE TABLE my_colors (color rainbow, note text);
```

```
CREATE FUNCTION get_color_note (rainbow) RETURNS text AS
  'SELECT note FROM my_colors WHERE color = $1'
  LANGUAGE SQL;
```

(Voir Section 38.5 pour une explication sur les fonctions en SQL.) PostgreSQL aura connaissance du fait que la fonction `get_color_note` dépend du type `rainbow` : supprimer ce type de données forcera la suppression de la fonction parce que le type de son argument ne serait plus défini. Mais PostgreSQL ne considérera pas que la fonction `get_color_note` dépende de la table `my_colors`, et donc ne supprimera pas la fonction si la table est supprimée. Bien qu'il y ait des inconvénients à cette approche, il y a aussi des avantages. La fonction est toujours valide d'une certaine façon si la table est manquante, bien que son exécution causera une erreur. Créer une nouvelle table de même nom permettra à la fonction d'être valide de nouveau.

Chapitre 6. Manipulation de données

Le chapitre précédent présente la création des tables et des autres structures de stockage des données. Il est temps de remplir ces tables avec des données. Le présent chapitre couvre l'insertion, la mise à jour et la suppression des données des tables. Après cela, le chapitre présente l'élimination des données perdues.

6.1. Insérer des données

Quand une table est créée, elle ne contient aucune donnée. La première chose à faire, c'est d'y insérer des données. Sans quoi la base de données n'est pas d'une grande utilité. Les données sont conceptuellement insérées ligne par ligne. Il est évidemment possible d'insérer plus d'une ligne, mais il n'est pas possible d'entrer moins d'une ligne. Même lorsque seules les valeurs d'une partie des colonnes sont connues, une ligne complète doit être créée.

Pour créer une nouvelle ligne, la commande INSERT est utilisée. La commande a besoin du nom de la table et des valeurs de colonnes.

Soit la table des produits du Chapitre 5 :

```
CREATE TABLE produits (
    no_produit integer,
    nom text,
    prix numeric
);
```

Une commande d'insertion d'une ligne peut être :

```
INSERT INTO produits VALUES (1, 'Fromage', 9.99);
```

Les données sont listées dans l'ordre des colonnes de la table, séparées par des virgules. Souvent, les données sont des libellés (constantes), mais les expressions scalaires sont aussi acceptées.

La syntaxe précédente oblige à connaître l'ordre des colonnes. Pour éviter cela, les colonnes peuvent être explicitement listées. Les deux commandes suivantes ont, ainsi, le même effet que la précédente :

```
INSERT INTO produits (no_produit, nom, prix) VALUES (1, 'Fromage',
 9.99);
INSERT INTO produits (nom, prix, no_produit) VALUES ('Fromage',
 9.99, 1);
```

Beaucoup d'utilisateurs recommandent de toujours lister les noms de colonnes.

Si les valeurs de certaines colonnes ne sont pas connues, elles peuvent être omises. Dans ce cas, elles sont remplies avec leur valeur par défaut. Par exemple :

```
INSERT INTO produits (no_produit, nom) VALUES (1, 'Fromage');
INSERT INTO produits VALUES (1, 'Fromage');
```

La seconde instruction est une extension PostgreSQL. Elle remplit les colonnes de gauche à droite avec toutes les valeurs données, et les autres prennent leur valeur par défaut.

Il est possible, pour plus de clarté, d'appeler explicitement les valeurs par défaut pour des colonnes particulières ou pour la ligne complète.

```
INSERT INTO produits (no_produit, nom, prix) VALUES (1, 'Fromage',
 DEFAULT);
INSERT INTO produits DEFAULT VALUES;
```

Plusieurs lignes peuvent être insérées en une seule commande :

```
INSERT INTO produits (no_produit, nom, prix) VALUES
    (1, 'Fromage', 9.99),
    (2, 'Pain', 1.99),
    (3, 'Lait', 2.99);
```

Il est aussi possible d'insérer le résultat d'une requête (qui pourrait renvoyer aucune ligne, une ligne ou plusieurs lignes) :

```
INSERT INTO produits (no_produit, nom, prix)
  SELECT no_produit, nom, prix FROM nouveaux_produits
    WHERE date_sortie = 'today';
```

Ceci montre la grande puissance du mécanisme des requêtes SQL (Chapitre 7) sur le traitement des lignes à insérer.

> **Astuce**
>
> Lors de l'insertion d'une grande quantité de données en même temps, il est préférable d'utiliser la commande COPY. Elle n'est pas aussi flexible que la commande INSERT, mais elle est plus efficace. Se référer à Section 14.4 pour plus d'informations sur l'amélioration des performances lors de gros chargements de données.

6.2. Actualiser les données

La modification de données présentes en base est appelée mise à jour ou actualisation (*update* en anglais). Il est possible de mettre à jour une ligne spécifique, toutes les lignes ou un sous-ensemble de lignes de la table. Chaque colonne peut être actualisée séparément ; les autres colonnes ne sont alors pas modifiées.

Pour mettre à jour les lignes existantes, utilisez la commande UPDATE. Trois informations sont nécessaires :

1. le nom de la table et de la colonne à mettre à jour ;
2. la nouvelle valeur de la colonne ;
3. les lignes à mettre à jour.

Comme cela a été vu dans le Chapitre 5, le SQL ne donne pas, par défaut, d'identifiant unique pour les lignes. Il n'est, de ce fait, pas toujours possible d'indiquer directement la ligne à mettre à jour. On précise plutôt les conditions qu'une ligne doit remplir pour être mise à jour. Si la table possède une clé primaire (qu'elle soit déclarée ou non), une ligne unique peut être choisie en précisant une condition sur la clé primaire. Les outils graphiques d'accès aux bases de données utilisent ce principe pour permettre les modifications de lignes individuelles.

La commande suivante, par exemple, modifie tous les produits dont le prix est 5 en le passant à 10.

```
UPDATE produits SET prix = 10 WHERE prix = 5;
```

Cela peut mettre à jour zéro, une, ou plusieurs lignes. L'exécution d'une commande `UPDATE` qui ne met à jour aucune ligne ne représente pas une erreur.

Dans le détail de la commande, on trouve tout d'abord, le mot-clé `UPDATE` suivi du nom de la table. Le nom de la table peut toujours être préfixé par un nom de schéma ; dans le cas contraire, elle est

recherchée dans le chemin. On trouve ensuite le mot-clé SET suivi du nom de la colonne, un signe égal et la nouvelle valeur de la colonne, qui peut être une constante ou une expression scalaire.

Par exemple, pour augmenter de 10% le prix de tous les produits, on peut exécuter :

```
UPDATE produits SET prix = prix * 1.10;
```

L'expression donnant la nouvelle valeur peut faire référence aux valeurs courantes de la ligne.

Il n'a pas été indiqué ici de clause WHERE. Si elle est omise, toutes les lignes de la table sont modifiées. Si elle est présente, seules les lignes qui remplissent la condition WHERE sont mises à jour. Le signe égal dans la clause SET réalise une affectation, alors que celui de la clause WHERE permet une comparaison. Pour autant, cela ne crée pas d'ambiguïté. La condition WHERE n'est pas nécessairement un test d'égalité ; de nombreux autres opérateurs existent (voir le Chapitre 9). Mais le résultat de l'expression est booléen.

Il est possible d'actualiser plusieurs colonnes en une seule commande UPDATE par l'indication de plusieurs colonnes dans la clause SET.

Par exemple :

```
UPDATE ma_table SET a = 5, b = 3, c = 1 WHERE a > 0;
```

6.3. Supprimer des données

Les parties précédentes présentent l'ajout et la modification de données. Il reste à voir leur suppression quand elles ne sont plus nécessaires. Comme pour l'insertion, la suppression ne peut se faire que par ligne entière. Le SQL ne propose pas de moyen d'accéder à une ligne particulière. C'est pourquoi la suppression de lignes se fait en indiquant les conditions à remplir par les lignes à supprimer. S'il y a une clé primaire dans la table, alors il est possible d'indiquer précisément la ligne à supprimer. Mais on peut aussi supprimer un groupe de lignes qui remplissent une condition, ou même toutes les lignes d'une table en une fois.

Pour supprimer des lignes, on utilise la commande DELETE ; la syntaxe est très similaire à la commande UPDATE.

Par exemple, pour supprimer toutes les lignes de la table produits qui ont un prix de 10, on exécute :

```
DELETE FROM produits WHERE prix = 10;
```

En indiquant simplement :

```
DELETE FROM produits;
```

on supprime toutes les lignes de la table. Attention aux mauvaises manipulations !

6.4. Renvoyer des données provenant de lignes modifiées

Parfois, il est intéressant d'obtenir des données de lignes modifiées pendant qu'elles sont manipulées. Les commandes INSERT, UPDATE et DELETE ont toutes une clause RETURNING optionnelle qui le permet. L'utilisation de la clause RETURNING évite l'exécution d'une requête supplémentaire pour coller les données, et est particulièrement intéressante quand il serait difficile d'identifier autrement les lignes modifiées.

Le contenu autorisé d'une clause RETURNING est identique à celui de la liste de sortie d'une commande SELECT (voir Section 7.3). Elle peut contenir les noms des colonnes de la table cible ou des

expressions utilisant ces colonnes. Un raccourci habituel est `RETURNING *`, qui sélectionne toutes les colonnes de la table cible, dans l'ordre de définition.

Avec un `INSERT`, les données disponibles à `RETURNING` sont la ligne qui a été insérée. Ceci n'est pas utile pour les insertions simples, car cela ne fera que répéter les données fournies par le client, mais cela peut devenir très utile si la commande se base sur les valeurs calculées par défaut. Par exemple, lors de l'utilisation d'une colonne `serial` fournissant des identifiants uniques, `RETURNING` peut renvoyer l'identifiant affecté à une nouvelle ligne :

```
CREATE TABLE utilisateurs (prenom text, nom text, id serial primary
 key);

INSERT INTO utilisateurs (prenom, nom) VALUES ('Joe', 'Cool')
 RETURNING id;
```

La clause `RETURNING` est aussi très utile avec un `INSERT ... SELECT`

Dans un `UPDATE`, les données disponibles pour la clause `RETURNING` correspondent au nouveau contenu de la ligne modifiée. Par exemple :

```
UPDATE produits SET prix = prix * 1.10
  WHERE prix <= 99.99
  RETURNING nom, prix AS nouveau_prix;
```

Dans un `DELETE`, les données disponibles pour la clause `RETURNING` correspondent au contenu de la ligne supprimée. Par exemple :

```
DELETE FROM produits
  WHERE date_perime = 'today'
  RETURNING *;
```

Si des triggers (Chapitre 39) sont définis sur la table cible, les données disponibles pour la clause `RETURNING` correspondent à la ligne modifiée par les triggers. De ce fait, une utilisation courante de la clause `RETURNING` est d'inspecter les colonnes calculées par les triggers.

Chapitre 7. Requêtes

Les précédents chapitres ont expliqué comme créer des tables, comment les remplir avec des données et comment manipuler ces données. Maintenant, nous discutons enfin de la façon de récupérer ces données depuis la base de données.

7.1. Aperçu

Le processus et la commande de récupération des données sont appelés une *requête*. En SQL, la commande SELECT est utilisée pour spécifier des requêtes. La syntaxe générale de la commande `SELECT` est

```
[WITH with_requêtes] SELECT liste_select FROM expression_table
 [specification_tri]
```

Les sections suivantes décrivent le détail de la liste de sélection, l'expression des tables et la spécification du tri. Les requêtes `WITH` sont traitées en dernier, car il s'agit d'une fonctionnalité avancée.

Un type de requête simple est de la forme :

```
SELECT * FROM table1;
```

En supposant qu'il existe une table appelée `table1`, cette commande récupérera toutes les lignes et toutes les colonnes, définies par l'utilisateur, de `table1`. La méthode de récupération dépend de l'application cliente. Par exemple, le programme psql affichera une table, façon art ASCII, alors que les bibliothèques du client offriront des fonctions d'extraction de valeurs individuelles à partir du résultat de la requête. * comme liste de sélection signifie que toutes les colonnes de l'expression de table seront récupérées. Une liste de sélection peut aussi être un sous-ensemble des colonnes disponibles ou effectuer un calcul en utilisant les colonnes. Par exemple, si `table1` dispose des colonnes nommées `a`, `b` et `c` (et peut-être d'autres), vous pouvez lancer la requête suivante :

```
SELECT a, b + c FROM table1;
```

(en supposant que `b` et `c` soient de type numérique). Voir la Section 7.3 pour plus de détails.

`FROM table1` est un type très simple d'expression de tables : il lit une seule table. En général, les expressions de tables sont des constructions complexes de tables de base, de jointures et de sous-requêtes. Mais vous pouvez aussi entièrement omettre l'expression de table et utiliser la commande `SELECT` comme une calculatrice :

```
SELECT 3 * 4;
```

Ceci est plus utile si les expressions de la liste de sélection renvoient des résultats variants. Par exemple, vous pouvez appeler une fonction de cette façon :

```
SELECT random();
```

7.2. Expressions de table

Une *expression de table* calcule une table. L'expression de table contient une clause `FROM` qui peut être suivie des clauses `WHERE`, `GROUP BY` et `HAVING`. Les expressions triviales de table font simplement référence à une table sur le disque, une table de base, mais des expressions plus complexes peuvent être utilisées pour modifier ou combiner des tables de base de différentes façons.

Les clauses optionnelles WHERE, GROUP BY et HAVING dans l'expression de table spécifient un tube de transformations successives réalisées sur la table dérivée de la clause FROM. Toutes ces transformations produisent une table virtuelle fournissant les lignes à passer à la liste de sélection qui choisira les lignes à afficher de la requête.

7.2.1. Clause FROM

La la section intitulée « Clause FROM » dérive une table à partir d'une ou plusieurs tables données dans une liste de référence dont les tables sont séparées par des virgules.

```
FROM reference_table [, reference_table [, ...]]
```

Une référence de table pourrait être un nom de table (avec en option le nom du schéma) ou de table dérivée, telle qu'une sous-requête, une construction JOIN ou une combinaison complexe de ces possibilités. Si plus d'une référence de table est listée dans la clause FROM, les tables sont jointes en croisé (autrement dit, cela réalise un produit cartésien de leurs lignes ; voir ci-dessous). Le résultat de la liste FROM est une table virtuelle intermédiaire pouvant être sujette aux transformations des clauses WHERE, GROUP BY et HAVING, et est finalement le résultat des expressions de table.

Lorsqu'une référence de table nomme une table qui est la table parent d'une table suivant la hiérarchie de l'héritage, la référence de table produit les lignes non seulement de la table, mais aussi des descendants de cette table, sauf si le mot-clé ONLY précède le nom de la table. Néanmoins, la référence produit seulement les colonnes qui apparaissent dans la table nommée... Toute colonne ajoutée dans une sous-table est ignorée.

Au lieu d'écrire ONLY avant le nom de la table, vous pouvez écrire * après le nom de la table pour indiquer spécifiquement que les tables filles sont incluses. Il n'y a plus de vraie raison pour encore utiliser cette syntaxe, car chercher dans les tables descendantes est maintenant le comportement par défaut. C'est toutefois supporté pour compatibilité avec des versions plus anciennes.

7.2.1.1. Tables jointes

Une table jointe est une table dérivée de deux autres tables (réelles ou dérivées) suivant les règles du type de jointure particulier. Les jointures internes (inner), externes (outer) et croisées (cross) sont disponibles. La syntaxe générale d'une table jointe est :

```
T1 type_jointure T2 [ condition_jointure ]
```

Des jointures de tous types peuvent être chaînées ensemble ou imbriquées : une des deux tables ou les deux tables peuvent être des tables jointes. Des parenthèses peuvent être utilisées autour des clauses JOIN pour contrôler l'ordre de jointure. Dans l'absence des parenthèses, les clauses JOIN s'imbriquent de gauche à droite.

Types de jointures

Jointure croisée (cross join)

```
T1 CROSS JOIN T2
```

Pour chaque combinaison possible de lignes provenant de *T1* et *T2* (c'est-à-dire un produit cartésien), la table jointe contiendra une ligne disposant de toutes les colonnes de *T1* suivies par toutes les colonnes de *T2*. Si les tables ont respectivement N et M lignes, la table jointe en aura N * M.

FROM *T1* CROSS JOIN *T2* est équivalent à FROM *T1* INNER JOIN *T2* ON TRUE (voir ci-dessous). C'est aussi équivalent à : FROM *T1*, *T2*.

> **Note**
>
> Cette dernière équivalence ne convient pas exactement quand plusieurs tables apparaissent, car `JOIN` lie de façon plus profonde que la virgule. Par exemple, `FROM T1 CROSS JOIN T2 INNER JOIN T3 ON condition` n'est pas identique à `FROM T1, T2 INNER JOIN T3 ON condition`, car `condition` peut faire référence à `T1` dans le premier cas, mais pas dans le second.

Jointures qualifiées (qualified joins)

```
T1 { [INNER] | { LEFT | RIGHT | FULL } [OUTER] } JOIN T2
 ON expression_booleenne
T1 { [INNER] | { LEFT | RIGHT | FULL } [OUTER] } JOIN T2 USING
 ( liste des colonnes jointes )
T1 NATURAL { [INNER] | { LEFT | RIGHT | FULL } [OUTER] } JOIN T2
```

Les mots `INNER` et `OUTER` sont optionnels dans toutes les formes. `INNER` est la valeur par défaut ; `LEFT`, `RIGHT` et `FULL` impliquent une jointure externe.

La *condition de la jointure* est spécifiée dans la clause `ON` ou `USING`, ou implicitement par le mot `NATURAL`. La condition de jointure détermine les lignes des deux tables sources considérées comme « correspondante », comme l'explique le paragraphe ci-dessous.

Les types possibles de jointures qualifiées sont :

`INNER JOIN`

Pour chaque ligne R1 de T1, la table jointe a une ligne pour chaque ligne de T2 satisfaisant la condition de jointure avec R1.

`LEFT OUTER JOIN`

Tout d'abord, une jointure interne est réalisée. Puis, pour chaque ligne de T1 qui ne satisfait pas la condition de jointure avec les lignes de T2, une ligne jointe est ajoutée avec des valeurs NULL dans les colonnes de T2. Du coup, la table jointe a toujours au moins une ligne pour chaque ligne de T1, quelles que soient les conditions.

`RIGHT OUTER JOIN`

Tout d'abord, une jointure interne est réalisée. Puis, pour chaque ligne de T2 qui ne satisfait pas la condition de jointure avec les lignes de T1, une ligne jointe est ajoutée avec des valeurs NULL dans les colonnes de T1. C'est l'inverse d'une jointure gauche : la table résultante aura toujours une ligne pour chaque ligne de T2, quelles que soient les conditions.

`FULL OUTER JOIN`

Tout d'abord, une jointure interne est réalisée. Puis, pour chaque ligne de T1 qui ne satisfait pas la condition de jointure avec les lignes de T2, une ligne jointe est ajoutée avec des valeurs NULL dans les colonnes de T2. De plus, pour chaque ligne de T2 qui ne satisfait pas la condition de jointure avec les lignes de T1, une ligne jointe est ajoutée avec des valeurs NULL dans les colonnes de T1.

La clause `ON` est le type de condition de jointure le plus utilisé : elle prend une valeur booléenne du même type que celle utilisée dans une clause `WHERE`. Une paire de lignes provenant de *`T1`* et de *`T2`* correspondent si l'expression de la clause `ON` vaut true.

La clause `USING` est un raccourci qui vous permet de prendre avantage d'une situation spécifique où les deux côtés de la jointure utilisent le même nom pour la colonne jointe. Elle prend une liste de noms de colonnes partagées, en séparant les noms par des virgules et forme une condition de

jointure qui inclut une comparaison d'égalité entre chaque. Par exemple, joindre *T1* et *T2* avec `USING (a, b)` produit la même condition de jointure que la condition `ON T1.a = T2.a AND T1.b = T2.b`.

De plus, la sortie de `JOIN USING` supprime les colonnes redondantes : il n'est pas nécessaire d'imprimer les colonnes de correspondance, puisqu'elles doivent avoir des valeurs identiques. Alors que `JOIN ON` produit toutes les colonnes de *T2*, `JOIN USING` produit une seule colonne pour chaque paire de colonnes listées (dans l'ordre listé), suivi par chaque colonne restante provenant de *T1*, suivi par chaque colonne restante provenant de *T2*.

Enfin, `NATURAL` est un raccourci de `USING` : il forme une liste `USING` constituée de tous les noms de colonnes apparaissant dans les deux tables en entrée. Comme avec `USING`, ces colonnes apparaissent une fois seulement dans la table en sortie. S'il n'existe aucun nom commun de colonne, `NATURAL JOIN` se comporte comme `JOIN ... ON TRUE` et produit une jointure croisée.

> **Note**
>
> `USING` est raisonnablement protégé contre les changements de colonnes dans les relations jointes, car seuls les noms de colonnes listés sont combinés. `NATURAL` est considéré comme plus risqué, car toute modification de schéma causant l'apparition d'un nouveau nom de colonne correspondant fera en sorte de joindre la nouvelle colonne.

Pour rassembler tout ceci, supposons que nous avons une table `t1` :

```
 no | nom
----+------
  1 | a
  2 | b
  3 | c
```

et une table `t2` :

```
 no | valeur
----+-------
  1 | xxx
  3 | yyy
  5 | zzz
```

Nous obtenons les résultats suivants pour les différentes jointures :

```
=> SELECT * FROM t1 CROSS JOIN t2;
 no | nom | no | valeur
----+-----+----+-------
  1 | a   |  1 | xxx
  1 | a   |  3 | yyy
  1 | a   |  5 | zzz
  2 | b   |  1 | xxx
  2 | b   |  3 | yyy
  2 | b   |  5 | zzz
  3 | c   |  1 | xxx
  3 | c   |  3 | yyy
  3 | c   |  5 | zzz
(9 rows)

=> SELECT * FROM t1 INNER JOIN t2 ON t1.no = t2.no;
 no | nom | no | valeur
```

```
----+-----+----+-------
  1 | a   |  1 | xxx
  3 | c   |  3 | yyy
(2 rows)

=> SELECT * FROM t1 INNER JOIN t2 USING (no);
 no | nom | valeur
----+-----+-------
  1 | a   | xxx
  3 | c   | yyy
(2 rows)

=> SELECT * FROM t1 NATURAL INNER JOIN t2;
 no | nom | valeur
----+-----+-------
  1 | a   | xxx
  3 | c   | yyy
(2 rows)

=> SELECT * FROM t1 LEFT JOIN t2 ON t1.no = t2.no;
 no | nom | no | valeur
----+-----+----+-------
  1 | a   |  1 | xxx
  2 | b   |    |
  3 | c   |  3 | yyy
(3 rows)

=> SELECT * FROM t1 LEFT JOIN t2 USING (no);
 no | nom | valeur
----+-----+-------
  1 | a   | xxx
  2 | b   |
  3 | c   | yyy
(3 rows)

=> SELECT * FROM t1 RIGHT JOIN t2 ON t1.no = t2.no;
 no | nom | no | valeur
----+-----+----+-------
  1 | a   |  1 | xxx
  3 | c   |  3 | yyy
    |     |  5 | zzz
(3 rows)

=> SELECT * FROM t1 FULL JOIN t2 ON t1.no = t2.no;
 no | nom | no | valeur
----+-----+----+-------
  1 | a   |  1 | xxx
  2 | b   |    |
  3 | c   |  3 | yyy
    |     |  5 | zzz
(4 rows)
```

La condition de jointure spécifiée avec `ON` peut aussi contenir des conditions sans relation directe avec la jointure. Ceci est utile pour quelques requêtes, mais son utilisation doit avoir été réfléchie. Par exemple :

```
=> SELECT * FROM t1 LEFT JOIN t2 ON t1.no = t2.no AND t2.valeur =
 'xxx';
```

```
 no | nom | no | valeur
----+-----+----+-------
  1 | a   |  1 | xxx
  2 | b   |    |
  3 | c   |    |
(3 rows)
```

Notez que placer la restriction dans la clause `WHERE` donne un résultat différent :

```
=> SELECT * FROM t1 LEFT JOIN t2 ON t1.num = t2.num WHERE t2.value
 = 'xxx';
 num | name | num | value
-----+------+-----+-------
   1 | a    |   1 | xxx
(1 row)
```

Ceci est dû au fait qu'une restriction placée dans la clause `ON` est traitée *avant* la jointure, alors qu'une restriction placée dans la clause `WHERE` est traitée *après* la jointure. Ceci n'a pas d'importance avec les jointures internes, mais en a une grande avec les jointures externes.

7.2.1.2. Alias de table et de colonne

Un nom temporaire peut être donné aux tables et aux références de tables complexes, nom qui sera ensuite utilisé pour référencer la table dérivée dans la suite de la requête. Cela s'appelle un *alias de table*.

Pour créer un alias de table, écrivez

```
FROM reference_table AS alias
```

ou

```
FROM reference_table alias
```

Le mot-clé `AS` n'est pas obligatoire. *`alias`* peut être tout identifiant.

Une application typique des alias de table est l'affectation d'identifieurs courts pour les noms de tables longs, ce qui permet de garder des clauses de jointures lisibles. Par exemple :

```
SELECT * FROM nom_de_table_tres_tres_long s
  JOIN un_autre_nom_tres_long a ON s.id = a.no;
```

L'alias devient le nouveau nom de la table en ce qui concerne la requête en cours -- il n'est pas autorisé de faire référence à la table par son nom original où que ce soit dans la requête. Du coup, ceci n'est pas valide :

```
SELECT * FROM mon_table AS m WHERE mon_table.a > 5;    -- mauvais
```

Les alias de table sont disponibles principalement pour aider à l'écriture de requête, mais ils deviennent nécessaires pour joindre une table avec elle-même, par exemple :

```
SELECT * FROM personnes AS mere JOIN personnes AS enfant ON mere.id
 = enfant.mere_id;
```

De plus, un alias est requis si la référence de la table est une sous-requête (voir la Section 7.2.1.3).

Les parenthèses sont utilisées pour résoudre les ambiguïtés. Dans l'exemple suivant, la première instruction affecte l'alias `b` à la deuxième instance de `ma_table`, mais la deuxième instruction affecte l'alias au résultat de la jonction :

```
SELECT * FROM ma_table AS a CROSS JOIN ma_table AS b ...
SELECT * FROM (ma_table AS a CROSS JOIN ma_table) AS b ...
```

Une autre forme d'alias de tables donne des noms temporaires aux colonnes de la table ainsi qu'à la table :

```
FROM reference_table [AS] alias ( colonne1 [, colonne2 [, ...]] )
```

Si le nombre d'alias de colonnes spécifié est plus petit que le nombre de colonnes dont dispose la table réelle, les colonnes suivantes ne sont pas renommées. Cette syntaxe est particulièrement utile dans le cas de jointures avec la même table ou dans le cas de sous-requêtes.

Quand un alias est appliqué à la sortie d'une clause `JOIN`, l'alias cache le nom original référencé à l'intérieur du `JOIN`. Par exemple :

```
SELECT a.* FROM ma_table AS a JOIN ta_table AS b ON ...
```

est du SQL valide, mais :

```
SELECT a.* FROM (ma_table AS a JOIN ta_table AS b ON ...) AS c
```

n'est pas valide ; l'alias de table `a` n'est pas visible en dehors de l'alias `c`.

7.2.1.3. Sous-requêtes

Une sous-requête spécifiant une table dérivée doit être enfermée dans des parenthèses et *doit* se voir affecter un alias de table (comme dans Section 7.2.1.2). Par exemple :

```
FROM (SELECT * FROM table1) AS nom_alias
```

Cet exemple est équivalent à `FROM table1 AS nom_alias`. Des cas plus intéressants, qui ne peuvent pas être réduits à une jointure pleine, surviennent quand la sous-requête implique un groupement ou un agrégat.

Une sous-requête peut aussi être une liste `VALUES` :

```
FROM (VALUES ('anne', 'smith'), ('bob', 'jones'), ('joe', 'blow'))
     AS noms(prenom, nom)
```

De nouveau, un alias de table est requis. Affecter des noms d'alias aux colonnes de la liste `VALUES` est optionnel, mais c'est une bonne pratique. Pour plus d'informations, voir Section 7.7.

7.2.1.4. Fonctions de table

Les fonctions de table sont des fonctions produisant un ensemble de lignes composées de types de données de base (types scalaires) ou de types de données composites (lignes de table). Elles sont utilisées comme une table, une vue ou une sous-requête de la clause `FROM` d'une requête. Les colonnes renvoyées par les fonctions de table peuvent être incluses dans une clause `SELECT`, `JOIN` ou `WHERE` de la même manière que les colonnes d'une table, vue ou sous-requête.

Les fonctions de table peuvent aussi être combinées en utilisant la syntaxe `ROWS FROM`, avec les résultats renvoyés dans des colonnes parallèles ; le nombre de lignes résultantes dans ce cas est celui du résultat de fonction le plus large. Les résultats ayant moins de colonnes sont alignés avec des valeurs NULL.

```
appel_fonction [WITH ORDINALITY] [[AS] alias_table [(alias_colonne
 [, ... ])]]
ROWS FROM( appel_fonction [, ... ] ) [WITH ORDINALITY]
 [[AS] alias_table [(alias_colonne [, ... ])]]
```

Si la clause `WITH ORDINALITY` est ajoutée, une colonne supplémentaire de type `bigint` sera ajoutée aux colonnes de résultat de la fonction. Cette colonne numérote les lignes de l'ensemble de résultats de la fonction, en commençant à 1. (Ceci est une généralisation de la syntaxe du standard SQL pour `UNNEST ... WITH ORDINALITY`.) Par défaut, la colonne ordinale est appelée `ordinality`, mais un nom de colonne différent peut être affecté en utilisant une clause `AS`.

La fonction de table `UNNEST` peut être appelée avec tout nombre de paramètres tableaux, et envoie un nombre correspondant de colonnes comme si la fonction `UNNEST` avait été appelée sur chaque paramètre séparément (Section 9.18) et combinée en utilisant la construction `ROWS FROM`.

```
UNNEST( expression_tableau [, ... ] ) [WITH ORDINALITY]
 [[AS] alias_table [(alias_colonne [, ... ])]]
```

Si aucun *`alias_table`* n'est précisé, le nom de la fonction est utilisé comme nom de table ; dans le cas d'une construction `ROWS FROM()`, le nom de la première fonction est utilisé.

Si des alias de colonnes ne sont pas fournis pour une fonction renvoyant un type de données de base, alors le nom de la colonne est aussi le même que le nom de la fonction. Pour une fonction renvoyant un type composite, les colonnes résultats obtiennent les noms des attributs individuels du type.

Quelques exemples :

```
CREATE TABLE truc (trucid int, trucsousid int, trucnom text);

CREATE FUNCTION recuptruc(int) RETURNS SETOF truc AS $$
    SELECT * FROM truc WHERE trucid = $1;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM recuptruc(1) AS t1;

SELECT * FROM truc
    WHERE trucsousid IN (
                        SELECT trucsousid
                        FROM recuptruc(truc.trucid) z
                        WHERE z.trucid = truc.trucid);

CREATE VIEW vue_recuptruc AS SELECT * FROM recuptruc(1);
SELECT * FROM vue_recuptruc;
```

Dans certains cas, il est utile de définir des fonctions de table pouvant renvoyer des ensembles de colonnes différentes suivant la façon dont elles sont appelées. Pour supporter ceci, la fonction de table est déclarée comme renvoyant le pseudotype `record` sans paramètres `OUT`. Quand une telle fonction est utilisée dans une requête, la structure de ligne attendue doit être spécifiée dans la requête elle-même, de façon à ce que le système sache comment analyser et planifier la requête. Cette syntaxe ressemble à ceci :

```
appel_fonction [AS] alias (définition_colonne [, ... ])
appel_fonction AS [alias] (définition_colonne [, ... ])
ROWS FROM( ... appel_fonction AS (définition_colonne [, ... ])
 [, ... ] )
```

Lorsque la syntaxe ROWS FROM() n'est pas utilisée, la liste *définition_colonne* remplace la liste d'alias de colonnes qui aurait été autrement attachée à la clause FROM ; les noms dans les définitions de colonnes servent comme alias de colonnes. Lors de l'utilisation de la syntaxe ROWS FROM(), une liste *définition_colonne* peut être attachée à chaque fonction membre séparément ; ou s'il existe seulement une fonction membre et pas de clause WITH ORDINALITY, une liste *column_definition* peut être écrite au lieu de la liste d'alias de colonnes suivant ROWS FROM().

Considérez cet exemple :

```
SELECT *
    FROM dblink('dbname=mabd', 'SELECT proname, prosrc FROM
 pg_proc')
      AS t1(proname nom, prosrc text)
    WHERE proname LIKE 'bytea%';
```

La fonction dblink (qui fait partie du module dblink) exécute une requête distante. Elle déclare renvoyer le type record, car elle pourrait être utilisée pour tout type de requête. L'ensemble de colonnes réelles doit être spécifié dans la requête appelante de façon à ce que l'analyseur sache, par exemple, comment étendre *.

Cet exemple utilise ROWS FROM :

```
SELECT *
FROM ROWS FROM
    (
        json_to_recordset('[{"a":40,"b":"foo"},
{"a":"100","b":"bar"}]')
            AS (a INTEGER, b TEXT),
        generate_series(1, 3)
    ) AS x (p, q, s)
ORDER BY p;

  p  |  q  | s
-----+-----+---
  40 | foo | 1
 100 | bar | 2
     |     | 3
```

Il joint deux fonctions en une seule cible FROM. json_to_recordset() doit renvoyer deux colonnes, la première de type integer et la seconde de type text. Le résultat de generate_series() est utilisé directement. La clause ORDER BY trie les valeurs de la colonne en tant qu'entiers.

7.2.1.5. Sous-requêtes LATERAL

Les sous-requêtes apparaissant dans la clause FROM peuvent être précédées du mot-clé LATERAL. Ceci leur permet de référencer les colonnes fournies par les éléments précédents dans le FROM. (Sans LATERAL, chaque sous-requête est évaluée indépendamment et ne peut donc pas référencer les autres éléments de la clause FROM.)

Les fonctions renvoyant des ensembles et apparaissant dans le FROM peuvent aussi être précédées du mot-clé LATERAL, mais, pour les fonctions, le mot-clé est optionnel. Les arguments de la fonction peuvent contenir des références aux colonnes fournies par les éléments précédents dans le FROM.

Un élément LATERAL peut apparaître au niveau haut dans la liste FROM ou dans un arbre de jointures (JOIN). Dans ce dernier cas, cela peut aussi faire référence à tout élément qui est sur le côté gauche d'un JOIN, alors qu'il est positionné sur sa droite.

Quand un élément FROM contient des références croisées LATERAL, l'évaluation se fait ainsi : pour chaque ligne d'un élément FROM fournissant les colonnes référencées, ou pour chaque ensemble de lignes de plusieurs éléments FROM fournissant les colonnes, l'élément LATERAL est évalué en utilisant cette valeur de ligne ou cette valeur d'ensemble de lignes. Les lignes résultantes sont jointes comme d'habitude aux lignes résultant du calcul. C'est répété pour chaque ligne ou ensemble de lignes provenant de la table source.

Un exemple trivial de LATERAL est

```
SELECT * FROM foo, LATERAL (SELECT * FROM bar WHERE bar.id =
 foo.bar_id) ss;
```

Ceci n'est pas vraiment utile, car cela revient exactement au même résultat que cette écriture plus conventionnelle :

```
SELECT * FROM foo, bar WHERE bar.id = foo.bar_id;
```

LATERAL est principalement utile lorsqu'une colonne référencée est nécessaire pour calculer la colonne à joindre. Une utilisation habituelle est de fournir une valeur d'un argument à une fonction renvoyant un ensemble de lignes. Par exemple, supposons que vertices(polygon) renvoie l'ensemble de sommets d'un polygone, nous pouvons identifier les sommets proches des polygones stockés dans une table avec la requête suivante :

```
SELECT p1.id, p2.id, v1, v2
FROM polygones p1, polygones p2,
     LATERAL vertices(p1.poly) v1,
     LATERAL vertices(p2.poly) v2
WHERE (v1 <-> v2) < 10 AND p1.id != p2.id;
```

Cette requête pourrait aussi être écrite ainsi :

```
SELECT p1.id, p2.id, v1, v2
FROM polygons p1 CROSS JOIN LATERAL vertices(p1.poly) v1,
     polygons p2 CROSS JOIN LATERAL vertices(p2.poly) v2
WHERE (v1 <-> v2) < 10 AND p1.id != p2.id;
```

ou dans diverses autres formulations équivalentes. (Nous l'avons déjà mentionné, le mot-clé LATERAL est inutile dans cet exemple, mais nous l'utilisons pour plus de clarté.)

Il est souvent particulièrement utile d'utiliser LEFT JOIN sur une sous-requête LATERAL, pour que les lignes sources apparaissent dans le résultat même si la sous-requête LATERAL ne produit aucune ligne pour elles. Par exemple, si get_product_names() renvoie les noms des produits réalisés par un manufacturier, mais que quelques manufacturiers dans notre table ne réalisent aucun produit, nous pourrions les trouver avec cette requête :

```
SELECT m.name
FROM manufacturers m LEFT JOIN LATERAL get_product_names(m.id)
 pname ON true
WHERE pname IS NULL;
```

7.2.2. Clause WHERE

La syntaxe de la la section intitulée « Clause WHERE » est

```
WHERE condition_recherche
```

où *condition_recherche* est toute expression de valeur (voir la Section 4.2) renvoyant une valeur de type boolean.

Après le traitement de la clause FROM, chaque ligne de la table virtuelle dérivée est vérifiée avec la condition de recherche. Si le résultat de la vérification est positif (true), la ligne est conservée dans la table de sortie, sinon (c'est-à-dire si le résultat est faux ou nul), la ligne est abandonnée. La condition de recherche référence typiquement au moins une colonne de la table générée dans la clause FROM ; ceci n'est pas requis, mais, dans le cas contraire, la clause WHERE n'aurait aucune utilité.

> **Note**
>
> La condition de jointure d'une jointure interne peut être écrite soit dans la clause WHERE soit dans la clause JOIN. Par exemple, ces expressions de tables sont équivalentes :
>
> ```
> FROM a, b WHERE a.id = b.id AND b.val > 5
> ```
>
> et :
>
> ```
> FROM a INNER JOIN b ON (a.id = b.id) WHERE b.val > 5
> ```
>
> ou même peut-être :
>
> ```
> FROM a NATURAL JOIN b WHERE b.val > 5
> ```
>
> Laquelle utiliser est plutôt une affaire de style. La syntaxe JOIN dans la clause FROM n'est probablement pas aussi portable vers les autres systèmes de gestion de bases de données SQL, même si cela fait partie du standard SQL. Pour les jointures externes, il n'y a pas d'autres choix : elles doivent être faites dans la clause FROM. La clause ON ou USING d'une jointure externe n'est *pas* équivalente à une condition WHERE parce qu'elle détermine l'ajout de lignes (pour les lignes qui ne correspondent pas en entrée) ainsi que pour la suppression de lignes dans le résultat final.

Voici quelques exemples de clauses WHERE :

```
SELECT ... FROM fdt WHERE c1 > 5

SELECT ... FROM fdt WHERE c1 IN (1, 2, 3)

SELECT ... FROM fdt WHERE c1 IN (SELECT c1 FROM t2)

SELECT ... FROM fdt WHERE c1 IN (SELECT c3 FROM t2 WHERE c2 =
 fdt.c1 + 10)

SELECT ... FROM fdt WHERE c1 BETWEEN (SELECT c3 FROM t2 WHERE c2 =
 fdt.c1 + 10) AND 100

SELECT ... FROM fdt WHERE EXISTS (SELECT c1 FROM t2 WHERE c2 >
 fdt.c1)
```

fdt est la table dérivée dans la clause FROM. Les lignes qui ne correspondent pas à la condition de recherche de la clause WHERE sont éliminées de la table fdt. Notez l'utilisation de sous-requêtes

scalaires en tant qu'expressions de valeurs. Comme n'importe quelle autre requête, les sous-requêtes peuvent employer des expressions de tables complexes. Notez aussi comment `fdt` est référencée dans les sous-requêtes. Qualifier `c1` comme `fdt.c1` est seulement nécessaire si `c1` est aussi le nom d'une colonne dans la table d'entrée dérivée de la sous-requête. Mais qualifier le nom de colonne ajoute de la clarté même lorsque cela n'est pas nécessaire. Cet exemple montre comment le nom de colonne d'une requête externe est étendu dans les requêtes internes.

7.2.3. Clauses `GROUP BY` et `HAVING`

Après avoir passé le filtre `WHERE`, la table d'entrée dérivée peut être sujette à un regroupement en utilisant la clause `GROUP BY` et à une élimination de groupe de lignes avec la clause `HAVING`.

```
SELECT liste_selection
    FROM ...
    [WHERE ...]
    GROUP
 BY reference_colonne_regroupement[,reference_colonne_regroupement]...
```

La la section intitulée « Clause `GROUP BY` » est utilisée pour regrouper les lignes d'une table qui ont les mêmes valeurs dans toutes les colonnes précisées. L'ordre dans lequel ces colonnes sont indiquées importe peu. L'effet est de combiner chaque ensemble de lignes partageant des valeurs communes en un seul groupe de lignes représentant toutes les lignes du groupe. Ceci est fait pour éliminer les redondances dans la sortie et/ou pour calculer les agrégats s'appliquant à ces groupes. Par exemple :

```
=> SELECT * FROM test1;
 x | y
---+---
 a | 3
 c | 2
 b | 5
 a | 1
(4 rows)

=> SELECT x FROM test1 GROUP BY x;
 x
---
 a
 b
 c
(3 rows)
```

Dans la seconde requête, nous n'aurions pas pu écrire `SELECT * FROM test1 GROUP BY x` parce qu'il n'existe pas une seule valeur pour la colonne `y` pouvant être associée avec chaque autre groupe. Les colonnes de regroupement peuvent être référencées dans la liste de sélection, car elles ont une valeur constante unique par groupe.

En général, si une table est groupée, les colonnes qui ne sont pas listées dans le `GROUP BY` ne peuvent pas être référencées sauf dans les expressions d'agrégats. Voici un exemple d'expression d'agrégat :

```
=> SELECT x, sum(y) FROM test1 GROUP BY x;
 x | sum
---+-----
 a |   4
 b |   5
 c |   2
(3 rows)
```

Ici, `sum` est la fonction d'agrégat qui calcule une seule valeur pour le groupe entier. La Section 9.20 propose plus d'informations sur les fonctions d'agrégats disponibles.

> **Astuce**
>
> Le regroupement sans expressions d'agrégats calcule effectivement l'ensemble des valeurs distinctes d'une colonne. Ceci peut aussi se faire en utilisant la clause `DISTINCT` (voir la Section 7.3.3).

Voici un autre exemple : il calcule les ventes totales pour chaque produit (plutôt que le total des ventes sur tous les produits) :

```
SELECT id_produit, p.nom, (sum(v.unite) * p.prix) AS ventes
    FROM produits p LEFT JOIN ventes v USING (id_produit)
    GROUP BY id_produit, p.nom, p.prix;
```

Dans cet exemple, les colonnes `id_produit`, `p.nom` et `p.prix` doivent être dans la clause `GROUP BY`, car elles sont référencées dans la liste de sélection de la requête (mais voir plus loin). La colonne `v.unite` n'a pas besoin d'être dans la liste `GROUP BY`, car elle est seulement utilisée dans l'expression de l'agrégat (`sum(...)`) représentant les ventes d'un produit. Pour chaque produit, la requête renvoie une ligne de résumé sur les ventes de ce produit.

Si la table produits est configurée de façon à ce que `id_produit` soit la clé primaire, alors il serait suffisant de grouper par la colonne `id_produit` dans l'exemple ci-dessus, car le nom et le prix seraient *dépendants fonctionnellement* de l'identifiant du produit, et donc il n'y aurait pas d'ambiguïté sur le nom et le prix à renvoyer pour chaque groupe d'identifiants de produits.

En SQL strict, `GROUP BY` peut seulement grouper les colonnes de la table source, mais PostgreSQL étend ceci en autorisant `GROUP BY` à grouper aussi les colonnes de la liste de sélection. Grouper par expressions de valeurs au lieu de simples noms de colonnes est aussi permis.

Si une table a été groupée en utilisant la clause `GROUP BY`, mais que seuls certains groupes sont intéressants, la clause `HAVING` peut être utilisée, comme une clause `WHERE`, pour éliminer les groupes du résultat. Voici la syntaxe :

```
SELECT liste_selection FROM ... [WHERE ...] GROUP BY ...
 HAVING expression_booléenne
```

Les expressions de la clause `HAVING` peuvent référer à la fois aux expressions groupées et aux expressions non groupées (ce qui implique nécessairement une fonction d'agrégat).

Exemple :

```
=> SELECT x, sum(y) FROM test1 GROUP BY x HAVING sum(y) > 3;
 x | sum
---+-----
 a |   4
 b |   5
(2 rows)

=> SELECT x, sum(y) FROM test1 GROUP BY x HAVING x < 'c';
 x | sum
---+-----
 a |   4
 b |   5
(2 rows)
```

De nouveau, un exemple plus réaliste :

```
SELECT id_produit, p.nom, (sum(v.unite) * (p.prix - p.cout)) AS
 profit
```

```
    FROM produits p LEFT JOIN ventes v USING (id_produit)
    WHERE v.date > CURRENT_DATE - INTERVAL '4 weeks'
    GROUP BY id_produit, p.nom, p.prix, p.cout
    HAVING sum(p.prix * s.unite) > 5000;
```

Dans l'exemple ci-dessus, la clause `WHERE` sélectionne les lignes par une colonne qui n'est pas groupée (l'expression est vraie seulement pour les ventes des quatre dernières semaines) alors que la clause `HAVING` restreint la sortie aux groupes dont le total des ventes dépasse 5000. Notez que les expressions d'agrégats n'ont pas besoin d'être identiques dans toutes les parties d'une requête.

Si une requête contient des appels à des fonctions d'agrégat, mais pas de clause `GROUP BY`, le regroupement a toujours lieu : le résultat est une seule ligne de regroupement (ou peut-être pas de ligne du tout si la ligne unique est ensuite éliminée par la clause `HAVING`). Ceci est vrai aussi si elle comporte une clause `HAVING`, même sans fonction d'agrégat ou `GROUP BY`.

7.2.4. `GROUPING SETS`, `CUBE` et `ROLLUP`

Des opérations de regroupements plus complexes que celles décrites ci-dessus sont possibles en utilisant la notion d'*ensembles de regroupement*. Les données sélectionnées par les clauses `FROM` et `WHERE` sont regroupées séparément pour chaque ensemble de regroupement indiqué, les agrégats calculés pour chaque ensemble de la même manière que pour la clause simple `GROUP BY`, puis le résultat est retourné. Par exemple:

```
=> SELECT * FROM ventes;
 produit | taille | vendus
-------+------+-------
 Foo   | L    |  10
 Foo   | M    |  20
 Bar   | M    |  15
 Bar   | L    |  5
(4 rows)

=> SELECT produit, taille, sum(vendus) FROM ventes GROUP BY
 GROUPING SETS ((produit), (taille), ());
 produit | taille | sum
-------+------+-----
 Foo   |      |  30
 Bar   |      |  20
       | L    |  15
       | M    |  35
       |      |  50
(5 rows)
```

Chaque sous-liste de `GROUPING SETS` peut indiquer 0 ou plusieurs colonnes ou expressions et est interprétée de la même manière que si elle était directement dans la clause `GROUP BY`. Un ensemble de regroupement vide signifie que toutes les lignes sont agrégées pour former un simple groupe (qui est renvoyé quand bien même aucune ligne ne serait sélectionnée), comme décrit ci-dessus dans le cas de fonctions d'agrégat sans clause `GROUP BY`.

Les références aux colonnes de regroupement ou expressions sont remplacées par des valeurs NULL dans les lignes renvoyées pour les ensembles de regroupement où ces colonnes n'apparaissent pas. Pour identifier à quel ensemble de regroupement une ligne en particulier appartient, référez-vous à Tableau 9.56.

Une notation raccourcie est fournie pour indiquer deux types classiques d'ensembles de regroupement. Une clause sous la forme

```
ROLLUP ( e1, e2, e3, ... )
```

représente la liste indiquée d'expressions ainsi que l'ensemble des préfixes de la liste, y compris la liste vide. C'est donc équivalent à

```
GROUPING SETS (
    ( e1, e2, e3, ... ),
    ...
    ( e1, e2 ),
    ( e1 ),
    ( )
)
```

Cette notation est communément utilisée avec des données hiérarchiques ; par exemple, le total des salaires par département, division et sur l'ensemble de l'entreprise.

Une clause sous la forme

```
CUBE ( e1, e2, ... )
```

représente la liste indiquée ainsi que l'ensemble des sous-ensembles possibles. De ce fait,

```
CUBE ( a, b, c )
```

est équivalent à

```
GROUPING SETS (
    ( a, b, c ),
    ( a, b    ),
    ( a,    c ),
    ( a       ),
    (    b, c ),
    (    b    ),
    (       c ),
    (         )
)
```

Les éléments individuels des clauses `CUBE` ou `ROLLUP` peuvent être des expressions individuelles, ou des sous-listes d'éléments entre parenthèses. Dans ce dernier cas, les sous-listes sont traitées comme simple élément pour la génération des ensembles de regroupements individuels. Par exemple :

```
CUBE ( (a, b), (c, d) )
```

est équivalent à

```
GROUPING SETS (
    ( a, b, c, d ),
    ( a, b       ),
```

```
    (       c, d ),
    (            )
)
```

et

```
ROLLUP ( a, (b, c), d )
```

est équivalent à

```
GROUPING SETS (
    ( a, b, c, d ),
    ( a, b, c    ),
    ( a          ),
    (            )
)
```

Les éléments `CUBE` et `ROLLUP` peuvent être utilisés directement dans la clause `GROUP BY`, ou imbriqués à l'intérieur d'une clause `GROUPING SETS`. Si une clause `GROUPING SETS` est imbriquée dans une autre, l'effet est le même que si tous les éléments de la clause la plus imbriquée avaient été écrits directement dans la clause de niveau supérieur.

Si de multiples clauses de regroupement sont indiquées dans une simple clause `GROUP BY`, alors la liste finale des ensembles de regroupements est le produit cartésien des éléments individuels. Par exemple :

```
GROUP BY a, CUBE (b, c), GROUPING SETS ((d), (e))
```

est équivalent à

```
GROUP BY GROUPING SETS (
    (a, b, c, d), (a, b, c, e),
    (a, b, d),    (a, b, e),
    (a, c, d),    (a, c, e),
    (a, d),       (a, e)
)
```

> **Note**
>
> La syntaxe `(a, b)` est normalement reconnue dans les expressions comme un constructeur de ligne. À l'intérieur d'une clause `GROUP BY`, cette règle ne s'applique pas au premier niveau d'expressions, et `(a, b)` est reconnu comme une liste d'expressions, comme décrit ci-dessus. Si pour une quelconque raison vous avez *besoin* d'un constructeur de ligne dans une expression de regroupement, utilisez `ROW(a, b)`.

7.2.5. Traitement de fonctions Window

Si la requête contient une des fonctions Window (voir Section 3.5, Section 9.21 et Section 4.2.8), ces fonctions sont évaluées après que sont effectués les regroupements, les agrégations, les filtrages par

HAVING. C'est-à-dire que si la requête comporte des agrégats, GROUP BY ou HAVING, alors les enregistrements vus par les fonctions Window sont les lignes regroupées à la place des enregistrements originaux provenant de FROM/WHERE.

Quand des fonctions Window multiples sont utilisées, toutes les fonctions Window ayant des clauses PARTITION BY et ORDER BY syntaxiquement équivalentes seront à coup sûr évaluées en une seule passe sur les données. Par conséquent, elles verront le même ordre de tri, même si ORDER BY ne détermine pas de façon unique un tri. Toutefois, aucune garantie n'est faite à propos de l'évaluation de fonctions ayant des spécifications de PARTITION BY ou ORDER BY différentes. (Dans ces cas, une étape de tri est généralement nécessaire entre les passes d'évaluations de fonctions Window, et le tri ne garantit pas la préservation de l'ordre des enregistrements que son ORDER BY estime comme identiques.)

À l'heure actuelle, les fonctions Window nécessitent toujours des données prétriées, ce qui fait que la sortie de la requête sera triée suivant l'une ou l'autre des clauses PARTITION BY/ORDER BY des fonctions Window. Il n'est toutefois pas recommandé de s'en servir. Utilisez une clause ORDER BY au plus haut niveau de la requête si vous voulez être sûr que vos résultats soient triés d'une certaine façon.

7.3. Listes de sélection

Comme montré dans la section précédente, l'expression de table pour la commande SELECT construit une table virtuelle intermédiaire en combinant les tables, vues, en éliminant les lignes, en groupant, etc. Cette table est finalement passée à la réalisation de la *liste de sélection*. Cette liste détermine les *colonnes* de la table intermédiaire à afficher.

7.3.1. Éléments de la liste de sélection

La forme la plus simple de liste de sélection est *. C'est un raccourci pour indiquer toutes les colonnes que l'expression de table produit. Sinon, une liste de sélection est une liste d'expressions de valeurs séparées par des virgules (comme défini dans la Section 4.2). Par exemple, cela pourrait être une liste des noms de colonnes :

```
SELECT a, b, c FROM ...
```

Les noms de colonnes a, b et c sont soit les noms actuels des colonnes des tables référencées dans la clause FROM, soit les alias qui leur ont été donnés (voir l'explication dans Section 7.2.1.2). L'espace de nom disponible dans la liste de sélection est le même que dans la clause WHERE sauf si le regroupement est utilisé, auquel cas c'est le même que dans la clause HAVING.

Si plus d'une table a une colonne du même nom, le nom de la table doit aussi être donné, comme dans :

```
SELECT tbl1.a, tbl2.a, tbl1.b FROM ...
```

En travaillant avec plusieurs tables, il est aussi utile de demander toutes les colonnes d'une table particulière :

```
SELECT tbl1.*, tbl2.a FROM ...
```

Voir Section 8.16.5 pour plus d'informations sur la syntaxe *nom_table*.*.

Si une expression de valeur arbitraire est utilisée dans la liste de sélection, il ajoute conceptuellement une nouvelle colonne virtuelle dans la table renvoyée. L'expression de valeur est évaluée une fois pour chaque ligne avec une substitution des valeurs de lignes avec les références de colonnes. Mais les expressions de la liste de sélection n'ont pas à référencer les colonnes dans l'expression de la table de la clause FROM ; elles pourraient être des expressions arithmétiques constantes, par exemple.

7.3.2. Labels de colonnes

Les entrées de la liste de sélection peuvent se voir affecter des noms pour la suite de l'exécution, peut-être pour référence dans une clause ORDER BY ou pour affichage par l'application cliente. Par exemple :

```
SELECT a AS valeur, b + c AS sum FROM ...
```

Si aucun nom de colonne en sortie n'est spécifié en utilisant AS, le système affecte un nom de colonne par défaut. Pour les références de colonne simple, c'est le nom de la colonne référencée. Pour les appels de fonction, il s'agit du nom de la fonction. Pour les expressions complexes, le système générera un nom générique.

Le mot-clé AS est optionnel, mais seulement si le nouveau nom de colonne ne correspond à aucun des mots-clés PostgreSQL (voir Annexe C). Pour éviter une correspondance accidentelle à un mot-clé, vous pouvez mettre le nom de colonne entre guillemets. Par exemple, VALUE est un mot-clé, ce qui fait que ceci ne fonctionne pas :

```
SELECT a value, b + c AS somme FROM ...
```

mais ceci fonctionne :

```
SELECT a "value", b + c AS somme FROM ...
```

Pour vous protéger de possibles ajouts futurs de mots-clés, il est recommandé de toujours écrire AS ou de mettre le nom de colonne de sortie entre guillemets.

> **Note**
>
> Le nom des colonnes en sortie est différent ici de ce qui est fait dans la clause FROM (voir la Section 7.2.1.2). Il est possible de renommer deux fois la même colonne, mais le nom affecté dans la liste de sélection est celui qui sera passé.

7.3.3. DISTINCT

Après le traitement de la liste de sélection, la table résultante pourrait être optionnellement sujette à l'élimination des lignes dupliquées. Le mot-clé DISTINCT est écrit directement après SELECT pour spécifier ceci :

```
SELECT DISTINCT liste_selection ...
```

(au lieu de DISTINCT, le mot-clé ALL peut être utilisé pour spécifier le comportement par défaut, la récupération de toutes les lignes).

Évidemment, les deux lignes sont considérées distinctes si elles diffèrent dans au moins une valeur de colonne. Les valeurs NULL sont considérées égales dans cette comparaison.

Autrement, une expression arbitraire peut déterminer quelles lignes doivent être considérées distinctes :

```
SELECT DISTINCT ON (expression [, expression ...]) liste_selection
 ...
```

Ici, *expression* est une expression de valeur arbitraire, évaluée pour toutes les lignes. Les lignes dont toutes les expressions sont égales sont considérées comme dupliquées et seule la première ligne de cet ensemble est conservée dans la sortie. Notez que la « première ligne » d'un ensemble est non

prévisible sauf si la requête est triée sur assez de colonnes pour garantir un ordre unique des colonnes arrivant dans le filtre DISTINCT (le traitement de DISTINCT ON parvient après le tri de ORDER BY).

La clause DISTINCT ON ne fait pas partie du standard SQL et est quelques fois considérée comme étant un mauvais style à cause de la nature potentiellement indéterminée de ses résultats. Avec l'utilisation judicieuse de GROUP BY et de sous-requêtes dans FROM, la construction peut être évitée, mais elle représente souvent l'alternative la plus agréable.

7.4. Combiner des requêtes

Les résultats de deux requêtes peuvent être combinés en utilisant les opérations d'ensemble : union, intersection et différence. La syntaxe est

```
requete1 UNION [ALL] requete2
requete1 INTERSECT [ALL] requete2
requete1 EXCEPT [ALL] requete2
```

où *requete1* et *requete2* sont les requêtes pouvant utiliser toutes les fonctionnalités discutées ici.

UNION ajoute effectivement le résultat de *requete2* au résultat de *requete1* (bien qu'il n'y ait pas de garantie qu'il s'agisse de l'ordre dans lequel les lignes sont réellement renvoyées). De plus, il élimine les lignes dupliquées du résultat, de la même façon que DISTINCT, sauf si UNION ALL est utilisée.

INTERSECT renvoie toutes les lignes qui sont à la fois dans le résultat de *requete1* et dans le résultat de *requete2*. Les lignes dupliquées sont éliminées sauf si INTERSECT ALL est utilisé.

EXCEPT renvoie toutes les lignes qui sont dans le résultat de *requete1* mais pas dans le résultat de *requete2* (ceci est quelquefois appelé la *différence* entre deux requêtes). De nouveau, les lignes dupliquées sont éliminées sauf si EXCEPT ALL est utilisé.

Pour calculer l'union, l'intersection ou la différence de deux requêtes, les deux requêtes doivent être « compatibles pour une union », ce qui signifie qu'elles doivent renvoyer le même nombre de colonnes et que les colonnes correspondantes doivent avoir des types de données compatibles, comme décrit dans la Section 10.5.

Les opérations sur les ensembles peuvent être combinées, par exemple :

```
requete1 UNION requete2 EXCEPT requete3
```

qui est équivalent à :

```
(requete1 UNION requete2) EXCEPT requete3
```

Comme indiqué ici, vous pouvez utiliser les parenthèses pour contrôler l'ordre d'évaluation. Sans les parenthèses, UNION et EXCEPT font une association de gauche à droite, mais INTERSECT a une priorité plus forte que ces deux opérateurs. De ce fait :

```
requete1 UNION requete2 INTERSECT requete3
```

signifie

```
requete1 UNION (requete2 INTERSECT requete3)
```

Vous pouvez aussi entourer une *requête* individuelle avec des parenthèses. C'est important si la *requête* a besoin d'utiliser une des clauses discutées dans les sections suivantes, telles que LIMIT. Sans les parenthèses, vous obtiendrez soit une erreur de syntaxe soit une interprétation de cette clausse

comme s'appliquant à la sortie de l'opération ensembliste plutôt que sur une de ses entrées. Par exemple :

```
SELECT a FROM b UNION SELECT x FROM y LIMIT 10
```

est acceptée, mais signifie :

```
(SELECT a FROM b UNION SELECT x FROM y) LIMIT 10
```

et non pas :

```
SELECT a FROM b UNION (SELECT x FROM y LIMIT 10)
```

7.5. Tri des lignes

Après qu'une requête a produit une table en sortie (après que la liste de sélection a été traitée), elle peut être optionnellement triée. Si le tri n'a pas été choisi, les lignes sont renvoyées dans un ordre non spécifié. Dans ce cas, l'ordre réel dépendra des types de plan de parcours et de jointure et de l'ordre sur le disque, mais vous ne devez pas vous y fier. Un tri particulier en sortie peut seulement être garanti si l'étape de tri est choisie explicitement.

La clause `ORDER BY` spécifie l'ordre de tri :

```
SELECT liste_selection
    FROM expression_table
    ORDER BY expression_tri1 [ASC | DESC] [NULLS { FIRST | LAST }]
[, expression_tri2 [ASC | DESC] [NULLS { FIRST | LAST }] ...]
```

Les expressions de tri peuvent être toute expression qui serait valide dans la liste de sélection des requêtes. Voici un exemple :

```
SELECT a, b FROM table1 ORDER BY a + b, c;
```

Quand plus d'une expression est indiquée, les valeurs suivantes sont utilisées pour trier les lignes qui sont identiques aux valeurs précédentes. Chaque expression pourrait être suivie d'un `ASC` ou `DESC` optionnel pour configurer la direction du tri (ascendant ou descendant). L'ordre `ASC` est la valeur par défaut. L'ordre ascendant place les plus petites valeurs en premier, où « plus petit » est défini avec l'opérateur `<`. De façon similaire, l'ordre descendant est déterminé avec l'opérateur `>`. [1]

Les options `NULLS FIRST` et `NULLS LAST` sont utilisées pour déterminer si les valeurs NULL apparaissent avant ou après les valeurs non NULL après un tri. Par défaut, les valeurs NULL sont triées comme si elles étaient plus grandes que toute valeur non NULL. Autrement dit, `NULLS FIRST` est la valeur par défaut pour l'ordre descendant (`DESC`) et `NULLS LAST` est la valeur utilisée sinon.

Notez que les options de tri sont considérées indépendamment pour chaque colonne triée. Par exemple, `ORDER BY x, y DESC` signifie en fait `ORDER BY x ASC, y DESC`, ce qui est différent de `ORDER BY x DESC, y DESC`.

Une *`expression_tri`* peut aussi être, à la place, le nom ou le numéro d'une colonne en sortie, par exemple :

[1] En fait, PostgreSQL utilise la *classe d'opérateur B-tree par défaut* pour le type de données de l'expression pour déterminer l'ordre de tri avec `ASC` et `DESC`. De façon conventionnelle, les types de données seront initialisés de façon à ce que les opérateurs `<` et `>` correspondent à cet ordre de tri, mais un concepteur des types de données définis par l'utilisateur pourrait choisir de faire quelque chose de différent.

```
SELECT a + b AS sum, c FROM table1 ORDER BY sum;
SELECT a, max(b) FROM table1 GROUP BY a ORDER BY 1;
```

les deux triant par la première colonne en sortie. Notez qu'un nom de colonne en sortie doit être unique, il ne doit pas être utilisé dans une expression -- par exemple, ceci n'est *pas* correct :

```
SELECT a + b AS sum, c FROM table1 ORDER BY sum + c;          --
 mauvais
```

Cette restriction est là pour réduire l'ambiguïté. Il y en a toujours si un élément `ORDER BY` est un simple nom qui pourrait correspondre soit à un nom de colonne en sortie soit à une colonne d'une expression de table. La colonne en sortie est utilisée dans de tels cas. Cela causera seulement de la confusion si vous utilisez `AS` pour renommer une colonne en sortie qui correspondra à un autre nom de colonne d'une table.

`ORDER BY` peut être appliqué au résultat d'une combinaison `UNION`, d'une combinaison`INTERSECT` ou d'une combinaison `EXCEPT`, mais, dans ce cas, il est seulement permis de trier par les noms ou numéros de colonnes, pas par les expressions.

7.6. `LIMIT` et `OFFSET`

`LIMIT` et `OFFSET` vous permettent de retrouver seulement une portion des lignes générées par le reste de la requête :

```
SELECT liste_selection
    FROM expression_table
    [ ORDER BY ...]
    [ LIMIT { nombre | ALL } ] [OFFSET nombre]
```

Si un nombre limite est donné, pas plus que ce nombre de lignes ne sera renvoyé (mais peut-être moins si la requête récupère moins de lignes). `LIMIT ALL` revient à ne pas spécifier la clause `LIMIT`.

`OFFSET` indique de passer ce nombre de lignes avant de renvoyer les lignes restantes. `OFFSET 0` revient à oublier la clause `OFFSET`, tout comme `OFFSET` avec un argument NULL.

Si à la fois `OFFSET` et `LIMIT` apparaissent, alors les `OFFSET` lignes sont laissées avant de commencer le renvoi des `LIMIT` lignes.

Lors de l'utilisation de `LIMIT`, il est important d'utiliser une clause `ORDER BY` contraignant les lignes résultantes dans un ordre unique. Sinon, vous obtiendrez un sous-ensemble non prévisible de lignes de la requête. Vous pourriez demander les lignes de 10 à 20, mais dans quel ordre ? L'ordre est inconnu si vous ne spécifiez pas `ORDER BY`.

L'optimiseur de requêtes prend `LIMIT` en compte lors de la génération des plans de requêtes, de façon à ce que vous obteniez différents plans (avec différents ordres de lignes) suivant ce que vous donnez à `LIMIT` et `OFFSET`. Du coup, utiliser des valeurs `LIMIT`/`OFFSET` différentes pour sélectionner des sous-ensembles différents d'un résultat de requête *donnera des résultats inconsistants* sauf si vous forcez un ordre de résultat prévisible avec `ORDER BY`. Ceci n'est pas un bogue ; c'est une conséquence inhérente au fait que le SQL ne promette pas de délivrer les résultats d'une requête dans un ordre particulier sauf si `ORDER BY` est utilisé pour contraindre l'ordre.

Les lignes passées par une clause `OFFSET` devront toujours être traitées à l'intérieur du serveur ; du coup, un `OFFSET` important peut être inefficace.

7.7. Listes `VALUES`

VALUES fournit une façon de générer une table de « constantes » qui peut être utilisée dans une requête sans avoir à réellement créer et peupler une table sur disque. La syntaxe est

```
VALUES ( expression [, ...] ) [, ...]
```

Chaque liste d'expressions entre parenthèses génère une ligne dans la table. Les listes doivent toutes avoir le même nombre d'éléments (c'est-à-dire une liste de colonnes dans la table), et les entrées correspondantes dans chaque liste doivent avoir des types compatibles. Le type réel affecté à chaque colonne du résultat est déterminé en utilisant les mêmes règles que pour UNION (voir Section 10.5).

Voici un exemple :

```
VALUES (1, 'un'), (2, 'deux'), (3, 'trois');
```

renverra une table de deux colonnes et trois lignes. C'est équivalent à :

```
SELECT 1 AS column1, 'un' AS column2
UNION ALL
SELECT 2, 'deux'
UNION ALL
SELECT 3, 'trois';
```

Par défaut, PostgreSQL affecte les noms column1, column2, etc. aux colonnes d'une table VALUES. Les noms des colonnes ne sont pas spécifiés par le standard SQL et les différents SGBD le font de façon différente. Donc, il est généralement mieux de surcharger les noms par défaut avec une liste d'alias, comme ceci :

```
=> SELECT * FROM (VALUES (1, 'one'), (2, 'two'), (3, 'three')) AS t
 (num,letter);
 num | letter
-----+--------
   1 | one
   2 | two
   3 | three
(3 rows)
```

Syntaxiquement, VALUES suivi par une liste d'expressions est traité de la même façon que

```
SELECT liste_select FROM expression_table
```

et peut apparaître partout où un SELECT le peut. Par exemple, vous pouvez l'utiliser comme élément d'un UNION ou y attacher une *spécification de tri* (ORDER BY, LIMIT et/ou OFFSET). VALUES est habituellement utilisée comme source de données dans une commande INSERT command, mais aussi dans une sous-requête.

Pour plus d'informations, voir VALUES.

7.8. Requêtes WITH (*Common Table Expressions*)

WITH fournit un moyen d'écrire des ordres auxiliaires pour les utiliser dans des requêtes plus importantes. Ces requêtes, qui sont souvent appelées Common Table Expressions ou CTE, peuvent

être vues comme des tables temporaires qui n'existent que pour une requête. Chaque ordre auxiliaire dans une clause `WITH` peut être un `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, ou `DELETE`; et la clause `WITH` elle-même est attachée à un ordre primaire qui peut lui aussi être un `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, ou `DELETE`.

7.8.1. `SELECT` dans `WITH`

L'intérêt de `SELECT` dans `WITH` est de diviser des requêtes complexes en parties plus simples. Un exemple est:

```
WITH ventes_regionales AS (
        SELECT region, SUM(montant) AS ventes_totales
        FROM commandes
        GROUP BY region
     ), meilleures_regions AS (
        SELECT region
        FROM ventes_regionales
        WHERE ventes_totales > (SELECT SUM(ventes_totales)/10 FROM
 ventes_regionales)
     )
SELECT region,
       produit,
       SUM(quantite) AS unites_produit,
       SUM(montant) AS ventes_produit
FROM commandes
WHERE region IN (SELECT region FROM meilleures_regions)
GROUP BY region, produit;
```

qui affiche les totaux de ventes par produit seulement dans les régions ayant les meilleures ventes. La clause `WITH` définit deux ordres auxiliaires appelés `ventes_regionales` et `meilleures_regions`, où la sortie de `ventes_regionales` est utilisée dans `meilleures_regions` et la sortie de `meilleures_regions` est utilisée dans la requête `SELECT` primaire. Cet exemple aurait pu être écrit sans `WITH`, mais aurait alors nécessité deux niveaux de sous-`SELECT` imbriqués. Les choses sont un peu plus faciles à suivre de cette façon.

Le modificateur optionnel `RECURSIVE` fait passer `WITH` du statut de simple aide syntaxique à celui de quelque chose qu'il serait impossible d'accomplir avec du SQL standard. Grâce à `RECURSIVE`, une requête `WITH` peut utiliser sa propre sortie. Un exemple très simple se trouve dans cette requête, qui ajoute les nombres de 1 à 100 :

```
WITH RECURSIVE t(n) AS (
    VALUES (1)
  UNION ALL
    SELECT n+1 FROM t WHERE n < 100
)
SELECT sum(n) FROM t;
```

La forme générale d'une requête `WITH` est toujours un *terme non récursif*, puis `UNION` (ou `UNION ALL`), puis un *terme récursif*. Seul le terme récursif peut contenir une référence à la sortie propre de la requête. Une requête de ce genre est exécutée comme suit :

Évaluation de requête récursive

1. Évaluer le terme non récursif. Pour `UNION` (mais pas `UNION ALL`), supprimer les enregistrements en double. Inclure le reste dans le résultat de la requête récursive et le mettre aussi dans une table temporaire de travail (*working table*.)

2. Tant que la table de travail n'est pas vide, répéter ces étapes :

a. Évaluer le terme récursif, en substituant à la référence récursive le contenu courant de la table de travail. Pour `UNION` (mais pas `UNION ALL`), supprimer les doublons, ainsi que les enregistrements en doublon des enregistrements déjà obtenus. Inclure les enregistrements restants dans le résultat de la requête récursive, et les mettre aussi dans une table temporaire intermédiaire (*intermediate table*).

b. Remplacer le contenu de la table de travail par celui de la table intermédiaire, puis supprimer la table intermédiaire.

> **Note**
>
> Dans son appellation stricte, ce processus est une itération, pas une récursion, mais `RECURSIVE` est la terminologie choisie par le comité de standardisation de SQL. Alors que `RECURSIVE` autorise la spécification récursive des requêtes, en interne, ce type de requêtes est évalué itérativement.

Dans l'exemple précédent, la table de travail a un seul enregistrement à chaque étape, et il prend les valeurs de 1 à 100 en étapes successives. À la centième étape, il n'y a plus de sortie en raison de la clause `WHERE`, ce qui met fin à la requête.

Les requêtes récursives sont utilisées généralement pour traiter des données hiérarchiques ou sous forme d'arbres. Cette requête est un exemple utile pour trouver toutes les sous-parties directes et indirectes d'un produit, si seule une table donne toutes les inclusions immédiates :

```
WITH RECURSIVE parties_incluses(sous_partie, partie, quantite) AS (
    SELECT sous_partie, partie, quantite FROM parties WHERE partie
 = 'notre_produit'
  UNION ALL
    SELECT p.sous_partie, p.partie, p.quantite * pr.quantite
    FROM parties_incluses pr, parties p
    WHERE p.partie = pr.sous_partie
  )
SELECT sous_partie, SUM(quantite) as quantite_totale
FROM parties_incluses
GROUP BY sous_partie
```

Quand on travaille avec des requêtes récursives, il est important d'être sûr que la partie récursive de la requête finira par ne retourner aucun enregistrement, au risque sinon de voir la requête boucler indéfiniment. Quelquefois, utiliser `UNION` à la place de `UNION ALL` peut résoudre le problème en supprimant les enregistrements qui doublonnent ceux déjà retournés. Toutefois, souvent, un cycle ne met pas en jeu des enregistrements de sortie qui sont totalement des doublons : il peut s'avérer nécessaire de vérifier juste un ou quelques champs, afin de s'assurer que le même point a déjà été atteint précédemment. La méthode standard pour gérer ces situations est de calculer un tableau de valeurs déjà visitées. Par exemple, observez la requête suivante, qui parcourt une table `graphe` en utilisant un champ `lien` :

```
WITH RECURSIVE parcourt_graphe(id, lien, donnee, profondeur) AS (
        SELECT g.id, g.lien, g.donnee, 1
        FROM graphe g
      UNION ALL
        SELECT g.id, g.lien, g.donnee, sg.profondeur + 1
        FROM graphe g, parcourt_graphe sg
        WHERE g.id = sg.lien
)
SELECT * FROM parcourt_graphe;
```

Cette requête va boucler si la liaison `lien` contient des boucles. Parce que nous avons besoin de la sortie « profondeur », simplement remplacer `UNION ALL` par `UNION` ne résoudra pas le problème. À la place, nous avons besoin d'identifier si nous avons atteint un enregistrement que nous avons déjà traité pendant notre parcours des liens. Nous ajoutons deux colonnes `chemin` et `boucle` à la requête :

```
WITH RECURSIVE parcourt_graphe(id, lien, donnee, profondeur,
 chemin, boucle) AS (
        SELECT g.id, g.lien, g.donnee, 1,
          ARRAY[g.id],
          false
        FROM graphe g
      UNION ALL
        SELECT g.id, g.lien, g.donnee, sg.profondeur + 1,
          chemin || g.id,
          g.id = ANY(chemin)
        FROM graphe g, parcourt_graphe sg
        WHERE g.id = sg.lien AND NOT boucle
)
SELECT * FROM parcourt_graphe;
```

En plus de prévenir les boucles, cette valeur de tableau est souvent pratique en elle-même pour représenter le « chemin » pris pour atteindre chaque enregistrement.

De façon plus générale, quand plus d'un champ a besoin d'être vérifié pour identifier une boucle, utilisez un tableau d'enregistrements. Par exemple, si nous avions besoin de comparer les champs `f1` et `f2` :

```
WITH RECURSIVE parcourt_graphe(id, lien, donnee, profondeur,
 chemin, boucle) AS (
        SELECT g.id, g.lien, g.donnee, 1,
          ARRAY[ROW(g.f1, g.f2)],
          false
        FROM graphe g
      UNION ALL
        SELECT g.id, g.lien, g.donnee, sg.profondeur + 1,
          chemin || ROW(g.f1, g.f2),
          ROW(g.f1, g.f2) = ANY(chemin)
        FROM graphe g, parcourt_graphe sg
        WHERE g.id = sg.lien AND NOT boucle
)
SELECT * FROM parcourt_graphe;
```

> **Astuce**
>
> Omettez la syntaxe `ROW()` dans le cas courant où un seul champ a besoin d'être testé pour déterminer une boucle. Ceci permet, par l'utilisation d'un tableau simple plutôt que d'un tableau de type composite, de gagner en efficacité.

> **Astuce**
>
> L'algorithme d'évaluation récursive de requête produit sa sortie en ordre de parcours en largeur (algorithme *breadth-first*). Vous pouvez afficher les résultats en ordre de parcours

en profondeur (*depth-first*) en faisant sur la requête externe un `ORDER BY` sur une colonne « chemin » construite de cette façon.

Si vous n'êtes pas certain qu'une requête puisse boucler, une astuce pratique pour la tester est d'utiliser `LIMIT` dans la requête parente. Par exemple, cette requête bouclerait indéfiniment sans un `LIMIT` :

```
WITH RECURSIVE t(n) AS (
    SELECT 1
  UNION ALL
    SELECT n+1 FROM t
)
SELECT n FROM t LIMIT 100;
```

Ceci fonctionne parce que l'implémentation de PostgreSQL n'évalue que le nombre d'enregistrements de la requête `WITH` récupérés par la requête parente. L'utilisation de cette astuce en production est déconseillée parce que d'autres systèmes pourraient fonctionner différemment. Par ailleurs, cela ne fonctionnera pas si vous demandez à la requête externe de trier les résultats de la requête récursive, ou si vous les joignez à une autre table, parce dans ces cas, la requête extérieure essaiera habituellement de récupérer toute la sortie de la requête `WITH` de toute façon.

Une propriété intéressante des requêtes `WITH` est qu'elles ne sont évaluées qu'une seule fois par exécution de la requête parente ou des requêtes `WITH` sœurs. Par conséquent, les calculs coûteux qui sont nécessaires à plusieurs endroits peuvent être placés dans une requête `WITH` pour éviter le travail redondant. Un autre intérêt peut être d'éviter l'exécution multiple d'une fonction ayant des effets de bord. Toutefois, le revers de la médaille est que l'optimiseur est moins capable d'extrapoler les restrictions de la requête parente vers une requête `WITH` que vers une sous-requête classique. La requête `WITH` sera généralement exécutée telle quelle, sans suppression d'enregistrements, que la requête parente devra supprimer ensuite. (Mais, comme mentionné précédemment, l'évaluation pourrait s'arrêter rapidement si la (les) référence(s) à la requête ne demande(nt) qu'un nombre limité d'enregistrements).

Les exemples précédents ne montrent que des cas d'utilisation de `WITH` avec `SELECT`, mais on peut les attacher de la même façon à un `INSERT`, `UPDATE`, ou `DELETE`. Dans chaque cas, le mécanisme fournit en fait des tables temporaires auxquelles on peut faire référence dans la commande principale.

7.8.2. Ordres de Modification de Données avec `WITH`

Vous pouvez utiliser des ordres de modification de données (`INSERT`, `UPDATE`, ou `DELETE`) dans `WITH`. Cela vous permet d'effectuer plusieurs opérations différentes dans la même requête. Par exemple:

```
WITH lignes_deplacees AS (
    DELETE FROM produits
    WHERE
        "date" >= '2010-10-01' AND
        "date" < '2010-11-01'
    RETURNING *
)
INSERT INTO log_produits
SELECT * FROM lignes_deplacees;
```

Cette requête déplace les enregistrements de `produits` vers `log_produits`. Le `DELETE` du `WITH` supprime les enregistrements spécifiés de `produits`, en retournant leurs contenus par la clause `RETURNING`; puis la requête primaire lit cette sortie et l'insère dans `log_produits`.

Un point important à noter de l'exemple précédent est que la clause `WITH` est attachée à l'`INSERT`, pas au sous-`SELECT` de l' `INSERT`. C'est nécessaire parce que les ordres de modification de données ne sont autorisés que dans les clauses `WITH` qui sont attachées à l'ordre de plus haut niveau. Toutefois, les règles de visibilité normales de `WITH` s'appliquent, il est donc possible de faire référence à la sortie du `WITH` dans le sous-`SELECT`.

Les ordres de modification de données dans `WITH` ont habituellement des clauses `RETURNING` (voir Section 6.4), comme dans l'exemple précédent. C'est la sortie de la clause `RETURNING`, *pas* la table cible de l'ordre de modification de données, qui forme la table temporaire à laquelle on pourra faire référence dans le reste de la requête. Si un ordre de modification de données dans `WITH` n'a pas de clause `RETURNING`, alors il ne produit pas de table temporaire et ne peut pas être utilisé dans le reste de la requête. Un ordre de ce type sera toutefois exécuté. En voici un exemple (dénué d'intérêt):

```
WITH t AS (
    DELETE FROM foo
)
DELETE FROM bar;
```

Cet exemple supprimerait tous les éléments des tables `foo` et `bar`. Le nombre d'enregistrements retourné au client n'inclurait que les enregistrements supprimés de `bar`.

Les autoréférences récursives dans les ordres de modification de données ne sont pas autorisées. Dans certains cas, il est possible de contourner cette limitation en faisant référence à la sortie d'un `WITH`, par exemple:

```
WITH RECURSIVE pieces_incluses(sous_piece, piece) AS (
    SELECT sous_piece, piece FROM pieces WHERE piece =
 'notre_produit'
  UNION ALL
    SELECT p.sous_piece, p.piece
    FROM pieces_incluses pr, pieces p
    WHERE p.piece = pr.sous_piece
  )
DELETE FROM pieces
  WHERE piece IN (SELECT piece FROM pieces_incluses);
```

Cette requête supprimerait toutes les pièces directes et indirectes d'un produit.

Les ordres de modification de données dans `WITH` sont exécutés exactement une fois, et toujours jusqu'à la fin, indépendamment du fait que la requête primaire lise tout (ou même une partie) de leur sortie. Notez que c'est différent de la règle pour `SELECT` dans `WITH`: comme précisé dans la section précédente, l'exécution d'un `SELECT` n'est poursuivie que tant que la requête primaire consomme sa sortie.

Les sous-requêtes du `WITH` sont toutes exécutées simultanément et simultanément avec la requête principale. Par conséquent, quand vous utilisez un ordre de modification de données avec `WITH`, l'ordre dans lequel les mises à jour sont effectuées n'est pas prévisible. Toutes les requêtes sont exécutées dans le même *instantané* (voyez Chapitre 13), elles ne peuvent donc pas voir les effets des autres sur les tables cibles. Ceci rend sans importance le problème de l'imprévisibilité de l'ordre des mises à jour, et signifie que `RETURNING` est la seule façon de communiquer les modifications entre les différentes sous-requêtes `WITH` et la requête principale. En voici un exemple:

```
WITH t AS (
    UPDATE produits SET prix = prix * 1.05
    RETURNING *
```

```
)
SELECT * FROM produits;
```

Le `SELECT` externe retournerait les prix originaux avant l'action de `UPDATE`, alors qu'avec :

```
WITH t AS (
    UPDATE produits SET prix = prix * 1.05
    RETURNING *
)
SELECT * FROM t;
```

le `SELECT` externe retournerait les données mises à jour.

Essayer de mettre à jour le même enregistrement deux fois dans le même ordre n'est pas supporté. Seule une des deux modifications a lieu, mais il n'est pas aisé (et quelquefois impossible) de déterminer laquelle. Ceci s'applique aussi pour la suppression d'un enregistrement qui a déjà été mis à jour dans le même ordre : seule la mise à jour est effectuée. Par conséquent, vous devriez éviter en règle générale de mettre à jour le même enregistrement deux fois en un seul ordre. En particulier, évitez d'écrire des sous-requêtes qui modifieraient les mêmes enregistrements que la requête principale ou une autre sous-requête. Les effets d'un ordre de ce type seraient imprévisibles.

À l'heure actuelle, les tables utilisées comme cibles d'un ordre modifiant les données dans un `WITH` ne doivent avoir ni règle conditionnelle, ni règle `ALSO`, ni une règle `INSTEAD` qui génère plusieurs ordres.

Chapitre 8. Types de données

PostgreSQL offre un large choix de types de données disponibles nativement. Les utilisateurs peuvent ajouter de nouveaux types à PostgreSQL en utilisant la commande CREATE TYPE.

Le Tableau 8.1 montre tous les types de données généraux disponibles nativement. La plupart des types de données alternatifs listés dans la colonne « Alias » sont les noms utilisés en interne par PostgreSQL pour des raisons historiques. Il existe également d'autres types de données internes ou obsolètes, mais ils ne sont pas listés ici.

Tableau 8.1. Types de données

Nom	Alias	Description
`bigint`	`int8`	Entier signé sur huit octets
`bigserial`	`serial8`	Entier sur huit octets à incrémentation automatique
`bit [ (n) ]`		Suite de bits de longueur fixe
`bit varying [ (n) ]`	`varbit [ (n) ]`	Suite de bits de longueur variable
`boolean`	`bool`	Booléen (Vrai/Faux)
`box`		Boîte rectangulaire dans le plan
`bytea`		Donnée binaire (« tableau d'octets »)
`character [ (n) ]`	`char [ (n) ]`	Chaîne de caractères de longueur fixe
`character varying [ (n) ]`	`varchar [ (n) ]`	Chaîne de caractères de longueur variable
`cidr`		Adresse réseau IPv4 ou IPv6
`circle`		Cercle dans le plan
`date`		Date du calendrier (année, mois, jour)
`double precision`	`float8`	Nombre à virgule flottante de double précision (sur huit octets)
`inet`		Adresse d'ordinateur IPv4 ou IPv6
`integer`	`int`, `int4`	Entier signé sur quatre octets
`interval [ champs ] [ (p) ]`		Intervalle de temps
`json`		Données texte JSON
`jsonb`		Données binaires JSON, décomposées
`line`		Droite (infinie) dans le plan
`lseg`		Segment de droite dans le plan
`macaddr`		Adresse MAC (pour *Media Access Control*)
`macaddr8`		Adresse MAC (pour *Media Access Control*) (format EUI-64)
`money`		Montant monétaire
`numeric [ (p, s) ]`	`decimal [ (p, s) ]`	Nombre exact dont la précision peut être spécifiée
`path`		Chemin géométrique dans le plan

Nom	Alias	Description
pg_lsn		Séquence numérique de journal (Log Sequence Number) de PostgreSQL
point		Point géométrique dans le plan
polygon		Chemin géométrique fermé dans le plan
real	float4	Nombre à virgule flottante de simple précision (sur quatre octets)
smallint	int2	Entier signé sur deux octets
smallserial	serial2	Entier sur deux octets à incrémentation automatique
serial	serial4	Entier sur quatre octets à incrémentation automatique
text		Chaîne de caractères de longueur variable
time [(*p*)] [without time zone]		Heure du jour (pas du fuseau horaire)
time [(*p*)] with time zone	timetz	Heure du jour, avec fuseau horaire
timestamp [(*p*)] [without time zone]		Date et heure (pas du fuseau horaire)
timestamp [(*p*) with time zone	timestamptz	Date et heure, avec fuseau horaire
tsquery		requête pour la recherche plein texte
tsvector		document pour la recherche plein texte
txid_snapshot		image de l'identifiant de transaction au niveau utilisateur
uuid		identifiant unique universel
xml		données XML

Compatibilité

Les types suivants sont conformes à la norme SQL: bigint, bit, bit varying, boolean, char, character varying, character, varchar, date, double precision, integer, interval, numeric, decimal, real, smallint, time (avec et sans fuseau horaire), timestamp (avec et sans fuseau horaire), xml.

Chaque type de données a une représentation externe déterminée par ses fonctions d'entrée et de sortie. De nombreux types de données internes ont un format externe évident. Cependant, certains types sont spécifiques à PostgreSQL, comme les chemins géométriques, ou acceptent différents formats, comme les types de données de date et d'heure. Certaines fonctions d'entrée et de sortie ne sont pas inversables : le résultat de la fonction de sortie peut manquer de précision comparé à l'entrée initiale.

8.1. Types numériques

Les types numériques sont constitués d'entiers de deux, quatre ou huit octets, de nombres à virgule flottante de quatre ou huit octets et de décimaux dont la précision peut être indiquée. Le Tableau 8.2 précise les types disponibles.

Tableau 8.2. Types numériques

Nom	Taille de stockage	Description	Étendue
`smallint`	2 octets	entier de faible étendue	de -32768 à +32767
`integer`	4 octets	entier habituel	de -2147483648 à +2147483647
`bigint`	8 octets	grand entier	de -9223372036854775808 à +9223372036854775807
`decimal`	variable	précision indiquée par l'utilisateur, valeur exacte	jusqu'à 131072 chiffres avant le point décimal ; jusqu'à 16383 après le point décimal
`numeric`	variable	précision indiquée par l'utilisateur, valeur exacte	jusqu'à 131072 chiffres avant le point décimal ; jusqu'à 16383 après le point décimal
`real`	4 octets	précision variable, valeur inexacte	précision de 6 décimales
`double precision`	8 octets	précision variable, valeur inexacte	précision de 15 décimales
`smallserial`	2 bytes	Entier sur 2 octets à incrémentation automatique	1 to 32767
`serial`	4 octets	entier à incrémentation automatique	de 1 à 2147483647
`bigserial`	8 octets	entier de grande taille à incrémentation automatique	de 1 à 9223372036854775807

La syntaxe des constantes pour les types numériques est décrite dans la Section 4.1.2. Les types numériques ont un ensemble complet d'opérateurs arithmétiques et de fonctions. On peut se référer au Chapitre 9 pour plus d'informations. Les sections suivantes décrivent ces types en détail.

8.1.1. Types entiers

Les types `smallint`, `integer` et `bigint` stockent des nombres entiers, c'est-à-dire sans décimale, de différentes étendues. Toute tentative d'y stocker une valeur en dehors de l'échelle produit une erreur.

Le type `integer` est le plus courant. Il offre un bon compromis entre capacité, espace utilisé et performance. Le type `smallint` n'est utilisé que si l'économie d'espace disque est le premier critère de choix. Le type `bigint` est conçu pour n'être utilisé que si l'échelle de valeurs du type `integer` n'est pas suffisante.

SQL ne définit que les types de données `integer` (ou `int`), `smallint` et `bigint`. Les noms de types `int2`, `int4`, et `int8` sont des extensions, partagées par d'autres systèmes de bases de données SQL.

8.1.2. Nombres à précision arbitraire

Le type `numeric` peut stocker des nombres contenant un très grand nombre de chiffres. Il est spécialement recommandé pour stocker les montants financiers et autres quantités pour lesquels l'exactitude est indispensable. Les calculs avec des valeurs `numeric` renvoient des résultats exacts quand c'est possible (addition, soustraction, multiplication). Néanmoins, les calculs sur les valeurs `numeric` sont très lents comparés aux types entiers ou aux types à virgule flottante décrits dans la section suivante.

Dans ce qui suit, on utilise les termes suivants. La *précision* d'un `numeric` est le nombre total de chiffres significatifs dans le nombre complet, c'est-à-dire le nombre de chiffres de part et d'autre du

séparateur. L'*échelle* d'un `numeric` est le nombre de chiffres décimaux de la partie fractionnaire, à droite du séparateur de décimales. Donc, le nombre 23.5141 a une précision de 6 et une échelle de 4. On peut considérer que les entiers ont une échelle de 0.

La précision maximale et l'échelle maximale d'une colonne `numeric` peuvent être toutes deux réglées. Pour déclarer une colonne de type numérique, il faut utiliser la syntaxe :

`NUMERIC(`*`précision, échelle`*`)`

La précision doit être strictement positive, l'échelle positive ou NULL. Alternativement :

`NUMERIC(`*`précision`*`)`

indique une échelle de 0.

`NUMERIC`

sans précision ni échelle crée une colonne dans laquelle on peut stocker des valeurs de n'importe quelle précision ou échelle, dans la limite de la précision implantée. Une colonne de ce type n'impose aucune précision à la valeur entrée, alors que les colonnes `numeric` ayant une échelle forcent les valeurs entrées à cette échelle. (Le standard SQL demande une précision par défaut de 0, c'est-à-dire de forcer la transformation en entier. Les auteurs trouvent cela inutile. Dans un souci de portabilité, il est préférable de toujours indiquer explicitement la précision et l'échelle.)

> **Note**
>
> La précision maximale autorisée, si elle est explicitement spécifiée dans la déclaration du type, est de 1000. `NUMERIC` sans précision est sujet aux limites décrites dans Tableau 8.2.

Si l'échelle d'une valeur à stocker est supérieure à celle de la colonne, le système arrondit la valeur au nombre de décimales indiqué pour la colonne. Si le nombre de chiffres à gauche du point décimal est supérieur à la différence entre la précision déclarée et l'échelle déclarée, une erreur est levée.

Les valeurs numériques sont stockées physiquement sans zéro avant ou après. Du coup, la précision déclarée et l'échelle de la colonne sont des valeurs maximales, pas des allocations fixes (en ce sens, le type numérique est plus proche de `varchar(`*`n`*`)` que de `char(`*`n`*`)`). Le besoin pour le stockage réel est de deux octets pour chaque groupe de quatre chiffres décimaux, plus trois à huit octets d'en-tête.

En plus des valeurs numériques ordinaires, le type `numeric` autorise la valeur spéciale `NaN` qui signifie « not-a-number » (NdT : pas un nombre). Toute opération sur `NaN` retourne `NaN`. Pour écrire cette valeur comme une constante dans une requête SQL, elle doit être placée entre guillemets. Par exemple, `UPDATE table SET x = 'NaN'`. En saisie, la chaîne `NaN` est reconnue, quelle que soit la casse utilisée.

> **Note**
>
> Dans la plupart des implémentations du concept « not-a-number », `NaN` est considéré différent de toute valeur numérique (ceci incluant `NaN`). Pour autoriser le tri des valeurs de type `numeric` et les utiliser dans des index basés sur le tri, PostgreSQL traite les valeurs `NaN` comme identiques entre elles, mais toutes supérieures aux valeurs non `NaN`.

Les types `decimal` et `numeric` sont équivalents. Les deux types sont dans le standard SQL.

Lors de l'arrondissement de valeurs, le type `numeric` arrondit en s'éloignant de zéro, alors que (sur la plupart des machines) les types `real` et `double precision` arrondissent vers le nombre le plus proche. Par exemple :

```
SELECT x,
  round(x::numeric) AS num_round,
  round(x::double precision) AS dbl_round
FROM generate_series(-3.5, 3.5, 1) as x;
  x   | num_round | dbl_round
------+-----------+-----------
 -3.5 |        -4 |        -4
 -2.5 |        -3 |        -2
 -1.5 |        -2 |        -2
 -0.5 |        -1 |        -0
  0.5 |         1 |         0
  1.5 |         2 |         2
  2.5 |         3 |         2
  3.5 |         4 |         4
(8 rows)
```

8.1.3. Types à virgule flottante

Les types de données `real` et `double precision` sont des types numériques inexacts de précision variable. En pratique, ils sont généralement conformes à la norme IEEE 754 pour l'arithmétique binaire à virgule flottante (respectivement simple et double précision), dans la mesure où les processeurs, le système d'exploitation et le compilateur les supportent.

Inexact signifie que certaines valeurs ne peuvent être converties exactement dans le format interne. Elles sont, de ce fait, stockées sous une forme approchée. Ainsi, stocker puis réafficher ces valeurs peut faire apparaître de légers écarts. Prendre en compte ces erreurs et la façon dont elles se propagent au cours des calculs est le sujet d'une branche entière des mathématiques et de l'informatique, qui n'est pas le sujet de ce document, à l'exception des points suivants :

- pour un stockage et des calculs exacts, comme pour les valeurs monétaires, le type `numeric` doit être privilégié ;
- pour des calculs compliqués avec ces types pour quoi que ce soit d'important, et particulièrement pour le comportement aux limites (infini, zéro), l'implantation spécifique à la plate-forme doit être étudiée avec soin ;
- tester l'égalité de deux valeurs à virgule flottante peut ne pas donner le résultat attendu.

Sur la plupart des plates-formes, le type `real` a une étendue d'au moins 1E-37 à 1E37 avec une précision d'au moins six chiffres décimaux. Le type `double precision` a généralement une étendue de 1E-307 à 1E+308 avec une précision d'au moins quinze chiffres. Les valeurs trop grandes ou trop petites produisent une erreur. Un arrondi peut avoir lieu si la précision d'un nombre en entrée est trop grande. Les nombres trop proches de zéro qui ne peuvent être représentés autrement que par zéro produisent une erreur (underflow).

> **Note**
>
> Le paramètre extra_float_digits contrôle le nombre de chiffres significatifs supplémentaires à inclure quand une valeur à virgule flottante est convertie en texte. Avec la valeur par défaut de `0`, la sortie est la même sur chaque plate-forme supportée par PostgreSQL. L'augmenter va produire une sortie qui représentera de façon plus précise la valeur stockée, mais cela pourrait la rendre non portable.

> **Note**
>
> Le paramètre extra_float_digits contrôle le nombre de chiffres significatifs inclus lorsqu'une valeur à virgule flottante est convertie en texte. Avec la valeur par défaut de `0`, la sortie est la même sur chaque plate-forme supportée par PostgreSQL. L'augmenter va produire une sortie représentant plus précisément la valeur stockée, mais il est possible que la sortie soit différente suivant les plates-formes.

En plus des valeurs numériques ordinaires, les types à virgule flottante ont plusieurs valeurs spéciales :

```
Infinity
  -Infinity
  NaN
```

Elles représentent les valeurs spéciales de l'IEEE 754, respectivement « infinity » (NdT : infini), « negative infinity » (NdT : infini négatif) et « not-a-number » (NdT : pas un nombre) (sur une machine dont l'arithmétique à virgule flottante ne suit pas l'IEEE 754, ces valeurs ne fonctionnent probablement pas comme espéré). Lorsqu'elles sont saisies en tant que constantes dans une commande SQL, ces valeurs doivent être placées entre guillemets. Par exemple, `UPDATE table SET x = '-Infinity'`. En entrée, ces valeurs sont reconnues, quelle que soit la casse utilisée.

> **Note**
>
> IEEE754 spécifie que `NaN` ne devrait pas être considéré égale à toute autre valeur en virgule flottante (ceci incluant `NaN`). Pour permettre le tri des valeurs en virgule flottante et leur utilisation dans des index basés sur des arbres, PostgreSQL traite les valeurs `NaN` comme identiques entre elles, mais supérieures à toute valeur différente de `NaN`.

PostgreSQL autorise aussi la notation `float` du standard SQL, ainsi que `float(`*`p`*`)` pour indiquer des types numériques inexacts. *`p`* indique la précision minimale acceptable en *chiffres binaires*. PostgreSQL accepte de `float(1)` à `float(24)`, qu'il transforme en type `real`, et de `float(25)` à `float(53)`, qu'il transforme en type `double precision`. Toute valeur de *`p`* hors de la zone des valeurs possibles produit une erreur. `float` sans précision est compris comme `double precision`.

> **Note**
>
> L'affirmation que les `real` et les `double precision` ont exactement 24 et 53 bits dans la mantisse est correcte pour les implémentations des nombres à virgule flottante respectant le standard IEEE. Sur les plates-formes non-IEEE, c'est peut-être un peu sous-estimé, mais, pour plus de simplicité, la gamme de valeurs pour *`p`* est utilisée sur toutes les plates-formes.

8.1.4. Types seriés

> **Note**
>
> Cette section décrit une façon spécifique à PostgreSQL de créer une colonne autoincrémentée. Une autre façon revient à utiliser les colonnes d'identité, décrite sur CREATE TABLE.

Les types de données `smallserial`, `serial` et `bigserial` ne sont pas de vrais types, mais plutôt un raccourci de notation pour créer des colonnes d'identifiants uniques (similaires à la propriété `AUTO_INCREMENT` utilisée par d'autres SGBD). Dans la version actuelle, indiquer :

```
CREATE TABLE nom_de_table (
    nom_de_colonne SERIAL
);
```

est équivalent à écrire :

```
CREATE SEQUENCE nom_de_table_nom_de_colonne_seq AS integer;
CREATE TABLE nom_de_table (
    nom_de_colonne integer NOT NULL DEFAULT
 nextval('nom_de_table_nom_de_colonne_seq') NOT NULL
);
ALTER SEQUENCE nom_de_table_nom_de_colonne_seq OWNED
 BY nom_de_table.nom_de_colonne;
```

Ainsi a été créée une colonne d'entiers dont la valeur par défaut est assignée par un générateur de séquence. Une contrainte `NOT NULL` est ajoutée pour s'assurer qu'une valeur NULL ne puisse pas être insérée. (Dans la plupart des cas, une contrainte `UNIQUE` ou `PRIMARY KEY` peut être ajoutée pour interdire que des doublons soient créés par accident, mais ce n'est pas automatique.) Enfin, la séquence est marquée « owned by » (possédée par) la colonne pour qu'elle soit supprimée si la colonne ou la table est supprimée.

> **Note**
>
> Comme `smallserial`, `serial` et `bigserial` sont implémentés en utilisant des séquences, il peut y avoir des trous dans la séquence de valeurs qui apparait dans la colonne, même si aucune ligne n'est jamais supprimée. Une valeur allouée à partir de la séquence est toujours utilisée même si la ligne contenant cette valeur n'est pas insérée avec succès dans la colonne de la table. Cela peut survenir si la transaction d'insertion est annulée. Voir `nextval()` dans Section 9.16 pour plus de détails.

Pour insérer la valeur suivante de la séquence dans la colonne `serial`, il faut préciser que la valeur par défaut de la colonne doit être utilisée. Cela peut se faire de deux façons : soit en excluant cette colonne de la liste des colonnes de la commande `INSERT`, soit en utilisant le mot-clé `DEFAULT`.

Les types `serial` et `serial4` sont identiques : ils créent tous les deux des colonnes `integer`. Les types `bigserial` et `serial8` fonctionnent de la même façon, mais créent des colonnes `bigint`. `bigserial` doit être utilisé si plus de 2^{31} identifiants sont prévus sur la durée de vie de la table. Les noms de type `smallserial` et `serial2` fonctionnent de la même façon, sauf qu'ils créent une colonne de type `smallint`.

La séquence créée pour une colonne `serial` est automatiquement supprimée quand la colonne correspondante est supprimée. La séquence peut être détruite sans supprimer la colonne, mais la valeur par défaut de la colonne est alors également supprimée.

8.2. Types monétaires

Le type `money` stocke un montant en devise avec un nombre fixe de décimales. Voir le Tableau 8.3. La précision de la partie fractionnée est déterminée par le paramètre lc_monetary de la base de données. L'échelle indiquée dans la table suppose qu'il y a deux chiffres dans la partie fractionnée. De nombreux formats sont acceptés en entrée, dont les entiers et les nombres à virgule flottante, ainsi que les formats classiques de devises, comme `'$1,000.00'`. Le format de sortie est généralement dans le dernier format, mais dépend de la locale.

Tableau 8.3. Types monétaires

Nom	Taille de stockage	Description	Étendue
`money`	8 octets	montant monétaire	-92233720368547758.08 à +92233720368547758.07

Comme la sortie de type de données est sensible à la locale, la recharge de données de type `money` dans une base de données pourrait ne pas fonctionner si la base a une configuration différente pour `lc_monetary`. Pour éviter les problèmes, avant de restaurer une sauvegarde dans une nouvelle base de données, assurez-vous que `lc_monetary` a la même valeur ou une valeur équivalente à celle de la base qui a été sauvegardée.

Les valeurs de types `numeric`, `int` et `bigint` peuvent être converties en type `money`. La conversion à partir du type `real` et `double precision` peut être faite en convertissant tout d'abord vers le type `numeric`. Par exemple :

```
SELECT '12.34'::float8::numeric::money;
```

Néanmoins, ce n'est pas recommandé. Les nombres à virgules flottantes ne doivent pas être utilisés pour gérer de la monnaie à cause des erreurs potentielles d'arrondis.

Une valeur `money` peut être convertie en `numeric` sans perdre de précision. Les conversions vers d'autres types peuvent potentiellement perdre en précision et doivent aussi se faire en deux étapes :

```
SELECT '52093.89'::money::numeric::float8;
```

La division d'une valeur de type `money` par une valeur de type entier est réalisée en tronquant la partie décimale. Pour obtenir un résultat arrondi, il faut diviser par une valeur en virgule flottante ou convertir la valeur de type `money` en `numeric` avant de réaliser la division. Il faudra ensuite convertir vers le type `money`. (Cette dernière méthode est préférable pour éviter de perdre en précision.) Quand une valeur de type `money` est divisée par une autre valeur de type `money`, le résultat est du type `double precision` (c'est-à-dire un nombre pur, pas une monnaie). Les unités de monnaie s'annulent dans la division.

8.3. Types caractère

Tableau 8.4. Types caractère

Nom	Description
`character varying(`*n*`)`, `varchar(`*n*`)`	Longueur variable avec limite
`character(`*n*`)`, `char(`*n*`)`	longueur fixe, complété par des espaces
`text`	longueur variable illimitée

Le Tableau 8.4 présente les types génériques disponibles dans PostgreSQL.

SQL définit deux types de caractères principaux : `character varying(`*n*`)` et `character(`*n*`)` où *n* est un entier positif. Ces deux types permettent de stocker des chaînes de caractères de taille inférieure ou égale à *n* (ce ne sont pas des octets). Toute tentative d'insertion d'une chaîne plus longue conduit à une erreur, à moins que les caractères en excès ne soient tous des espaces, auquel cas la chaîne est tronquée à la taille maximale (cette exception étrange est imposée par la norme SQL). Si la chaîne à stocker est plus petite que la taille déclarée, les valeurs de type `character` sont complétées par des espaces, celles de type `character varying` sont stockées en l'état.

Si une valeur est explicitement transtypée en `character varying(`*n*`)` ou en `character(`*n*`)`, une valeur trop longue est tronquée à *n* caractères sans qu'aucune erreur ne soit levée (ce comportement est aussi imposé par la norme SQL.)

Les notations `varchar(`*n*`)` et `char(`*n*`)` sont des alias de `character varying(`*n*`)` et `character(`*n*`)`, respectivement. Si indiqué, la longueur doit être supérieure à zéro et ne peut pas excéder 10485760. `character` sans indication de taille est équivalent à `character(1)`. Si `character varying` est utilisé sans indicateur de taille, le type accepte des chaînes de toute taille. Il s'agit là d'une spécificité de PostgreSQL.

De plus, PostgreSQL propose aussi le type `text`, qui permet de stocker des chaînes de n'importe quelle taille. Bien que le type `text` ne soit pas dans le standard SQL, plusieurs autres systèmes de gestion de bases de données SQL le proposent également.

Les valeurs de type `character` sont complétées physiquement à l'aide d'espaces pour atteindre la longueur *n* indiquée. Ces valeurs sont également stockées et affichées de cette façon. Cependant, les espaces de remplissage sont traités comme sémantiquement non significatifs et sont donc ignorés lors de la comparaison de deux valeurs de type `character`. Dans les collationnements où les espaces de remplissage sont significatifs, ce comportement peut produire des résultats inattendus, par exemple `SELECT 'a '::CHAR(2) collate "C" < E'a\n'::CHAR(2)` retourne vrai, même si la locale `C` considérerait qu'un espace est plus grand qu'un retour chariot. Les espaces de remplissage sont supprimés lors de la conversion d'une valeur `character` vers l'un des autres types chaîne. Ces espaces *ont* une signification sémantique pour les valeurs de type `character varying` et `text`, et lors de l'utilisation de la correspondance de motifs, par exemple avec `LIKE` ou avec les expressions rationnelles.

Les caractères pouvant être enregistrés dans chacun de ces types de données sont déterminés par le jeu de caractères de la base de données, qui a été sélectionné à la création de la base. Quelque soit le jeu de caractères spécifique, le caractère de code zéro (quelque fois appelé NUL) ne peut être enregistré. Pour plus d'informations, voir Section 23.3.

L'espace nécessaire pour une chaîne de caractères courte (jusqu'à 126 octets) est de un octet, plus la taille de la chaîne qui inclut le remplissage avec des espaces dans le cas du type `character`. Les chaînes plus longues ont quatre octets d'en-tête au lieu d'un seul. Les chaînes longues sont automatiquement compressées par le système, donc le besoin pourrait être moindre. Les chaînes vraiment très longues sont stockées dans des tables supplémentaires, pour qu'elles n'empêchent pas d'accéder rapidement à des valeurs plus courtes. Dans tous les cas, la taille maximale possible pour une chaîne de caractères est de l'ordre de 1 Go. (La taille maximale pour *n* dans la déclaration de type est inférieure. Il ne sert à rien de modifier ce comportement, car avec les encodages sur plusieurs octets, les nombres de caractères et d'octets peuvent être très différents. Pour stocker de longues chaînes sans limite supérieure précise, il est préférable d'utiliser les types `text` et `character varying` sans taille, plutôt que d'indiquer une limite de taille arbitraire.)

> **Astuce**
>
> Il n'y a aucune différence de performance parmi ces trois types, si ce n'est la place disque supplémentaire requise pour le type à remplissage et quelques cycles CPU supplémentaires pour vérifier la longueur lors du stockage dans une colonne contrainte par la taille. Bien que `character(`*n*`)` ait des avantages en termes de performance sur certains autres systèmes de bases de données, il ne dispose pas de ce type d'avantages dans PostgreSQL ; en fait, `character(`*n*`)` est habituellement le plus lent des trois à cause des coûts de stockage supplémentaires. Dans la plupart des situations, les types `text` et `character varying` peuvent être utilisés à leur place.

On peut se référer à la Section 4.1.2.1 pour obtenir plus d'informations sur la syntaxe des libellés de chaînes, et le Chapitre 9 pour des informations complémentaires sur les opérateurs et les fonctions.

Exemple 8.1. Utilisation des types caractère

```
CREATE TABLE test1 (a character(4));
INSERT INTO test1 VALUES ('ok');
SELECT a, char_length(a) FROM test1; -- 1

  a   | char_length
------+-------------
 ok   |           2


CREATE TABLE test2 (b varchar(5));
INSERT INTO test2 VALUES ('ok');
INSERT INTO test2 VALUES ('bien      ');
INSERT INTO test2 VALUES ('trop long');
ERROR:  value too long for type character varying(5)
INSERT INTO test2 VALUES ('trop long'::varchar(5)); -- troncature
 explicite
SELECT b, char_length(b) FROM test2;

   b   | char_length
-------+-------------
 ok    |           2
 bien  |           5
 trop  |           5
```

1 La fonction `char_length` est décrite dans la Section 9.4.

Il y a deux autres types caractère de taille fixe dans PostgreSQL. Ils sont décrits dans le Tableau 8.5. Le type `name` existe *uniquement* pour le stockage des identifiants dans les catalogues système et n'est pas destiné à être utilisé par les utilisateurs normaux. Sa taille est actuellement définie à 64 octets (63 utilisables plus le terminateur), mais doit être référencée en utilisant la constante `NAMEDATALEN` en code source `C`. La taille est définie à la compilation (et est donc ajustable pour des besoins particuliers). La taille maximale par défaut peut éventuellement être modifiée dans une prochaine version. Le type `"char"` (attention aux guillemets) est différent de `char(1)`, car il n'utilise qu'un seul octet de stockage. Il est utilisé dans les catalogues système comme un type d'énumération simpliste.

Tableau 8.5. Types caractères spéciaux

Nom	Taille de stockage	Description
`"char"`	1 octet	type interne d'un octet
`name`	64 octets	type interne pour les noms d'objets

8.4. Types de données binaires

Le type de données `bytea` permet de stocker des chaînes binaires ; voir le Tableau 8.6.

Tableau 8.6. Types de données binaires

Nom	Espace de stockage	Description
`bytea`	un à quatre octets plus la taille de la chaîne binaire à stocker	Chaîne binaire de longueur variable

Une chaîne binaire est une séquence d'octets. Les chaînes binaires se distinguent des chaînes de caractères de deux façons : tout d'abord, les chaînes binaires permettent de stocker des octets de

valeurs zéro ainsi que les autres caractères « non imprimables » (habituellement, les octets en dehors de l'intervalle décimal de 32 à 126). Les chaînes de caractères interdisent les octets de valeur zéro et interdisent aussi toute valeur d'octet ou séquence d'octets invalide selon l'encodage sélectionné pour la base de données. Ensuite, les opérations sur les chaînes binaires traitent réellement les octets alors que le traitement de chaînes de caractères dépend de la configuration de la locale. En résumé, les chaînes binaires sont appropriées pour le stockage de données que le développeur considère comme des « octets bruts », alors que les chaînes de caractères sont appropriées pour le stockage de texte.

Le type `bytea` accepte deux formats en entrée et en sortie le format « hex » et le format historique de PostgreSQL, « escape ». Les deux sont acceptés en entrée. Le format de sortie dépend du paramètre de configuration bytea_output ; ce dernier sélectionne par défaut le format hexadécimal. (Notez que le format hexadécimal est disponible depuis PostgreSQL 9.0 ; les versions antérieures et certains outils ne le comprennent pas.)

Le standard SQL définit un type de chaîne binaire différent, appelé `BLOB` ou `BINARY LARGE OBJECT`. Le format en entrée est différent du `bytea`, mais les fonctions et opérateurs fournis sont pratiquement les mêmes.

8.4.1. Le format hexadécimal `bytea`

Le format « hex » code les données binaires sous la forme de deux chiffres hexadécimaux par octet, le plus significatif en premier. La chaîne complète est précédée par la séquence `\x` (pour la distinguer du format d'échappement). Dans certains cas, l'antislash initial peut avoir besoin d'être échappé par un doublage du caractère (voir Section 4.1.2.1). En saisie, les chiffres hexadécimaux peuvent être soit en majuscules, soit en minuscules, et les espaces blancs sont permis entre les paires de chiffres (mais pas à l'intérieur d'une paire ni dans la séquence `\x` de début). Le format hexadécimal est compatible avec une grande variété d'applications et de protocoles externes, et il a tendance à être plus rapide à convertir que le format d'échappement. Son utilisation est donc préférée.

Exemple :

```
SET bytea_output = 'hex';

SELECT '\xDEADBEEF'::bytea;
   bytea
------------
 \xdeadbeef
```

8.4.2. Le format d'échappement `bytea`

Le format d'échappement (« escape ») est le format traditionnel de PostgreSQL pour le type `bytea`. Son approche est de représenter une chaîne binaire comme un séquence de caractères ASCII et de convertir les données qui ne peuvent pas être représentées en ASCII en une séquence spéciale d'échappement. Si, du point de vue de l'application, représenter les octets sous la forme de caractères revêt un sens, alors cette représentation est intéressante. En pratique, c'est généralement source de confusion, car cela diminue la distinction entre chaînes binaires et chaînes textuelles. De plus, le mécanisme particulier de l'échappement qui a été choisi est quelque peu complexe. Donc ce format devrait probablement être évité pour la plupart des nouvelles applications.

Lors de la saisie de valeurs `bytea` dans le format d'échappement, les octets de certaines valeurs *doivent* être échappés alors que les autres valeurs d'octets *peuvent* être échappés. En général, pour échapper un octet, il suffit de le convertir dans sa valeur octale composée de trois chiffres et de la faire précéder d'un antislash (ou de deux antislashs s'il faut utiliser la syntaxe d'échappement de chaînes). L'antislash lui-même (octet en valeur décimal, 92) peut alternativement être représenté par un double antislash. Le Tableau 8.7 affiche les caractères qui doivent être échappés et donne les séquences d'échappement possibles.

Tableau 8.7. Octets littéraux `bytea` à échapper

Valeur décimale de l'octet	Description	Représentation échappée en entrée	Exemple	Représentation hexadécimale
0	octet zéro	`'\000'`	`SELECT '\000'::bytea;`	`\x00`
39	apostrophe	`''''` ou `'\047'`	`SELECT ''''::bytea;`	`\x27`
92	antislash	`'\\'` or `'\134'`	`SELECT '\\'::bytea;`	`\x5c`
de 0 à 31 et de 127 à 255	octets « non affichables »	`'\`*xxx*`'` (valeur octale)	`SELECT '\001'::bytea;`	`\x01`

La nécessité d'échapper les octets *non affichables* dépend des paramétrages de la locale. Il est parfois possible de s'en sortir sans échappement.

La raison pour laquelle les guillemets simples doivent être doublés, comme indiqué dans Tableau 8.7, est que cela est vrai pour toute chaîne litérale dans une commande SQL. L'analyseur générique des chaînes litérales utilise les guillemets simples externes et réduit toute paire de guillemets simples en un seul caractère. La fonction en entrée du type `bytea` ne voit qu'un guillemet simple, qu'il traire comme un caractère standard. Néanmoins, la fonction en entrée du type `bytea` traite les antislashs de façon spéciale et les autres comportements montrés dans Tableau 8.7 sont implémentés par cette fonction.

Dans certains contextes, les antislashs doivent être doublés par rapport à ce qui est montré ci-dessus car l'analyseur générique de chaîne litérale réduira aussi les paires d'antislashs en un seul caractère de données ; voir Section 4.1.2.1.

Les octets `Bytea` sont affichés par défaut dans le format `hex`. Si vous modifiez bytea_output à `escape`, les octets « non affichables » sont convertis dans leur équivalent sous la forme d'une valeur octale à trois chiffres et précédé d'un antislash. La plupart des octets « affichables » sont affichés dans leur représentation standard pour le jeu de caractères du client :

```
SET bytea_output = 'escape';

SELECT 'abc \153\154\155 \052\251\124'::bytea;
     bytea
----------------
 abc klm *\251T
```

L'octet de valeur décimale 92 (antislash) est doublé en sortie. Les détails sont dans le Tableau 8.8.

Tableau 8.8. Octets échappés en sortie pour `bytea`

Valeur décimale de l'octet	Description	Représentation de sortie échappée	Exemple	Résultat en sortie
92	antislash	`\\`	`SELECT '\134'::bytea;`	`\\`
0 à 31 et 127 à 255	octets« non affichables »	`\`*xxx* (valeur octale)	`SELECT '\001'::bytea;`	`\001`
32 à 126	octets « affichables »	Représentation dans le jeu de caractères du client	`SELECT '\176'::bytea;`	`~`

En fonction de l'interface utilisée pour accéder à PostgreSQL, un travail supplémentaire d'échappement/de « déséchappement » des chaînes `bytea` peut être nécessaire. Il faut également échapper les sauts de lignes et retours à la ligne si l'interface les traduit automatiquement, par exemple.

8.5. Types date/heure

PostgreSQL supporte l'ensemble des types date et heure du SQL. Ces types sont présentés dans le Tableau 8.9. Les opérations disponibles sur ces types de données sont décrites dans la Section 9.9. Les dates sont comptées suivant le calendrier grégorien, même dans le cas des dates antérieures à l'introduction du calendrier (voir) Section B.6 pour plus d'informations).

Tableau 8.9. Types date et heure

Nom	Taille de stockage	Description	Valeur minimale	Valeur maximale	Résolution
`timestamp [ (p) ] [ without time zone ]`	8 octets	date et heure (sans fuseau horaire)	4713 avant JC	294276 après JC	1 microseconde
`timestamp [ (p) ] with time zone`	8 octets	date et heure, avec fuseau horaire	4713 avant JC	294276 après JC	1 microseconde
`date`	4 octets	date seule (pas d'heure)	4713 avant JC	5874897 après JC	1 jour
`time [ (p) ] [ without time zone ]`	8 octets	heure seule (pas de date)	00:00:00.00	24:00:00	1 microseconde
`time [ (p) ] with time zone`	12 octets	heure (sans date), avec fuseau horaire	00:00:00+1559	24:00:00-1559	1 microseconde
`interval [ champs ] [ (p) ]`	16 octets	intervalles de temps	-178000000 années	178000000 années	1 microseconde

> **Note**
>
> Le standard SQL impose que `timestamp` soit un équivalent de `timestamp without time zone`. `timestamptz` est accepté comme abréviation pour `timestamp with time zone` ; c'est une extension PostgreSQL.

`time`, `timestamp`, et `interval` acceptent une précision optionnelle *p*, qui indique le nombre de décimales pour les secondes. Il n'y a pas, par défaut, de limite explicite à cette précision. Les valeurs acceptées pour *p* s'étendent de 0 à 6.

Le type `interval` a une option supplémentaire, qui permet de restreindre le jeu de champs stockés en écrivant une de ces expressions :

```
YEAR
MONTH
DAY
```

```
HOUR
MINUTE
SECOND
YEAR TO MONTH
DAY TO HOUR
DAY TO MINUTE
DAY TO SECOND
HOUR TO MINUTE
HOUR TO SECOND
MINUTE TO SECOND
```

Notez que si *champs* et *p* sont tous les deux indiqués, *champs* doit inclure SECOND, puisque la précision s'applique uniquement aux secondes.

Le type `time with time zone` est défini dans le standard SQL, mais sa définition lui prête des propriétés qui font douter de son utilité. Dans la plupart des cas, une combinaison de `date`, `time`, `timestamp without time zone` et `timestamp with time zone` devrait permettre de résoudre toutes les fonctionnalités de date et heure nécessaires à une application.

Les types `abstime` et `reltime` sont des types de précision moindre, utilisés en interne. Il n'est pas recommandé de les utiliser dans de nouvelles applications, car ils pourraient disparaître dans une prochaine version.

8.5.1. Saisie des dates et heures

La saisie de dates et heures peut se faire dans la plupart des formats raisonnables, dont ISO8601, tout format compatible avec SQL, le format POSTGRES traditionnel ou autres. Pour certains formats, l'ordre des jours, mois et années en entrée est ambigu. Il est alors possible de préciser l'ordre attendu pour ces champs. Le paramètre datestyle peut être positionné à `MDY` pour choisir une interprétation mois-jour-année, à `DMY` pour jour-mois-année ou à `YMD` pour année-mois-jour.

PostgreSQL est plus flexible que la norme SQL ne l'exige pour la manipulation des dates et des heures. Voir l'Annexe B pour connaître les règles exactes de reconnaissance des dates et heures et les formats reconnus pour les champs texte comme les mois, les jours de la semaine et les fuseaux horaires.

Tout libellé de date ou heure saisi doit être placé entre apostrophes, comme les chaînes de caractères. La Section 4.1.2.7 peut être consultée pour plus d'information. SQL requiert la syntaxe suivante :

type [(*p*)] '*valeur*'

où *p*, précision optionnelle, est un entier correspondant au nombre de décimales du champ secondes. La précision peut être spécifiée pour les types `time`, `timestamp` et `interval`, et peut aller de 0 à 6. Si aucune précision n'est indiquée dans une déclaration de constante, celle de la valeur littérale est utilisée (mais pas plus de 6 chiffres).

8.5.1.1. Dates

Le Tableau 8.10 regroupe les formats de date possibles pour la saisie de valeurs de type `date`.

Tableau 8.10. Saisie de date

Exemple	Description
1999-01-08	ISO-8601 ; 8 janvier, quel que soit le mode (format recommandé)
January 8, 1999	sans ambiguïté quel que soit le style de date (`datestyle`)
1/8/1999	8 janvier en mode `MDY` ; 1er août en mode `DMY`
1/18/1999	18 janvier en mode `MDY` ; rejeté dans les autres modes

Exemple	Description
01/02/03	2 janvier 2003 en mode `MDY` ; 1er février 2003 en mode `DMY` ; 3 février 2001 en mode `YMD`
1999-Jan-08	8 janvier dans tous les modes
Jan-08-1999	8 janvier dans tous les modes
08-Jan-1999	8 janvier dans tous les modes
99-Jan-08	8 janvier en mode `YMD`, erreur sinon
08-Jan-99	8 janvier, sauf en mode `YMD` : erreur
Jan-08-99	8 janvier, sauf en mode `YMD` : erreur
19990108	ISO-8601 ; 8 janvier 1999 dans tous les modes
990108	ISO-8601 ; 8 janvier 1999 dans tous les modes
1999.008	Année et jour de l'année
J2451187	Date du calendrier Julien
January 8, 99 BC	Année 99 avant Jésus Christ

8.5.1.2. Heures

Les types « heure du jour » sont `time [ (`*p*`) ] without time zone` et `time [ (`*p*`) ] with time zone`. `time` est équivalent à `time without time zone`.

Les saisies valides pour ces types sont constituées d'une heure suivie éventuellement d'un fuseau horaire (voir le Tableau 8.11 et le Tableau 8.12). Si un fuseau est précisé pour le type `time without time zone`, il est ignoré sans message d'erreur. Si une date est indiquée, elle est ignorée, sauf si un fuseau horaire impliquant une règle de changement d'heure (heure d'été/heure d'hiver) est précisé, `America/New_York` par exemple. Dans ce cas, la date est nécessaire pour pouvoir déterminer la règle de calcul de l'heure qui s'applique. Le décalage approprié du fuseau horaire est enregistré dans la valeur de `time with time zone` et est affiché de la façon dont il est stocké ; il n'est pas converti vers le fuseau horaire actif.

Tableau 8.11. Saisie d'heure

Exemple	Description
`04:05:06.789`	ISO 8601
`04:05:06`	ISO 8601
`04:05`	ISO 8601
`040506`	ISO 8601
`04:05 AM`	Identique à 04:05 ; AM n'affecte pas la valeur
`04:05 PM`	Identique à 16:05 ; l'heure doit être <= 12
`04:05:06.789-8`	ISO 8601, avec le décalage UTC comme fuseau horaire
`04:05:06-08:00`	ISO 8601, avec le décalage UTC comme fuseau horaire
`04:05-08:00`	ISO 8601, avec le décalage UTC comme fuseau horaire
`040506+0730`	ISO 8601, avec le décalage UTC avec un fuseau horaire en heure fractionnée
`040506+07:30:00`	décalage UTC exprimé en secondes (non autorisé dans ISO 8601)
`040506-08`	ISO 8601
`04:05:06 PST`	fuseau horaire abrégé
`2003-04-12 04:05:06`	fuseau horaire en nom complet

Exemple	Description
`America/New_York`	

Tableau 8.12. Saisie des fuseaux horaires

Exemple	Description
PST	Abréviation pour l'heure standard du Pacifique (Pacific Standard Time)
`America/New_York`	Nom complet du fuseau horaire
`PST8PDT`	Nommage POSIX du fuseau horaire
`-8:00:00`	Décalage UTC pour la zone PST
-8:00	Décalage ISO-8601 pour la zone PST (format étendu ISO 8601)
-800	Décalage ISO-8601 pour la zone PST (format basique ISO 8601)
-8	Décalage ISO-8601 pour la zone PST (format basique ISO 8601)
`zulu`	Abréviation militaire de GMT
`z`	Version courte de `zulu` (aussi dans ISO 8601)

La Section 8.5.3 apporte des précisions quant à la façon d'indiquer les fuseaux horaires.

8.5.1.3. Horodatage

Les saisies valides sont constituées de la concaténation d'une date et d'une heure, éventuellement suivie d'un fuseau horaire et d'un qualificatif AD (après Jésus Christ) ou BC (avant Jésus Christ). (AD/BC peut aussi apparaître avant le fuseau horaire, mais ce n'est pas l'ordre préféré.) Ainsi :

```
1999-01-08 04:05:06
```

et :

```
1999-01-08 04:05:06 -8:00
```

sont des valeurs valides, qui suivent le standard ISO 8601. Le format très courant :

```
January 8 04:05:06 1999 PST
```

est également supporté.

Le standard SQL différencie les libellés `timestamp without time zone` et `timestamp with time zone` par la présence d'un symbole « + » ou d'un « - » et le décalage du fuseau horaire après l'indication du temps. De ce fait, d'après le standard,

```
TIMESTAMP '2004-10-19 10:23:54'
```

est du type `timestamp without time zone` alors que

```
TIMESTAMP '2004-10-19 10:23:54+02'
```

est du type `timestamp with time zone`. PostgreSQL n'examine jamais le contenu d'un libellé avant de déterminer son type. Du coup, il traite les deux ci-dessus comme des valeurs de type `timestamp without time zone`. Pour s'assurer qu'un littéral est traité comme une valeur de type `timestamp with time zone`, il faut préciser explicitement le bon type :

```
TIMESTAMP WITH TIME ZONE '2004-10-19 10:23:54+02'
```

Dans un libellé de type `timestamp without time zone`, PostgreSQL ignore silencieusement toute indication de fuseau horaire. C'est-à-dire que la valeur résultante est dérivée des champs date/heure de la valeur saisie et n'est pas corrigée par le fuseau horaire.

Pour `timestamp with time zone`, la valeur stockée en interne est toujours en UTC (*Universal Coordinated Time* ou Temps Universel Coordonné), aussi connu sous le nom de GMT (*Greenwich Mean Time*). Les valeurs saisies avec un fuseau horaire explicite sont converties en UTC à l'aide du décalage approprié. Si aucun fuseau horaire n'est précisé, alors le système considère que la date est dans le fuseau horaire indiqué par le paramètre système TimeZone, et la convertit en UTC en utilisant le décalage de la zone `timezone`.

Quand une valeur `timestamp with time zone` est affichée, elle est toujours convertie de l'UTC vers le fuseau horaire courant (variable `timezone`), et affichée comme une heure locale. Pour voir l'heure dans un autre fuseau horaire, il faut, soit changer la valeur de `timezone`, soit utiliser la construction `AT TIME ZONE` (voir la Section 9.9.3).

Les conversions entre `timestamp without time zone` et `timestamp with time zone` considèrent normalement que la valeur `timestamp without time zone` utilise le fuseau horaire `timezone`. Un fuseau différent peut être choisi en utilisant `AT TIME ZONE`.

8.5.1.4. Valeurs spéciales

PostgreSQL supporte plusieurs valeurs de dates spéciales, dans un souci de simplification. Ces valeurs sont présentées dans le Tableau 8.13. Les valeurs `infinity` et `-infinity` ont une représentation spéciale dans le système et sont affichées ainsi ; les autres ne sont que des raccourcies de notation convertis en dates/heures ordinaires lorsqu'ils sont lus. (En particulier, `now` et les chaînes relatives sont converties en une valeur de temps spécifique à leur lecture). Toutes ces valeurs doivent être écrites entre simples quotes lorsqu'elles sont utilisées comme des constantes dans les commandes SQL.

Tableau 8.13. Saisie de dates/heures spéciales

Saisie	Types valides	Description
`epoch`	`date`, `timestamp`	1970-01-01 00:00:00+00 (date système zéro d'Unix)
`infinity`	`date`, `timestamp`	plus tard que toutes les autres dates
`-infinity`	`date`, `timestamp`	plus tôt que toutes les autres dates
`now`	`date`, `time`, `timestamp`	heure de démarrage de la transaction courante
`today`	`date`, `timestamp`	aujourd'hui minuit (`00:00`)
`tomorrow`	`date`, `timestamp`	demain minuit (`00:00`)
`yesterday`	`date`, `timestamp`	hier minuit (`00:00`)
`allballs`	`time`	00:00:00.00 UTC

Les fonctions suivantes, compatibles avec le standard SQL, peuvent aussi être utilisées pour obtenir l'heure courante pour le type de données correspondant : `CURRENT_DATE`, `CURRENT_TIME`, `CURRENT_TIMESTAMP`, `LOCALTIME`, `LOCALTIMESTAMP`. (Voir la Section 9.9.4). Ce sont là des fonctions SQL qui ne sont *pas* reconnues comme chaînes de saisie de données.

Attention

Bien qu'il n'y ait pas de problèmes à utiliser les chaînes `now`, `today`, `tomorrow` et `yesterday` dans des commandes SQL interactives, elles peuvent avoir un comportement surprenant quand la commande est sauvegardée pour une exécution ultérieure, par exemple

dans des requêtes préparées, des vues ou des fonctions. La chaîne peut être convertie en une valeur spécifique qui continue à être utilisée bien après qu'elle ne soit obsolète. Dans de tels contextes, utilisez plutôt une des fonctions SQL. Par exemple, `CURRENT_DATE + 1` est plus sûr que `'tomorrow'::date`.

8.5.2. Affichage des dates et heures

Le format de sortie des types date/heure peut être positionné à l'un des quatre formats de date suivants : ISO 8601, SQL (Ingres), traditionnel POSTGRES (date au format Unix date) ou German (germanique). Le format par défaut est le format ISO. (Le standard `SQL` impose l'utilisation du format ISO 8601. Le nom du format d'affichage « SQL » est mal choisi, un accident historique.) Le Tableau 8.14 présente des exemples de chaque format d'affichage. La sortie d'un type `date` ou `time` n'est évidemment composée que de la partie date ou heure, comme montré dans les exemples. Néanmoins, le style POSTGRES affiche seulement les dates dans le format ISO.

Tableau 8.14. Styles d'affichage de date/heure

Spécification de style	Description	Exemple
`ISO`	standard SQL ISO 8601	`1997-12-17 07:37:16-08`
`SQL`	style traditionnel	`12/17/1997 07:37:16.00 PST`
`Postgres`	style original	`Wed Dec 17 07:37:16 1997 PST`
`German`	style régional	`17.12.1997 07:37:16.00 PST`

> **Note**
>
> ISO 8601 spécifie l'utilisation d'une lettre `T` en majuscule pour séparer la date et l'heure. PostgreSQL accepte ce format en entrée. En sortie, il utilise un espace plutôt qu'un `T`, comme indiqué ci-dessus. C'est à la fois plus lisible et cohérent avec la RFC 3339 ainsi qu'avec d'autres systèmes de bases de données.

Dans les styles SQL et POSTGRES, les jours apparaissent avant le mois si l'ordre des champs DMY a été précisé, sinon les mois apparaissent avant les jours (voir la Section 8.5.1 pour savoir comment ce paramètre affecte l'interprétation des valeurs en entrée). Le Tableau 8.15 présente des exemples.

Tableau 8.15. Convention de présentation des dates

Valeur de `datestyle` (style de date)	Ordre de saisie	Exemple d'affichage
`SQL, DMY`	*jour*/*mois*/*année*	`17/12/1997 15:37:16.00 CET`
`SQL, MDY`	*mois*/*jour*/*année*	`12/17/1997 07:37:16.00 PST`
`Postgres, DMY`	*jour*/*mois*/*année*	`Wed 17 Dec 07:37:16 1997 PST`

Dans le style ISO, le fuseau horaire est toujours affiché sous la forme d'un décalage numérique signé de UTC, avec un signe positif utilisé pour les zones à l'est de Greenwich. Le décalage sera affiché sous la forme *hh* (heures seulement) s'il s'agit d'un nombre intégral d'heures, ou sous la forme *hh*:*mm*

s'il s'agit d'un nombre intégral de minutes, et enfin sous la forme *hh*:*mm*:*ss*. (Le troisième cas n'est pas possible pour tout standard moderne de fuseau horaire, mais il peut apparaître en travaillant sur des jours antérieurs à l'adoption des fuseaux horaires standardisés.) Pour les autres styles de dates, le fuseau horaire est affiché comme une abréviation alphabétique si l'une d'entre elles est d'utilisation commune dans le fuseau actuel. Sinon, il apparaît comme un décalage numérique signé dans le format basique ISO 8601 (*hh* ou *hhmm*).

Le style de date/heure peut être sélectionné à l'aide de la commande `SET datestyle`, du paramètre datestyle du fichier de configuration `postgresql.conf` ou par la variable d'environnement `PGDATESTYLE` sur le serveur ou le client.

La fonction de formatage `to_char` (voir Section 9.8) permet de formater les affichages de date/heure de manière plus flexible.

8.5.3. Fuseaux horaires

Les fuseaux horaires et les conventions liées sont influencés par des décisions politiques, pas uniquement par la géométrie de la Terre. Les fuseaux horaires se sont quelque peu standardisés au cours du vingtième siècle, mais continuent à être soumis à des changements arbitraires, particulièrement en respect des règles de changement d'heure (heure d'été/heure d'hiver). PostgreSQL utilise la très répandue base de données de fuseaux horaires IANA (Olson) pour gérer les informations sur les règles historiques de fuseau horaire. Pour les dates se situant dans le futur, PostgreSQL part de l'assomption que les dernières règles connues pour un fuseau continueront à s'appliquer dans le futur.

PostgreSQL se veut compatible avec les définitions standard SQL pour un usage typique. Néanmoins, le standard SQL possède un mélange étrange de types de date/heure et de possibilités. Deux problèmes évidents sont :

- bien que le type `date` ne puisse pas se voir associer un fuseau horaire, le type `heure` peut en avoir un. Les fuseaux horaires, dans le monde réel, ne peuvent avoir de sens qu'associés à une date et à une heure, vu que l'écart peut varier avec l'heure d'été ;
- le fuseau horaire par défaut est précisé comme un écart numérique constant avec l'UTC. Il n'est, de ce fait, pas possible de s'adapter à l'heure d'été ou d'hiver lorsque l'on fait des calculs arithmétiques qui passent les limites de l'heure d'été et de l'heure d'hiver.

Pour éviter ces difficultés, il est recommandé d'utiliser des types date/heure qui contiennent à la fois une date et une heure lorsque les fuseaux horaires sont utilisés. Il est également préférable de *ne pas* utiliser le type `time with time zone`. (Ce type est néanmoins proposé par PostgreSQL pour les applications existantes et pour assurer la compatibilité avec le standard SQL.) PostgreSQL utilise le fuseau horaire local pour tous les types qui ne contiennent qu'une date ou une heure.

Toutes les dates et heures liées à un fuseau horaire sont stockées en interne en UTC. Elles sont converties en heure locale dans le fuseau indiqué par le paramètre de configuration TimeZone avant d'être affichées sur le client.

PostgreSQL permet d'indiquer les fuseaux horaires de trois façons différentes :

- un nom complet de fuseau horaire, par exemple `America/New_York`. Les noms reconnus de fuseau horaire sont listés dans la vue `pg_timezone_names` (voir Section 52.90). PostgreSQL utilise les données IANA pour cela, les mêmes noms sont donc reconnus par de nombreux autres logiciels ;
- une abréviation de fuseau horaire, par exemple `PST`. Une telle indication ne définit qu'un décalage particulier à partir d'UTC, en contraste avec les noms complets de fuseau horaire qui peuvent aussi impliquer un ensemble de dates pour le changement d'heure. Les abréviations reconnues sont listées dans la vue `pg_timezone_abbrevs` (voir Section 52.89). Les paramètres de configuration TimeZone et log_timezone ne peuvent pas être configurés à l'aide d'une abréviation de fuseau horaire, mais ces abréviations peuvent être utilisées dans les saisies de date/heure et avec l'opérateur `AT TIME ZONE` ;

- En plus des noms et abréviations des fuseaux horaires, PostgreSQL accepte les spécifications de fuseau horaire du style POSIX, comme décrit dans Section B.5. Cette option n'est habituellement pas préférable à utiliser un nom de fuseau horaire, mais cela pourrait se révéler nécessaire si aucune entrée adéquate de fuseau horaire n'est disponible dans la base IANA.

Les abréviations représentent un décalage spécifique depuis UTC, alors qu'un grand nombre des noms complets implique une règle de changement d'heure, et donc potentiellement deux décalages UTC. Par exemple, `2014-06-04 12:00 America/New_York` représente minuit à New York, ce qui, pour cette date particulière, sera le fuseau Eastern Daylight Time (UTC-4). Donc `2014-06-04 12:00 EDT` stipule ce moment précis. Mais `2014-06-04 12:00 EST` représente minuit pour le fuseau Eastern Standard Time (UTC-5), quel que soit le changement d'heure en effet à cette date.

Pour compliquer encore plus, certaines juridictions ont utilisé les mêmes abréviations de fuseau horaire pour signifier des décalages UTC différents. Par exemple, Moscow `MSK` correspondait à UTC +3 certaines années et UTC+4 à d'autres. PostgreSQL interprète ces abréviations suivant ce à quoi elles correspondent (ou ont correspondu récemment) pour la date indiquée. Mais, comme le montre l'exemple `EST` ci-dessus, ce n'est pas nécessairement la même chose que l'heure civile locale à ce moment.

Dans tous les cas, les noms et les abréviations des fuseaux horaires sont insensibles à la casse. (C'est un changement par rapport aux versions de PostgreSQL antérieures à la 8.2 qui étaient sensibles à la casse dans certains cas et pas dans d'autres.)

Ni les noms ni les abréviations des fuseaux horaires ne sont codés en dur dans le serveur ; ils sont obtenus à partir des fichiers de configuration stockés sous `.../share/timezone/` et `.../share/timezonesets/` du répertoire d'installation (voir Section B.4).

Le paramètre de configuration TimeZone peut être fixé dans le fichier `postgresql.conf` ou par tout autre moyen standard décrit dans le Chapitre 19. Il existe aussi quelques manières spéciales de le configurer :

- la commande SQL `SET TIME ZONE` configure le fuseau horaire pour une session. C'est une autre façon d'indiquer `SET TIMEZONE TO` avec une syntaxe plus compatible avec les spécifications SQL ;

- la variable d'environnement `PGTZ` est utilisée par les applications clientes fondées sur libpq pour envoyer une commande `SET TIME ZONE` au serveur lors de la connexion.

8.5.4. Saisie d'intervalle

Les valeurs de type `interval` peuvent être saisies en utilisant la syntaxe verbeuse suivante :

```
[@] quantité
unité [quantité
unité...]
[direction]
```

où *`quantité`* est un nombre (éventuellement signé) ; *`unité`* est `microsecond` `millisecond`, `second`, `minute`, `hour`, `day`, `week`, `month`, `year`, `decade`, `century`, `millennium`, ou des abréviations ou pluriels de ces unités ; *`direction`* peut être `ago` (pour indiquer un intervalle négatif) ou vide. Le signe `@` est du bruit optionnel. Les quantités de chaque unité différente sont implicitement ajoutées, avec prise en compte appropriée des signes (`+` et `-`). `ago` inverse tous les champs. Cette syntaxe est aussi utilisée pour les sorties d'intervalles, si IntervalStyle est positionné à `postgres_verbose`.

Les quantités de jours, heures, minutes et secondes peuvent être spécifiées sans notations explicites d'unités. Par exemple `'1 12:59:10'` est comprise comme `'1 day 12 hours 59 min`

`10 sec'`. Par ailleurs, une combinaison d'années et de mois peut être spécifiée avec un tiret ; par exemple, `'200-10'` est compris comme `'200 years 10 months'`. (Ces formes raccourcies sont en fait les seules autorisées par le standard SQL, et sont utilisées pour la sortie quand la variable `IntervalStyle` est positionnée à `sql_standard`.)

Les valeurs d'intervalles peuvent aussi être écrites en tant qu'intervalles de temps ISO 8601, en utilisant soit le « format avec désignateurs » de la section 4.4.3.2 ou le « format alternatif » de la section 4.4.3.3. Le format avec désignateurs ressemble à ceci :

```
P quantité unité [ quantité unité ...] [ T [ quantité unité ...]]
```

La chaîne doit commencer avec un `P`, et peut inclure un `T` qui introduit les unités de ce type. Les abréviations d'unité disponibles sont données dans Tableau 8.16. Des unités peuvent être omises, et peuvent être spécifiées dans n'importe quel ordre, mais les unités inférieures à un jour doivent apparaître après `T`. En particulier, la signification de `M` dépend de son emplacement, c'est-à-dire avant ou après `T`.

Tableau 8.16. Abréviations d'unités d'intervalle ISO 8601

Abréviation	Signification
Y	Années
M	Mois (dans la zone de date)
W	Semaines
D	Jours
H	Heures
M	Minutes (dans la zone de temps)
S	Secondes

Dans le format alternatif :

```
P [ années-mois-jours ] [ T heures:minutes:secondes ]
```

la chaîne doit commencer par `P`, et un `T` sépare la zone de date et la zone de temps de l'intervalle. Les valeurs sont données comme des nombres, de façon similaire aux dates ISO 8601.

Lors de l'écriture d'une constante d'intervalle avec une spécification de *`champs`*, ou lors de l'assignation d'une chaîne à une colonne d'intervalle qui a été définie avec une spécification de *`champs`*, l'interprétation de quantité sans unité dépend des *`champs`*. Par exemple, `INTERVAL '1' YEAR` est interprété comme 1 an, alors que `INTERVAL '1'` est interprété comme 1 seconde. De plus, les valeurs du champ « à droite » du champ le moins significatif autorisé par la spécification de *`champs`* sont annulées de façon silencieuse. Par exemple, écrire `INTERVAL '1 day 2:03:04' HOUR TO MINUTE` implique la suppression du champ des secondes, mais pas celui des journées.

D'après le standard SQL, toutes les valeurs de tous les champs d'un intervalle doivent avoir le même signe, ce qui entraîne qu'un signe négatif initial s'applique à tous les champs ; par exemple, le signe négatif dans l'expression d'intervalle `'-1 2:03:04'` s'applique à la fois aux jours et aux heures/minutes/secondes. PostgreSQL permet que les champs aient des signes différents, et traditionnellement traite chaque champ de la représentation textuelle comme indépendamment signé, ce qui fait que la partie heure/minute/seconde est considérée comme positive dans l'exemple. Si `IntervalStyle` est positionné à `sql_standard`, alors un signe initial est considéré comme s'appliquant à tous les champs (mais seulement si aucun autre signe n'apparaît). Sinon, l'interprétation traditionnelle de PostgreSQL est utilisée. Pour éviter les ambiguïtés, il est recommandé d'attacher un signe explicite à chaque partie, si au moins un champ est négatif.

Les valeurs des champs peuvent avoir des parties fractionnelles : par exemple, `'1.5 weeks'` ou `'01:02:03.45'`. Néanmoins, comme l'intervalle stocke en interne seulement les trois unités sous forme d'entier (mois, jours, microsecondes), les unités fractionelles doivent être divisées en plus petites unités. Les parties fractionnelles des unités supérieures aux mois est tronquées en un nombre entier de mois, par exemple `'1.5 years'` devient `'1 year 6 mons'`. Les parties fractionnelles des semaines et jours sont calculées comme un nombre entier de jours et de microsecondes, en supposant 30 jours par mois et 24 heures par jour, par exemple `'1.75 months'` devient `1 mon 22 days 12:00:00`. Seules les secondes seront affichées en fractionné en sortie.

Tableau 8.17 présente des exemples de saisies d'`interval` valides.

Tableau 8.17. Saisie d'intervalle

Exemple	Description
1-2	Format SQL standard : 1 an 2 mois
3 4:05:06	Format SQL standard : 3 jours 4 heures 5 minutes 6 secondes
1 year 2 months 3 days 4 hours 5 minutes 6 seconds	Format PostgreSQL traditionnel : 1 an 2 mois 3 jours 4 heures 5 minutes 6 secondes
P1Y2M3DT4H5M6S	« format avec désignateurs » ISO 8601 : signification identique à ci-dessus
P0001-02-03T04:05:06	« format alternatif » ISO 8601 : signification identique à ci-dessus

En interne, les valeurs `interval` sont enregistrées comme des mois, jours et microsecondes. C'est fait ainsi parce que le nombre de jours dans un mois varie, et un jour peut avoir 23 ou 25 heures s'il y a eu un changement d'heure. Les champs mois et jours sont des entiers, alors que le champ des microsecondes peut contenir des secondes fractionnelles. Comme les intervalles sont habituellement créés à partir de chaînes constantes ou de soustractions de `timestamp`, cette méthode de stockage fonctionne bien dans la plupart des cas, mais peut être la cause de résultats inattendus :

```
SELECT EXTRACT(hours from '80 minutes'::interval);
 date_part
-----------
         1

SELECT EXTRACT(days from '80 hours'::interval);
 date_part
-----------
         0
```

Les fonctions `justify_days` et `justify_hours` sont disponibles pour ajuster les jours et heures qui dépassent l'étendue normale.

8.5.5. Affichage d'intervalles

Le format de sortie du type interval peut être positionné à une de ces quatre valeurs : `sql_standard`, `postgres`, `postgres_verbose` ou `iso_8601`, en utilisant la commande `SET intervalstyle`. La valeur par défaut est le format `postgres`. Tableau 8.18 donne des exemples de chaque style de format de sortie.

Le style `sql_standard` produit une sortie qui se conforme à la spécification du standard SQL pour les chaînes littérales d'intervalle, si la valeur de l'intervalle reste dans les restrictions du standard (soit année-mois seul, ou jour-temps seul, et sans mélanger les composants positifs et négatifs). Sinon, la

sortie ressemble au standard littéral année-mois suivi par une chaîne jour-temps littérale, avec des signes explicites ajoutés pour désambiguer les intervalles dont les signes seraient mélangés.

La sortie du style `postgres` correspond à la sortie des versions de PostgreSQL précédant la 8.4, si le paramètre datestyle était positionné à `ISO`.

La sortie du style `postgres_verbose` correspond à la sortie des versions de PostgreSQL précédant la 8.4, si le paramètre datestyle était positionné à autre chose que `ISO`.

La sortie du style `iso_8601` correspond au « format avec designateurs » décrit dans la section 4.4.3.2 du standard ISO 8601.

Tableau 8.18. Exemples de styles d'affichage d'intervalles

Spécification de style	Intervalle année-mois	Intervalle date-temps	Interval Mixte
`sql_standard`	1-2	3 4:05:06	-1-2 +3 -4:05:06
`postgres`	1 year 2 mons	3 days 04:05:06	-1 year -2 mons +3 days -04:05:06
`postgres_verbose`	@ 1 year 2 mons	@ 3 days 4 hours 5 mins 6 secs	@ 1 year 2 mons -3 days 4 hours 5 mins 6 secs ago
`iso_8601`	P1Y2M	P3DT4H5M6S	P-1Y-2M3DT-4H-5M-6S

8.6. Type booléen

PostgreSQL fournit le type `boolean` du standard SQL ; voir Tableau 8.19. Ce type dispose de plusieurs états :« true » (vrai), « false » (faux) et un troisième état, « unknown » (inconnu), qui est représenté par la valeur SQL NULL.

Tableau 8.19. Type de données booléen

Nom	Taille du stockage	Description
`boolean`	1 octet	état vrai ou faux

Les constantes booléennes peuvent être représentées dans les requêtes SQL avec les mots clés SQL `TRUE`, `FALSE` et `NULL`.

La fonction en entrée pour le type `boolean` accepte ces représentations, sous forme de chaîne de caractères, pour l'état « true » :

```
true
yes
on
1
```

et ces représentations pour l'état « false » :

```
false
no
off
0
```

Les préfixes uniques de ces chaînes sont aussi acceptés, par exemple `t` ou `n`. Les espaces avant ou après, ainsi que la casse, sont ignorés.

La fonction en sortie pour le `boolean` renvoie toujours soit `t` soit `f`, comme indiqué dans Exemple 8.2.

Exemple 8.2. Utilisation du type `boolean`.

```
CREATE TABLE test1 (a boolean, b text);
INSERT INTO test1 VALUES (TRUE, 'sic est');
INSERT INTO test1 VALUES (FALSE, 'non est');
SELECT * FROM test1;
 a |    b
---+---------
 t | sic est
 f | non est

SELECT * FROM test1 WHERE a;
 a |    b
---+---------
 t | sic est
```

Les mots clés `TRUE` et `FALSE` sont la méthode préférée (compatible SQL) pour l'écriture des constantes booléennes dans les requêtes SQL. Cependant, vous pouvez aussi utiliser les représentations sous forme de chaîne de caractères en suivant la syntaxe générique décrite dans Section 4.1.2.7, par exemple `'yes'::boolean`.

Notez que l'analyseur comprend automatiquement que `TRUE` et `FALSE` sont du type `boolean`, mais ce n'est pas le cas pour `NULL` car il peut avoir tout type. Donc, dans certains contextes, vous devrez convertir explicitement `NULL` vers le type `boolean`, par exemple `NULL::boolean`. À l'inverse, la conversion peut être omise d'une valeur booléenne représentée sous la forme d'une chaîne de caractères dans les contextes où l'analyseur peut déduire que la constante doit être de type `boolean`.

8.7. Types énumération

Les types énumérés (enum) sont des types de données qui comprennent un ensemble statique, prédéfini de valeurs dans un ordre spécifique. Ils sont équivalents aux types `enum` dans de nombreux langages de programmation. Les jours de la semaine ou un ensemble de valeurs de statut pour un type de données sont de bons exemples de type enum.

8.7.1. Déclaration de types énumérés

Les types enum sont créés en utilisant la commande CREATE TYPE. Par exemple :

```
CREATE TYPE mood AS ENUM ('sad', 'ok', 'happy');
```

Une fois créé, le type enum peut être utilisé dans des définitions de table et de fonction, comme tous les autres types :

```
CREATE TYPE humeur AS ENUM ('triste', 'ok', 'heureux');
CREATE TABLE personne (
    nom text,
    humeur_actuelle humeur
);
INSERT INTO personne VALUES ('Moe', 'heureux');
SELECT * FROM personne WHERE humeur_actuelle = 'heureux';
 name | humeur_actuelle
------+-----------------
 Moe  | heureux
(1 row)
```

8.7.2. Tri

L'ordre des valeurs dans un type enum correspond à l'ordre dans lequel les valeurs sont créées lors de la déclaration du type. Tous les opérateurs de comparaison et les fonctions d'agrégats relatives peuvent être utilisés avec des types enum. Par exemple :

```
INSERT INTO personne VALUES ('Larry', 'triste');
INSERT INTO personne VALUES ('Curly', 'ok');
SELECT * FROM personne WHERE humeur_actuelle > 'triste';
 nom   | humeur_actuelle
-------+-----------------
 Moe   | heureux
 Curly | ok
(2 rows)

SELECT * FROM personne WHERE humeur_actuelle > 'triste' ORDER BY
 humeur_actuelle;
 nom   | humeur_actuelle
-------+--------------
 Curly | ok
 Moe   | heureux
(2 rows)

SELECT nom
FROM personne
WHERE humeur_actuelle = (SELECT MIN(humeur_actuelle) FROM
 personne);
 nom
-------
 Larry
(1 row)
```

8.7.3. Sûreté du type

Chaque type de données énuméré est séparé et ne peut pas être comparé aux autres types énumérés. Par exemple :

```
CREATE TYPE niveau_de_joie AS ENUM ('heureux', 'très heureux',
 'ecstatique');
CREATE TABLE vacances (
    nombre_de_semaines integer,
    niveau_de_joie niveau_de_joie
);
INSERT INTO vacances(nombre_de_semaines,niveau_de_joie) VALUES (4,
 'heureux');
INSERT INTO vacances(nombre_de_semaines,niveau_de_joie) VALUES (6,
 'très heureux');
INSERT INTO vacances(nombre_de_semaines,niveau_de_joie) VALUES (8,
 'ecstatique');
INSERT INTO vacances(nombre_de_semaines,niveau_de_joie) VALUES (2,
 'triste');
ERROR:  invalid input value for enum niveau_de_joie: "triste"
SELECT personne.nom, vacances.nombre_de_semaines FROM personne,
 vacances
  WHERE personne.humeur_actuelle = vacances.niveau_de_joie;
```

```
ERROR:  operator does not exist: humeur = niveau_de_joie
```

Si vous avez vraiment besoin de ce type de conversion, vous pouvez soit écrire un opérateur personnalisé soit ajouter des conversions explicites dans votre requête :

```
SELECT personne.nom, vacances.nombre_de_semaines FROM personne,
 vacances
  WHERE personne.humeur_actuelle::text =
 vacances.niveau_de_joie::text;
 nom  | nombre_de_semaines
------+--------------------
 Moe  |          4
(1 row)
```

8.7.4. Détails d'implémentation

Les labels enum sont sensibles à la casse, donc `'heureux'` n'est pas identique à `'HEUREUX'`. Les espaces blancs dans les labels sont aussi pris en compte.

Bien que les types enum aient principalement pour but d'être des ensembles statiques de valeurs, il est possible d'ajouter de nouvelles valeurs à un type enum existant et de renommer les valeurs existantes (voir ALTER TYPE). Les valeurs existantes ne peuvent pas être supprimées d'un type enum, pas plus qu'il n'est possible de modifier l'ordre de tri de ces valeurs, si ce n'est en supprimant puis en re- créant le type enum.

Une valeur enum occupe quatre octets sur disque. La longueur du label texte d'une valeur enum est limité au paramètre `NAMEDATALEN` codé en dur dans PostgreSQL ; dans les constructions standard, cela signifie un maximum de 63 octets.

Les traductions des valeurs enum internes vers des labels texte sont gardées dans le catalogue système `pg_enum`. Interroger ce catalogue directement peut s'avérer utile.

8.8. Types géométriques

Les types de données géométriques représentent des objets à deux dimensions. Le Tableau 8.20 liste les types disponibles dans PostgreSQL.

Tableau 8.20. Types géométriques

Nom	Taille de stockage	Description	Représentation
`point`	16 octets	Point du plan	(x,y)
`line`	32 octets	Ligne infinie	((x1,y1),(x2,y2))
`lseg`	32 octets	Segment de droite fini	((x1,y1),(x2,y2))
`box`	32 octets	Boîte rectangulaire	((x1,y1),(x2,y2))
`path`	16+16n octets	Chemin fermé (similaire à un polygone)	((x1,y1),...)
`path`	16+16n octets	Chemin ouvert	[(x1,y1),...]
`polygon`	40+16n octets	Polygone (similaire à un chemin fermé)	((x1,y1),...)
`circle`	24 octets	Cercle	<(x,y),r> (point central et rayon)

Un large ensemble de fonctions et d'opérateurs permettent d'effectuer différentes opérations géométriques, comme l'échelonnage, la translation, la rotation, la détermination des intersections. Elles sont expliquées dans la Section 9.11.

8.8.1. Points

Les points sont les briques fondamentales des types géométriques. Les valeurs de type `point` sont indiquées à l'aide d'une des syntaxes suivantes :

```
( x , y )
  x , y
```

où *x* et *y* sont les coordonnées respectives sous forme de nombre à virgule flottante.

Les points sont affichés en utilisant la première syntaxe.

8.8.2. Lines

Les lignes sont représentées par l'équation linéaire $Ax + By + C = 0$, où *A* et *B* ne valent pas zéro tous les deux. Les valeurs de type `line` sont fournies et récupérées sous la forme suivante :

```
{ A, B, C }
```

Il est également possible d'utiliser n'importe laquelle des formes suivantes pour la saisie :

```
[ ( x1 , y1 ) , ( x2 , y2 ) ]
( ( x1 , y1 ) , ( x2 , y2 ) )
  ( x1 , y1 ) , ( x2 , y2 )
    x1 , y1   ,   x2 , y2
```

où `(x1,y1)` et `(x2,y2)` sont deux points différents sur la ligne.

8.8.3. Segments de droite

Les segments de ligne sont représentés par des paires de points qui sont les points finaux du segment. Les valeurs de type `lseg` sont précisées en utilisant une des syntaxes suivantes :

```
[ ( x1 , y1 ) , ( x2 , y2 ) ]
( ( x1 , y1 ) , ( x2 , y2 ) )
  ( x1 , y1 ) , ( x2 , y2 )
    x1 , y1   ,   x2 , y2
```

où `(x1,y1)` et `(x2,y2)` sont les points aux extrémités du segment.

Les segments de ligne sont affichés en utilisant la première syntaxe.

8.8.4. Boîtes

Les boîtes (rectangles) sont représentées par les paires de points des coins opposés de la boîte selon une des syntaxes suivantes :

```
( ( x1 , y1 ) , ( x2 , y2 ) )
  ( x1 , y1 ) , ( x2 , y2 )
    x1 , y1   ,   x2 , y2
```

où `(x1,y1)` et `(x2,y2)` sont les coins opposés du rectangle.

Les rectangles sont affichés selon la deuxième syntaxe.

Les deux coins opposés peuvent être fournis en entrée, mais les valeurs seront réordonnées pour stocker les coins en haut à droite et en bas à gauche, dans cet ordre.

8.8.5. Chemins

Les chemins (type `path`) sont représentés par des listes de points connectés. Ils peuvent être *ouverts*, si le premier et le dernier point ne sont pas considérés comme connectés, ou *fermés*, si le premier et le dernier point sont considérés comme connectés.

Les valeurs de type `path` sont saisies selon une des syntaxes suivantes :

```
[ ( x1 , y1 ) , ... , ( xn , yn ) ]
( ( x1 , y1 ) , ... , ( xn , yn ) )
  ( x1 , y1 ) , ... , ( xn , yn )
  ( x1 , y1   , ... ,   xn , yn )
    x1 , y1   , ... ,   xn , yn
```

où les points sont les extrémités des segments de droite qui forment le chemin. Les crochets (`[]`) indiquent un chemin ouvert alors que les parenthèses (`()`) indiquent un chemin fermé. Quand les parenthèses externes sont omises, comme dans les syntaxes trois à cinq, un chemin fermé est utilisé.

Les chemins sont affichés selon la première ou la seconde syntaxe appropriée.

8.8.6. Polygones

Les polygones (type `polygon`) sont représentés par des listes de points (les vertex du polygone). Ils sont très similaires à des chemins fermés, mais ils sont stockés différemment et disposent de leurs propres routines de manipulation.

Les valeurs de type `polygon` sont saisies selon une des syntaxes suivantes :

```
( ( x1 , y1 ) , ... , ( xn , yn ) )
  ( x1 , y1 ) , ... , ( xn , yn )
  ( x1 , y1   , ... ,   xn , yn )
    x1 , y1   , ... ,   xn , yn
```

où les points sont les extrémités des segments de droite qui forment les limites du polygone.

Les polygones sont affichés selon la première syntaxe.

8.8.7. Cercles

Les cercles (type `circle`) sont représentés par un point central et un rayon. Les valeurs de type `circle` sont saisies selon une des syntaxes suivantes :

```
< ( x , y ) , r >
( ( x , y ) , r )
  ( x , y ) , r
    x , y   , r
```

où `(x,y)` est le point central et *r* le rayon du cercle.

Les cercles sont affichés selon la première syntaxe.

8.9. Types adresses réseau

PostgreSQL propose des types de données pour stocker des adresses IPv4, IPv6 et MAC. Ceux-ci sont décrits dans le Tableau 8.21. Il est préférable d'utiliser ces types plutôt que des types texte standard pour stocker les adresses réseau, car ils offrent un contrôle de syntaxe lors de la saisie et plusieurs opérateurs et fonctions spécialisés (voir la Section 9.12).

Tableau 8.21. Types d'adresses réseau

Nom	Taille de stockage	Description
`cidr`	7 ou 19 octets	réseaux IPv4 et IPv6
`inet`	7 ou 19 octets	hôtes et réseaux IPv4 et IPv6
`macaddr`	6 octets	adresses MAC
`macaddr8`	8 bytes	adresses MAC (format EUI-64)

Lors du tri de données de types `inet` ou `cidr`, les adresses IPv4 apparaissent toujours avant les adresses IPv6, y compris les adresses IPv4 encapsulées, comme ::10.2.3.4 ou ::ffff:10.4.3.2.

8.9.1. `inet`

Le type `inet` stocke une adresse d'hôte IPv4 ou IPv6 et, optionnellement, son sous-réseau, le tout dans un seul champ. Le sous-réseau est représenté par le nombre de bits de l'adresse hôte constituant l'adresse réseau (le « masque réseau »). Si le masque réseau est 32 et l'adresse de type IPv4, alors la valeur n'indique pas un sous-réseau, juste un hôte. En IPv6, la longueur de l'adresse est de 128 bits, si bien que 128 bits définissent une adresse réseau unique. Pour n'accepter que des adresses réseau, il est préférable d'utiliser le type `cidr` plutôt que le type `inet`.

Le format de saisie pour ce type est *`adresse/y`* où *`adresse`* est une adresse IPv4 ou IPv6 et *`y`* est le nombre de bits du masque réseau. Si *`y`* est omis, alors le masque vaut 32 pour IPv4 et 128 pour IPv6, et la valeur représente un hôte unique. À l'affichage, la portion *`/y`* est supprimée si le masque réseau indique un hôte unique.

8.9.2. `cidr`

Le type `cidr` stocke une définition de réseau IPv4 ou IPv6. La saisie et l'affichage suivent les conventions Classless Internet Domain Routing. Le format de saisie d'un réseau est *`address/y`* où *`address`* est le réseau représenté sous forme d'une adresse IPv4 ou IPv6 et *`y`* est le nombre de bits du masque réseau. Si *`y`* est omis, il calculé en utilisant les règles de l'ancien système de classes d'adresses, à ceci près qu'il est au moins assez grand pour inclure tous les octets saisis. Saisir une adresse réseau avec des bits positionnés à droite du masque indiqué est une erreur.

Tableau 8.22 présente quelques exemples.

Tableau 8.22. Exemples de saisie de types `cidr`

Saisie `cidr`	Affichage `cidr`	`abbrev(cidr)`
192.168.100.128/25	192.168.100.128/25	192.168.100.128/25
192.168/24	192.168.0.0/24	192.168.0/24
192.168/25	192.168.0.0/25	192.168.0.0/25
192.168.1	192.168.1.0/24	192.168.1/24
192.168	192.168.0.0/24	192.168.0/24
128.1	128.1.0.0/16	128.1/16
128	128.0.0.0/16	128.0/16
128.1.2	128.1.2.0/24	128.1.2/24
10.1.2	10.1.2.0/24	10.1.2/24

Saisie `cidr`	Affichage `cidr`	`abbrev(cidr)`
10.1	10.1.0.0/16	10.1/16
10	10.0.0.0/8	10/8
10.1.2.3/32	10.1.2.3/32	10.1.2.3/32
2001:4f8:3:ba::/64	2001:4f8:3:ba::/64	2001:4f8:3:ba::/64
2001:4f8:3:ba:2e0:81ff:fe22:d1f1/128	2001:4f8:3:ba:2e0:81ff:fe22:d1f1/128	2001:4f8:3:ba:2e0:81ff:fe22:d1f1
::ffff:1.2.3.0/120	::ffff:1.2.3.0/120	::ffff:1.2.3/120
::ffff:1.2.3.0/128	::ffff:1.2.3.0/128	::ffff:1.2.3.0/128

8.9.3. `inet` vs `cidr`

La différence principale entre les types de données `inet` et `cidr` réside dans le fait que `inet` accepte des valeurs avec des bits non nuls à droite du masque de réseau, alors que `cidr` ne l'accepte pas. Par exemple, `192.168.0.1/24` est valide pour `inet`, mais pas pour `cidr`.

> **Astuce**
>
> Les fonctions `host`, `text` et `abbrev` permettent de modifier le format d'affichage des valeurs `inet` et `cidr`.

8.9.4. `macaddr`

Le type `macaddr` stocke des adresses MAC, connues par exemple pour les adresses de cartes réseau Ethernet (mais les adresses MAC sont aussi utilisées dans d'autres cas). Les saisies sont acceptées dans les formats suivants :

```
'08:00:2b:01:02:03'
'08-00-2b-01-02-03'
'08002b:010203'
'08002b-010203'
'0800-2b01-0203'
'08002b010203'
```

Ces exemples indiquent tous la même adresse. Les majuscules et les minuscules sont acceptées pour les chiffres `a` à `f`. L'affichage se fait toujours selon le premier des formats ci-dessus.

Le standard IEEE 802-2001 spécifie la seconde forme affichée (avec les tirets) comme forme canonique pour les adresses MAC, et la première forme (avec les :) comme utilisé avec la notation à bits retournés, MSB en premier, ce qui donne l'équivalence 08-00-2b-01-02-03 = 01:00:D4:80:40:C0. Cette convention est largement ignorée aujourd'hui et n'a de sens que pour des protocoles réseau obsolètes (comme Token Ring). PostgreSQL ne tient pas compte des bits retournés ; tous les formats acceptés utilisent l'ordre canonique LSB.

Les cinq derniers formats ne font partie d'aucun standard.

8.9.5. `macaddr8`

Le type `macaddr8` stocke des adresses MAC au format EUI-64, connu par exemple pour les adresses de cartes réseau Ethernet (mais les adresses MAC sont aussi utilisées dans d'autres cas). Ce type accepte à la fois des adresses MAC d'une longueur de six et huit octets. Les adresses MAC fournies dans un format de six octets seront stockées dans un format de huit octets avec les quatrième et cinquième octets respectivement positionnés à FF et FE. Veuillez noter qu'IPv6 utilise un format

modifié de EUI-64 où le septième bit devrait être positionné à un après la conversion depuis EUI-48. La fonction `macaddr8_set7bit` est fournie pour réaliser ce changement. De manière générale, n'importe quelle valeur en entrée constituée de paires de chiffres au format hexadécimal (dans les limites d'un octet), systématiquement séparées ou non d'un de ces caractères `':'`, `'-'` ou `'.'` est acceptée. Le nombre de chiffres hexadécimaux doit être 16 (huit octets) ou 12 (six octets). Les espaces non significatifs présents avant ou après sont ignorés. Voici un ensemble d'exemples de formats acceptés en entrée :

```
'08:00:2b:01:02:03:04:05'
'08-00-2b-01-02-03-04-05'
'08002b:0102030405'
'08002b-0102030405'
'0800.2b01.0203.0405'
'0800-2b01-0203-0405'
'08002b01:02030405'
'08002b0102030405'
```

Ces exemples spécifient tous la même adresse. Les majuscules et les minuscules sont acceptées pour les caractères de `a` jusqu'à `f`. La sortie sera toujours au même format que le premier exemple. Les six derniers formats en entrée qui sont mentionnés au-dessus ne font partie d'aucun standard. Pour convertir une adresse MAC traditionnelle de 48 bits au format EUI-48 vers le format modifié EUI-64 pour pouvoir être incluse dans la partie hôte d'une adresse IPv6, utilisez `macaddr8_set7bit` comme ceci :

```
SELECT macaddr8_set7bit('08:00:2b:01:02:03');

    macaddr8_set7bit
-------------------------
 0a:00:2b:ff:fe:01:02:03
(1 row)
```

8.10. Type chaîne de bits

Les chaînes de bits sont des chaînes de 0 et de 1. Elles peuvent être utilisées pour stocker ou visualiser des masques de bits. Il y a deux types bits en SQL : `bit(`*n*`)` et `bit varying(`*n*`)`, avec *n* un entier positif.

Les données de type `bit` doivent avoir une longueur de *n* bits exactement. Essayer de lui affecter une chaîne de bits plus longue ou plus courte déclenche une erreur. Les données de type `bit varying` ont une longueur variable, d'au maximum *n* bits ; les chaînes plus longues sont rejetées. Écrire `bit` sans longueur est équivalent à `bit(1)`, alors que `bit varying` sans longueur indique une taille illimitée.

> **Note**
>
> Lors du transtypage explicite (cast) d'une chaîne de bits en champ de type `bit(`*n*`)`, la chaîne obtenue est complétée avec des zéros ou bien tronquée pour obtenir une taille de *n* bits exactement, sans que cela ne produise une erreur. De la même façon, si une chaîne de bits est explicitement transtypée en un champ de type `bit varying(`*n*`)`, elle est tronquée si sa longueur dépasse *n* bits.

Voir la Section 4.1.2.5 pour plus d'information sur la syntaxe des constantes en chaîne de bits. Les opérateurs logiques et les fonctions de manipulation de chaînes sont décrits dans la Section 9.6.

Exemple 8.3. Utiliser les types de chaînes de bits

```
CREATE TABLE test (a BIT(3), b BIT VARYING(5));
INSERT INTO test VALUES (B'101', B'00');
INSERT INTO test VALUES (B'10', B'101');

ERROR:  bit string length 2 does not match type bit(3)

INSERT INTO test VALUES (B'10'::bit(3), B'101');
SELECT * FROM test;

  a  |  b
-----+-----
 101 | 00
 100 | 101
```

Une valeur pour une chaîne de bits nécessite un octet pour chaque groupe de huit bits, plus cinq ou huit octets d'en-tête suivant la longueur de la chaîne (les valeurs longues peuvent être compressées ou déplacées, comme expliqué dans Section 8.3 pour les chaînes de caractères).

8.11. Types de recherche plein texte

PostgreSQL fournit deux types de données conçus pour supporter la recherche plein texte qui est l'activité de recherche via une collection de *documents* en langage naturel pour situer ceux qui correspondent le mieux à une *requête*. Le type `tsvector` représente un document dans une forme optimisée pour la recherche plein texte alors que le type `tsquery` représente de façon similaire une requête. Chapitre 12 fournit une explication détaillée de cette capacité et Section 9.13 résume les fonctions et opérateurs en relation.

8.11.1. `tsvector`

Une valeur `tsvector` est une liste triée de *lexemes* distincts, qui sont des mots qui ont été *normalisés* pour fusionner différentes variantes du même mot apparaissant (voir Chapitre 12 pour plus de détails). Trier et éliminer les duplicats se font automatiquement lors des entrées, comme indiqué dans cet exemple :

```
SELECT 'a fat cat sat on a mat and ate a fat rat'::tsvector;
                      tsvector
----------------------------------------------------
 'a' 'and' 'ate' 'cat' 'fat' 'mat' 'on' 'rat' 'sat'
```

Pour représenter des lexèmes contenant des espaces blancs ou des signes de ponctuation, entourez-les avec des guillemets simples :

```
SELECT $$the lexeme '    ' contains spaces$$::tsvector;
                 tsvector
-------------------------------------------
 '    ' 'contains' 'lexeme' 'spaces' 'the'
```

(Nous utilisons les valeurs littérales entre guillemets simples dans cet exemple et dans le prochain pour éviter une confusion en ayant à doubler les guillemets à l'intérieur des valeurs littérales.) Les guillemets imbriqués et les antislashs doivent être doublés :

```
SELECT $$the lexeme 'Joe''s' contains a quote$$::tsvector;
                    tsvector
-------------------------------------------------
 'Joe''s' 'a' 'contains' 'lexeme' 'quote' 'the'
```

En option, les *positions* peuvent être attachées aux lexèmes :

```
SELECT 'a:1 fat:2 cat:3 sat:4 on:5 a:6 mat:7 and:8 ate:9 a:10
 fat:11 rat:12'::tsvector;
                                    tsvector
-------------------------------------------------------------------------------
 'a':1,6,10 'and':8 'ate':9 'cat':3 'fat':2,11 'mat':7 'on':5
 'rat':12 'sat':4
```

Une position indique normalement l'emplacement du mot source dans le document. Les informations de position sont utilisables pour avoir un *score de proximité*. Les valeurs des positions peuvent aller de 1 à 16383 ; les grands nombres sont limités silencieusement à 16383. Les positions dupliquées du même lexème sont rejetées.

Les lexèmes qui ont des positions peuvent aussi avoir un label d'un certain *poids*. Les labels possibles sont `A`, `B`, `C` ou `D`. `D` est la valeur par défaut et n'est du coup pas affiché en sortie :

```
SELECT 'a:1A fat:2B,4C cat:5D'::tsvector;
          tsvector
----------------------------
 'a':1A 'cat':5 'fat':2B,4C
```

Les poids sont typiquement utilisés pour refléter la structure du document en marquant les mots du titre de façon différente des mots du corps. Les fonctions de score de la recherche plein texte peuvent assigner des priorités différentes aux marqueurs de poids différents.

Il est important de comprendre que le type `tsvector` lui-même ne réalise aucune normalisation de mots ; il suppose que les mots qui lui sont fournis sont normalisés correctement pour l'application. Par exemple,

```
SELECT 'The Fat Rats'::tsvector;
      tsvector
--------------------
 'Fat' 'Rats' 'The'
```

Pour la plupart des applications de recherche en anglais, les mots ci-dessus seraient considérés comme non normalisés, mais `tsvector` n'y prête pas attention. Le texte des documents bruts doit habituellement passer via `to_tsvector` pour normaliser les mots de façon appropriée pour la recherche :

```
SELECT to_tsvector('english', 'The Fat Rats');
   to_tsvector
-----------------
 'fat':2 'rat':3
```

De nouveau, voir Chapitre 12 pour plus de détails.

8.11.2. tsquery

Une valeur `tsquery` enregistre les lexèmes qui doivent être recherchés, et peut les combiner en utilisant les opérateurs booléens & (AND), | (OR) et ! (NOT), ainsi que l'opérateur de recherche de phrase `<->` (FOLLOWED BY). Il existe aussi une variante de l'opérateur FOLLOWED BY, `<N>`, où *N* est une constante entière indiquant la distance maximale entre les deux lexèmes recherchés. `<->` est équivalent à `<1>`.

Les parenthèses peuvent être utilisées pour forcer le regroupement des opérateurs. En l'absence de parenthèses, ! (NOT) est prioritaire, `<->` (FOLLOWED BY) suit, et enfin & (AND) et | (OR) sont les moins prioritaires.

Voici quelques exemples :

```
 SELECT 'fat & rat'::tsquery;
    tsquery
---------------
 'fat' & 'rat'

SELECT 'fat & (rat | cat)'::tsquery;
          tsquery
--------------------------
 'fat' & ( 'rat' | 'cat' )

SELECT 'fat & rat & ! cat'::tsquery;
        tsquery
------------------------
 'fat' & 'rat' & !'cat'
```

En option, les lexèmes dans une `tsquery` peuvent être labelisés avec une lettre de poids ou plus, ce qui les restreint à une correspondance avec les seuls lexèmes `tsvector` pour un de ces poids :

```
SELECT 'fat:ab & cat'::tsquery;
    tsquery
------------------
 'fat':AB & 'cat'
```

Par ailleurs, les lexèmes d'une `tsquery` peuvent être marqués avec * pour spécifier une correspondance de préfixe :

```
SELECT 'super:*'::tsquery;
  tsquery
-----------
 'super':*
```

Cette requête fera ressortir tout mot dans un `tsvector` qui commence par « super ».

Les règles de guillemets pour les lexèmes sont identiques à celles décrites ci-dessus pour les lexèmes de `tsvector` ; et, comme avec `tsvector`, toute normalisation requise des mots doit se faire avant de les placer dans le type `tsquery`. La fonction `to_tsquery` est convenable pour réaliser une telle normalisation :

```
SELECT to_tsquery('Fat:ab & Cats');
    to_tsquery
------------------
 'fat':AB & 'cat'
```

Notez que `to_tsquery` traitera les préfixes de la même façon que les autres mots, ce qui signifie que cette comparaison renvoie true :

```
SELECT to_tsvector( 'postgraduate' ) @@ to_tsquery( 'postgres:*' );
 ?column?
----------
 t
```

parce que `postgres` devient `postgr` :

```
SELECT to_tsvector( 'postgraduate' ), to_tsquery( 'postgres:*' );
  to_tsvector  | to_tsquery
---------------+------------
 'postgradu':1 | 'postgr':*
```

qui correspondra à la forme native de `postgraduate`.

8.12. Type UUID

Le type de données `uuid` stocke des identifiants universels uniques (UUID, acronyme de *Universally Unique Identifiers*) décrits dans les standards RFC 4122, ISO/IEC 9834-8:2005, et d'autres encore. (Certains systèmes font référence à ce type de données en tant qu'identifiant unique global (ou GUID).) Un identifiant de ce type est une quantité sur 128 bits générée par un algorithme adéquat qui a peu de chances d'être reproduit par quelqu'un d'autre utilisant le même algorithme. Du coup, pour les systèmes distribués, ces identifiants fournissent une meilleure garantie d'unicité que ce que pourrait fournir une séquence, dont la valeur est unique seulement au sein d'une base de données.

Un UUID est écrit comme une séquence de chiffres hexadécimaux en minuscule, répartis en différents groupes, séparés par un tiret. Plus précisément, il s'agit d'un groupe de huit chiffres suivis de trois groupes de quatre chiffres terminés par un groupe de douze chiffres, ce qui fait un total de 32 chiffres représentant les 128 bits. Voici un exemple d'UUID dans sa forme standard :

```
a0eebc99-9c0b-4ef8-bb6d-6bb9bd380a11
```

PostgreSQL accepte aussi d'autres formes en entrée : utilisation des majuscules, de crochets englobant le nombre, suppression d'une partie ou de tous les tirets, ajout d'un tiret après n'importe quel groupe de quatre chiffres. Voici quelques exemples :

```
A0EEBC99-9C0B-4EF8-BB6D-6BB9BD380A11
{a0eebc99-9c0b-4ef8-bb6d-6bb9bd380a11}
a0eebc999c0b4ef8bb6d6bb9bd380a11
a0ee-bc99-9c0b-4ef8-bb6d-6bb9-bd38-0a11
{a0eebc99-9c0b4ef8-bb6d6bb9-bd380a11}
```

L'affichage est toujours dans la forme standard.

Pour générer des UUID, le module uuid-ossp fournit des fonctions qui implémentent les algorithmes standards. Le module pgcrypto fournit également une fonction de génération d'UUID aléatoires. Sinon, les UUID peuvent être générés par des applications clientes ou par d'autres bibliothèques appelées par une fonction serveur.

8.13. Type XML

Le type de données `xml` est utilisé pour stocker des données au format XML. Son avantage sur un champ de type `text` est qu'il vérifie que les valeurs sont bien formées. De plus, il existe de nombreuses fonctions pour réaliser des opérations de vérification à partir de ce type ; voir la Section 9.14. L'utilisation de ce type de données requiert que l'étape de compilation ait utilisé l'option `--with-libxml`.

Le type `xml` peut stocker des « documents » bien formés, suivant la définition du standard XML, ainsi que des fragments de contenu (« content »), en référence au « nœud de document »[1] plus permissif des modèle de données XQuery et XPath. Cela signifie que les fragments de contenu peuvent avoir plus d'un élément racine ou nœud caractère. L'expression *`valeur`*`xml IS DOCUMENT` permet d'évaluer si une valeur `xml` particulière est un document complet ou seulement un fragment de contenu.

Les limites et notes de compatibilité pour le type de données `xml` sont disponibles dans Section D.3.

8.13.1. Créer des valeurs XML

Pour produire une valeur de type `xml` à partir d'une donnée de type caractère, utilisez la fonction `xmlparse` :

```
XMLPARSE ( { DOCUMENT | CONTENT } valeur)
```

Quelques exemples :

```
XMLPARSE (DOCUMENT '<?xml version="1.0"?><book><title>Manual</
title><chapter>...</chapter></book>')
XMLPARSE (CONTENT 'abc<foo>bar</foo><bar>foo</bar>')
```

Bien que cela soit la seule façon de convertir des chaînes de caractères en valeurs XML d'après le standard XML, voici des syntaxes spécifiques à PostgreSQL :

```
xml '<foo>bar</foo>'
'<foo>bar</foo>'::xml
```

Le type `xml` ne valide pas les valeurs en entrée par rapport à une déclaration de type de document (DTD), même quand la valeur en entrée indique une DTD. Il n'existe pas encore de support pour la validation avec d'autres langages de schéma XML, comme XML Schema.

L'opération inverse, produisant une chaîne de caractères à partir d'une valeur au type `xml`, utilise la fonction `xmlserialize`:

```
XMLSERIALIZE ( { DOCUMENT | CONTENT } value AS type )
```

`type` peut être `character`, `character varying` ou `text` (ou un alias de ces derniers). Encore une fois, d'après le standard SQL, c'est le seul moyen de convertir le type `xml` vers les types caractère, mais PostgreSQL autorise aussi la conversion simple de la valeur.

[1] https://www.w3.org/TR/2010/REC-xpath-datamodel-20101214/#DocumentNode

Lorsque les valeurs des chaînes de caractères sont converties vers ou à partir du type `xml` sans passer par `XMLPARSE` ou `XMLSERIALIZE`, respectivement, le choix de `DOCUMENT` ou de `CONTENT` est déterminé par un paramètre de configuration niveau session, « XML OPTION » , qui peut être configuré par la commande habituelle :

```
SET XML OPTION { DOCUMENT | CONTENT };
```

ou la syntaxe PostgreSQL :

```
SET xmloption TO { DOCUMENT | CONTENT };
```

La valeur par défaut est `CONTENT`, donc toutes les formes de données XML sont autorisées.

8.13.2. Gestion de l'encodage

Une grande attention doit prévaloir lors de la gestion de plusieurs encodages sur le client, le serveur ou dans les données XML qui passent entre eux. Lors de l'utilisation du mode texte pour passer les requêtes au serveur et pour renvoyer les résultats au client (qui se trouve dans le mode normal), PostgreSQL convertit toutes les données de type caractère passées entre le client et le serveur et vice-versa suivant l'encodage spécifique de la destination finale ; voir la Section 23.3. Cela inclut les représentations textuelles des valeurs XML, comme dans les exemples ci-dessus, ce qui signifie que les déclarations d'encodage contenues dans les données XML pourraient devenir invalides lorsque les données sont converties vers un autre encodage lors du transfert entre le client et le serveur, alors que la déclaration de l'encodage n'est pas modifiée. Pour s'en sortir, une déclaration d'encodage contenue dans une chaîne de caractères présentée en entrée du type `xml` est *ignorée*, et le contenu est toujours supposé être de l'encodage du serveur. En conséquence, pour un traitement correct, ces chaînes de caractères de données XML doivent être envoyées du client dans le bon encodage. C'est de la responsabilité du client de soit convertir le document avec le bon encodage client avant de l'envoyer au serveur, soit d'ajuster l'encodage client de façon appropriée. En sortie, les valeurs du type `xml` n'auront pas une déclaration d'encodage et les clients devront supposer que les données sont dans l'encodage du client.

Lors de l'utilisation du mode binaire pour le passage des paramètres de la requête au serveur et des résultats au client, aucune conversion de l'encodage n'est réalisée, donc la situation est différente. Dans ce cas, une déclaration d'encodage dans les données XML sera observée et, si elle est absente, les données seront supposées être en UTF-8 (comme requis par le standard XML ; notez que PostgreSQL ne supporte pas du tout UTF-16). En sortie, les données auront une déclaration d'encodage spécifiant l'encodage client, sauf si l'encodage client est UTF-8, auquel cas elle sera omise.

Le traitement des données XML avec PostgreSQL sera moins complexe et plus efficace si l'encodage des données, l'encodage client et l'encodage serveur sont identiques. Comme les données XML sont traitées en interne en UTF-8, les traitements seront plus efficaces si l'encodage serveur est aussi en UTF-8.

> **Attention**
>
> Certaines fonctions relatives à XML pourraient ne pas fonctionner du tout sur des données non ASCII quand l'encodage du serveur n'est pas UTF-8. C'est un problème connu pour `xmltable()` et `xpath()` en particulier.

8.13.3. Accéder aux valeurs XML

Le type de données `xml` est inhabituel dans le sens où il ne dispose pas d'opérateurs de comparaison. Ceci est dû au fait qu'il n'existe pas d'algorithme de comparaison bien défini et utile pour des données

XML. Une conséquence de ceci est que vous ne pouvez pas récupérer des lignes en comparant une colonne `xml` avec une valeur de recherche. Les valeurs XML doivent du coup être typiquement accompagnées par un champ clé séparé comme un identifiant. Une autre solution pour la comparaison de valeurs XML est de les convertir en des chaînes de caractères, mais notez que la comparaison de chaînes n'a que peu à voir avec une méthode de comparaison XML utile.

Comme il n'y a pas d'opérateurs de comparaison pour le type de données `xml`, il n'est pas possible de créer un index directement sur une colonne de ce type. Si une recherche rapide est souhaitée dans des données XML, il est toujours possible de convertir l'expression en une chaîne de caractères et d'indexer cette conversion. Il est aussi possible d'indexer une expression XPath. La vraie requête devra bien sûr être ajustée à une recherche sur l'expression indexée.

La fonctionnalité de recherche plein texte peut aussi être utilisée pour accélérer les recherches dans des données XML. Le support du prétraitement nécessaire n'est cependant pas disponible dans la distribution PostgreSQL.

8.14. Types JSON

Les types de données JSON sont faits pour stocker des données JSON (JavaScript Object Notation), comme spécifié dans la RFC 7159[2]. De telles données peuvent également être stockées comme `text` , mais les types de données JSON ont l'avantage d'assurer que chaque valeur stockée est valide d'après les règles JSON. Il y a également des fonctions et opérateurs spécifiques à JSON associés disponibles pour les données stockées dans ces types de données. Voir Section 9.15.

Il y a deux types de données JSON : `json` et `jsonb`. Ils acceptent *quasiment* des ensembles de valeurs identiques en entrée. La différence majeure réside dans l'efficacité. Le type de données `json` stocke une copie exacte du texte en entrée, que chaque fonction doit analyser à chaque exécution, alors que le type de données `jsonb` est stocké dans un format binaire décomposé qui rend l'insertion légèrement plus lente du fait du surcoût de la conversion, mais est significativement plus rapide pour traiter les données, puisqu'aucune analyse n'est nécessaire. `jsonb` gère également l'indexation, ce qui peut être un avantage significatif.

Puisque le type `json` stocke une copie exacte du texte en entrée, il conservera les espaces sémantiquement non significatifs entre les jetons, ainsi que l'ordre des clés au sein de l'objet JSON. De plus, si un objet JSON contient dans sa valeur la même clé plus d'une fois, toutes les paires clé/valeur sont conservées (les fonctions de traitement considèrent la dernière valeur comme celle significative). À l'inverse, `jsonb` ne conserve ni les espaces non significatifs, ni l'ordre des clés d'objet, ni ne conserve les clés d'objet dupliquées. Si des clés dupliquées sont présentées en entrée, seule la dernière valeur est conservée.

En général, la plupart des applications devraient préférer stocker les données JSON avec `jsonb`, à moins qu'il y ait des besoins spécifiques, comme la supposition légitime de l'ordre des clés d'objet.

PostgreSQL n'autorise qu'un seul encodage de caractères par base de données. Il n'est donc pas possible pour les types JSON de se conformer de manière rigoureuse à la spécification JSON, à moins que l'encodage de la base de données soit UTF8. Tenter d'inclure directement des caractères qui ne peuvent pas être représentés dans l'encodage de la base de données échouera ; inversement, des caractères qui peuvent être représentés dans l'encodage de la base de données, mais pas en UTF8, seront autorisés.

La RFC 7159 autorise les chaînes JSON à contenir des séquences Unicode échappées, indiquées avec `\u`*`XXXX`*. Dans la fonction d'entrée pour le type `json`, les échappements Unicode sont autorisés quel que soit l'encodage de la base de données, et sont vérifiés uniquement pour l'exactitude de la syntaxe (qui est quatre chiffres hexadécimaux précédés d'un `\u`). Toutefois, la fonction d'entrée pour `jsonb` est plus stricte : elle interdit les échappements Unicode pour les caractères autres que ASCII (ceux au-delà de `U+007F`) à moins que l'encodage de la base de données soit UTF8. Le type `jsonb` rejette aussi `\u0000` (parce qu'il ne peut pas être représenté avec le type `text` de PostgreSQL), et il insiste pour que chaque utilisation de paires de substitution Unicode désignant des caractères en dehors du

[2] https://tools.ietf.org/html/rfc7159

Unicode Basic Multilingual Plane soit correcte. Les échappements Unicode valides sont convertis en leur caractère ASCII ou UTF8 équivalent pour du stockage ; ceci inclut les « folding surrogate pairs » sur un seul caractère.

> **Note**
>
> De nombreuses fonctions de traitement JSON décrites dans Section 9.15 convertiront les échappements Unicode vers des caractères standards, et généreront donc le même type d'erreurs décrit juste avant si leur entrée est de type `json` et non `jsonb`. Le fait que la fonction d'entrée `json` ne fasse pas ces vérifications peut être considéré comme un artefact historique, bien qu'elle n'autorise pas un simple stockage (sans traitement) d'échappements Unicode JSON dans une base de données en encodage non UTF8. En général, il est préférable d'éviter de mélanger des échappements Unicode en JSON avec une base de données en encodage non UTF8 si possible.

Lors de la conversion de données texte JSON vers `jsonb`, les types primitifs décrits par la RFC 7159 sont transcrits efficacement vers des types PostgreSQL natifs, comme indiqué dans Tableau 8.23. Par conséquent, il y a quelques contraintes additionnelles mineures sur ce qui constitue des données `jsonb` valides qui ne s'appliquent ni au type `json`, ni à JSON en définitive, correspondant aux limites de ce qui peut être représenté par le type de données sous-jacent. Spécifiquement, `jsonb` rejettera les nombres qui sont en dehors de la portée du type de données `numeric` de PostgreSQL, alors que `json` les acceptera. De telles restrictions définies par l'implémentation sont permises par la RFC 7159. Cependant, en pratique, de tels problèmes ont beaucoup plus de chances de se produire dans d'autres implémentations, puisqu'il est habituel de représenter les types primitifs `number` JSON comme des nombres flottants à double précision (IEEE 754 double precision floating point), ce que la RFC 7159 anticipe explicitement et autorise. Lorsque JSON est utilisé comme format d'échange avec de tels systèmes, le risque de perte de précision pour les valeurs numériques comparées aux données stockées à l'origine par PostgreSQL devrait être considéré.

À l'inverse, comme indiqué dans le tableau, il y a quelques restrictions mineures sur le format d'entrée de types primitifs JSON qui ne s'appliquent pas aux types PostgreSQL correspondants.

Tableau 8.23. Types primitifs JSON et types PostgreSQL correspondants

Type primitif JSON	Type PostgreSQL	Notes
`string`	`text`	`\u0000` est interdit, tout comme les échappements Unicode non-ASCII si l'encodage de la base de données n'est pas UTF8
`number`	`numeric`	Les valeurs `NaN` et `infinity` sont interdites
`boolean`	`boolean`	Seules les versions en minuscule de `true` et `false` sont acceptées
`null`	(none)	`NULL` dans SQL est un concept différent

8.14.1. Syntaxe d'entrée et de sortie JSON

La syntaxe d'entrée/sortie pour les types de données JSON est identique à celle spécifiée dans la RFC 7159.

Les exemples suivants sont tous des expressions `json` (ou `jsonb`) valides :

```
-- Simple valeur scalaire/primitive
-- Les valeurs primitives peuvent être des nombres, chaînes entre
 guillemets, true, false ou null
SELECT '5'::json;

-- Tableau de zéro ou plus éléments (les éléments doivent être du
 même type)
SELECT '[1, 2, "foo", null]'::json;

-- Objets contenant des paires de clé et valeurs
-- À noter que les clés d'objets doivent toujours être des chaînes
 entre guillemets
SELECT '{"bar": "baz", "balance": 7.77, "active": false}'::json;

-- Tableaux et objets peuvent être imbriqués arbitrairement
SELECT '{"foo": [true, "bar"], "tags": {"a": 1, "b": null}}'::json;
```

Comme dit précédemment, quand une valeur JSON est renseignée puis affichée sans traitement additionnel, `json` renvoie le même texte qui était fourni en entrée, alors que `jsonb` ne préserve pas les détails sémantiquement non significatifs comme les espaces. Par exemple, il faut noter la différence ici :

```
SELECT '{"bar": "baz", "balance": 7.77, "active":false}'::json;
                      json
-------------------------------------------------
 {"bar": "baz", "balance": 7.77, "active":false}
(1 row)

SELECT '{"bar": "baz", "balance": 7.77, "active":false}'::jsonb;
                      jsonb
--------------------------------------------------
 {"bar": "baz", "active": false, "balance": 7.77}
(1 row)
```

un détail sémantiquement non significatif qu'il faut souligner est qu'avec `jsonb`, les nombres seront affichés en fonction du type `numeric` sous-jacent. En pratique, cela signifie que les nombres renseignés avec la notation `E` seront affichés sans. Par exemple :

```
SELECT '{"reading": 1.230e-5}'::json, '{"reading":
 1.230e-5}'::jsonb;
         json          |          jsonb
-----------------------+-------------------------
 {"reading": 1.230e-5} | {"reading": 0.00001230}
(1 row)
```

Toutefois, `jsonb` préservera les zéros en fin de partie fractionnaire, comme on peut le voir dans cet exemple, même si ceux-ci ne sont pas sémantiquement significatifs, pour des besoins tels que des tests d'égalité.

8.14.2. Concevoir des documents JSON efficacement

Représenter des données en JSON peut être considérablement plus flexible que le modèle de données relationnel traditionnel, qui est contraignant dans des environnements où les exigences sont souples.

Il est tout à fait possible que ces deux approches puissent coexister, et qu'elles soient complémentaires au sein de la même application. Toutefois, même pour les applications où on désire le maximum de flexibilité, il est toujours recommandé que les documents JSON aient une structure quelque peu fixée. La structure est typiquement non vérifiée (bien que vérifier des règles métier de manière déclarative soit possible), mais le fait d'avoir une structure prévisible rend plus facile l'écriture de requêtes qui résument utilement un ensemble de « documents » (datums) dans une table.

Les données JSON sont sujettes aux mêmes considérations de contrôle de concurrence que pour n'importe quel autre type de données quand elles sont stockées en table. Même si stocker de gros documents est prévisible, il faut garder à l'esprit que chaque mise à jour acquiert un verrou de niveau ligne sur toute la ligne. Il faut envisager de limiter les documents JSON à une taille gérable pour réduire les contentions sur verrou lors des transactions en mise à jour. Idéalement, les documents JSON devraient chacun représenter une donnée atomique, que les règles métiers imposent de ne pas pouvoir subdiviser en données plus petites qui pourraient être modifiées séparément.

8.14.3. Existence et inclusion `jsonb`

Tester l'*inclusion* est une capacité importante de `jsonb`. Il n'y a pas d'ensemble de fonctionnalités parallèles pour le type `json`. L'inclusion teste si un des documents `jsonb` est contenu dans un autre. Ces exemples renvoient vrai, sauf note explicite :

```
-- Simple valeur scalaire/primitive qui contient une seule valeur
 identique :
SELECT '"foo"'::jsonb @> '"foo"'::jsonb;

-- Le tableau de droite est contenu dans celui de gauche :
SELECT '[1, 2, 3]'::jsonb @> '[1, 3]'::jsonb;

-- L'ordre des éléments d'un tableau n'est pas significatif, donc
 ceci est tout
-- aussi vrai :
SELECT '[1, 2, 3]'::jsonb @> '[3, 1]'::jsonb;

-- Les éléments dupliqués d'un tableau n'ont pas plus
 d'importance :
SELECT '[1, 2, 3]'::jsonb @> '[1, 2, 2]'::jsonb;

-- L'objet avec une seule paire à droite est contenu
-- dans l'objet sur le côté gauche :
SELECT '{"product": "PostgreSQL", "version": 9.4,
 "jsonb":true}'::jsonb @> '{"version":9.4}'::jsonb;

-- Le tableau du côté droit n'est <emphasis>pas</emphasis>
 considéré comme contenu
-- dans le tableau du côté gauche, même si un tableau similaire est
 imbriqué dedans :
SELECT '[1, 2, [1, 3]]'::jsonb @> '[1, 3]'::jsonb;  -- renvoie faux

-- Mais avec une couche d'imbrication, il est contenu :
SELECT '[1, 2, [1, 3]]'::jsonb @> '[[1, 3]]'::jsonb;

-- De la même manière, l'inclusion n'est pas valable ici :
SELECT '{"foo": {"bar": "baz"}}'::jsonb @> '{"bar": "baz"}'::jsonb;
  -- renvoie faux

-- Une clé du niveau racine et un objet vide sont contenus :
SELECT '{"foo": {"bar": "baz"}}'::jsonb @> '{"foo": {}}'::jsonb;
```

Le principe général est que l'objet inclus doit correspondre à l'objet devant le contenir à la fois pour la structure et pour les données, peut-être après la suppression d'éléments de tableau ou d'objets paires clé/valeur ne correspondant pas à l'objet contenant. Mais rappelez-vous que l'ordre des éléments dans un tableau n'est pas significatif lors d'une recherche de contenance, et que les éléments dupliqués d'un tableau ne sont réellement considérés qu'une seule fois.

Comme exception qui confirme la règle que les structures doivent correspondre, un tableau peut inclure une valeur primitive :

```
-- Ce tableau inclut la valeur primitive chaîne :
SELECT '["foo", "bar"]'::jsonb @> '"bar"'::jsonb;

-- Cette exception n'est pas réciproque, la non-inclusion est
 rapportée ici :
SELECT '"bar"'::jsonb @> '["bar"]'::jsonb;  -- renvoie faux
```

`jsonb` a également un opérateur d'*existence*, qui est une variation sur le thème de l'inclusion : il teste si une chaîne (sous forme de valeur `text`) apparaît comme une clé d'objet ou un élément de tableau au niveau supérieur de la valeur `jsonb`. Ces exemples renvoient vrai; sauf note explicite :

```
-- La chaîne existe comme un élément de tableau :
SELECT '["foo", "bar", "baz"]'::jsonb ? 'bar';

-- La chaîne existe comme une clé d'objet :
SELECT '{"foo": "bar"}'::jsonb ? 'foo';

-- Les valeurs d'objets ne sont pas examinées :
SELECT '{"foo": "bar"}'::jsonb ? 'bar';  -- renvoie faux

-- Comme pour l'inclusion, l'existence doit correspondre au niveau
 supérieur :
SELECT '{"foo": {"bar": "baz"}}'::jsonb ? 'bar'; -- renvoie faux

-- Une chaîne est examinée pour l'existence si elle correspond à
 une primitive chaîne JSON :
SELECT '"foo"'::jsonb ? 'foo';
```

Les objets JSON sont plus adaptés que les tableaux pour tester l'inclusion ou l'existence quand il y a de nombreux éléments ou clés impliqués, car contrairement aux tableaux, ils sont optimisés de manière interne pour la recherche et n'ont pas besoin d'être parcourus linéairement.

Astuce

Comme les documents JSON sont imbriqués, une requête appropriée peut ignorer une sélection explicite de sous-objets. Par exemple, supposons que nous ayons une colonne `doc` contenant des objets au plus haut niveau, avec la plupart des objets contenant les champs `tags` qui contiennent eux-mêmes des tableaux de sous-objets. Cette requête trouve des entrées dans lesquelles les sous-objets contiennent à la fois `"term":"paris"` et `"term":"food"`, tout en ignorant ces clés en dehors du tableau `tags` :

```
SELECT doc->'site_name' FROM websites
  WHERE doc @> '{"tags":[{"term":"paris"}, {"term":"food"}]}';
```

Cela pourrait s'accomplir aussi ainsi :

```
SELECT doc->'site_name' FROM websites
  WHERE doc->'tags' @> '[{"term":"paris"}, {"term":"food"}]';
```

mais cette approche est moins flexible, et souvent bien moins efficace.

Mais l'opérateur JSON d'existence n'est pas imbriqué : il cherchera seulement pour la clé ou l'élément de tableau spécifié à la racine de la valeur JSON.

Les différents opérateurs d'inclusion d'existence, avec tous les autres opérateurs et fonctions JSON, sont documentés dans Section 9.15.

8.14.4. Indexation `jsonb`

Les index GIN peuvent être utilisés pour chercher efficacement des clés ou paires clé/valeur se trouvant parmi un grand nombre de documents (datums) `jsonb`. Deux « classes d'opérateurs » GIN sont fournies, offrant différents compromis entre performances et flexibilité.

La classe d'opérateur GIN par défaut pour `jsonb` supporte les requêtes avec des opérateurs de haut niveau clé-existe `?`, `?&` et des opérateurs `?|` et l'opérateur chemin/valeur-existe `@>`. (Pour des détails sur la sémantique que ces opérateurs implémentent, voir Tableau 9.44.) Un exemple de création d'index avec cette classe d'opérateurs est :

```
CREATE INDEX idxgin ON api USING GIN (jdoc);
```

La classe d'opérateurs GIN qui n'est pas par défaut `jsonb_path_ops` supporte l'indexation de l'opérateur `@>` seulement. Un exemple de création d'index avec cette classe d'opérateurs est :

```
CREATE INDEX idxginp ON api USING GIN (jdoc jsonb_path_ops);
```

En étudiant l'exemple d'une table qui stocke des documents JSON récupérés par un service web tiers, avec une définition de schéma documentée, un document typique serait :

```
{
    "guid": "9c36adc1-7fb5-4d5b-83b4-90356a46061a",
    "name": "Angela Barton",
    "is_active": true,
    "company": "Magnafone",
    "address": "178 Howard Place, Gulf, Washington, 702",
    "registered": "2009-11-07T08:53:22 +08:00",
    "latitude": 19.793713,
    "longitude": 86.513373,
    "tags": [
        "enim",
        "aliquip",
        "qui"
    ]
}
```

Ces documents sont stockés dans une table nommée `api`, dans une colonne de type `jsonb` nommée `jdoc`. Si un index GIN est créé sur cette colonne, des requêtes semblables à l'exemple suivant peuvent utiliser cet index :

```
-- Trouver les documents dans lesquels la clé "company" a pour
 valeur "Magnafone"
SELECT jdoc->'guid', jdoc->'name' FROM api WHERE jdoc @>
 '{"company": "Magnafone"}';
```

Toutefois, cet index ne pourrait pas être utilisé pour des requêtes comme dans l'exemple suivant, car bien que l'opérateur `?` soit indexable, il n'est pas appliqué directement sur la colonne indexée `jdoc` :

```
-- Trouver les documents dans lesquels la clé "tags" contient une
 clé ou un élément tableau "qui"
SELECT jdoc->'guid', jdoc->'name' FROM api WHERE jdoc -> 'tags' ?
 'qui';
```

Toutefois, avec l'utilisation appropriée d'index sur expression, la requête ci-dessus peut utiliser un index. Si le requêtage d'éléments particuliers de la clé `"tags"` est fréquent, définir un index comme ceci pourrait être particulièrement bénéfique :

```
-- À noter que l'opérateur "jsonb -> text" ne peut être appelé que
 sur un
-- objet JSON, donc la conséquence de créer cet index est que le
 premier niveau de
-- chaque valeur "jdoc" doit être un objet. Ceci est vérifié lors
 de chaque insertion.
CREATE INDEX idxgintags ON api USING GIN ((jdoc -> 'tags'));
```

Dorénavant, la clause `WHERE jdoc -> 'tags' ? 'qui'` sera reconnue comme une application de l'opérateur indexable `?` pour l'expression indexée `jdoc -> 'tags'`. (Plus d'informations sur les index sur expression peuvent être trouvées dans Section 11.7.)

Une autre approche pour le requêtage et l'exploitation de l'inclusion, par exemple :

```
-- Trouver les documents dans lesquels la clé "tags" inclut
 l'élément tableau "qui"
SELECT jdoc->'guid', jdoc->'name' FROM api WHERE jdoc @> '{"tags":
 ["qui"]}';
```

Un simple index GIN sur la colonne `jdoc` peut répondre à cette requête. Mais il faut noter qu'un tel index stockera des copies de chaque clé et chaque valeur de la colonne `jdoc`, alors que l'index sur expression de l'exemple précédent ne stockera que les données trouvées pour la clé `tags`. Alors que l'approche d'index simple est bien plus souple (puisqu'elle supporte les requêtes sur n'importe quelle clé), les index sur des expressions ciblées ont bien plus de chances d'être plus petits et plus rapides pour la recherche qu'un simple index.

Bien que la classe d'opérateur `jsonb_path_ops` ne supporte que les requêtes avec l'opérateur `@>`, elle a des avantages de performances notables par rapport à la classe d'opérateur par défaut `jsonb_ops`. Un index `jsonb_path_ops` est généralement bien plus petit qu'un index `jsonb_ops` pour les mêmes données, et la spécificité de la recherche est meilleure, particulièrement quand les requêtes contiennent des clés qui apparaissent fréquemment dans les données. Par

conséquent, les opérations de recherche sont généralement plus performantes qu'avec la classe d'opérateur par défaut.

La différence technique entre des index GIN `jsonb_ops` et `jsonb_path_ops` est que le premier crée des éléments d'index indépendants pour chaque clé et valeur dans les données, alors que le second crée des éléments d'index uniquement pour chaque valeur dans les données. [3] Fondamentalement, chaque élément d'index `jsonb_path_ops` est un hachage de la valeur et de la ou des clés y menant ; par exemple pour indexer `{"foo": {"bar": "baz"}}`, un seul élément dans l'index sera créé, incorporant les trois `foo`, `bar` et `baz` dans une valeur hachée. Ainsi, une requête d'inclusion cherchant cette structure résulterait en une recherche d'index extrêmement spécifique, mais il n'y a pas d'autre moyen de savoir si `foo` apparaît en tant que clé. D'un autre côté, un index `jsonb_ops` créerait trois éléments d'index représentant `foo`, `bar` et `baz` séparément ; ainsi, pour faire la requête d'inclusion, il faudrait rechercher les lignes contenant chacun des trois éléments. Bien que les index GIN puissent effectuer de telles recherches et de manière tout à fait efficace, cela sera toujours moins spécifique et plus lent que la recherche équivalente `jsonb_path_ops`, surtout s'il y a un très grand nombre de lignes contenant n'importe lequel des trois éléments d'index.

Un désavantage de l'approche `jsonb_path_ops` est qu'elle ne produit d'entrées d'index que pour les structures JSON ne contenant aucune valeur, comme `{"a": {}}`. Si une recherche pour des documents contenant une telle structure est demandée, elle nécessitera un parcours de la totalité de l'index, ce qui peut être assez long. `jsonb_path_ops` est donc mal adapté pour des applications qui effectuent souvent de telles recherches.

`jsonb` supporte également les index `btree` et `hash`. Ceux-ci ne sont généralement utiles que s'il est important de vérifier l'égalité de documents JSON entiers. Le tri `btree` pour des données `jsonb` est rarement d'un grand intérêt, mais afin d'être exhaustif, il est :

```
Objet > Tableau > Booléen > Nombre > Chaîne > Null

Objet avec n paires > objet avec n - 1 paires

Tableau avec n éléments > tableau avec n - 1 éléments
```

Les objets avec le même nombre de paires sont comparés dans cet ordre :

```
clé-1, valeur-1, clé-2 ...
```

À noter que les clés d'objet sont comparées dans leur ordre de stockage ; en particulier, puisque les clés les plus courtes sont stockées avant les clés les plus longues, cela peut amener à des résultats contre-intuitifs, tels que :

```
{ "aa": 1, "c": 1} > {"b": 1, "d": 1}
```

De la même manière, les tableaux avec le même nombre d'éléments sont comparés dans l'ordre :

```
élément-1, élément-2 ...
```

Les valeurs JSON primitives sont comparées en utilisant les mêmes règles de comparaison que pour les types de données PostgreSQL sous-jacents. Les chaînes sont comparées en utilisant la collation par défaut de la base de données.

[3] Dans ce contexte, le terme « valeur » inclut les éléments de tableau, bien que la terminologie JSON considère parfois que les éléments de tableaux soient distincts des valeurs dans les objets.

8.14.5. Transformations

Des extensions supplémentaires sont disponibles pour implémenter des transformations pour le type `jsonb` pour différents langages de procédure stockée.

Les extensions pour PL/Perl sont appelées `jsonb_plperl` et `jsonb_plperlu`. Si vous les utilisez, les valeurs `jsonb` sont transformées en tableaux, hachages et scalaires Perl, suivant le cas.

Les extensions pour PL/Python sont appelées `jsonb_plpythonu`, `jsonb_plpython2u` et `jsonb_plpython3u` (voir Section 46.1 pour la convention de nommage PL/Python). Si vous les utilisez, les valeurs `jsonb` sont transformées en dictionnaires, listes et scalaires Python, suivant le cas.

8.15. Tableaux

PostgreSQL permet de définir des colonnes de table comme des tableaux multidimensionnels de longueur variable. Il est possible de créer des tableaux de n'importe quel type utilisateur : de base, énuméré, composé, intervalle, domaine.

8.15.1. Déclaration des types tableaux

La création de la table suivante permet d'illustrer l'utilisation des types tableaux :

```
CREATE TABLE sal_emp (
    nom              text,
    paye_par_semaine integer[],
    planning         text[][]
);
```

Comme indiqué ci-dessus, un type de données tableau est nommé en ajoutant des crochets (`[]`) au type de données des éléments du tableau. La commande ci-dessus crée une table nommée `sal_emp` avec une colonne de type `text` (`nom`), un tableau à une dimension de type `integer` (`paye_par_semaine`), représentant le salaire d'un employé par semaine et un tableau à deux dimensions de type `text` (`planning`), représentant le planning hebdomadaire de l'employé.

La syntaxe de `CREATE TABLE` permet de préciser la taille exacte des tableaux, par exemple :

```
CREATE TABLE tictactoe (
    carres   integer[3][3]
);
```

Néanmoins, l'implantation actuelle ignore toute limite fournie pour la taille du tableau, c'est-à-dire que le comportement est identique à celui des tableaux dont la longueur n'est pas précisée.

De plus, l'implantation actuelle n'oblige pas non plus à déclarer le nombre de dimensions. Les tableaux d'un type d'élément particulier sont tous considérés comme étant du même type, quels que soient leur taille ou le nombre de dimensions. Déclarer la taille du tableau ou le nombre de dimensions dans `CREATE TABLE` n'a qu'un but documentaire. Le comportement de l'application n'en est pas affecté.

Une autre syntaxe, conforme au standard SQL via l'utilisation du mot-clé `ARRAY`, peut être employée pour les tableaux à une dimension. `paye_par_semaine` peut être défini ainsi :

```
paye_par_semaine  integer ARRAY[4],
```

ou si aucune taille du tableau n'est spécifiée :

```
    paye_par_semaine  integer ARRAY,
```

Néanmoins, comme indiqué précédemment, PostgreSQL n'impose aucune restriction sur la taille dans tous les cas.

8.15.2. Saisie de valeurs de type tableau

Pour écrire une valeur de type tableau comme une constante littérale, on encadre les valeurs des éléments par des accolades et on les sépare par des virgules (ce n'est pas différent de la syntaxe C utilisée pour initialiser les structures). Des guillemets doubles peuvent être positionnés autour des valeurs des éléments. C'est d'ailleurs obligatoire si elles contiennent des virgules ou des accolades (plus de détails ci-dessous). Le format général d'une constante de type tableau est donc le suivant :

```
'{ val1 delim val2 delim ... }'
```

où *delim* est le caractère de délimitation pour ce type, tel qu'il est enregistré dans son entrée pg_type. Parmi les types de données standards fournis par la distribution PostgreSQL, tous utilisent une virgule (,), sauf pour le type box qui utilise un point-virgule (;). Chaque *val* est soit une constante du type des éléments du tableau soit un sous-tableau.

Exemple de constante tableau :

```
'{{1,2,3},{4,5,6},{7,8,9}}'
```

Cette constante a deux dimensions, un tableau 3 par 3 consistant en trois sous-tableaux d'entiers.

Pour initialiser un élément d'un tableau à NULL, on écrit NULL pour la valeur de cet élément. (Toute variante majuscule et/ou minuscule de NULL est acceptée.) Si « NULL » doit être utilisé comme valeur de chaîne, on place des guillemets doubles autour.

Ces types de constantes tableau sont en fait un cas particulier des constantes de type générique abordées dans la Section 4.1.2.7. La constante est traitée initialement comme une chaîne et passée à la routine de conversion d'entrées de tableau. Une spécification explicite du type peut être nécessaire.

Quelques instructions INSERT :

```
INSERT INTO sal_emp
    VALUES ('Bill',
    '{10000, 10000, 10000, 10000}',
    '{{"rendez-vous", "repas"}, {"entrainement",
 "présentation"}}');

INSERT INTO sal_emp
    VALUES ('Carol',
    '{20000, 25000, 25000, 25000}',
    '{{"petit-déjeuner", "consultation"}, {"rendez-vous",
 "repas"}}');
```

Le résultat des deux insertions précédentes ressemble à :

```
SELECT * FROM sal_emp;
 nom   |      paye_par_semaine     |      planning
-------+---------------------------+--------------------
Bill   | {10000,10000,10000,10000} | {{rendez-vous,repas},
{entrainement,présentation}}
Carol  | {20000,25000,25000,25000} | {{petit-
déjeuner,consultation},{rendez-vous,repas}}
(2 rows)
```

Les tableaux multidimensionnels doivent avoir des échelles correspondantes pour chaque dimension. Une différence cause la levée d'une erreur. Par exemple :

```
INSERT INTO sal_emp
    VALUES ('Bill',
    '{10000, 10000, 10000, 10000}',
    '{{"rendez-vous", "repas"}, {"rendez-vous"}}');
ERROR:  multidimensional arrays must have array expressions with
 matching dimensions
```

La syntaxe du constructeur ARRAY peut aussi être utilisée :

```
INSERT INTO sal_emp
    VALUES ('Bill',
    ARRAY[10000, 10000, 10000, 10000],
    ARRAY[['rendez-vous', 'repas'],
 ['entrainement','présentation']]);

INSERT INTO sal_emp
    VALUES ('Carol',
    ARRAY[20000, 25000, 25000, 25000],
    ARRAY[['petit-déjeuner', 'consultation'], ['rendez-vous',
 'repas']]);
```

Les éléments du tableau sont des constantes SQL ordinaires ou des expressions ; par exemple, les chaînes de caractères littérales sont encadrées par des guillemets simples au lieu de guillemets doubles comme cela est le cas dans un tableau littéral. La syntaxe du constructeur ARRAY est discutée plus en profondeur dans la Section 4.2.12.

8.15.3. Accès aux tableaux

Quelques requêtes lancées sur la table permettent d'éclairer le propos précédent. Tout d'abord, l'accès à un seul élément du tableau. Cette requête retrouve le nom des employés dont la paye a changé au cours de la deuxième semaine :

```
SELECT nom FROM sal_emp WHERE paye_par_semaine[1] <>
 paye_par_semaine[2];

 nom
-------
 Carol
(1 row)
```

Les indices du tableau sont écrits entre crochets. Par défaut, PostgreSQL utilise la convention des indices commençant à 1 pour les tableaux, c'est-à-dire un tableau à *n* éléments commence avec `array[1]` et finit avec `array[`*n*`]`.

Récupérer la paye de la troisième semaine de tous les employés :

```
SELECT paye_par_semaine[3] FROM sal_emp;

 paye_par_semaine
------------------
          10000
          25000
(2 rows)
```

Il est également possible d'accéder à des parties rectangulaires arbitraires ou à des sous-tableaux. Une partie de tableau est indiquée par l'écriture *`extrémité basse`*`:`*`extrémité haute`* sur n'importe quelle dimension. Ainsi, la requête suivante retourne le premier élément du planning de Bill pour les deux premiers jours de la semaine :

```
SELECT planning[1:2][1:1] FROM sal_emp WHERE nom = 'Bill';

      planning
--------------------
 {{rendez-vous},{entrainement}}
(1 row)
```

Si l'une des dimensions est écrite comme une partie, c'est-à-dire si elle contient le caractère deux-points, alors toutes les dimensions sont traitées comme des parties. Toute dimension qui n'a qu'un numéro (pas de deux-points), est traitée comme allant de 1 au nombre indiqué. Par exemple, `[2]` est traitée comme `[1:2]`, comme le montre cet exemple :

```
SELECT planning[1:2][2] FROM sal_emp WHERE nom = 'Bill';

         planning
--------------------------
 {{rendez-vous,repas},{entrainement,présentation}}
(1 row)
```

Pour éviter la confusion avec le cas sans indice, il est préférable d'utiliser la syntaxe avec indice pour toutes les dimensions, c'est-à-dire `[1:2][1:1]` et non pas `[2][1:1]`.

Il est possible d'omettre la *`limite basse`* et/ou la *`limite haute`* dans les indices. La limite manquante est remplacée par la limite basse ou haute des dimensions du tableau. Par exemple :

```
SELECT planning[:2][2:] FROM sal_emp WHERE nom = 'Bill';

        planning
------------------------
 {{lunch},{presentation}}
(1 row)

SELECT planning[:][1:1] FROM sal_emp WHERE nom = 'Bill';

        schedule
-----------------------
 {{meeting},{training}}
(1 row)
```

Une expression indicée de tableau retourne NULL si le tableau ou une des expressions est NULL. De plus, NULL est renvoyé si un indice se trouve en dehors de la plage du tableau (ce cas n'amène pas d'erreur). Par exemple, si `planning` a les dimensions `[1:3][1:2]`, faire référence à `planning[3][3]` donne un résultat NULL. De la même façon, une référence sur un tableau avec une valeur d'indices incorrecte retourne une valeur NULL plutôt qu'une erreur.

Une expression de découpage d'un tableau est aussi NULL si, soit le tableau, soit une des expressions indicées est NULL. Néanmoins, dans certains cas particuliers comme la sélection d'une partie d'un tableau complètement en dehors de la plage de ce dernier, l'expression de cette partie est un tableau vide (zéro dimension) et non pas un tableau NULL. (Ceci ne correspond pas au comportement sans indice, et est fait pour des raisons historiques.) Si la partie demandée surcharge partiellement les limites du tableau, alors elle est réduite silencieusement à la partie surchargée au lieu de renvoyer NULL.

Les dimensions actuelles de toute valeur de type tableau sont disponibles avec la fonction `array_dims` :

```
SELECT array_dims(planning) FROM sal_emp WHERE nom = 'Carol';

 array_dims
```

```
------------
 [1:2][1:2]
(1 row)
```

`array_dims` donne un résultat de type `text`, ce qui est pratique à lire, mais peut s'avérer plus difficile à interpréter par les programmes. Les dimensions sont aussi récupérables avec `array_upper` et `array_lower`, qui renvoient respectivement la limite haute et la limite basse du tableau précisé :

```
SELECT array_upper(planning, 1) FROM sal_emp WHERE nom = 'Carol';

 array_upper
-------------
           2
(1 row)
```

`array_length` renverra la longueur de la dimension indiquée pour le tableau :

```
SELECT array_length(planning, 1) FROM sal_emp WHERE nom = 'Carol';

 array_length
--------------
            2
(1 row)
```

`cardinality` renvoie le nombre total d'éléments d'un tableau sur toutes ses dimensions. Autrement dit, c'est le nombre de lignes que renverrait un appel à la fonction `unnest` :

```
SELECT cardinality(planning) FROM sal_emp WHERE nom = 'Carol';

 cardinality
-------------
           4
(1 row)
```

8.15.4. Modification de tableaux

La valeur d'un tableau peut être complètement remplacée :

```
UPDATE sal_emp SET paye_par_semaine = '{25000,25000,27000,27000}'
    WHERE nom = 'Carol';
```

ou en utilisant la syntaxe de l'expression ARRAY :

```
UPDATE sal_emp SET paye_par_semaine =
 ARRAY[25000,25000,27000,27000]
    WHERE nom = 'Carol';
```

On peut aussi mettre à jour un seul élément d'un tableau :

```
UPDATE sal_emp SET paye_par_semaine[4] = 15000
    WHERE nom = 'Bill';
```

ou faire une mise à jour par tranche :

```
UPDATE sal_emp SET paye_par_semaine[1:2] = '{27000,27000}'
```

```
    WHERE nom = 'Carol';
```

Les syntaxes des indices avec la *limite basse* et/ou la limite *upper-bound* omise peuvent aussi être utilisées lors de la mise à jour d'une valeur d'un tableau qui est différent de NULL ou à plus de zéro dimension (sinon, il n'existe pas de limite à substituer).

Un tableau peut être agrandi en y stockant des éléments qui n'y sont pas déjà présents. Toute position entre ceux déjà présents et les nouveaux éléments est remplie avec la valeur NULL. Par exemple, si le tableau `mon_tableau` a actuellement quatre éléments, il en aura six après une mise à jour qui affecte `mon_tableau[6]`, car `mon_tableau[5]` est alors rempli avec une valeur NULL. Actuellement, l'agrandissement de cette façon n'est autorisé que pour les tableaux à une dimension, pas pour les tableaux multidimensionnels.

L'affectation par parties d'un tableau permet la création de tableaux dont l'indice de départ n'est pas 1. On peut ainsi affecter, par exemple, `mon_tableau[-2:7]` pour créer un tableau avec des valeurs d'indices allant de -2 à 7.

Les valeurs de nouveaux tableaux peuvent aussi être construites en utilisant l'opérateur de concaténation, `||` :

```
SELECT ARRAY[1,2] || ARRAY[3,4];
   ?column?
---------------
 {1,2,3,4}
(1 row)

SELECT ARRAY[5,6] || ARRAY[[1,2],[3,4]];
      ?column?
---------------------
 {{5,6},{1,2},{3,4}}
(1 row)
```

L'opérateur de concaténation autorise un élément à être placé au début ou à la fin d'un tableau à une dimension. Il accepte aussi deux tableaux à *N* dimensions, ou un tableau à *N* dimensions et un à *N +1* dimensions.

Quand un élément seul est poussé soit au début soit à la fin d'un tableau à une dimension, le résultat est un tableau avec le même indice bas que l'opérande du tableau. Par exemple :

```
SELECT array_dims(1 || '[0:1]={2,3}'::int[]);
 array_dims
------------
 [0:2]
(1 row)

SELECT array_dims(ARRAY[1,2] || 3);
 array_dims
------------
 [1:3]
(1 row)
```

Lorsque deux tableaux ayant un même nombre de dimensions sont concaténés, le résultat conserve la limite inférieure de l'opérande gauche. Le résultat est un tableau comprenant chaque élément de l'opérande gauche suivi de chaque élément de l'opérande droit. Par exemple :

```
SELECT array_dims(ARRAY[1,2] || ARRAY[3,4,5]);
 array_dims
------------
 [1:5]
(1 row)
```

```
SELECT array_dims(ARRAY[[1,2],[3,4]] || ARRAY[[5,6],[7,8],[9,0]]);
 array_dims
------------
 [1:5][1:2]
(1 row)
```

Lorsqu'un tableau à *N* dimensions est placé au début ou à la fin d'un tableau à *N+1* dimensions, le résultat est analogue au cas ci-dessus. Chaque sous-tableau de dimension *N* est en quelque sorte un élément de la dimension externe d'un tableau à *N+1* dimensions. Par exemple :

```
SELECT array_dims(ARRAY[1,2] || ARRAY[[3,4],[5,6]]);
 array_dims
------------
 [1:3][1:2]
(1 row)
```

Un tableau peut aussi être construit en utilisant les fonctions `array_prepend`, `array_append` ou `array_cat`. Les deux premières ne supportent que les tableaux à une dimension alors que `array_cat` supporte les tableaux multidimensionnels. Quelques exemples :

```
SELECT array_prepend(1, ARRAY[2,3]);
 array_prepend
---------------
 {1,2,3}
(1 row)

SELECT array_append(ARRAY[1,2], 3);
 array_append
--------------
 {1,2,3}
(1 row)

SELECT array_cat(ARRAY[1,2], ARRAY[3,4]);
   array_cat
---------------
 {1,2,3,4}
(1 row)

SELECT array_cat(ARRAY[[1,2],[3,4]], ARRAY[5,6]);
      array_cat
---------------------
 {{1,2},{3,4},{5,6}}
(1 row)

SELECT array_cat(ARRAY[5,6], ARRAY[[1,2],[3,4]]);
      array_cat
---------------------
 {{5,6},{1,2},{3,4}}
```

Dans les cas simples, l'opération de concaténation discutée ci-dessus est préférée à l'utilisation directe de ces fonctions. Néanmoins, comme l'opérateur de concaténation est surchargé pour servir les trois cas, certaines utilisations peuvent bénéficier de l'utilisation d'une fonction pour éviter toute ambiguïté. Par exemple :

```
SELECT ARRAY[1, 2] || '{3, 4}';  -- le littéral non typé est pris
 pour un tableau
 ?column?
```

```
-----------
 {1,2,3,4}

SELECT ARRAY[1, 2] || '7';                  -- idem pour celui-ci
ERROR:  malformed array literal: "7"

SELECT ARRAY[1, 2] || NULL;                 -- pareil pour un NULL
 ?column?
----------
 {1,2}
(1 row)

SELECT array_append(ARRAY[1, 2], NULL);     -- ceci peut être voulu
 array_append
--------------
 {1,2,NULL}
```

Dans l'exemple ci-dessus, l'analyseur voit un tableau d'entiers d'un côté de l'opérateur de concaténation et une constante de type indéterminé de l'autre. L'heuristique utilisée pour résoudre le type de la constante revient à assumer qu'elle est de même type que l'autre entrée de l'opérateur -- dans ce cas, un tableau d'entiers. Donc, l'opérateur de concaténation est supposé représenter `array_cat`, et non pas `array_append`. Quand le choix est erroné, cela peut se corriger en convertissant la constante dans le type de données d'un élément du tableau. L'utilisation de la fonction `array_append` peut être préférable.

8.15.5. Recherche dans les tableaux

Pour rechercher une valeur dans un tableau, il faut vérifier chaque valeur dans le tableau. Ceci peut se faire à la main lorsque la taille du tableau est connue. Par exemple :

```
SELECT * FROM sal_emp WHERE paye_par_semaine[1] = 10000 OR
                            paye_par_semaine[2] = 10000 OR
                            paye_par_semaine[3] = 10000 OR
                            paye_par_semaine[4] = 10000;
```

Ceci devient toutefois rapidement fastidieux pour les gros tableaux et n'est pas très utile si la taille du tableau n'est pas connue. Une autre méthode est décrite dans la Section 9.23. La requête ci-dessus est remplaçable par :

```
SELECT * FROM sal_emp WHERE 10000 = ANY (paye_par_semaine);
```

De la même façon, on trouve les lignes où le tableau n'a que des valeurs égales à 10000 avec :

```
SELECT * FROM sal_emp WHERE 10000 = ALL (paye_par_semaine);
```

Sinon, la fonction `generate_subscripts` peut être utilisée. Par exemple :

```
SELECT * FROM
   (SELECT paye_par_semaine,
           generate_subscripts(paye_par_semaine, 1) AS s
      FROM sal_emp) AS foo
 WHERE paye_par_semaine[s] = 10000;
```

Cette fonction est décrite dans Tableau 9.59.

Vous pouvez aussi chercher dans un tableau en utilisant l'opérateur &&, qui vérifie si l'opérande gauche a des éléments communs avec l'opérande droit. Par exemple :

```
SELECT * FROM sal_emp WHERE paye_par_semaine && ARRAY[10000];
```

Les opérateurs sur les tableaux sont décrits plus en profondeur dans Section 9.18. Leurs performances peuvent profiter d'un index approprié, comme décrit dans Section 11.2.

Vous pouvez aussi rechercher des valeurs spécifiques dans un tableau en utilisant les fonctions `array_position` et `array_positions`. La première renvoie l'indice de la première occurrence d'une valeur dans un tableau. La seconde renvoie un tableau avec les indices de toutes les occurrences de la valeur dans le tableau. Par exemple :

```
SELECT
 array_position(ARRAY['sun','mon','tue','wed','thu','fri','sat'],
 'mon');
 array_positions
-----------------
 2

SELECT array_positions(ARRAY[1, 4, 3, 1, 3, 4, 2, 1], 1);
 array_positions
-----------------
 {1,4,8}
```

> **Astuce**
>
> Les tableaux ne sont pas des ensembles ; rechercher des éléments spécifiques dans un tableau peut être un signe d'une mauvaise conception de la base de données. On utilise plutôt une table séparée avec une ligne pour chaque élément faisant partie du tableau. Cela simplifie la recherche et fonctionne mieux dans le cas d'un grand nombre d'éléments.

8.15.6. Syntaxe d'entrée et de sortie des tableaux

La représentation externe du type texte d'une valeur de type tableau consiste en des éléments interprétés suivant les règles de conversion d'entrées/sorties pour le type de l'élément du tableau, plus des décorations indiquant la structure du tableau. L'affichage est constitué d'accolades (`{` et `}`) autour des valeurs du tableau et de caractères de délimitation entre éléments adjacents. Le caractère délimiteur est habituellement une virgule (`,`) mais peut différer : il est déterminé par le paramètre `typdelim` du type de l'élément tableau. Parmi les types de données standards supportés par l'implantation de PostgreSQL, seul le type `box` utilise un point-virgule (`;`), tous les autres utilisant la virgule. Dans un tableau multidimensionnel, chaque dimension (row, plane, cube, etc.) utilise son propre niveau d'accolades et les délimiteurs doivent être utilisés entre des entités adjacentes au sein d'accolades de même niveau.

La routine de sortie du tableau place des guillemets doubles autour des valeurs des éléments si ce sont des chaînes vides, si elles contiennent des accolades, des caractères délimiteurs, des guillemets doubles, des antislashs ou des espaces ou si elles correspondent à `NULL`. Les guillemets doubles et les antislashs intégrés aux valeurs des éléments sont échappés à l'aide d'un antislash. Pour les types de données numériques, on peut supposer sans risque que les doubles guillemets n'apparaissent jamais, mais pour les types de données texte, il faut être préparé à gérer la présence et l'absence de guillemets.

Par défaut, la valeur de la limite basse d'un tableau est initialisée à 1. Pour représenter des tableaux avec des limites basses différentes, les indices du tableau doivent être indiqués explicitement avant d'écrire le contenu du tableau. Cet affichage est constitué de crochets (`[]`) autour de chaque limite basse et haute d'une dimension avec un délimiteur deux-points (`:`) entre les deux. L'affichage des dimensions du tableau est suivi par un signe d'égalité (`=`). Par exemple :

```
SELECT f1[1][-2][3] AS e1, f1[1][-1][5] AS e2
 FROM (SELECT '[1:1][-2:-1][3:5]={{{1,2,3},{4,5,6}}}'::int[] AS f1)
 AS ss;

 e1 | e2
----+----
  1 |  6
(1 row)
```

La routine de sortie du tableau inclut les dimensions explicites dans le résultat uniquement lorsqu'au moins une limite basse est différente de 1.

Si la valeur écrite pour un élément est `NULL` (toute variante), l'élément est considéré NULL. La présence de guillemets ou d'antislashs désactive ce fonctionnement et autorise la saisie de la valeur littérale de la chaîne « NULL ». De plus, pour une compatibilité ascendante avec les versions antérieures à la version 8.2 de PostgreSQL, le paramètre de configuration array_nulls doit être désactivé (`off`) pour supprimer la reconnaissance de `NULL` comme un NULL.

Comme indiqué précédemment, lors de l'écriture d'une valeur de tableau, des guillemets doubles peuvent être utilisés autour de chaque élément individuel du tableau. Il *faut* le faire si leur absence autour d'un élément induit en erreur l'analyseur de tableau. Par exemple, les éléments contenant des crochets, virgules (ou tout type de données pour le caractère délimiteur correspondant), guillemets doubles, antislashs ou espace (en début comme en fin) doivent avoir des guillemets doubles. Les chaînes vides et les chaînes `NULL` doivent aussi être entre guillemets. Pour placer un guillemet double ou un antislash dans une valeur d'élément d'un tableau, faites le précéder d'un antislash. Alternativement, il est possible de se passer de guillemets et d'utiliser l'échappement par antislash pour protéger tous les caractères de données qui seraient autrement interprétés en tant que caractères de syntaxe de tableau.

Des espaces peuvent être ajoutées avant un crochet gauche ou après un crochet droit. Comme avant tout élément individuel. Dans tous ces cas-là, les espaces sont ignorées. En revanche, les espaces à l'intérieur des éléments entre guillemets doubles ou entourées de caractères autres que des espaces ne sont pas ignorées.

> **Astuce**
>
> La syntaxe du constructeur ARRAY (voir Section 4.2.12) est souvent plus facile à utiliser que la syntaxe de tableau littéral lors de l'écriture des valeurs du tableau en commandes SQL. Avec ARRAY, les valeurs de l'élément individuel sont écrites comme elles le seraient si elles ne faisaient pas partie d'un tableau.

8.16. Types composites

Un *type composite* représente la structure d'une ligne ou d'un enregistrement ; il est en essence une simple liste de noms de champs et de leurs types de données. PostgreSQL autorise l'utilisation de types composites identiques de plusieurs façons à l'utilisation des types simples. Par exemple, une colonne d'une table peut être déclarée comme étant de type composite.

8.16.1. Déclaration de types composites

Voici deux exemples simples de définition de types composites :

```
CREATE TYPE complexe AS (
    r       double precision,
```

```
    i       double precision
);

CREATE TYPE element_inventaire AS (
    nom             text,
    id_fournisseur  integer,
    prix            numeric
);
```

La syntaxe est comparable à `CREATE TABLE`, sauf que seuls les noms de champs et leurs types peuvent être spécifiés ; aucune contrainte (telle que `NOT NULL`) ne peut être incluse actuellement. Notez que le mot-clé `AS` est essentiel ; sans lui, le système penserait à un autre genre de commande `CREATE TYPE` et vous obtiendriez d'étranges erreurs de syntaxe.

Après avoir défini les types, nous pouvons les utiliser pour créer des tables :

```
CREATE TABLE disponible (
    element   element_inventaire,
    nombre    integer
);

INSERT INTO disponible VALUES (ROW('fuzzy dice', 42, 1.99), 1000);
```

ou des fonctions :

```
CREATE FUNCTION prix_extension(element_inventaire, integer) RETURNS
 numeric
AS 'SELECT $1.prix * $2' LANGUAGE SQL;

SELECT prix_extension(element, 10) FROM disponible;
```

Quand vous créez une table, un type composite est automatiquement créé, avec le même nom que la table, pour représenter le type de ligne de la table. Par exemple, si nous avions dit :

```
CREATE TABLE element_inventaire (
    nom             text,
    id_fournisseur  integer REFERENCES fournisseur,
    prix            numeric CHECK (prix > 0)
);
```

alors le même type composite `element_inventaire` montré ci-dessus aurait été créé et pourrait être utilisé comme ci-dessus. Néanmoins, notez une restriction importante de l'implémentation actuelle : comme aucune contrainte n'est associée avec un type composite, les contraintes indiquées dans la définition de la table *ne sont pas appliquées* aux valeurs du type composite en dehors de la table. (Pour contourner ceci, créer un domaine sur le type composite, et appliquer les contraintes désirées en tant que contraintes `CHECK` du domaine.)

8.16.2. Construire des valeurs composites

Pour écrire une valeur composite comme une constante littérale, englobez les valeurs du champ dans des parenthèses et séparez-les par des virgules. Vous pouvez placer des guillemets doubles autour de chaque valeur de champ et vous devez le faire si elle contient des virgules ou des parenthèses (plus de détails ci-dessous). Donc, le format général d'une constante composite est le suivant :

```
'( val1 , val2 , ... )'
```

Voici un exemple :

```
'("fuzzy dice",42,1.99)'
```

qui serait une valeur valide du type `element_inventaire` défini ci-dessus. Pour rendre un champ NULL, n'écrivez aucun caractère dans sa position dans la liste. Par exemple, cette constante spécifie un troisième champ NULL :

```
'("fuzzy dice",42,)'
```

Si vous voulez un champ vide au lieu d'une valeur NULL, saisissez deux guillemets :

```
'("",42,)'
```

Ici, le premier champ est une chaîne vide non NULL alors que le troisième est NULL.

(Ces constantes sont réellement seulement un cas spécial de constantes génériques de type discutées dans la Section 4.1.2.7. La constante est initialement traitée comme une chaîne et passée à la routine de conversion de l'entrée de type composite. Une spécification explicite de type pourrait être nécessaire pour préciser le type à utiliser pour la conversion de la constante.)

La syntaxe d'expression `ROW` pourrait aussi être utilisée pour construire des valeurs composites. Dans la plupart des cas, ceci est considérablement plus simple à utiliser que la syntaxe de chaîne littérale, car vous n'avez pas à vous inquiéter des multiples couches de guillemets. Nous avons déjà utilisé cette méthode ci-dessus :

```
ROW('fuzzy dice', 42, 1.99)
ROW('', 42, NULL)
```

Le mot-clé ROW est optionnel si vous avez plus d'un champ dans l'expression, donc ceci peut être simplifié avec

```
('fuzzy dice', 42, 1.99)
('', 42, NULL)
```

La syntaxe de l'expression `ROW` est discutée avec plus de détails dans la Section 4.2.13.

8.16.3. Accéder aux types composites

Pour accéder à un champ d'une colonne composite, vous pouvez écrire un point et le nom du champ, un peu comme la sélection d'un champ à partir d'un nom de table. En fait, c'est tellement similaire que vous pouvez souvent utiliser des parenthèses pour éviter une confusion de l'analyseur. Par exemple, vous pouvez essayer de sélectionner des sous-champs à partir de notre exemple de table, `disponible`, avec quelque chose comme :

```
SELECT element.nom FROM disponible WHERE element.prix > 9.99;
```

Ceci ne fonctionnera pas, car le nom `element` est pris pour le nom d'une table, et non pas d'une colonne de `disponible`, suivant les règles de la syntaxe SQL. Vous devez l'écrire ainsi :

```
SELECT (element).nom FROM disponible WHERE (element).prix > 9.99;
```

ou si vous avez aussi besoin d'utiliser le nom de la table (par exemple dans une requête multitable), de cette façon :

```
SELECT (disponible.element).nom FROM disponible WHERE
 (disponible.element).prix > 9.99;
```

Maintenant, l'objet entre parenthèses est correctement interprété comme une référence à la colonne `element`, puis le sous-champ peut être sélectionné à partir de lui.

Des problèmes syntaxiques similaires s'appliquent quand vous sélectionnez un champ à partir d'une valeur composite. En fait, pour sélectionner un seul champ à partir du résultat d'une fonction renvoyant une valeur composite, vous aurez besoin d'écrire quelque chose comme :

```
SELECT (ma_fonction(...)).champ FROM ...
```

Sans les parenthèses supplémentaires, ceci provoquera une erreur.

Le nom du champ spécial * signifie « tous les champs », comme expliqué dans Section 8.16.5.

8.16.4. Modifier les types composites

Voici quelques exemples de la bonne syntaxe pour insérer et mettre à jour des colonnes composites. Tout d'abord, pour insérer ou modifier une colonne entière :

```
INSERT INTO matab (col_complexe) VALUES((1.1,2.2));

UPDATE matab SET col_complexe = ROW(1.1,2.2) WHERE ...;
```

Le premier exemple omet ROW, le deuxième l'utilise ; nous pouvons le faire des deux façons.

Nous pouvons mettre à jour un sous-champ individuel d'une colonne composite :

```
UPDATE matab SET col_complexe.r = (col_complexe).r + 1 WHERE ...;
```

Notez ici que nous n'avons pas besoin de (et, en fait, ne pouvons pas) placer des parenthèses autour des noms de colonnes apparaissant juste après SET, mais nous avons besoin de parenthèses lors de la référence à la même colonne dans l'expression à droite du signe d'égalité.

Et nous pouvons aussi spécifier des sous-champs comme cibles de la commande INSERT :

```
INSERT INTO matab (col_complexe.r, col_complexe.i) VALUES(1.1,
 2.2);
```

Si tous les sous-champs d'une colonne ne sont pas spécifiés, ils sont remplis avec une valeur NULL.

8.16.5. Utiliser des types composites dans les requêtes

Il existe différentes règles spéciales de syntaxe et de différents comportements associés avec les types composites dans les requêtes. Ces règles fournissent des raccourcis utiles, mais peuvent être difficiles à appréhender si vous ne connaissez pas la logique qui y est associée.

Dans PostgreSQL, une référence à un nom de table (ou à un alias) dans une requête est réellement une référence au type composite de la ligne courante de la table. Par exemple, si nous avons une table element_inventaire comme définie ci-dessus, nous pouvons écrire :

```
SELECT c FROM element_inventaire c;
```

Cette requête renvoie une seule colonne comprenant une valeur composite, et nous pourrions obtenir l'affichage suivant :

```
           c
------------------------
 ("fuzzy dice",42,1.99)
(1 row)
```

Il faut noter néanmoins que les noms simples (c.-à-d. sans qualifiant) sont traités comme des noms de colonnes puis comme des noms de table s'il n'y a pas de correspondance avec les noms de colonnes. Donc cet exemple fonctionne seulement parce qu'il n'existe pas de colonne nommée c dans les tables de la requête.

La syntaxe habituelle avec des noms de colonne qualifiés (comme *nom_table.nom_colonne*) peut se comprendre en appliquant la sélection de champs à la valeur composite de la ligne actuelle de la table. (Pour des raisons d'efficacité, ce n'est pas réellement implémenté de cette façon.)

Quand nous écrivons

```
SELECT c.* FROM element_inventaire c;
```

alors, d'après le standard SQL, nous devrions obtenir le contenu de la table étendu en des colonnes séparées :

```
    nom     | id_fournisseur | prix
------------+----------------+-------
 fuzzy dice |             42 |  1.99
(1 row)
```

comme si la requête avait été écrite ainsi :

```
SELECT c.nom, c.id_fournisseur, c.prix FROM element_inventaire c;
```

PostgreSQL appliquera ce comportement étendu à toute expression de valeur composite, bien que, comme indiqué ci-dessus, il est nécessaire d'ajouter des parenthèses autour de la valeur à qui `.*` est appliquée à chaque fois qu'il ne s'agit pas d'un nom de table. Par exemple, si `ma_fonction()` est une fonction renvoyant un type composite avec les colonnes `a`, `b` et `c`, alors ces deux requêtes donnent le même résultat :

```
SELECT (ma_fonction(x)).* FROM une_table;
SELECT (ma_fonction(x)).a, (ma_fonction(x)).b, (ma_fonction(x)).c
 FROM une_table;
```

> **Astuce**
>
> PostgreSQL gère le fait d'étendre les colonnes en transformant la première forme en la seconde. De ce fait, dans cet exemple, `ma_fonction()` serait appelé trois fois par ligne, quelle que soit la syntaxe utilisée. S'il s'agit d'une fonction peu performante, vous pourriez souhaiter éviter cela, ce que vous pouvez faire avec une requête de ce type :
>
> ```
> SELECT (m).* FROM (SELECT ma_fonction(x) AS m FROM une_table
>  OFFSET 0) ss;
> ```
>
> Placer la fonction dans un élément `LATERAL` du `FROM` l'aide à ne pas être invoquée plus d'une fois par ligne. `m.*` est toujours étendu en `m.a, m.b, m.c`, mais maintenant ces variables sont juste des références à la sortie de l'élément `FROM`. (Le mot-clé `LATERAL` est optionnel ici, mais nous le montrons pour clarifier que la fonction obtient `x` de la `some_table`.)

La syntaxe *`valeur_composite`*`.*` étend les colonnes avec un résultat de ce type quand il apparaît au niveau haut d'une liste en sortie du `SELECT`, d'une liste `RETURNING` dans des commandes `INSERT`/`UPDATE`/`DELETE`, d'une clause `VALUES`, ou d'un constructeur de ligne. Dans tous les autres contextes (incluant l'imbrication dans une de ces constructions), attacher `.*` à une valeur composite

value ne change pas la valeur, car cela signifie « toutes les colonnes » et donc la valeur composite est produite de nouveau. Par exemple, si `une_fonction()` accepte un argument de valeur composite, ces requêtes ont un résultat identique :

```
SELECT une_fonction(c.*) FROM element_inventaire c;
SELECT une_fonction(c) FROM element_inventaire c;
```

Dans les deux cas, la ligne courante de `element_inventaire` est passée à la fonction sous la forme d'un seul argument de type composite. Même si `.*` ne fait rien dans de tels cas, l'utiliser est intéressant, car il est clair à sa lecture qu'on attend une valeur composite. En particulier, l'analyseur considérera `c` dans `c.*` comme une référence au nom de la table ou de l'alias, et non pas comme un nom de colonne, pour qu'il n'y ait pas d'ambiguïté. Sans le `.*`, il n'est pas clair si `c` est un nom de table ou de colonne et, de ce fait, l'interprétation préférée sera celle d'un nom de colonne si une colonne nommée `c` existe.

Voici un autre exemple démontrant ces concepts avec toutes ces requêtes qui ont la même signification :

```
SELECT * FROM element_inventaire c ORDER BY c;
SELECT * FROM element_inventaire c ORDER BY c.*;
SELECT * FROM element_inventaire c ORDER BY ROW(c.*);
```

Toutes ces clauses `ORDER BY` indiquent la valeur composite de la ligne. Néanmoins, si `element_inventaire` contenait une colonne nommée `c`, le premier cas serait différent des autres, car le tri se ferait uniquement sur cette colonne. Avec les noms de colonne indiqués précédemment, ces requêtes sont aussi équivalentes à celles-ci :

```
SELECT * FROM element_inventaire c ORDER BY ROW(c.nom,
 c.id_fournisseur, c.prix);
SELECT * FROM element_inventaire c ORDER BY (c.nom,
 c.id_fournisseur, c.prix);
```

(Le dernier cas utilise un constructeur de ligne avec le mot-clé `ROW` omis.)

Un autre comportement syntaxique spécial avec les valeurs composites est que nous pouvons utiliser la *notation fonctionnelle* pour extraire un champ d'une valeur composite. La façon simple d'expliquer ceci est que les notations *`champ`*`(`*`table`*`)` et *`table.champ`* sont interchangeables. Par exemple, ces requêtes sont équivalentes :

```
SELECT c.nom FROM element_inventaire c WHERE c.prix > 1000;
SELECT nom(c) FROM element_inventaire c WHERE prix(c) > 1000;
```

De plus, si nous avons une fonction qui accepte un seul argument de type composite, nous pouvons l'appeler avec une de ces notations. Ces requêtes sont toutes équivalentes :

```
SELECT une_fonction(c) FROM element_inventaire c;
SELECT une_fonction(c.*) FROM element_inventaire c;
SELECT c.une_fonction FROM element_inventaire c;
```

Cette équivalence entre la notation fonctionnelle et la notation par champ rend possible l'utilisation de fonctions sur les types composites pour implémenter les « champs calculés ». Une application

utilisant la dernière requête ci-dessus n'aurait pas besoin d'être directement attentive au fait que `une_fonction` n'est pas une vraie colonne de la table.

> **Astuce**
>
> À cause de ce comportement, il est déconseillé de donner une fonction qui prend un argument de type composite simple du même nom que n'importe quel champ de ce type composite. S'il existe une ambiguïté, l'interprétation du nom de champ sera choisie si la syntaxe de nom de champ est utilisée, alors que la fonction sera choisie si la syntaxe d'appel de fonction est utilisée. Néanmoins, les versions de PostgreSQL antérieures à la 11 choisiront toujours l'interprétation du nom de champ, sauf si la syntaxe de l'appel requiert un appel de fonction. Une façon de forcer l'interprétation en fonction pour les versions antérieures est de qualifier le nom de la fonction avec le nom du schéma, autrement dit *`schéma.fonction`*`(`*`valeurcomposite`*`)`.

8.16.6. Syntaxe en entrée et sortie d'un type composite

La représentation texte externe d'une valeur composite consiste en des éléments qui sont interprétés suivant les règles de conversion d'entrées/sorties pour les types de champs individuels, plus des décorations indiquant la structure composite. Ces décorations consistent en des parenthèses (`(` et `)`) autour de la valeur entière, ainsi que des virgules (`,`) entre les éléments adjacents. Des espaces blancs en dehors des parenthèses sont ignorés, mais à l'intérieur des parenthèses, ils sont considérés comme faisant partie de la valeur du champ et pourraient ou non être significatifs suivant les règles de conversion de l'entrée pour le type de données du champ. Par exemple, dans :

```
'(  42)'
```

l'espace blanc sera ignoré si le type du champ est un entier, mais pas s'il s'agit d'un champ de type texte.

Comme indiqué précédemment, lors de l'écriture d'une valeur composite, vous pouvez utiliser des guillemets doubles autour de chaque valeur de champ individuel. Vous *devez* le faire si la valeur du champ était susceptible de gêner l'analyseur de la valeur du champ composite. En particulier, les champs contenant des parenthèses, des virgules, des guillemets doubles ou des antislashs doivent être entre guillemets doubles. Pour placer un guillemet double ou un antislash dans la valeur d'un champ composite entre guillemets, faites-le précéder d'un antislash. (De plus, une paire de guillemets doubles à l'intérieur d'une valeur de champ à guillemets doubles est prise pour représenter un caractère guillemet double, en analogie avec les règles des guillemets simples dans les chaînes SQL littérales.) Autrement, vous pouvez éviter les guillemets et utiliser l'échappement par antislash pour protéger tous les caractères de données qui auraient été pris pour une syntaxe composite.

Une valeur de champ composite vide (aucun caractère entre les virgules ou parenthèses) représente une valeur NULL. Pour écrire une valeur qui est une chaîne vide plutôt qu'une valeur NULL, écrivez `""`.

La routine de sortie composite placera des guillemets doubles autour des valeurs de champs si elles sont des chaînes vides ou si elles contiennent des parenthèses, virgules, guillemets doubles, antislash ou espaces blancs. (Faire ainsi pour les espaces blancs n'est pas essentiel, mais aide à la lecture.) Les guillemets doubles et antislashs dans les valeurs des champs seront doublés.

> **Note**
>
> Rappelez-vous que ce que vous allez saisir dans une commande SQL sera tout d'abord interprété comme une chaîne littérale, puis comme un composite. Ceci double le nombre d'antislash dont vous avez besoin (en supposant que la syntaxe d'échappement des chaînes soit utilisée). Par exemple, pour insérer un champ `text` contenant un guillemet double et un antislash dans une valeur composite, vous devez écrire :
>
> ```
> INSERT ... VALUES ('("\"\\")');
> ```

Le processeur des chaînes littérales supprime un niveau d'antislash de façon que ce qui arrive à l'analyseur de valeurs composites ressemble à `("\"\\")`. À son tour, la chaîne remplie par la routine d'entrée du type de données `text` devient `"\`. (Si nous étions en train de travailler avec un type de données dont la routine d'entrée traite aussi les antislashs spécialement, `bytea` par exemple, nous pourrions avoir besoin d'au plus huit antislashs dans la commande pour obtenir un antislash dans le champ composite stocké.) Le guillemet dollar (voir Section 4.1.2.4) pourrait être utilisé pour éviter le besoin des antislashs doublés.

Astuce

La syntaxe du constructeur `ROW` est habituellement plus simple à utiliser que la syntaxe du littéral composite lors de l'écriture de valeurs composites dans des commandes SQL. Dans `ROW`, les valeurs individuelles d'un champ sont écrites de la même façon qu'elle l'auraient été en n'étant pas membres du composite.

8.17. Types intervalle de valeurs

Les types intervalle de valeurs sont des types de données représentant un intervalle de valeurs d'un certain type d'élément (appelé *sous-type* de l'intervalle). Par exemple, des intervalles de `timestamp` pourraient être utilisés pour représenter les intervalles de temps durant lesquels une salle de réunion est réservée. Dans ce cas, le type de données est `tsrange` (la version abrégée de « timestamp range »), et `timestamp` est le sous-type. Le sous-type doit avoir un tri complet pour que les valeurs d'élément incluses soient bien définies, avant ou après l'intervalle de valeurs.

Les types intervalle de valeurs sont utiles parce qu'ils représentent de nombreuses valeurs d'élément en une seule valeur d'intervalle, et que des concepts comme le chevauchement d'intervalles peuvent être exprimés clairement. L'utilisation d'intervalle de temps et de date pour des besoins de planification est l'exemple le plus parlant ; mais les intervalles de prix, intervalles de mesure pour un instrument et ainsi de suite peuvent également être utiles.

8.17.1. Types internes d'intervalle de valeurs

PostgreSQL fournit nativement les types intervalle de valeurs suivants :

- `INT4RANGE` -- Intervalle d'`integer`
- `INT8RANGE` -- Intervalle de `bigint`
- `NUMRANGE` -- Intervalle de `numeric`
- `TSRANGE` -- Intervalle de `timestamp without time zone`
- `TSTZRANGE` -- Intervalle de `timestamp with time zone`
- `DATERANGE` -- Intervalle de `date`

Vous pouvez en plus définir vos propres types intervalle de valeurs ; voir CREATE TYPE pour plus d'informations.

8.17.2. Exemples

```
CREATE TABLE reservation (room int, during tsrange);
INSERT INTO reservation VALUES
  ( 1108, '[2010-01-01 14:30, 2010-01-01 15:30)' );
```

```
-- Inclusion
SELECT int4range(10, 20) @> 3;

-- Chevauchement
SELECT numrange(11.1, 22.2) && numrange(20.0, 30.0);

-- Extraire la borne inférieure
SELECT upper(int8range(15, 25));

-- Calculer l'intersection
SELECT int4range(10, 20) * int4range(15, 25);

-- Est-ce que l'intervalle est vide ?
SELECT isempty(numrange(1, 5));
```

Voir Tableau 9.50 et Tableau 9.51 pour la liste complète des opérateurs et fonctions sur les types intervalle de valeurs.

8.17.3. Bornes inclusives et exclusives

Chaque intervalle de valeurs non vide a deux bornes, la borne inférieure et la borne supérieure. Tous les points entre ces valeurs sont inclus dans l'intervalle. Une borne inclusive signifie que le point limite lui-même est également inclus dans l'intervalle, alors qu'une borne exclusive signifie que ce point limite n'est pas inclus dans l'intervalle.

Dans un intervalle affiché sous la forme de texte, une borne inclusive inférieure est représentée par « `[` » tandis qu'une borne exclusive inférieure est représentée par « `(` ». De la même façon, une borne inclusive supérieure est représentée par « `]` » tandis qu'une borne exclusive supérieure est représentée par « `)` ». (Voir Section 8.17.5 pour plus de détails.)

Les fonctions `lower_inc` et `upper_inc` testent respectivement si les bornes inférieures et supérieures d'une valeur d'intervalle sont inclusives.

8.17.4. Intervalles de valeurs infinis (sans borne)

La limite basse d'un intervalle peut être omise, signifiant que toutes les valeurs inférieures à la limite haute sont inclues dans l'intervalle, par exemple `(,3]`. De la même façon, si la limite haute d'un intervalle est omise, alors toutes les valeurs supérieures à la limite basse sont inclues dans l'intervalle. Si les limites basse et haute sont omises, toutes les valeurs du type de l'élément sont considérées faire partie de l'intervalle. Indiquer une limite manquante comme inclus fait qu'elle est automatique convertie en exclus, autrement dit `[,]` est converti en `(,)`. Vous pouvez penser à ces valeurs manquantes comme +/-infinity, mais ce sont des valeurs spéciales du type intervalle et sont considérées au delà des valeurs +/-infinity du type de l'élément.

Les types de l'élément qui ont une notion de « infinity » peuvent les utiliser comme limites explicites. Par exemple, pour les intervalles du type timestamp, `[today,infinity)` exclut la valeur `infinity` du type `timestamp`, alors que `[today,infinity]` l'inclut, comme le font `[today,)` et `[today,]`.

Les fonctions `lower_inf` et `upper_inf` testent respectivement si les bornes inférieure et supérieure sont infinies.

8.17.5. Saisie/affichage d'intervalle de valeurs

La saisie d'un intervalle de valeurs doit suivre un des modèles suivants:

```
(borne-inférieure,borne-supérieure)
```

```
(borne-inférieure,borne-supérieure]
[borne-inférieure,borne-supérieure)
[borne-inférieure,borne-supérieure]
empty
```

Les parenthèses ou crochets indiquent si les bornes inférieure et supérieure sont exclusives ou inclusives, comme décrit précédemment. Notez que le modèle final est `empty`, ce qui représente un intervalle vide (un intervalle qui ne contient aucun point).

La *`borne-inférieure`* peut être une chaîne de caractères valide pour la saisie du sous-type, ou vide pour indiquer qu'il n'y a pas de borne inférieure. De la même façon, la *`borne-supérieure`* peut être une chaîne de caractères valide pour la saisie du sous-type, ou vide pour indiquer qu'il n'y a pas de borne supérieure.

Chaque borne peut être protégée en entourant la valeur de guillemet double (`"`). C'est nécessaire si la valeur de borne contient des parenthèses, crochets, virgules, guillemets doubles, antislash, puisque, sans cela, ces caractères seraient considérés comme faisant partie de la syntaxe de l'intervalle de valeurs. Pour mettre un guillemet double ou un antislash dans une valeur de borne protégée, faites-le précéder d'un antislash. (Une paire de guillemets doubles dans une borne protégée est également valable pour représenter un caractère guillemet double, de la même manière que la règle pour les guillemets simples dans les chaînes SQL littérales.) Vous pouvez éviter l'emploi des guillemets doubles en échappant avec un antislash tous les caractères qui, sans cela, seraient pris comme une syntaxe d'intervalle de valeurs. De plus, pour écrire une valeur de borne qui est une chaîne vide, écrivez `""`, puisque ne rien écrire signifie une borne infinie.

Des espaces sont autorisés avant et après la valeur de borne, mais chaque espace entre les parenthèses ou les crochets fera partie de la valeur de limite inférieure ou supérieure. (Selon le type d'élément, cela peut être ou ne pas être significatif.)

> **Note**
>
> Ces règles sont très proches de celles de l'écriture de valeurs de champs pour les types composites. Voir Section 8.16.6 pour des commentaires supplémentaires.

Exemples :

```
-- inclut 3, n'inclut pas 7, et inclut tous les points entre
SELECT '[3,7)'::int4range;

-- n'inclut ni 3 ni 7, mais inclut tous les points entre
SELECT '(3,7)'::int4range;

-- n'inclut que l'unique point 4
SELECT '[4,4]'::int4range;

-- n'inclut aucun point (et sera normalisé à 'empty')
SELECT '[4,4)'::int4range;
```

8.17.6. Construire des intervalles de valeurs

Chaque type intervalle de valeurs a une fonction constructeur du même nom que le type intervalle. Utiliser le constructeur est souvent plus pratique que d'écrire une constante d'intervalle littérale puisque cela évite d'avoir à ajouter des guillemets doubles sur les valeurs de borne. Le constructeur accepte deux ou trois arguments. La forme à deux arguments construit un intervalle dans sa forme standard

(borne inférieure inclusive, borne supérieure exclusive), alors que la version à trois arguments construit un intervalle avec des bornes de la forme spécifiée par le troisième argument. Le troisième argument doit être la chaîne « `()` », « `(]` », « `[)` » ou « `[]` ». Par exemple :

```
-- La forme complète est : borne inférieure, borne supérieure et
 argument texte indiquant
-- inclusivité/exclusivité des bornes.
SELECT numrange(1.0, 14.0, '(]');

-- Si le troisième argument est omis, '[)' est supposé.
SELECT numrange(1.0, 14.0);

-- Bien que  '(]' soit ici spécifié, à l'affichage la valeur sera
 convertie en sa forme
-- canonique puisque int8range est un type intervalle discret (voir
 ci-dessous).
SELECT int8range(1, 14, '(]');

-- Utiliser NULL pour n'importe laquelle des bornes a pour effet de
 ne pas avoir de borne de ce côté.
SELECT numrange(NULL, 2.2);
```

8.17.7. Types intervalle de valeurs discrètes

Un type d'intervalle de valeurs discrètes est un intervalle dont le type d'élément a un « pas » bien défini, comme `integer` ou `date`. Pour ces types, deux éléments peuvent être dits comme étant adjacents, quand il n'y a pas de valeur valide entre eux. Cela contraste avec des intervalles continus, où il y a toujours (ou presque toujours) des valeurs d'autres éléments possibles à identifier entre deux valeurs données. Par exemple, un intervalle de type `numeric` est continu, comme l'est un intervalle de type `timestamp`. (Même si `timestamp` a une limite de précision, et pourrait théoriquement être traité comme discret, il est préférable de le considérer comme continu puisque la taille du pas n'a normalement pas d'intérêt.)

Une autre façon d'imaginer un type d'intervalle de valeurs discrètes est qu'il est possible de déterminer clairement une valeur « suivante » ou « précédente » pour chaque valeur d'élément. En sachant cela, il est possible de convertir des représentations inclusives et exclusives d'une borne d'intervalle, en choisissant la valeur d'élément suivante ou précédente à la place de celle d'origine. Par exemple, dans un type d'intervalle entier, `[4,8]` et `(3,9)` représentent le même ensemble de valeurs, mais cela ne serait pas le cas pour un intervalle de numeric.

Un type d'intervalle discret devrait avoir une fonction de *mise en forme canonique* consciente de la taille du pas désiré pour le type d'élément. La fonction de mise en forme canonique est chargée de convertir des valeurs équivalentes du type d'intervalle pour avoir des représentations identiques, surtout aux voisinages de bornes inclusives ou exclusives. Si une fonction de mise en forme canonique n'est pas spécifiée, alors les intervalles de notations différentes seront toujours traités comme étant différents, même s'ils peuvent en réalité représenter le même ensemble de valeurs.

Les types d'intervalle prédéfinis `int4range`, `int8range`, et `daterange` utilisent tous une forme canonique qui inclut les bornes inférieures et exclut les bornes supérieures ; c'est-à-dire `[)`. Les types intervalles définis par l'utilisateur peuvent cependant utiliser d'autres conventions.

8.17.8. Définir de nouveaux types intervalle de valeurs

Les utilisateurs peuvent définir leurs propres types intervalle de valeurs. La raison la plus commune de le faire est d'utiliser des intervalles de sous-types non prédéfinis. Par exemple, pour définir un nouveau type d'intervalle de valeurs du sous-type `float8` :

```
CREATE TYPE floatrange AS RANGE (
  subtype = float8,
  subtype_diff = float8mi
);

SELECT '[1.234, 5.678]'::floatrange;
```

Puisque `float8` n'a pas de « pas » significatif, nous ne définissons pas de fonction de mise en forme canonique dans cet exemple.

Définir votre propre type intervalle vous permet aussi de spécifier une classe différente d'opérateur ou un collationnement différent, à utiliser, pour modifier l'ordre de tri qui détermine les valeurs tombant dans un intervalle donné.

Si l'on considère que le sous-type est discret plutôt que continu, la commande `CREATE TYPE` devrait spécifier une fonction `canonique`. La fonction de mise en forme canonique prend une valeur d'intervalle en entrée, et doit retourner une valeur d'intervalle équivalente qui peut avoir des bornes et une représentation différente. Les sorties canoniques de deux intervalles qui représentent le même ensemble de valeurs, par exemple les intervalles d'entier `[1, 7]` et `[1,8)` doivent être identiques. La représentation choisie n'a pas d'importance, du moment que deux valeurs équivalentes avec des représentations différentes sont toujours liées à la même valeur avec la même représentation. En plus d'ajuster le format des bornes inclusives et exclusives, une fonction de mise en forme canonique peut arrondir une valeur de borne, dans le cas où la taille de pas désirée est plus grande que ce que le sous-type est capable de stocker. Par exemple, un intervalle de `timestamp` pourrait être défini pour avoir une taille de pas d'une heure, et dans ce cas la fonction de mise en forme canonique nécessiterait d'arrondir les bornes qui ne sont pas multiples d'une heure, ou peut-être déclencher une erreur à la place.

De plus, tout type intervalle devant être utilisé avec des index GiST ou SP-GiST doit définir une différence de sous-type ou une fonction `subtype_diff`. (L'index fonctionnera toujours sans fonction `subtype_diff`, mais il y a de fortes chances qu'il soit considérablement moins efficace qu'avec une fonction de différence.) La fonction de différence du sous-type prend deux valeurs en entrée et renvoie leur différence (par exemple, *X* moins *Y*) représentée sous la forme d'une valeur de type `float8`. Dans notre exemple ci-dessus, la fonction `float8mi` qui soutient l'opérateur moins du type `float8` peut être utilisée ; mais pour tout autre sous-type, une conversion de type serait nécessaire. Un peu de créativité peut se révéler nécessaire pour représenter la différence sous une forme numérique. Dans la mesure du possible, la fonction `subtype_diff` devrait être en accord avec l'ordre de tri impliqué par la classe d'opérateur et le collationnement sélectionnés ; autrement dit, son résultat doit être positif quand le premier argument est supérieur au second d'après l'ordre de tri.

Voici un exemple moins simplifié d'une fonction `subtype_diff` :

```
CREATE FUNCTION time_subtype_diff(x time, y time) RETURNS float8 AS
'SELECT EXTRACT(EPOCH FROM (x - y))' LANGUAGE sql STRICT IMMUTABLE;

CREATE TYPE timerange AS RANGE (
    subtype = time,
    subtype_diff = time_subtype_diff
);

SELECT '[11:10, 23:00]'::timerange;
```

Voir CREATE TYPE pour plus d'informations sur la façon de créer des types intervalle de valeurs.

8.17.9. Indexation

Des index GiST et SP-GiST peuvent être créés pour des colonnes de table de type intervalle de valeurs. Par exemple, pour créer un index GiST :

```
CREATE INDEX reservation_idx ON reservation USING GIST (during);
```

Un index GiST ou SP-GiST peut accélérer les requêtes impliquant ces opérateurs d'intervalle de valeurs : =, &&, <@, @>, <<, >>, -|-, &< et &> (voir Tableau 9.50 pour plus d'informations).

De plus, les index B-tree et hash peuvent être créés pour des colonnes d'une table de type intervalle de valeurs. Pour ces types d'index, la seule opération d'intervalle véritablement utile est l'égalité. Il y a un ordre de tri pour les index B-tree définis pour les valeurs d'intervalle, correspondant aux opérateurs < et >, mais le tri est plutôt arbitraire et généralement inutile dans la réalité. Le support de B-tree et hash pour les types intervalle de valeurs est à la base destiné à permettre le tri et le hachage de façon interne dans les requêtes, plutôt que pour la création d'un vrai index.

8.17.10. Contraintes sur les intervalles de valeurs

Bien que `UNIQUE` soit une contrainte naturelle pour des valeurs scalaires, c'est en générale inutilisable pour des types intervalle de valeurs. À la place, une contrainte d'exclusion est souvent plus appropriée (voir CREATE TABLE ... CONSTRAINT ... EXCLUDE). Les contraintes d'exclusion permettent la spécification de contraintes telles que le « non chevauchement » sur un type intervalle de valeurs. Par exemple :

```
CREATE TABLE reservation (
    during tsrange,
    EXCLUDE USING GIST (during WITH &&)
);
```

Cette contrainte empêchera toute valeur chevauchant une autre présente dans la table à la même heure :

```
INSERT INTO reservation VALUES
   ('[2010-01-01 11:30, 2010-01-01 15:00)');
INSERT 0 1

INSERT INTO reservation VALUES
   ('[2010-01-01 14:45, 2010-01-01 15:45)');
ERROR:  conflicting key value violates exclusion constraint
 "reservation_during_excl"
DETAIL:  Key (during)=(["2010-01-01 14:45:00","2010-01-01
 15:45:00")) conflicts
with existing key (during)=(["2010-01-01 11:30:00","2010-01-01
 15:00:00")).
```

Vous pouvez utiliser l'extension `btree_gist` pour définir une contrainte d'exclusion sur des types de données scalaires, qui peuvent alors être combinés avec des exclusions d'intervalle de valeurs pour un maximum de flexibilité. Par exemple, une fois que `btree_gist` est installé, la contrainte suivante ne rejettera les intervalles de valeurs se chevauchant que si le numéro de la salle de conférence est identique :

```
CREATE EXTENSION btree_gist;
CREATE TABLE room_reservation
(
```

```
  room TEXT,
  during TSRANGE,
  EXCLUDE USING GIST (room WITH =, during WITH &&)
);

INSERT INTO room_reservation VALUES
  ( '123A', '[2010-01-01 14:00, 2010-01-01 15:00)' );
INSERT 0 1

INSERT INTO room_reservation VALUES
  ( '123A', '[2010-01-01 14:30, 2010-01-01 15:30)' );
ERROR:  conflicting key value violates exclusion constraint
 "room_reservation_room_during_excl"
DETAIL:  Key (room, during)=(123A, ["2010-01-01
 14:30:00","2010-01-01 15:30:00")) conflicts
with existing key (room, during)=(123A, ["2010-01-01
 14:00:00","2010-01-01 15:00:00")).

INSERT INTO room_reservation VALUES
  ( '123B', '[2010-01-01 14:30, 2010-01-01 15:30)' );
INSERT 0 1
```

8.18. Types domaine

Un *domaine* est un type de données défini par l'utilisateur. Il est basé sur un autre *type sous-jacent*. En option, il peut avoir des contraintes qui restreignent les valeurs valides à un sous-ensemble de ce que permettrait le type sous-jacent. Pour le reste, il se comporte comme le type sous-jacent -- par exemple, tout opérateur ou fonction qui peut être appliqué au type sous-jacent fonctionne avec le domaine. Le type sous-jacent peut être tout type, interne ou défini par l'utilisateur, type enum, type tableau, type composé, type intervalle ou autre domaine.

Par exemple, nous pouvons créer un domaine sur des entiers qui n'accepte que des valeurs positives :

```
CREATE DOMAIN posint AS integer CHECK (VALUE > 0);
CREATE TABLE mytable (id posint);
INSERT INTO mytable VALUES(1);   -- works
INSERT INTO mytable VALUES(-1);  -- fails
```

Quand un opérateur ou une fonction du type sous-jacent est appliqué à la valeur d'un domaine, le domaine est automatiquement converti vers le type sous-jacent. Donc, par exemple, le résultat de `mytable.id - 1` est considéré être de type `integer`, et non pas `posint`. Nous pouvons écrire `(mytable.id - 1)::posint` pour convertir le résultat avec le type `posint`, causant une nouvelle vérification des contraintes du domaine. Dans ce cas, cela résultera en une erreur si l'expression a été appliquée à une valeur de 1 pour `id`. Affecter une valeur du type sous-jacent à un champ ou variable du type domaine est autorisé sans forcer une conversion explicite, mais les contraintes du domaine seront vérifiées.

Pour plus d'informations, voir CREATE DOMAIN.

8.19. Types identifiant d'objet

Les identifiants d'objets (OID) sont utilisés en interne par PostgreSQL comme clés primaires de différentes tables système. Les OID ne sont pas ajoutés aux tables utilisateur à moins que `WITH OIDS` ne soit indiqué lors de la création de la table ou que la variable de configuration default_with_oids ne

soit activée. Le type `oid` représente un identifiant d'objet. Il existe également différents types alias du type `oid` : `regproc`, `regprocedure`, `regoper`, `regoperator`, `regclass`, `regtype`, `regrole`, `regnamespace`, `regconfig` et `regdictionary`. Le Tableau 8.24 en donne un aperçu.

Le type `oid` est à ce jour un entier non signé sur quatre octets. Il n'est, de ce fait, pas suffisamment large pour garantir l'unicité au sein d'une base de données volumineuse, voire au sein d'une très grosse table. Il est donc déconseillé d'utiliser une colonne OID comme clé primaire d'une table utilisateur. Les OID sont avant tout destinés à stocker des références vers les tables système.

Le type `oid` lui-même dispose de peu d'opérations en dehors de la comparaison. Il peut toutefois être converti en entier (integer) et manipulé par les opérateurs habituels des entiers (attention aux possibles confusions entre les entiers signés et non signés dans ce cas).

Les types alias d'OID ne disposent pas d'opérations propres à l'exception des routines spécialisées de saisie et d'affichage. Ces routines acceptent et affichent les noms symboliques des objets système, plutôt que la valeur numérique brute que le type `oid` utilise. Les types alias permettent de simplifier la recherche des valeurs OID des objets. Par exemple, pour examiner les lignes `pg_attribute` en relation avec une table `ma_table`, on peut écrire :

```
SELECT * FROM pg_attribute WHERE attrelid = 'ma_table'::regclass;
```

plutôt que :

```
SELECT * FROM pg_attribute
WHERE attrelid = (SELECT oid FROM pg_class WHERE relname =
 'ma_table');
```

Bien que cela semble une bonne solution, c'est un peu trop simplifié. Un sous-select bien plus compliqué peut être nécessaire pour sélectionner le bon OID s'il existe plusieurs tables nommées `ma_table` dans différents schémas. Le convertisseur de saisie `regclass` gère la recherche de la table en fonction du paramétrage du parcours des schémas et effectue donc la « bonne recherche » automatiquement. De façon similaire, la conversion d'un OID de table en `regclass` pour l'affichage d'un OID numérique est aisée.

Tableau 8.24. Types identifiant d'objet

Nom	Référence	Description	Exemple
`oid`	tous	identifiant d'objet numérique	`564182`
`regproc`	`pg_proc`	nom de fonction	`sum`
`regprocedure`	`pg_proc`	fonction avec types d'arguments	`sum(int4)`
`regoper`	`pg_operator`	nom d'opérateur	`+`
`regoperator`	`pg_operator`	opérateur avec types d'arguments	`*(integer,integer)` ou `-(NONE,integer)`
`regclass`	`pg_class`	nom de relation	`pg_type`
`regtype`	`pg_type`	nom de type de données	`integer`
`regrole`	`pg_authid`	nom de rôle	`smithee`
`regnamespace`	`pg_namespace`	nom de schéma	`pg_catalog`
`regconfig`	`pg_ts_config`	configuration de la recherche plein texte	`english`
`regdictionary`	`pg_ts_dict`	dictionnaire de la recherche plein texte	`simple`

Tous les types alias d'OID pour des objets groupés par schéma acceptent des noms qualifiés par le schéma, et affichent des noms préfixés par un schéma si l'objet ne peut être trouvé dans le chemin

de recherche courant sans être qualifié. Les types alias `regproc` et `regoper` n'acceptent que des noms uniques en entrée (sans surcharge), si bien qu'ils sont d'un usage limité ; dans la plupart des cas, `regprocedure` et `regoperator` sont plus appropriés. Pour `regoperator`, les opérateurs unaires sont identifiés en écrivant `NONE` pour les opérandes non utilisés.

Une propriété supplémentaire de pratiquement tous les types alias d'OID est la création de dépendances. Si une constante d'un de ces types apparaît dans une expression stockée (telle que l'expression par défaut d'une colonne ou une vue), elle crée une dépendance sur l'objet référencé. Par exemple, si une colonne a une expression par défaut `nextval('ma_seq'::regclass)`, PostgreSQL comprend que l'expression par défaut dépend de la séquence `ma_seq` ; le système ne permet alors pas la suppression de la séquence si l'expression par défaut n'est pas elle-même supprimée au préalable. `regrole` est la seule exception. Les constantes de ce type ne sont pas autorisées dans ce type d'expressions.

> **Note**
>
> Les types d'alias d'OID ne suivent pas complètement les règles d'isolation des transactions. Le planificateur les traite aussi comme de simples constantes, ce qui pourrait résulter en une planification non optimale.

Un autre type d'identifiant utilisé par le système est `xid`, ou identifiant de transaction (abrégée xact). C'est le type de données des colonnes système `xmin` et `xmax`. Les identifiants de transactions sont stockés sur 32 bits.

Un troisième type d'identifiant utilisé par le système est `cid`, ou identifiant de commande. C'est le type de données des colonnes système `cmin` et `cmax`. Les identifiants de commandes sont aussi stockés sur 32 bits.

Le dernier type d'identifiant utilisé par le système est `tid`, ou identifiant de ligne (tuple). C'est le type de données des colonnes système `ctid`. Un identifiant de tuple est une paire (numéro de bloc, index de tuple dans le bloc) qui identifie l'emplacement physique de la ligne dans sa table.

Les colonnes système sont expliquées plus en détail dans la Section 5.4.

8.20. pg_lsn Type

Le type de données `pg_lsn` peut être utilisé pour stocker des données LSN (Log Sequence Number ou Numéro de Séquence de Journal), qui sont un pointeur vers une position dans les journaux de transactions. Ce type est une représentation de `XLogRecPtr` et un type système interne de PostgreSQL.

En interne, un LSN est un entier sur 64 bits, représentant une position d'octet dans le flux des journaux de transactions. Il est affiché comme deux nombres hexadécimaux allant jusqu'à 8 caractères chacun, séparés par un slash. Par exemple, `16/B374D848`. Le type `pg_lsn` gère les opérateurs de comparaison standard, comme = et >. Deux LSN peuvent être soustraits en utilisant l'opérateur `-`. Le résultat est le nombre d'octets séparant ces deux emplacements dans les journaux de transactions.

8.21. Pseudo-Types

Le système de types de PostgreSQL contient un certain nombre de types à usage spécial qui sont collectivement appelés des *pseudo-types*. Un pseudo-type ne peut être utilisé comme type d'une colonne de table, mais peut l'être pour déclarer un argument de fonction ou un type de résultat. Tous les pseudo-types disponibles sont utiles dans des situations où une fonction ne se contente pas d'accepter et retourner des valeurs d'un type de données SQL particulier. Le Tableau 8.25 liste les différents pseudo-types.

Tableau 8.25. Pseudo-Types

Nom	Description
`any`	Indique qu'une fonction accepte tout type de données, quel qu'il soit.
`anyelement`	Indique qu'une fonction accepte tout type de données (voir la Section 38.2.5).
`anyarray`	Indique qu'une fonction accepte tout type de tableau (voir la Section 38.2.5).
`anynonarray`	Indique que la fonction accepte tout type de données non-array (voir Section 38.2.5).
`anyenum`	Indique que la fonction accepte tout type de données enum (voir Section 38.2.5 et Section 8.7).
`anyrange`	Indique qu'une fonction accepte tout type de données intervalle (voir Section 38.2.5 et Section 8.17).
`cstring`	Indique qu'une fonction accepte ou retourne une chaîne de caractères C (terminée par un NULL).
`internal`	Indique qu'une fonction accepte ou retourne un type de données interne du serveur de bases de données.
`language_handler`	Une fonction d'appel de langage procédural est déclarée retourner un `language_handler`.
`fdw_handler`	Une fonction de gestion pour le wrapper de données distantes est déclarée retourner un `fdw_handler`.
`index_am_handler`	Un gestionnaire pour une méthode d'accès d'index est déclaré renvoyer `index_am_handler`.
`tsm_handler`	Un gestionnaire de méthode d'échantillonnage est déclaré comme renvoyant le type `tsm_handler`.
`record`	Identifie une fonction qui prend ou retourne un type de ligne non spécifié.
`trigger`	Une fonction déclencheur est déclarée comme retournant un type `trigger`.
`event_trigger`	Une fonction pour un trigger d'événement est déclarée comme renvoyant une donnée de type `event_trigger`.
`pg_ddl_command`	Identifie une représention de commandes DDL qui est disponible pour les triggers d'événement.
`void`	Indique qu'une fonction ne retourne aucune valeur.
`unknown`	Identifie un type non encore résolu, par exemple une chaîne de texte non décorée.
`opaque`	Un type de données obsolète qui servait précédemment pour beaucoup des usages cités ci-dessus.

Les fonctions codées en C (incluses ou chargées dynamiquement) peuvent être déclarées comme acceptant ou retournant tout pseudo-type. Il est de la responsabilité de l'auteur de la fonction de s'assurer du bon comportement de la fonction lorsqu'un pseudo-type est utilisé comme type d'argument.

Les fonctions codées en langage procédural ne peuvent utiliser les pseudo-types que dans les limites imposées par l'implantation du langage. À ce jour, la plupart des langages procéduraux interdisent l'usage d'un pseudo-type comme argument et n'autorisent que `void` et `record` comme type de retour (plus `trigger` ou `event_trigger` lorsque la fonction est utilisée respectivement comme trigger ou triggers d'événement). Certains supportent également les fonctions polymorphes qui utilisent les types `anyelement`, `anyarray`, `anynonarray`, `anyenum` et `anyrange`.

Le pseudo-type `internal` sert à déclarer des fonctions qui ne sont appelées que par le système en interne, et non pas directement par une requête SQL. Si une fonction accepte au minimum un argument de type `internal`, alors elle ne peut être appelée depuis SQL. Pour préserver la sécurité du type de cette restriction, il est important de suivre la règle de codage suivante : ne jamais créer de fonction qui retourne un `internal` si elle n'accepte pas au moins un argument de type `internal`.

Chapitre 9. Fonctions et opérateurs

PostgreSQL fournit un grand nombre de fonctions et d'opérateurs pour les types de données intégrés. Les utilisateurs peuvent aussi définir leurs propres fonctions et opérateurs comme décrit dans la Partie V.

Les commandes `\df` et `\do` de psql sont utilisées pour afficher respectivement la liste des fonctions et des opérateurs.

Du point de vue de la portabilité, il faut savoir que la plupart des fonctions et opérateurs décrits dans ce chapitre, à l'exception des opérateurs arithmétiques et logiques les plus triviaux et de quelques fonctions spécifiquement indiquées, ne font pas partie du standard SQL. Quelques fonctionnalités étendues sont présentes dans d'autres systèmes de gestion de bases de données SQL et dans la plupart des cas, ces fonctionnalités sont compatibles et cohérentes à de nombreuses implantations. Ce chapitre n'est pas exhaustif ; des fonctions supplémentaires apparaissent dans les sections adéquates du manuel.

9.1. Opérateurs logiques

Opérateurs logiques habituels :

```
AND
OR
NOT
```

SQL utilise une logique booléenne à trois valeurs avec true, false et `null` qui représente « unknown » (inconnu). Les tables de vérité à considérer sont les suivantes :

a	***b***	***a* AND *b***	***a* OR *b***
TRUE	TRUE	TRUE	TRUE
TRUE	FALSE	FALSE	TRUE
TRUE	NULL	NULL	TRUE
FALSE	FALSE	FALSE	FALSE
FALSE	NULL	FALSE	NULL
NULL	NULL	NULL	NULL

a	**NOT *a***
TRUE	FALSE
FALSE	TRUE
NULL	NULL

Les opérateurs `AND` et `OR` sont commutatifs, la permutation des opérandes gauche et droit n'affecte pas le résultat. Voir la Section 4.2.14 pour plus d'informations sur l'ordre d'évaluation des sous-expressions.

9.2. Fonctions et opérateurs de comparaison

Les opérateurs de comparaison habituels sont disponibles, comme l'indique le Tableau 9.1.

Tableau 9.1. Opérateurs de comparaison

Opérateur	Description
<	inférieur à
>	supérieur à

Opérateur	Description
<=	inférieur ou égal à
>=	supérieur ou égal à
=	égal à
<> ou !=	différent de

> **Note**
>
> L'opérateur != est converti en <> au moment de l'analyse. Il n'est pas possible d'implanter des opérateurs != et <> réalisant des opérations différentes.

Les opérateurs de comparaison sont disponibles pour tous les types de données pour lesquels cela a du sens. Tous les opérateurs de comparaison sont des opérateurs binaires renvoyant des valeurs du type `boolean` ; des expressions comme `1 < 2 < 3` ne sont pas valides (car il n'existe pas d'opérateur < de comparaison d'une valeur booléenne avec 3).

Il existe aussi quelques prédicats de comparaison, comme indiqué dans Tableau 9.2. Ils se comportent comme des opérateurs, mais ont une syntaxe spéciale requise par le standard SQL.

Tableau 9.2. Prédicats de comparaison

Prédicat	Description
a `BETWEEN` *x* `AND` *y*	entre
a `NOT BETWEEN` *x* `AND` *y*	pas entre
a `BETWEEN SYMMETRIC` *x* `AND` *y*	entre, après tri des valeurs de comparaison
a `NOT BETWEEN SYMMETRIC` *x* `AND` *y*	pas entre, après tri des valeurs de comparaison
a `IS DISTINCT FROM` *b*	différent, en traitant null comme une valeur ordinaire
a `IS NOT DISTINCT FROM` *b*	égal, en traitant null comme une valeur ordinaire
expression `IS NULL`	est null
expression `IS NOT NULL`	n'est pas null
expression `ISNULL`	est null (syntaxe non standard)
expression `NOTNULL`	n'est pas null (syntaxe non standard)
boolean_expression `IS TRUE`	est true
boolean_expression `IS NOT TRUE`	est false ou inconnu
boolean_expression `IS FALSE`	est false
boolean_expression `IS NOT FALSE`	est true ou inconnu
boolean_expression `IS UNKNOWN`	est inconnu
boolean_expression `IS NOT UNKNOWN`	est true ou false

Le prédicat `BETWEEN` simplifie les tests d'intervalle.

a `BETWEEN` *x* `AND` *y*

est équivalent à

a `>=` *x* `AND` *a* `<=` *y*

Notez que `BETWEEN` traite le point final comme inclus dans l'échelle des valeurs. `NOT BETWEEN` fait la comparaison inverse :

a NOT BETWEEN *x* AND *y*

est équivalent à

a < *x* OR *a* > *y*

BETWEEN SYMMETRIC est identique à BETWEEN, sauf qu'il n'est pas nécessaire que l'argument à gauche de AND soit plus petit ou égal à l'argument à droite. Si ce n'est pas le cas, ces deux arguments sont automatiquement inversés, pour qu'une échelle non vide soit toujours supposée.

Les opérateurs de comparaison habituels renvoient NULL (autrement dit « inconnu »), et non pas vrai ou faux, quand l'une des entrées est NULL. Par exemple, 7 = NULL renvoie NULL, tout comme 7 <> NULL. Quand ce comportement n'est pas convenable, utilisez les constructions IS [NOT] DISTINCT FROM :

a IS DISTINCT FROM *b*
a IS NOT DISTINCT FROM *b*

Pour les entrées non NULL, IS DISTINCT FROM est identique à l'opérateur <>. Néanmoins, si les entrées sont NULL, il renvoie faux. Si une seule entrée est NULL, il renvoie vrai. De la même façon, IS NOT DISTINCT FROM est identique à = pour les entrées non NULL, mais renvoie vrai quand les deux entrées sont NULL, et faux quand une seule entrée est NULL. De ce fait, ces constructions agissent réellement comme si NULL était une valeur normale de données, plutôt que « inconnue ».

Pour vérifier si une valeur est NULL ou non, on utilise les prédicats

expression IS NULL
expression IS NOT NULL

ou le prédicat équivalent, non standard,

expression ISNULL
expression NOTNULL

On *ne* peut *pas* écrire *expression* = NULL, parce que NULL n'est pas « égal à » NULL. (La valeur NULL représente une valeur inconnue et il est impossible de dire si deux valeurs inconnues sont égales.)

> **Astuce**
>
> Il se peut que des applications s'attendent à voir *expression* = NULL évaluée à vrai (*true*) si *expression* s'évalue comme la valeur NULL. Il est chaudement recommandé que ces applications soient modifiées pour se conformer au standard SQL. Néanmoins, si cela n'est pas possible, le paramètre de configuration transform_null_equals peut être utilisé. S'il est activé, PostgreSQL convertit les clauses x = NULL en x IS NULL.

Si l'*expression* est une valeur de ligne, alors IS NULL est vrai quand l'expression même de la ligne est NULL ou quand tous les champs de la ligne sont NULL, alors que IS NOT NULL est vrai quand l'expression même de la ligne est non NULL et que tous les champs de la ligne sont non NULL. À cause de ce comportement, IS NULL et IS NOT NULL ne renvoient pas toujours des résultats inversés pour les expressions de lignes. En particulier, une expression de ligne qui contient à la fois des valeurs NULL et des valeurs non NULL retournera faux pour les deux tests. Dans certains cas, il serait préférable d'écrire *row* IS DISTINCT FROM NULL ou *row* IS NOT DISTINCT FROM NULL, qui vérifiera simplement si la valeur de ligne en aperçu est NULL sans tests supplémentaires sur les champs de la ligne.

Les valeurs booléennes peuvent aussi être testées en utilisant les prédicats

```
expression_booléenne IS TRUE
expression_booléenne IS NOT TRUE
expression_booléenne IS FALSE
expression_booléenne IS NOT FALSE
expression_booléenne IS UNKNOWN
expression_booléenne IS NOT UNKNOWN
```

Elles retournent toujours vrai ou faux, jamais une valeur NULL, même si l'opérande est NULL. Une entrée NULL est traitée comme la valeur logique « inconnue ». `IS UNKNOWN` et `IS NOT UNKNOWN` sont réellement identiques à `IS NULL` et `IS NOT NULL`, respectivement, sauf que l'expression en entrée doit être de type booléen.

Certaines fonctions de comparaison sont aussi disponibles, comme indiqué dans Tableau 9.3.

Tableau 9.3. Fonctions de comparaison

Fonction	Description	Exemple	Résultat d'un exemple
`num_nonnulls(VARIADIC "any")`	renvoie le nombre d'arguments non NULL	`num_nonnulls(1, NULL, 2)`	`2`
`num_nulls(VARIADIC "any")`	renvoie le nombre d'arguments NULL	`num_nulls(1, NULL, 2)`	`1`

9.3. Fonctions et opérateurs mathématiques

Des opérateurs mathématiques sont fournis pour un grand nombre de types PostgreSQL. Pour les types sans conventions mathématiques standard (les types dates/time, par exemple), le comportement réel est décrit dans les sections appropriées.

Le Tableau 9.4 affiche les opérateurs mathématiques disponibles.

Tableau 9.4. Opérateurs mathématiques

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
`+`	addition	`2 + 3`	`5`
`-`	soustraction	`2 - 3`	`-1`
`*`	multiplication	`2 * 3`	`6`
`/`	division (la division entière tronque les résultats)	`4 / 2`	`2`
`%`	modulo (reste)	`5 % 4`	`1`
`^`	exposant (association de gauche à droite)	`2.0 ^ 3.0`	`8`
`|/`	racine carrée	`|/ 25.0`	`5`
`||/`	racine cubique	`||/ 27.0`	`3`
`!`	factoriel (obsolète, utilisez `factorial()` à la place)	`5 !`	`120`
`!!`	factoriel (opérateur préfixe)	`!! 5`	`120`
`@`	valeur absolue	`@ -5.0`	`5`
`&`	AND bit à bit	`91 & 15`	`11`
`|`	OR bit à bit	`32 | 3`	`35`
`#`	XOR bit à bit	`17 # 5`	`20`

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
~	NOT bit à bit	~1	-2
<<	décalage gauche	1 << 4	16
>>	décalage droit	8 >> 2	2

Les opérateurs bit à bit ne fonctionnent que sur les types de données entiers et sont aussi disponibles pour les types de chaînes de bits `bit` et `bit varying` comme le montre le Tableau 9.13.

Le Tableau 9.5 affiche les fonctions mathématiques disponibles. Dans ce tableau, `dp` signifie `double precision`. Beaucoup de ces fonctions sont fournies dans de nombreuses formes avec différents types d'argument. Sauf précision contraire, toute forme donnée d'une fonction renvoie le même type de données que son argument. Les fonctions utilisant des données de type `double precision` sont pour la plupart implantées avec la bibliothèque C du système hôte ; la précision et le comportement dans les cas particuliers peuvent varier en fonction du système hôte.

Tableau 9.5. Fonctions mathématiques

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
abs(*x*)	(identique à l'entrée)	valeur absolue	abs(-17.4)	17.4
cbrt(dp)	dp	racine cubique	cbrt(27.0)	3
ceil(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	plus proche entier plus grand ou égal à l'argument	ceil(-42.8)	-42
ceiling(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	plus proche entier plus grand ou égal à l'argumen (identique à `ceil`)	ceiling(-95.3)	-95
degrees(dp)	dp	radians vers degrés	degrees(0.5)	28.6478897565412
div(*y* numeric, *x* numeric)	numeric	quotient entier de *y*/*x*	div(9,4)	2
exp(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	exponentiel	exp(1.0)	2.71828182845905
factorial(bigint)	numeric	factoriel	factorial(5)	120
floor(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	plus proche entier plus petit ou égal à l'argument	floor(-42.8)	-43
ln(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	logarithme	ln(2.0)	0.693147180559945
log(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	logarithme base 10	log(100.0)	2
log(*b* numeric, *x* numeric)	numeric	logarithme en base *b*	log(2.0, 64.0)	6.0000000000

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
mod(*y*, *x*)	(identique au type des arguments)	reste de *y*/*x*	mod(9,4)	1
pi()	dp	constante « pi »	pi()	3.14159265358979
power(*a* dp, *b* dp)	dp	*a* élevé à la puissance *b*	power(9.0, 3.0)	729
power(*a* numeric, *b* numeric)	numeric	*a* élevé à la puissance *b*	power(9.0, 3.0)	729
radians(dp)	dp	degrés vers radians	radians(45.0)	0.785398163397448
round(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	arrondi à l'entier le plus proche	round(42.4)	42
round(*v* numeric, *s* int)	numeric	arrondi pour *s* décimales	round(42.4382, 2)	42.44
scale(numeric)	integer	échelle de l'argument (le nombre de chiffres décimaux dans la partie de fraction)	scale(8.41)	2
sign(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	signe de l'argument (-1, 0, +1)	sign(-8.4)	-1
sqrt(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	racine carrée	sqrt(2.0)	1.4142135623731
trunc(dp ou numeric)	(identique à l'argument)	tronque vers zéro	trunc(42.8)	42
trunc(*v* numeric, *s* int)	numeric	tronque sur *s* décimales	trunc(42.4382, 2)	42.43
width_bucket(*opérande* dp, *b1* dp, *b2* dp, *nombre* int)	int	renvoie le numéro du compartiment dans lequel l'*opérande* serait affecté dans un histogramme ayant *nombre* compartiments d'égale longueur répartis entre *b1* et *b2* ; renvoie 0 ou *nombre*+1 pour une valeur d'entrée en dehors de l'intervalle	width_bucket(5.35, 0.024, 10.06, 5)	3
width_bucket(*opérande* numeric, *b1* numeric, *b2* numeric,	int	renvoie le numéro du compartiment dans lequel l'*opérande* serait affecté dans un histogramme ayant *nombre* compartiments d'égale longueur répartis	width_bucket(5.35, 0.024, 10.06, 5)	3

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
nombre int)		entre *b1* et *b2* ; renvoie 0 ou *nombre*+1 pour une valeur d'entrée en dehors de l'intervalle		
width_bucket(*opérande* anyelement, *seuils* anyarray)	int	renvoie le numéro du compartiment dans lequel *opérande* serait affecté compte tenu d'un tableau qui comporterait les limites inférieures de chaque compartiment ; renvoie 0 pour une valeur d'entrée inférieure à la première valeur du tableau ; le tableau *seuils* *doit* être trié, par ordre croissant, sinon des résultats inattendus seront obtenus	width_bucket(now(), array['yesterday', 'today', 'tomorrow']::timestamptz[])	2

Tableau 9.6 montre les fonctions de génération de nombres aléatoires.

Tableau 9.6. Fonctions de génération de nombres aléatoires

Fonction	Type renvoyé	Description
random()	dp	valeur aléatoire comprise entre 0,0 et 1,0
setseed(dp)	void	configuration de la graine pour les appels suivants à random() (valeur comprise entre -1,0 et 1.0, valeurs incluses)

Les caractéristiques des valeurs renvoyées par random() dépendent de l'implémentation système. Les applications de chiffrement ne devraient pas les utiliser ; voir le module pgcrypto pour une alternative.

Pour finir, le Tableau 9.7 affiche les fonctions trigonométriques disponibles. Toutes les fonctions trigonométriques prennent des arguments et renvoient des valeurs de type double precision. Chaque fonction trigonométrique est disponible en deux variantes, une qui mesure l'angle en radians et l'autre qui mesure l'angle en degrés.

Tableau 9.7. Fonctions trigonométriques

Fonction (radians)	Fonction (degrés)	Description
acos(*x*)	acosd(*x*)	arccosinus
asin(*x*)	asind(*x*)	arcsinus
atan(*x*)	atand(*x*)	arctangente
atan2(*y*, *x*)	atan2d(*y*, *x*)	arctangente de *y*/*x*
cos(*x*)	cosd(*x*)	cosinus
cot(*x*)	cotd(*x*)	cotangente
sin(*x*)	sind(*x*)	sinus
tan(*x*)	tand(*x*)	tangente

> **Note**
>
> Un autre moyen de travailler avec des angles mesurés en degrés est d'utiliser les fonctions de transformation d'unités `radians()` et `degrees()` montrées précédemment. Néanmoins, l'utilisation des fonctions trigonométriques sur les degrés est préférée, comme cela évite les erreurs d'arrondis pour les cas spéciaux tels que `sind(30)`.

9.4. Fonctions et opérateurs de chaînes

Cette section décrit les fonctions et opérateurs d'examen et de manipulation des valeurs de type chaîne de caractères. Dans ce contexte, les chaînes incluent les valeurs des types `character`, `character varying` et `text`. Sauf lorsque cela est précisé différemment, toutes les fonctions listées ci-dessous fonctionnent sur tous ces types, mais une attention particulière doit être portée aux effets potentiels du remplissage automatique lors de l'utilisation du type `character`. Quelques fonctions existent aussi nativement pour le type chaîne bit à bit.

SQL définit quelques fonctions de type chaîne qui utilisent des mots-clés, à la place de la virgule, pour séparer les arguments. Des détails sont disponibles dans le Tableau 9.8. PostgreSQL fournit aussi des versions de ces fonctions qui utilisent la syntaxe standard d'appel des fonctions (voir le Tableau 9.9).

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 8.3, ces fonctions acceptent silencieusement des valeurs de types de données différents de chaînes de caractères. Cela parce qu'existent des transtypages implicites de ces types en `text`. Ces forçages ont été supprimés parce que leur comportement est souvent surprenant. Néanmoins, l'opérateur de concaténation de chaîne (`||`) accepte toujours des éléments qui ne sont pas du type chaîne de caractères, dès lors qu'au moins un des éléments est de type chaîne, comme montré dans Tableau 9.8. Dans tous les autres cas, il faut insérer un transtypage explicite en `text` pour mimer le comportement précédent.

Tableau 9.8. Fonctions et opérateurs SQL pour le type chaîne

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
chaîne `||` *chaîne*	`text`	Concaténation de chaînes	`'Post' || 'greSQL'`	`PostgreSQL`
chaîne `||` *autre-que-chaîne* ou *autre-que-chaîne* `||` *chaîne*	`text`	Concaténation de chaînes avec un argument non-chaîne	`'Value: ' || 42`	`Value: 42`
`bit_length(`*chaîne*`)`	`int`	Nombre de bits de la chaîne	`bit_length('jose')`	`32`
`char_length(`*chaîne*`)` ou `character_length(`*chaîne*`)`	`int`	Nombre de caractères de la chaîne	`char_length('jose')`	`4`
`lower(`*chaîne*`)`	`text`	Convertit une chaîne en minuscules	`lower('TOM')`	`tom`
`octet_length(`*chaîne*`)`	`int`	Nombre d'octets de la chaîne	`octet_length('jose')`	`4`

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
overlay(*chaîne* placing *chaîne* from int [for int])	text	Remplace la sous-chaîne	overlay('Txxxxas' placing 'hom' from 2 for 4)	Thomas
position(*sous-chaîne* in *chaîne*)	int	Emplacement de la sous-chaîne indiquée	position('om' in 'Thomas')	3
substring(*chaîne* [from int] [for int])	text	Extrait une sous-chaîne	substring('Thomas' from 2 for 3)	hom
substring(*chaîne* from *modele*)	text	Extrait la sous-chaîne correspondant à l'expression rationnelle POSIX. Voir Section 9.7 pour plus d'informations sur la correspondance de modèles.	substring('Thomas' from '...$')	mas
substring(*chaîne* from *modele* for *echappement*)	text	Extrait la sous-chaîne correspondant à l'expression rationnelle SQL. Voir Section 9.7 pour plus d'informations sur la correspondance de modèles.	substring('Thomas' from '%#"o_a#"_' for '#')	oma
trim([leading | trailing | both] [*caractères*] from *chaîne*)	text	Supprime la plus grande chaîne qui ne contient que les caractères provenant de *caractères* (une espace par défaut) à partir du début, de la fin ou des deux extrémités (both par défaut) de la *chaîne*.	trim(both 'xyz' from 'yxTomxx')	Tom
trim([leading | trailing | both] [from] *string* [, *characters*])	text	Syntaxe non standard de trim()	trim(both from 'yxTomxx', 'xyz')	Tom
upper(*chaîne*)	text	Convertit une chaîne en majuscules	upper('tom')	TOM

D'autres fonctions de manipulation de chaînes sont disponibles et listées dans le Tableau 9.9. Certaines d'entre elles sont utilisées en interne pour implanter les fonctions de chaîne répondant au standard SQL listées dans le Tableau 9.8.

Tableau 9.9. Autres fonctions de chaîne

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
ascii(*chaîne*)	int	Code ASCII du premier octet de l'argument. Pour UTF8, renvoie le code Unicode du caractère. Pour les autres codages	ascii('x')	120

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
		multioctets, l'argument doit impérativement être un caractère ASCII.		
btrim(*chaîne* text [, *caracteres* text])	text	Supprime la chaîne la plus longue constituée uniquement de caractères issus de *caractères* (une espace par défaut) à partir du début et de la fin de *chaîne*.	btrim('xyxtrimyyx', 'xyz')	trim
chr(int)	text	Caractère correspondant au code donné. Pour UTF8, l'argument est traité comme un code Unicode. Pour les autres codages multioctets, l'argument doit impérativement désigner un caractère ASCII. Le caractère NULL (0) n'est pas autorisé, car les types de données texte ne peuvent pas stocker ce type d'octets.	chr(65)	A
concat(*chaîne* "any" [, *chaîne* "any" [, ...]])	text	Concatène les représentations textuelles de tous les arguments. Les arguments NULL sont ignorés.	concat('abcde', 2, NULL, 22)	abcde222
concat_ws(*séparateur* text, *chaîne* "any" [, *chaîne* "any" [, ...]])	text	Concatène tous les arguments avec des séparateurs, sauf le premier utilisé comme séparateur. Les arguments NULL sont ignorés.	concat_ws(',', 'abcde', 2, NULL, 22)	abcde,2,22
convert(*chaîne* bytea, *encodage_source* name, *encodage_destination* name)	bytea	Convertit la chaîne en encodage *encodage_destination*. L'encodage d'origine est indiqué par *encodage_source*. La *chaîne* doit être valide pour cet encodage. Les conversions peuvent être définies avec CREATE CONVERSION. De plus, il existe quelques conversions prédéfinies. Voir Tableau 9.10	convert('texte_en_utf8', 'UTF8', 'LATIN1')	texte_en_utf8 représenté dans le codage LATIN1

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
		pour les conversions disponibles.		
convert_from(*chaîne* bytea, *encodage_source* nom)	text	Convertit la chaîne dans l'encodage de la base. L'encodage original est indiqué par *encodage_source*. La *chaîne* doit être valide pour cet encodage.	convert_from('texte_en_utf8', 'UTF8')	texte_en_utf8 représenté dans le codage de la base en cours
convert_to(*chaîne* text, *encodage_destination* nom)	bytea	Convertit une chaîne en encodage *encodage_destination*.	convert_to('un texte', 'UTF8')	un texte représenté dans l'encodage UTF8
decode(*chaîne* text, *format* text)	bytea	Décode les données binaires à partir d'une réprésentation textuelle disponible dans *chaîne*, codée préalablement avec encode. Les options disponibles pour le format sont les mêmes que pour la fonction encode.	decode('MTIzAAE=', 'base64')	\x3132330001
encode(*données* bytea, *format* text)	text	Code les données binaires en une représentation textuelle. Les formats supportés sont : base64, hex, escape. escape convertit les octets nuls et les octets dont le bit de poids fort est à 1, en séquence octale (*nnn*) et des antislashs doubles.	encode('123\000\001', 'base64')	MTIzAAE=
format(*chaine_formatage* text [, *argument_formatage* "any" [, ...]])	text	Formate les arguments suivant une chaîne de formatage. Cette fonction est similaire à la fonction C sprintf. Voir Section 9.4.1.	format('Bonjour %s, %1$s', 'monde')	Bonjour monde, monde
initcap(*chaîne*)	text	Convertit la première lettre de chaque mot en majuscule et le reste en minuscules. Les mots sont des séquences de caractères alphanumériques séparés par des caractères non alphanumériques.	initcap('bonjour THOMAS')	Bonjour Thomas
left(*chaîne* text, *n* int)	text	Renvoie les *n* premiers caractères dans la chaîne.	left('abcde', 2)	ab

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
		Quand *n* est négatif, renvoie tout sauf les *n* derniers caractères.		
length(*chaîne*)	int	Nombre de caractères de *chaîne*	length('jose')	4
length(*chaîne* bytea, *encodage* nom)	int	Nombre de caractères de *chaîne* dans l'*encodage* donné. La *chaîne* doit être valide dans cet encodage.	length('jose', 'UTF8')	4
lpad(*chaîne* text, *longueur* int [, *remplissage* text])	text	Complète *chaîne* à *longueur* en ajoutant les caractères *remplissage* en début de chaîne (une espace par défaut). Si *chaîne* a une taille supérieure à *longueur*, alors elle est tronquée (sur la droite).	lpad('hi', 5, 'xy')	xyxhi
ltrim(*chaîne* text [, *caracteres* text])	text	Supprime la chaîne la plus longue constituée uniquement de caractères issus de *caractères* (une espace par défaut) à partir du début de la chaîne.	ltrim('zzzytest', 'xyz')	test
md5(*chaîne*)	text	Calcule la clé MD5 de *chaîne* et retourne le résultat en hexadécimal.	md5('abc')	900150983cd24fb0d6963f7d28e17f72
parse_ident(*qualified_identifier* text [, *strictmode* boolean DEFAULT true])	text[]	Divise *qualified_identifier* en un tableau d'identifiants, en supprimant tout guillemet double au niveau des identifiants individuels. Par défaut, les caractères supplémentaires après le dernier identifiant sont considérés comme une erreur, mais si le second paramètre vaut false, alors ces caractères supplémentaires sont ignorés. (Ce comportement est utile pour l'analyse de noms d'objets comme les fonctions.) Notez que cette fonction ne tronque par les identifiants	parse_ident('"SomeSchema".someTable')	{SomeSchema,sometable}

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
		dont le nom est trop long. Si vous souhaitez ce comportement, vous pouvez convertir le résultat en `name[]`.		
`pg_client_encoding()`	`name`	Nom de l'encodage client courant.	`pg_client_encoding()`	`SQL_ASCII`
`quote_ident(`*chaîne* `text)`	`text`	Renvoie la chaîne correctement placée entre guillemets pour utilisation comme identifiant dans une chaîne d'instruction SQL. Les guillemets ne sont ajoutés que s'ils sont nécessaires (c'est-à-dire si la chaîne contient des caractères autres que ceux de l'identifiant ou qu'il peut y avoir un problème de casse). Les guillemets compris dans la chaîne sont correctement doublés. Voir aussi Exemple 43.1.	`quote_ident('Foo bar')`	`"Foo bar"`
`quote_literal(`*chaîne* `text)`	`text`	Renvoie la chaîne correctement placée entre guillemets pour être utilisée comme libellé dans une chaîne d'instruction SQL. Les guillemets simples compris dans la chaîne et les antislash sont correctement doublés. Notez que `quote_literal` renvoie NULL si son argument est NULL ; si l'argument peut être NULL, la fonction `quote_nullable` convient mieux. Voir aussi Exemple 43.1.	`quote_literal(E'O\'Reilly')`	`'O''Reilly'`
`quote_literal(`*valeur* `anyelement)`	`text`	Convertit la valeur donnée en texte, puis la place entre guillemets suivant la méthode appropriée pour une valeur littérale. Les guillemets simples et antislashs faisant partie de cette valeur sont doublés proprement.	`quote_literal(42.5)`	`'42.5'`

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
`quote_nullable(`*chaîne* `text)`	`text`	Renvoie la chaîne donnée convenablement mise entre guillemets pour être utilisée comme une chaîne littérale dans une instruction SQL ; si l'argument est NULL, elle renvoie `NULL`. Les guillemets simples et antislashs dans la chaîne sont doublés correctement. Voir aussi Exemple 43.1.	`quote_nullable(NULL)`	`NULL`
`quote_nullable(`*valeur* `anyelement)`	`text`	Renvoie la valeur donnée en texte, puis la met entre guillemets comme un littéral ; si l'argument est NULL, elle renvoie `NULL`. Les guillemets simples et antislashs dans la chaîne sont doublés correctement.	`quote_nullable(42.5)`	`'42.5'`
`regexp_match(`*string* `text,` *pattern* `text [,` *flags* `text])`	`text[]`	Renvoie la ou les sous-chaînes capturées depuis la première correspondance d'une expression régulière POSIX jusqu'à *string*. Voir Section 9.7.3 pour plus d'informations.	`regexp_match('foobarbequebaz', '(bar)(beque)')`	`{bar,beque}`

`regexp_matches(`*chaîne* `text,` *modèle* `text [,` *drapeaux* `text])`	`setof text[]`	Renvoie les sous-chaînes capturées résultant d'une correspondance entre l'expression rationnelle POSIX et *chaîne*. Voir Section 9.7.3 pour plus d'informations.	`regexp_matches('foobarbequebaz', 'ba.', 'g')`	`{bar}`
				`{baz}`
				(2 rows)

`regexp_replace(`*chaîne* `text,` *modèle* `text,` *remplacement* `text [,` *drapeaux* `text])`	`text`	Remplace la sous-chaîne correspondant à l'expression rationnelle POSIX. Voir Section 9.7.3 pour plus d'informations.	`regexp_replace('ThMmas', '.[mN]a.', 'M')`	`ThM`
`regexp_split_to_array(`*chaîne* `text,` *modèle* `text [,` *drapeaux* `text ])`	`text[]`	Divise une *chaîne* en utilisant une expression rationnelle POSIX en tant que délimiteur. Voir Section 9.7.3 pour plus d'informations.	`regexp_split_to_array('hello world', '\s+')`	`{hello,world}`
`regexp_split_to_table(`*chaîne* `text,` *modèle*	`setof text`	Divise la *chaîne* utilisant une expression rationnelle	`regexp_split_to_table('hello world', '\s+')`	`hello` `world`

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
text [, *drapeaux* text])		POSIX comme délimiteur. Voir Section 9.7.3 pour plus d'informations.		(2 rows)
repeat(*chaîne* text, *nombre* int)	text	Répète le texte *chaîne* *nombre* fois	repeat('Pg', 4)	PgPgPgPg
replace(*chaîne* text, *àpartirde* text, *vers* text)	text	Remplace dans *chaîne* toutes les occurrences de la sous-chaîne *àpartirde* par la sous-chaîne *vers*.	replace('abcdef', 'cd', 'XX')	abXXefabXXef
reverse(*chaîne*)	text	Renvoie une chaîne renversée.	reverse('abcde')	edcba
right(*chaîne* text, *n* int)	text	Renvoie les *n* derniers caractères dans la chaîne de caractères. Quand *n* est négatif, renvoie tout sauf les *n* derniers caractères.	right('abcde', 2)	de
rpad(*chaîne* text, *longueur* int [, *remplissage* text])	text	Complète *chaîne* à *longueur* caractères en ajoutant les caractères *remplissage* à la fin (une espace par défaut). Si la *chaîne* a une taille supérieure à *longueur*, elle est tronquée.	rpad('hi', 5, 'xy')	hixyx
rtrim(*chaîne* text [, *caracteres* text])	text	Supprime la chaîne la plus longue contenant uniquement les caractères provenant de *caractères* (une espace par défaut) depuis la fin de *chaîne*.	rtrim('testxxzx', 'xyz')	test
split_part(*chaîne* text, *délimiteur* text, *champ* int)	text	Divise *chaîne* par rapport au *délimiteur* et renvoie le champ donné (en comptant à partir de 1).	split_part('abc~@~def~@~ghi', '~@~', 2)	def
strpos(*chaîne*, *sous-chaîne*)	int	Emplacement de la sous-chaîne indiquée (identique à position(*sous-chaîne* in *sous-chaîne*), mais avec les arguments en ordre inverse).	strpos('high', 'ig')	2
substr(*chaîne*, *àpartirde* [, *nombre*])	text	Extrait la sous-chaîne (identique à substring(*chaîne*	substr('alphabet', 3, 2)	ph

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
		`from` *àpartirde* `for` *nombre*))		
`starts_with(`*chaîne*`,` *préfixe*`)`	`bool`	Renvoie true si *chaîne* commence avec *préfixe*.	`starts_with('alphabet', 'alph')`	`t`
`to_ascii(`*chaîne* `text [,` *encodage* `text])`	`text`	Convertit la *chaîne* en ASCII à partir de n'importe quel autre encodage (ne supporte que les conversions à partir de `LATIN1`, `LATIN2`, `LATIN9` et `WIN1250`).	`to_ascii('Karel')`	`Karel`
`to_hex(`*number* `int ou bigint)`	`text`	Convertit *nombre* dans sa représentation hexadécimale équivalente.	`to_hex(2147483647)`	`7fffffff`
`translate(`*chaîne* `text,` *àpartirde* `text,` *vers* `text)`	`text`	Tout caractère de *chaîne* qui correspond à un caractère de l'ensemble *àpartirde* est remplacé par le caractère correspondant de l'ensemble *vers*. Si *àpartirde* est plus long que *vers*, les occurrences des caractères supplémentaires dans *àpartirde* sont supprimées.	`translate('12345', '143', 'ax')`	`a2x5`

Les fonctions `concat`, `concat_ws` et `format` sont variadiques, donc il est possible de passer les valeurs à concaténer ou à formater dans un tableau marqué du mot-clé `VARIADIC` (voir Section 38.5.5). Les éléments du tableau sont traités comme des arguments ordinaires, mais séparés, de la fonction. Si le tableau est NULL, `concat` et `concat_ws` renvoient NULL. Par contre, `format` traite un NULL comme un tableau à zéro élément.

Voir aussi la fonction d'agrégat `string_agg` dans Section 9.20 et les fonctions sur les Large Objects dans Section 35.4.

Tableau 9.10. Conversions intégrées

Nom de la conversion [a]	Codage source	Codage destination
`ascii_to_mic`	`SQL_ASCII`	`MULE_INTERNAL`
`ascii_to_utf8`	`SQL_ASCII`	`UTF8`
`big5_to_euc_tw`	`BIG5`	`EUC_TW`
`big5_to_mic`	`BIG5`	`MULE_INTERNAL`
`big5_to_utf8`	`BIG5`	`UTF8`
`euc_cn_to_mic`	`EUC_CN`	`MULE_INTERNAL`
`euc_cn_to_utf8`	`EUC_CN`	`UTF8`

Nom de la conversion [a]	Codage source	Codage destination
euc_jp_to_mic	EUC_JP	MULE_INTERNAL
euc_jp_to_sjis	EUC_JP	SJIS
euc_jp_to_utf8	EUC_JP	UTF8
euc_kr_to_mic	EUC_KR	MULE_INTERNAL
euc_kr_to_utf8	EUC_KR	UTF8
euc_tw_to_big5	EUC_TW	BIG5
euc_tw_to_mic	EUC_TW	MULE_INTERNAL
euc_tw_to_utf8	EUC_TW	UTF8
gb18030_to_utf8	GB18030	UTF8
gbk_to_utf8	GBK	UTF8
iso_8859_10_to_utf8	LATIN6	UTF8
iso_8859_13_to_utf8	LATIN7	UTF8
iso_8859_14_to_utf8	LATIN8	UTF8
iso_8859_15_to_utf8	LATIN9	UTF8
iso_8859_16_to_utf8	LATIN10	UTF8
iso_8859_1_to_mic	LATIN1	MULE_INTERNAL
iso_8859_1_to_utf8	LATIN1	UTF8
iso_8859_2_to_mic	LATIN2	MULE_INTERNAL
iso_8859_2_to_utf8	LATIN2	UTF8
iso_8859_2_to_windows_1250	LATIN2	WIN1250
iso_8859_3_to_mic	LATIN3	MULE_INTERNAL
iso_8859_3_to_utf8	LATIN3	UTF8
iso_8859_4_to_mic	LATIN4	MULE_INTERNAL
iso_8859_4_to_utf8	LATIN4	UTF8
iso_8859_5_to_koi8_r	ISO_8859_5	KOI8R
iso_8859_5_to_mic	ISO_8859_5	MULE_INTERNAL
iso_8859_5_to_utf8	ISO_8859_5	UTF8
iso_8859_5_to_windows_1251	ISO_8859_5	WIN1251
iso_8859_5_to_windows_866	ISO_8859_5	WIN866
iso_8859_6_to_utf8	ISO_8859_6	UTF8
iso_8859_7_to_utf8	ISO_8859_7	UTF8
iso_8859_8_to_utf8	ISO_8859_8	UTF8
iso_8859_9_to_utf8	LATIN5	UTF8
johab_to_utf8	JOHAB	UTF8
koi8_r_to_iso_8859_5	KOI8R	ISO_8859_5
koi8_r_to_mic	KOI8R	MULE_INTERNAL
koi8_r_to_utf8	KOI8R	UTF8
koi8_r_to_windows_1251	KOI8R	WIN1251
koi8_r_to_windows_866	KOI8R	WIN866
koi8_u_to_utf8	KOI8U	UTF8
mic_to_ascii	MULE_INTERNAL	SQL_ASCII

Nom de la conversion [a]	Codage source	Codage destination
mic_to_big5	MULE_INTERNAL	BIG5
mic_to_euc_cn	MULE_INTERNAL	EUC_CN
mic_to_euc_jp	MULE_INTERNAL	EUC_JP
mic_to_euc_kr	MULE_INTERNAL	EUC_KR
mic_to_euc_tw	MULE_INTERNAL	EUC_TW
mic_to_iso_8859_1	MULE_INTERNAL	LATIN1
mic_to_iso_8859_2	MULE_INTERNAL	LATIN2
mic_to_iso_8859_3	MULE_INTERNAL	LATIN3
mic_to_iso_8859_4	MULE_INTERNAL	LATIN4
mic_to_iso_8859_5	MULE_INTERNAL	ISO_8859_5
mic_to_koi8_r	MULE_INTERNAL	KOI8R
mic_to_sjis	MULE_INTERNAL	SJIS
mic_to_windows_1250	MULE_INTERNAL	WIN1250
mic_to_windows_1251	MULE_INTERNAL	WIN1251
mic_to_windows_866	MULE_INTERNAL	WIN866
sjis_to_euc_jp	SJIS	EUC_JP
sjis_to_mic	SJIS	MULE_INTERNAL
sjis_to_utf8	SJIS	UTF8
windows_1258_to_utf8	WIN1258	UTF8
uhc_to_utf8	UHC	UTF8
utf8_to_ascii	UTF8	SQL_ASCII
utf8_to_big5	UTF8	BIG5
utf8_to_euc_cn	UTF8	EUC_CN
utf8_to_euc_jp	UTF8	EUC_JP
utf8_to_euc_kr	UTF8	EUC_KR
utf8_to_euc_tw	UTF8	EUC_TW
utf8_to_gb18030	UTF8	GB18030
utf8_to_gbk	UTF8	GBK
utf8_to_iso_8859_1	UTF8	LATIN1
utf8_to_iso_8859_10	UTF8	LATIN6
utf8_to_iso_8859_13	UTF8	LATIN7
utf8_to_iso_8859_14	UTF8	LATIN8
utf8_to_iso_8859_15	UTF8	LATIN9
utf8_to_iso_8859_16	UTF8	LATIN10
utf8_to_iso_8859_2	UTF8	LATIN2
utf8_to_iso_8859_3	UTF8	LATIN3
utf8_to_iso_8859_4	UTF8	LATIN4
utf8_to_iso_8859_5	UTF8	ISO_8859_5
utf8_to_iso_8859_6	UTF8	ISO_8859_6
utf8_to_iso_8859_7	UTF8	ISO_8859_7
utf8_to_iso_8859_8	UTF8	ISO_8859_8

Nom de la conversion [a]	Codage source	Codage destination
utf8_to_iso_8859_9	UTF8	LATIN5
utf8_to_johab	UTF8	JOHAB
utf8_to_koi8_r	UTF8	KOI8R
utf8_to_koi8_u	UTF8	KOI8U
utf8_to_sjis	UTF8	SJIS
utf8_to_windows_1258	UTF8	WIN1258
utf8_to_uhc	UTF8	UHC
utf8_to_windows_1250	UTF8	WIN1250
utf8_to_windows_1251	UTF8	WIN1251
utf8_to_windows_1252	UTF8	WIN1252
utf8_to_windows_1253	UTF8	WIN1253
utf8_to_windows_1254	UTF8	WIN1254
utf8_to_windows_1255	UTF8	WIN1255
utf8_to_windows_1256	UTF8	WIN1256
utf8_to_windows_1257	UTF8	WIN1257
utf8_to_windows_866	UTF8	WIN866
utf8_to_windows_874	UTF8	WIN874
windows_1250_to_iso_8859_2	WIN1250	LATIN2
windows_1250_to_mic	WIN1250	MULE_INTERNAL
windows_1250_to_utf8	WIN1250	UTF8
windows_1251_to_iso_8859_5	WIN1251	ISO_8859_5
windows_1251_to_koi8_r	WIN1251	KOI8R
windows_1251_to_mic	WIN1251	MULE_INTERNAL
windows_1251_to_utf8	WIN1251	UTF8
windows_1251_to_windows_866	WIN1251	WIN866
windows_1252_to_utf8	WIN1252	UTF8
windows_1256_to_utf8	WIN1256	UTF8
windows_866_to_iso_8859_5	WIN866	ISO_8859_5
windows_866_to_koi8_r	WIN866	KOI8R
windows_866_to_mic	WIN866	MULE_INTERNAL
windows_866_to_utf8	WIN866	UTF8
windows_866_to_windows_1251	WIN866	WIN
windows_874_to_utf8	WIN874	UTF8
euc_jis_2004_to_utf8	EUC_JIS_2004	UTF8
utf8_to_euc_jis_2004	UTF8	EUC_JIS_2004
shift_jis_2004_to_utf8	SHIFT_JIS_2004	UTF8
utf8_to_shift_jis_2004	UTF8	SHIFT_JIS_2004
euc_jis_2004_to_shift_jis_2004	EUC_JIS_2004	SHIFT_JIS_2004
shift_jis_2004_to_euc_jis_2004	SHIFT_JIS_2004	EUC_JIS_2004

[a] Les noms des conversions suivent un schéma de nommage standard : le nom officiel de l'encodage source avec tous les caractères non alpha-numériques remplacés par des tirets bas suivi de _to_ suivi du nom de l'encodage cible ayant subit le

même traitement que le nom de l'encodage source. Il est donc possible que les noms varient par rapport aux noms d'encodage personnalisés.

9.4.1. `format`

La fonction `format` produit une sortie formatée suivant une chaîne de formatage, dans un style similaire à celui de la fonction C `sprintf`.

```
format(chaine_format text [, arg_format "any" [, ...] ])
```

`chaine_format` est une chaîne de formatage qui indique comment le résultat doit être formaté. Le texte de la chaîne de formatage est copié directement dans le résultat, sauf quand des *spécificateurs de formatage* sont utilisés. Ces spécificateurs agissent comme des pointeurs dans la chaîne, définissant comment les arguments suivants de la fonction doivent être formatés et insérés dans le résultat. Chaque argument *`arg_format`* est converti en texte suivant les règles de sortie habituelles pour son type de données, puis formaté et inséré dans la chaîne en résultat suivant les spécificateurs de format.

Les spécificateurs de format sont introduits par un symbole `%` et ont la forme suivante :

```
%[position][drapeaux][longueur]type
```

où les composants sont :

`position` (optionnel)

Une chaîne de la forme *`n`*`$` où *`n`* est le numéro de l'argument à afficher. Le numéro 1 correspond au premier argument après *`chaine_format`*. Si *`position`* est omis, le comportement par défaut est d'utiliser le prochain argument dans la séquence.

`drapeaux` (optionnel)

Des options supplémentaires contrôlant la sortie du spécificateur est formatée. Actuellement, le seul drapeau supporté est le signe moins (`-`) qui fera en sorte que la sortie du spécificateur sera alignée à gauche. Cela n'a pas d'effet si le champ *`longueur`* n'est pas défini.

`longueur` (optionnel)

Indique le nombre *minimum* de caractères à utiliser pour afficher la sortie du spécificateur de format. Des espaces sont ajoutées à gauche ou à droite (suivant la présence du drapeau `-`) pour remplir la longueur demandée. Une longueur trop petite est tout simplement ignorée. La longueur peut être spécifiée en utilisant une des méthodes suivantes : un entier positif, une astérisque (`*`) pour utiliser le prochain argument de la fonction en tant que longueur, ou une chaîne de la forme `*`*`n`*`$` pour utiliser l'argument *`n`* comme longueur.

Si la longueur vient d'un argument de la fonction, cet argument est consommé avant l'argument utilisé pour la valeur du spécificateur de format. Si l'argument longueur est négatif, le résultat est aligné à gauche (comme si le drapeau `-` a été spécifié) dans un champ de longueur `abs` (*`longueur`*).

`type` (requis)

Le type de conversion de format à utiliser pour produire la sortie du spécificateur de format. Les types suivants sont supportés :

- `s` formate la valeur de l'argument comme une simple chaîne. Une valeur NULL est traitée comme une chaîne vide.

- `I` traite la valeur de l'argument comme un identifiant SQL, en utilisant les guillemets doubles si nécessaire. Une valeur NULL est une erreur (équivalent à `quote_ident`).
- `L` met entre guillemets simples la valeur en argument pour un littéral SQL. Une valeur NULL est affichée sous la forme d'une chaîne `NULL`, sans guillemets (équivalent à `quote_nullable`).

En plus des spécificateurs de format décrits ci-dessus, la séquence spéciale `%%` peut être utilisée pour afficher un caractère littéral `%`.

Voici quelques exemples des conversions basiques de format :

```
SELECT format('Hello %s', 'World');
Résultat : Hello World

SELECT format('Testing %s, %s, %s, %%', 'one', 'two', 'three');
Résultat : Testing one, two, three, %

SELECT format('INSERT INTO %I VALUES(%L)', 'Foo bar', E'O
\'Reilly');
Résultat : INSERT INTO "Foo bar" VALUES('O''Reilly')

SELECT format('INSERT INTO %I VALUES(%L)', 'locations', 'C:\Program
 Files');
Result: INSERT INTO locations VALUES('C:\Program Files')
```

Voici quelques exemples utilisant le champ *`longueur`* et le drapeau `-` :

```
SELECT format('|%10s|', 'foo');
Résultat : |       foo|

SELECT format('|%-10s|', 'foo');
Résultat : |foo       |

SELECT format('|%*s|', 10, 'foo');
Résultat : |       foo|

SELECT format('|%*s|', -10, 'foo');
Résultat : |foo       |

SELECT format('|%-*s|', 10, 'foo');
Résultat : |foo       |

SELECT format('|%-*s|', -10, 'foo');
Résultat : |foo       |
```

Ces exemples montrent l'utilisation des champs *`position`* :

```
SELECT format('Testing %3$s, %2$s, %1$s', 'one', 'two', 'three');
Résultat : Testing three, two, one

SELECT format('|%*2$s|', 'foo', 10, 'bar');
Résultat : |       bar|

SELECT format('|%1$*2$s|', 'foo', 10, 'bar');
Résultat : |       foo|
```

Contrairement à la fonction C standard `sprintf`, la fonction `format` de PostgreSQL permet que les spécificateurs de format avec ou sans le champ *`position`* soient mixés dans la même chaîne de formatage. Un spécificateur de format sans un champ *`position`* utilise toujours le prochain argument après que le dernier argument est consommé. De plus, la fonction `format` ne requiert pas que tous les arguments de fonction soient utilisés dans la chaîne de formatage. Par exemple :

```
SELECT format('Testing %3$s, %2$s, %s', 'one', 'two', 'three');
Résultat : Testing three, two, three
```

Les spécificateurs de format `%I` et `%L` sont particulièrement utiles pour construire proprement des requêtes SQL dynamiques. Voir Exemple 43.1.

9.5. Fonctions et opérateurs de chaînes binaires

Cette section décrit les fonctions et opérateurs d'examen et de manipulation des valeurs de type `bytea`.

SQL définit quelques fonctions de chaînes qui utilisent des mots-clés qui sont employés à la place de virgules pour séparer les arguments. Les détails sont présentés dans Tableau 9.11. PostgreSQL fournit aussi des versions de ces fonctions qui utilisent la syntaxe standard de l'appel de fonction (voir le Tableau 9.12).

> **Note**
>
> Les résultats en exemple montrés ici supposent que le paramètre serveur `bytea_output` est configuré à `escape` (le format traditionnel de PostgreSQL).

Tableau 9.11. Fonctions et opérateurs SQL pour chaînes binaires

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
chaîne `||` *chaîne*	`bytea`	Concaténation de chaîne	`'\\Post'::bytea || '\047gres \000'::bytea`	`\\Post'gres \000`
`octet_length(`*chaîne*`)`	`int`	Nombre d'octets d'une chaîne binaire	`octet_length('jo \000se'::bytea)`	`5`
`overlay(`*chaîne* `placing` *chaîne* `from int [for int])`	`bytea`	Remplace une sous-chaîne	`overlay('Th \000omas'::bytea placing '\002\003'::bytea from 2 for 3)`	`T\\002\ \003mas`
`position(`*sous-chaîne* `in` *chaîne*`)`	`int`	Emplacement de la sous-chaîne indiquée	`position('\000om'::bytea in 'Th \000omas'::bytea)`	`3`
`substring(`*chaîne*	`bytea`	Extrait la sous-chaîne	`substring('Th \000omas'::bytea from 2 for 3)`	`h\000o`

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
[from int] [for int])				
trim([both] *octets* from *chaîne*)	bytea	Supprime la plus longue chaîne composée uniquement des octets apparaissant dans *octets* à partir du début et de la fin de *chaîne*	trim('\000\001'::bytea from '\000Tom\001'::bytea)	Tom

Des fonctions supplémentaires de manipulations de chaînes binaires sont listées dans le Tableau 9.12. Certaines sont utilisées en interne pour coder les fonctions de chaînes suivant le standard SQL et sont listées dans le Tableau 9.11.

Tableau 9.12. Autres fonctions sur les chaînes binaires

Fonction	Type retourné	Description	Exemple	Résultat
btrim(*chaîne* bytea, *octets* bytea)	bytea	Supprime la plus longue chaîne constituée uniquement des octets apparaissant dans *octets* à partir du début et de la fin de *chaîne*.	btrim('\000trim\001'::bytea, '\000\001'::bytea)	trim
decode(*chaîne* text, *format* text)	bytea	Décode les données binaires de leur représentation textuelle dans *chaîne* auparavant codée. Les options pour *format* sont les mêmes que pour encode.	decode('123\000456', 'escape')	123\000456
encode(*chaîne* bytea, *type* text)	text	Code les données binaires en une représentation textuelle. Les formats supportés sont : base64, hex, escape. escape convertit les octets nuls et les octets dont le bit de poids fort est à 1, en séquence octale (*nnn*) et des antislashs doubles.	encode('123\000456'::bytea, 'escape')	123\000456

Fonction	Type retourné	Description	Exemple	Résultat
`get_bit(`*chaîne*`, `*offset*`)`	`int`	Extrait un bit d'une chaîne	`get_bit('Th \000omas'::bytea, 45)`	`1`
`get_byte(`*chaîne*`, `*offset*`)`	`int`	Extrait un octet d'une chaîne	`get_byte('Th \000omas'::bytea, 4)`	`109`
`length(`*chaîne*`)`	`int`	Longueur de la chaîne binaire	`length('jo \000se'::bytea)`	`5`
`md5(`*chaîne*`)`	`text`	Calcule le hachage MD5 de la *chaîne* et retourne le résultat en hexadécimal	`md5('Th \000omas'::bytea)`	`8ab2d3c9689aaf18 b4958c334c82d8b1`
`set_bit(`*chaîne*`, `*offset*`, `*newvalue*`)`	`bytea`	Positionne un bit dans une chaîne	`set_bit('Th \000omas'::bytea, 45, 0)`	`Th\000omAs`
`set_byte(`*chaîne*`, `*offset*`, `*newvalue*`)`	`bytea`	Positionne un octet dans une chaîne	`set_byte('Th \000omas'::bytea, 4, 64)`	`Th\000o@as`
`sha224(bytea)`	`bytea`	Hachage SHA-224	`sha224('abc')`	`\x23097d223405d8228642a47 55b32aadbce4bda0b3f7e36c9`
`sha256(bytea)`	`bytea`	Hachage SHA-256	`sha256('abc')`	`\xba7816bf8f01cfea414140d b00361a396177a9cb410ff61f`
`sha384(bytea)`	`bytea`	Hachage SHA-384	`sha384('abc')`	`\xcb00753f45a35e8bb5a03d6 272c32ab0eded1631a8b605a4 8086072ba1e7cc2358baeca13`
`sha512(bytea)`	`bytea`	Hachage SHA-512	`sha512('abc')`	`\xddaf35a193617abacc41734 12e6fa4e89a97ea20a9eeee64 2192992a274fc1a836ba3c23a 454d4423643ce80e2a9ac94fa`

`get_byte` et `set_byte` prennent en compte le premier octet d'une chaîne binaire comme l'octet numéro zéro. `get_bit` et `set_bit` comptent les bits à partir de la droite pour chaque octet. Par exemple, le bit 0 est le bit le moins significatif du premier octet et le bit 15 est le bit le plus significatif du second octet.

Notez que pour des raisons historiques, la fonction `md5` renvoie une valeur codée en hexadécimal de type `text`, alors que les fonctions SHA-2 renvoient une donnée de type `bytea`. Utilisez les fonctions `encode` et `decode` pour convertir entre les deux, par exemple `encode(sha256('abc'), 'hex')` pour obtenir une représentation textuelle encodée en hexadécimal.

Voir aussi la fonction d'agrégat `string_agg` dans Section 9.20.

9.6. Fonctions et opérateurs sur les chaînes de bits

Cette section décrit les fonctions et opérateurs d'examen et de manipulation des chaînes de bits, c'est-à-dire des valeurs de types `bit` et `bit varying`. En dehors des opérateurs de comparaison habituels, les opérateurs présentés dans le Tableau 9.13 peuvent être utilisés. Les opérandes de chaînes de bits

utilisés avec &, | et # doivent être de même longueur. Lors d'un décalage de bits, la longueur originale de la chaîne est préservée, comme le montrent les exemples.

Tableau 9.13. Opérateurs sur les chaînes de bits

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
`||`	concaténation	`B'10001' || B'011'`	`10001011`
`&`	AND bit à bit	`B'10001' & B'01101'`	`00001`
`|`	OR bit à bit	`B'10001' | B'01101'`	`11101`
`#`	XOR bit à bit	`B'10001' # B'01101'`	`11100`
`~`	NOT bit à bit	`~ B'10001'`	`01110`
`<<`	décalage gauche bit à bit	`B'10001' << 3`	`01000`
`>>`	décalage droit bit à bit	`B'10001' >> 2`	`00100`

Les fonctions SQL suivantes fonctionnent sur les chaînes de bits ainsi que sur les chaînes de caractères : `length`, `bit_length`, `octet_length`, `position`, `substring`, `overlay`.

Les fonctions suivantes fonctionnent sur les chaînes de bits ainsi que sur les chaînes binaires : `get_bit`, `set_bit`. En travaillant sur des chaînes de bits, ces fonctions numérotent le premier bit (le plus à gauche) comme le bit 0.

De plus, il est possible de convertir des valeurs intégrales vers ou depuis le type `bit`. Quelques exemples :

```
44::bit(10)                    0000101100
44::bit(3)                     100
cast(-44 as bit(12))           111111010100
'1110'::bit(4)::integer        14
```

Le transtypage « bit » signifie transtyper en `bit(1)` et, de ce fait, seul le bit de poids faible de l'entier est rendu.

> **Note**
>
> Convertir un entier en `bit(n)` copie les `n` bits les plus à droite. Convertir un entier en une chaîne de bits plus large que l'entier lui-même ajoutera l'extension de signe à gauche.

9.7. Correspondance de motif

PostgreSQL fournit trois approches différentes à la correspondance de motif : l'opérateur SQL traditionnel `LIKE`, le plus récent `SIMILAR TO` (ajouté dans SQL:1999) et les expressions rationnelles de type POSIX. En dehors des opérateurs basiques du style « est-ce que cette chaîne correspond à ce modèle ? », les fonctions sont disponibles pour extraire ou remplacer des sous-chaînes correspondantes ou pour diviser une chaîne aux emplacements correspondants.

> **Astuce**
>
> Si un besoin de correspondances de motif va au-delà, il faut considérer l'écriture d'une fonction en Perl ou Tcl.

> **Attention**
>
> Alors que la plupart des recherches d'expression rationnelle sont exécutées très rapidement, les expressions rationnelles peuvent être écrites de telle façon que leur traitement prendra beaucoup de temps et de mémoire. Faites attention si vous acceptez des motifs d'expression rationnelle de source inconnue. Si vous devez le faire, il est conseillé d'imposer une durée maximale pour l'exécution d'une requête.
>
> Les recherches utilisant des motifs `SIMILAR TO` ont le même souci de sécurité, car `SIMILAR TO` fournit en gros les mêmes possibilités que les expressions rationnelles POSIX.
>
> Les recherches `LIKE`, bien plus simples que les deux autres options de recherches, sont plus sûres avec des sources potentiellement hostiles.

9.7.1. LIKE

```
chaîne LIKE motif [ESCAPE caractère d'échappement]
chaîne NOT LIKE motif [ESCAPE caractère d'échappement]
```

L'expression `LIKE` renvoie true si la *`chaîne`* est contenue dans l'ensemble de chaînes représenté par le *`motif`*. (L'expression `NOT LIKE` renvoie false si `LIKE` renvoie true et vice versa. Une expression équivalente est `NOT (`*`chaîne`* `LIKE` *`motif`*`)`.)

Si le *`motif`* ne contient ni signe pour cent ni tiret bas, alors il ne représente que la chaîne elle-même ; dans ce cas, `LIKE` agit exactement comme l'opérateur d'égalité. Un tiret bas (_) dans *`motif`* correspond à un seul caractère, un signe pour cent (%) à toutes les chaînes de zéro ou plusieurs caractères.

Quelques exemples :

```
'abc' LIKE 'abc'    true
'abc' LIKE 'a%'     true
'abc' LIKE '_b_'    true
'abc' LIKE 'c'      false
```

Le modèle `LIKE` correspond toujours à la chaîne entière. Du coup, pour faire correspondre une séquence à l'intérieur d'une chaîne, le motif doit commencer et finir avec un signe pour cent.

Pour faire correspondre un vrai tiret bas ou un vrai signe de pourcentage sans correspondance avec d'autres caractères, le caractère correspondant dans *`motif`* doit être précédé du caractère d'échappement. Par défaut, il s'agit de l'antislash, mais un autre caractère peut être sélectionné en utilisant la clause `ESCAPE`. Pour une correspondance avec le caractère d'échappement lui-même, on écrit deux fois ce caractère.

> **Note**
>
> Si vous avez désactivé standard_conforming_strings, tout antislash écrit dans une chaîne de caractères devra être doublé. Voir Section 4.1.2.1 pour plus d'informations.

Il est aussi possible de ne sélectionner aucun caractère d'échappement en écrivant `ESCAPE ''`. Ceci désactive complètement le mécanisme d'échappement, ce qui rend impossible la désactivation de la signification particulière du tiret bas et du signe de pourcentage dans le motif.

Le mot-clé `ILIKE` est utilisé à la place de `LIKE` pour faire des correspondances sans tenir compte de la casse, mais en tenant compte de la locale active. Ceci ne fait pas partie du standard SQL, mais est une extension PostgreSQL.

L'opérateur `~~` est équivalent à `LIKE`, alors que `~~*` correspond à `ILIKE`. Il existe aussi les opérateurs `!~~` et `!~~*` représentant respectivement `NOT LIKE` et `NOT ILIKE`. Tous ces opérateurs sont spécifiques à PostgreSQL. Vous pouvez voir ces noms d'opérateur dans la sortie `EXPLAIN` et à des endroits similaires car l'optimiseur traduit `LIKE` et autres avec ces opérateurs.

Les phrases `LIKE`, `ILIKE`, `NOT LIKE` et `NOT ILIKE` sont habituellement traitées comme des opérateurs dans la syntaxe PostgreSQL ; par exemple, elles peuvent être utilisées dans des constructions *`expression operateur`* ANY (*`sous-requete`*), bien qu'une clause `ESCAPE` ne peut pas être inclus ici. Dans certains cas obscurs, il pourrait être nécessaire d'utiliser les noms d'opérateur sous-jacents à la place.

Il existe aussi un opérateur préfixe `^@` et la fonction correspondante `starts_with` qui couvrent les cas où seule la recherche de début de chaîne est nécessaire.

9.7.2. Expressions rationnelles `SIMILAR TO`

`chaîne` `SIMILAR TO` *`motif`* [`ESCAPE` *`caractère d'échappement`*]
`chaîne` `NOT SIMILAR TO` *`motif`* [`ESCAPE` *`caractère d'échappement`*]

L'opérateur `SIMILAR TO` renvoie true ou false selon que le motif correspond ou non à la chaîne donnée. Il se rapproche de `LIKE`, à la différence qu'il interprète le motif en utilisant la définition SQL d'une expression rationnelle. Les expressions rationnelles SQL sont un curieux mélange de la notation `LIKE` et de la notation habituelle des expressions rationnelles.

À l'instar de `LIKE`, l'opérateur `SIMILAR TO` ne réussit que si son motif correspond à la chaîne entière ; ceci en désaccord avec les pratiques habituelles des expressions rationnelles où le modèle peut se situer n'importe où dans la chaîne. Tout comme `LIKE`, `SIMILAR TO` utilise _ et % comme caractères joker représentant respectivement tout caractère unique et toute chaîne (ils sont comparables à `.` et `.*` des expressions rationnelles compatibles POSIX).

En plus de ces fonctionnalités empruntées à `LIKE`, `SIMILAR TO` supporte trois métacaractères de correspondance de motif empruntés aux expressions rationnelles de POSIX :

- `|` représente une alternative (une des deux alternatives) ;
- `*` représente la répétition des éléments précédents, 0 ou plusieurs fois ;
- `+` représente la répétition des éléments précédents, une ou plusieurs fois ;
- `?` dénote une répétition du précédent élément zéro ou une fois ;
- {*`m`*} dénote une répétition du précédent élément exactement *`m`* fois ;
- {*`m`*,} dénote une répétition du précédent élément *`m`* ou plusieurs fois ;
- {*`m`*,*`n`*} dénote une répétition du précédent élément au moins *`m`* et au plus *`n`* fois ;
- les parenthèses `()` peuvent être utilisées pour grouper des éléments en un seul élément logique ;
- une expression entre crochets `[...]` spécifie une classe de caractères, comme dans les expressions rationnelles POSIX.

Notez que le point (`.`) n'est pas un métacaractère pour `SIMILAR TO`.

Comme avec `LIKE`, un antislash désactive la signification spéciale de tous les métacaractères ; un autre caractère d'échappement peut être indiqué avec `ESCAPE`.

Quelques exemples :

```
'abc' SIMILAR TO 'abc'      true
'abc' SIMILAR TO 'a'        false
'abc' SIMILAR TO '%(b|d)%'  true
'abc' SIMILAR TO '(b|c)%'   false
```

La fonction `substring` avec trois paramètres, `substring(`*`chaîne`* `from` *`motif`* `for` *`caractère d'échappement`*`)`, fournit l'extraction d'une sous-chaîne correspondant à un motif d'expression rationnelle SQL. Comme avec `SIMILAR TO`, le motif fourni doit correspondre à la chaîne de données entière, sinon la fonction échoue et renvoie NULL. Pour indiquer la partie du motif à retourner en cas de succès, le motif doit contenir deux occurrences du caractère d'échappement suivi d'un guillemet double ("). Le texte correspondant à la portion du motif entre ces deux marqueurs est renvoyé.

Quelques exemples, avec #" délimitant la chaîne en retour :

```
substring('foobar' from '%#"o_b#"%' for '#')
oob
substring('foobar' from '#"o_b#"%' for '#')
NULL
```

9.7.3. Expressions rationnelles POSIX

Le Tableau 9.14 liste les opérateurs disponibles pour la correspondance de motifs à partir d'expressions rationnelles POSIX.

Tableau 9.14. Opérateurs de correspondance des expressions rationnelles

Opérateur	Description	Exemple
`~`	Correspondance d'expression rationnelle, en tenant compte de la casse	`'thomas' ~ '.*thomas.*'`
`~*`	Correspondance d'expression rationnelle, sans tenir compte de la casse	`'thomas' ~* '.*Thomas.*'`
`!~`	Non-correspondance d'expression rationnelle, en tenant compte de la casse	`'thomas' !~ '.*Thomas.*'`
`!~*`	Non-correspondance d'expression rationnelle, sans tenir compte de la casse	`'thomas' !~* '.*vadim.*'`

Les expressions rationnelles POSIX sont un outil de correspondance de motifs plus puissant que les opérateurs `LIKE` et `SIMILAR TO`. Beaucoup d'outils Unix comme `egrep`, `sed` ou `awk` utilisent un langage de correspondance de modèles similaire à celui décrit ici.

Une expression rationnelle est une séquence de caractères représentant une définition abrégée d'un ensemble de chaînes (un *ensemble rationnel*). Une chaîne est déclarée correspondre à une expression rationnelle si elle est membre de l'ensemble rationnel décrit par l'expression rationnelle. Comme avec `LIKE`, les caractères du motif correspondent exactement aux caractères de la chaîne, sauf s'ils représentent des caractères spéciaux dans le langage des expressions rationnelles -- mais les expressions rationnelles utilisent des caractères spéciaux différents de ceux utilisés par `LIKE`. Contrairement aux motifs de `LIKE`, une expression rationnelle peut avoir une correspondance en toute place de la chaîne, sauf si l'expression rationnelle est explicitement ancrée au début ou à la fin de la chaîne.

Quelques exemples :

```
'abc' ~ 'abc'    true
'abc' ~ '^a'     true
'abc' ~ '(b|d)'  true
'abc' ~ '^(b|c)' false
```

Le langage modèle POSIX est décrit avec plus de détail ci-dessous.

La fonction `substring` avec deux paramètres, `substring(`*`chaîne`* `from` *`motif`*`)`, extrait une sous-chaîne qui correspond à un motif d'expression rationnelle POSIX. Elle renvoie NULL s'il n'y a pas de correspondance, la portion de texte correspondant au modèle dans le cas contraire. Mais si le motif contient des parenthèses, c'est la portion de texte qui correspond à la première sous-expression

entre parenthèses (la première dont la parenthèse gauche apparaît) qui est renvoyée. Il est possible de placer toute l'expression entre parenthèses pour pouvoir utiliser des parenthèses à l'intérieur sans déclencher cette exception. Si des parenthèses sont nécessaires dans le motif avant la sous-expression à extraire, il faut utiliser les propriétés des parenthèses non-capturantes décrites plus bas.

Quelques exemples :

```
substring('foubar' from 'o.b')     oub
substring('foubar' from 'o(.)b')   u
```

La fonction `regexp_replace` substitue un nouveau texte aux sous-chaînes correspondantes des motifs d'expressions rationnelles. Elle a la syntaxe `regexp_replace(`*`source`*, *`motif`*, *`remplacement`* [, *`options`*]). La chaîne *`source`* est renvoyée non modifiée s'il n'existe pas de correspondance avec *`motif`*. S'il existe une correspondance, la chaîne *`source`* est renvoyée avec la chaîne *`remplacement`* substituée à la sous-chaîne correspondante. La chaîne *`remplacement`* peut contenir `\`*`n`*, avec *`n`* de 1 à 9, pour indiquer que la *`n`*ième sous-chaîne source correspondante doit être insérée. Elle peut aussi contenir `\&` pour indiquer que la sous-chaîne qui correspond au motif entier doit être insérée. On écrit `\\` pour placer un antislash littéral dans le texte de remplacement. Le paramètre *`options`* est une chaîne optionnelle de drapeaux (0 ou plus) d'une lettre qui modifie le comportement de la fonction. Le drapeau `i` indique une recherche insensible à la casse, le drapeau `g` un remplacement de chaque sous-chaîne correspondante (pas uniquement la première). Les options supportées (sauf `g`) sont décrites dans Tableau 9.22.

Quelques exemples :

```
regexp_replace('foobarbaz', 'b..', 'X')
                                   fooXbaz
regexp_replace('foobarbaz', 'b..', 'X', 'g')
                                   fooXX
regexp_replace('foobarbaz', 'b(..)', 'X\1Y', 'g')
                                   fooXarYXazY
```

La fonction `regexp_match` renvoie un tableau de texte constitué de la ou des sous-chaînes capturées depuis la première correspondance d'une expression régulière POSIX jusqu'à une chaîne. Elle a la syntaxe `regexp_match(`*`string`*, *`pattern`* [, *`flags`*]). S'il n'y a pas de correspondance, le résultat est `NULL`. S'il y a une correspondance, et que *`pattern`* ne contient pas d'expression entre parenthèses, alors le résultat est un tableau contenant un seul élément texte, contenant la sous-chaîne correspondant à la totalité du *`motif`*. S'il y a une correspondance, et que*`pattern`* contient des expressions entre parenthèses, alors le résultat est un tableau de texte dont le *`n`*ième élément est la sous-chaîne correspondant à la *`n`*ième expression entre parenthèses du *`motif`* (sans compter les parenthèses « non capturantes » ; voir ci-dessous pour plus de détails). Le paramètre *`flags`* est une chaîne de texte facultative contenant zéro ou plus drapeaux d'une lettre qui change le comportement de la fonction. Les drapeaux supportés sont décrit dans Tableau 9.22.

Quelques exemples :

```
SELECT regexp_match('foobarbequebaz', 'bar.*que');
 regexp_match
--------------
 {barbeque}
(1 row)

SELECT regexp_match('foobarbequebaz', '(bar)(beque)');
 regexp_match
--------------
 {bar,beque}
(1 row)
```

Dans le cas général où vous voulez uniquement la totalité de la chaîne correspondante ou `NULL` s'il n'y a pas de correspondance, écrivez quelque chose comme

```
SELECT (regexp_match('foobarbequebaz', 'bar.*que'))[1];
 regexp_match
--------------
 barbeque
(1 row)
```

La fonction `regexp_matches` renvoie un ensemble de tableaux de texte de la ou les chaînes capturées résultant de la correspondance d'un motif d'expression régulière POSIX vers une chaîne. Elle a la même syntaxe que `regexp_match`. Cette fonction ne retourne pas de ligne s'il n'y a pas de correspondance, une ligne s'il y a une correspondance et que le drapeau `g` n'est pas positionné, ou *`N`* lignes s'il y a *`N`* correspondances et que le drapeau `g` est positionné. Chaque ligne retournée est un tableau de texte contenant la totalité de la sous-chaîne correspondante ou la sous-chaîne correspondant à la sous-expression entre parenthèse du *`motif`*, tout comme décrit ci-dessus pour `regexp_match`. `regexp_matches` accepte tous les drapeaux montrés dans Tableau 9.22, plus le drapeau `g` qui demande à retourner toutes les correspondances, pas uniquement la première.

Quelques exemples :

```
 SELECT regexp_matches('foo', 'not there');
 regexp_matches
----------------
(0 rows)

SELECT regexp_matches('foobarbequebazilbarfbonk', '(b[^b]+)
(b[^b]+)', 'g');
 regexp_matches
----------------
 {bar,beque}
 {bazil,barf}
(2 rows)
```

> **Astuce**
>
> Dans la plupart des cas, `regexp_matches()` devrait être utilisée avec le drapeau `g`, puisque si vous ne voulez que la première occurence, il est plus simple et plus efficace d'utiliser `regexp_match()`. Toutefois, `regexp_match()` n'existe que dans les versions 10 et supérieures de PostgreSQL. Quand vous travaillez avec des versions plus anciennes, une astuce habituelle est de placer un appel à `regexp_matches()` dans un sous-select, par exemple :
>
> ```
> SELECT col1, (SELECT regexp_matches(col2, '(bar)(beque)'))
>  FROM tab;
> ```
>
> Cela renvoie un tableau de texte s'il y a une correspondance ou `NULL` sinon, tout comme `regexp_match()` le ferait. Sans le sous-select, cette requête ne produirait pas de sortie du tout pour les lignes de la table ne contenant pas de correspondance, ce qui n'est généralement pas le comportement voulu.

La fonction `regexp_split_to_table` divise une chaîne en utilisant une expression rationnelle POSIX comme délimiteur. Elle a la syntaxe suivante : `regexp_split_to_table(`*`chaine`*, *`modele`* [, *`options`*]). S'il n'y a pas de correspondance avec le *`modele`*, la fonction renvoie la *`chaine`*. S'il y a au moins une correspondance, pour chaque correspondance, elle renvoie le texte à partir de la fin de la dernière correspondance (ou le début de la chaîne) jusqu'au début de la correspondance. Quand il ne reste plus de correspondance, elle renvoie le texte depuis la fin de la dernière correspondance jusqu'à la fin de la chaîne. Le paramètre *`options`* est une chaîne

optionnelle contenant zéro ou plus options d'un caractère, modifiant ainsi le comportement de la fonction. `regexp_split_to_table` supporte les options décrites dans Tableau 9.22.

La fonction `regexp_split_to_array` se comporte de la même façon que `regexp_split_to_table`, sauf que `regexp_split_to_array` renvoie son résultat en tant que tableau de `text`. Elle a comme syntaxe `regexp_split_to_array(`*`chaine`*`, `*`modele`* [, *`options`*]). Les paramètres sont les mêmes que pour `regexp_split_to_table`.

Quelques exemples :

```
SELECT foo FROM regexp_split_to_table('the quick brown fox jumps
 over the lazy dog', '\s+') AS foo;
foo
--------
the
quick
brown
fox
jumps
over
the
lazy
dog
(9 rows)

SELECT regexp_split_to_array('the quick brown fox jumps over the
 lazy dog', '\s+');
regexp_split_to_array
-----------------------------------------------
{the,quick,brown,fox,jumps,over,the,lazy,dog}
(1 row)

SELECT foo FROM regexp_split_to_table('the quick brown fox', '\s*')
 AS foo;
foo
-----
t
h
e
q
u
i
c
k
b
r
o
w
n
f
o
x
(16 rows)
```

Comme le montre le dernier exemple, les fonctions de division des expressions rationnelles ignorent les correspondances de longueur nulle qui surviennent au début ou à la fin de la chaîne ou

immédiatement après une correspondance. C'est contraire à la définition stricte de la correspondance des expressions rationnelles implantée par `regexp_match` et `regexp_matches`, mais c'est habituellement le comportement le plus pratique. Les autres systèmes comme Perl utilisent des définitions similaires.

9.7.3.1. Détails des expressions rationnelles

Les expressions rationnelles de PostgreSQL sont implantées à l'aide d'un paquetage écrit par Henry Spencer. Une grande partie de la description des expressions rationnelles ci-dessous est une copie intégrale de son manuel.

Les expressions rationnelles (ERs), telles que définies dans POSIX 1003.2, existent sous deux formes : les ER *étendues* ou ERE (en gros celles de `egrep`) et les ER *basiques* ou ERB (BRE en anglais) (en gros celles d'`ed`). PostgreSQL supporte les deux formes et y ajoute quelques extensions ne faisant pas partie du standard POSIX, mais largement utilisées du fait de leur disponibilité dans les langages de programmation tels que Perl et Tcl. Les ER qui utilisent ces extensions non POSIX sont appelées des ER *avancées* ou ERA (ARE en anglais) dans cette documentation. Les ERA sont un surensemble exact des ERE alors que les ERB ont des incompatibilités de notation (sans parler du fait qu'elles sont bien plus limitées). En premier lieu sont décrits les formats ERA et ERE, en précisant les fonctionnalités qui ne s'appliquent qu'aux ERA. L'explication des différences des ERB vient ensuite.

> **Note**
>
> PostgreSQL présume toujours au départ qu'une expression rationnelle suit les règles ERA. Néanmoins, les règles ERE et BRE (plus limitées) peuvent être choisies en ajoutant au début une *option d'imbrication* sur le motif de l'ER, comme décrit dans Section 9.7.3.4. Cela peut être utile pour la compatibilité avec les applications qui s'attendent à suivre exactement les règles POSIX.

Une expression rationnelle est définie par une ou plusieurs *branches* séparées par des caractères `|`. Elle établit une correspondance avec tout ce qui correspond à une des branches.

Une branche contient des *atomes quantifiés*, ou *contraintes*, concaténés. Elle établit une correspondance pour le premier, suivi d'une correspondance pour le second, etc. ; une branche vide établit une correspondance avec une chaîne vide.

Un atome quantifié est un *atome* éventuellement suivi d'un *quantificateur* unique. Sans quantificateur, il établit une correspondance avec l'atome. Avec un quantificateur, il peut établir un certain nombre de correspondances avec l'atome. Un *atome* est une des possibilités du Tableau 9.15. Les quantificateurs possibles et leurs significations sont disponibles dans le Tableau 9.16.

Une *contrainte* établit une correspondance avec une chaîne vide, mais cette correspondance n'est établie que lorsque des conditions spécifiques sont remplies. Une contrainte peut être utilisée là où un atome peut l'être et ne peut pas être suivie d'un quantificateur. Les contraintes simples sont affichées dans le Tableau 9.17 ; quelques contraintes supplémentaires sont décrites plus loin.

Tableau 9.15. Atomes d'expressions rationnelles

Atome	Description
`(`*`re`*`)`	(où *`re`* est toute expression rationnelle) établit une correspondance avec *`re`*, la correspondance étant conservée en vue d'un éventuel report
`(?:`*`re`*`)`	comme ci-dessus, mais la correspondance n'est pas conservée pour report (un ensemble de parenthèses « sans capture ») (seulement pour les ERA)
`.`	correpondance avec tout caractère unique
`[`*`caractères`*`]`	une *expression entre crochets*, qui établit une correspondance avec tout caractère de *`caractères`* (voir la Section 9.7.3.2 pour plus de détails)

Atome	Description
\k	(où k n'est pas un caractère alphanumérique) établit une correspondance avec ce caractère, considéré comme caractère ordinaire. Par exemple, \\ établit une correspondance avec un caractère antislash
\c	avec c un caractère alphanumérique (éventuellement suivi d'autres caractères) est un *échappement*, voir la Section 9.7.3.3 (ERA seulement ; pour les ERE et ERB, établit une correspondance avec c)
{	lorsqu'il est suivi d'un caractère autre qu'un chiffre, établit une correspondance avec l'accolade ouvrante { ; suivi d'un chiffre, c'est le début d'une *limite* (voir ci-dessous)
x	où x est un caractère unique sans signification, établit une correspondance avec ce caractère

Une ER ne peut pas se terminer par un antislash (\).

> **Note**
>
> Si vous avez désactivé standard_conforming_strings, tout antislash écrit dans une chaîne de caractères devra être doublé. Voir Section 4.1.2.1 pour plus d'informations.

Tableau 9.16. quantificateur d'expressions rationnelles

quantificateur	Correspondance
*	une séquence de 0 ou plus correspondance(s) de l'atome
+	une séquence de 1 ou plus correspondance(s) de l'atome
?	une séquence de 0 ou 1 correspondance de l'atome
{m}	une séquence d'exactement m correspondances de l'atome
{m,}	une séquence de m ou plus correspondances de l'atome
{m,n}	une séquence de m à n (inclus) correspondances de l'atome ; m ne doit pas être supérieur à n
*?	version non gourmande de *
+?	version non gourmande de +
??	version non gourmande de ?
{m}?	version non gourmande de {m}
{m,}?	version non gourmande de {m,}
{m,n}?	version non gourmande de {m,n}

Les formes qui utilisent {...} sont appelées *limite*s. Les nombres m et n à l'intérieur d'une limite sont des entiers non signés dont les valeurs vont de 0 à 255 inclus.

Les quantificateurs *non gourmands* (disponibles uniquement avec les ERA) correspondent aux mêmes possibilités que leurs équivalents normaux (*gourmand*), mais préfèrent le plus petit nombre de correspondances au plus grand nombre. Voir la Section 9.7.3.5 pour plus de détails.

> **Note**
>
> Un quantificateur ne peut pas immédiatement suivre un autre quantificateur, autrement dit ** est invalide. Il ne peut pas non plus débuter une expression ou sous-expression, ni suivre ^ ou |.

Tableau 9.17. Contraintes des expressions rationnelles

Contrainte	Description
`^`	correspondance de début de chaîne
`$`	correspondance de fin de chaîne
`(?=er)`	*positive lookahead* (recherche positive) établit une correspondance avec tout point où une sous-chaîne qui correspond à *`er`* débute (uniquement pour les ERA)
`(?!er)`	*negative lookahead* (recherche négative) établit une correspondance avec tout point où aucune sous-chaîne qui correspond à *`re`* ne débute (uniquement pour les ERA)
`(?<=re)`	*positive lookbehind* (recherche arrière positive) établit une correspondance avec tout point où une sous-chaîne correspond à *`re`* finit (uniquement pour les ERA)
`(?<!re)`	*negative lookbehind* (recherche arrière négative) correspond à tout point où aucune sous-chaîne ne correspond à *`re`* finit (uniquement ERA)

Les contraintes « lookahead » et « lookbehind » ne doivent pas contenir de *références arrières* (voir la Section 9.7.3.3), et toutes les parenthèses contenues sont considérées comme non capturantes.

9.7.3.2. Expressions avec crochets

Une *expression entre crochets* est une liste de caractères contenue dans `[]`. Une correspondance est habituellement établie avec tout caractère de la liste (voir cependant plus bas). Si la liste débute par `^`, la correspondance est établie avec tout caractère *non* compris dans la liste. Si deux caractères de la liste sont séparés par un tiret (`-`), il s'agit d'un raccourci pour représenter tous les caractères compris entre ces deux-là, c'est-à-dire qu'en ASCII, `[0-9]` correspond à tout chiffre. Deux séquences ne peuvent pas partager une limite, par exemple `a-c-e`. Les plages étant fortement liées à la séquence de tri (*collate*), il est recommandé de ne pas les utiliser dans les programmes portables.

Un `]` peut être inclus dans la liste s'il en est le premier caractère (éventuellement précédé de `^`). Un `-` peut être inclus dans la liste s'il en est le premier ou le dernier caractère ou s'il est la deuxième borne d'une plage. Un `-` peut être utilisé comme première borne d'une plage s'il est entouré par `[.` et `.]` et devient de ce fait un élément d'interclassement (*collating element*). À l'exception de ces caractères, des combinaisons utilisant `[` (voir les paragraphes suivants) et des échappements (uniquement pour les ERA), tous les autres caractères spéciaux perdent leur signification spéciale à l'intérieur d'une expression entre crochets. En particulier, `\` n'est pas spécial lorsqu'il suit les règles des ERE ou des ERB bien qu'il soit spécial (en tant qu'introduction d'un échappement) dans les ERA.

Dans une expression entre crochets, un élément d'interclassement (un caractère, une séquence de caractères multiples qui s'interclasse comme un élément unique, ou le nom d'une séquence d'interclassement) entouré de `[.` et `.]` représente la séquence de caractères de cet élément d'interclassement. La séquence est un élément unique de la liste dans l'expression entre crochets. Une expression entre crochets contenant un élément d'interclassement multicaractères peut donc correspondre à plusieurs caractères (par exemple, si la séquence d'interclassement inclut un élément d'interclassement `ch`, alors l'ER `[[.ch.]]*c` établit une correspondance avec les cinq premiers caractères de `chchcc`.

> **Note**
>
> PostgreSQL n'a pas, à ce jour, d'éléments d'interclassement multicaractères. L'information portée ici décrit un éventuel comportement futur.

Dans une expression entre crochets, un élément d'interclassement écrit entre `[=` et `=]` est une classe d'équivalence qui représente les séquences de caractères de tous les éléments d'interclassement équivalents à celui-là, lui compris. (En l'absence d'élément d'interclassement équivalent, le traitement correspond à celui obtenu avec les délimiteurs `[.` et `.]`). Par exemple, si `o` et `^` sont les membres

d'une classe d'équivalence, alors `[[=o=]]`, `[[=^=]]` et `[o^]` sont tous synonymes. Une classe d'équivalence ne peut pas être borne d'une plage.

Dans une expression entre crochets, le nom d'une classe de caractères écrit entre `[:` et `:]` représente la liste de tous les caractères appartenant à cette classe. Les noms de classes de caractères standard sont `alnum`, `alpha`, `blank`, `cntrl`, `digit`, `graph`, `lower`, `print`, `punct`, `space`, `upper`, `xdigit`. Ils correspondent aux classes de caractères définies dans ctype. Une locale peut en fournir d'autres. Une classe de caractères ne peut pas être utilisée comme borne d'une plage.

Il existe deux cas spéciaux d'expressions entre crochets : les expressions entre crochets `[[:<:]]` et `[[:>:]]` sont des contraintes, qui établissent une correspondance avec des chaînes vides respectivement au début et à la fin d'un mot. Un mot est défini comme une séquence de caractères de mot qui n'est ni précédée ni suivie de caractères de mot. Un caractère de mot est un caractère `alnum` (comme défini par ctype) ou un tiret bas. C'est une extension, compatible avec, mais non spécifiée dans POSIX 1003.2, et devant être utilisée avec précaution dans les logiciels conçus pour être portables sur d'autres systèmes. Les échappements de contraintes décrits ci-dessous sont généralement préférables (ils ne sont pas plus standard, mais certainement plus simples à saisir).

9.7.3.3. Échappement d'expressions rationnelles

Les *échappements* sont des séquences spéciales débutant avec `\` suivi d'un caractère alphanumérique. Il existe plusieurs sortes d'échappements : entrée de caractère, raccourci de classe, échappement de contraintes et rétroréférences. Un `\` suivi d'un caractère alphanumérique qui ne constitue pas un échappement valide est illégal dans une ERA. Pour les ERE, il n'y pas d'échappement : en dehors d'une expression entre crochets, un `\` suivi d'un caractère alphanumérique représente simplement ce caractère (comme ordinaire) et, à l'intérieur d'une expression entre crochets, `\` est un caractère ordinaire. (C'est dans ce dernier cas que se situe réellement l'incompatibilité entre les ERE et les ERA.)

Les *échappements de caractère* (*character-entry escapes*) permettent d'indiquer des caractères non affichables et donc indésirables dans les ER. Ils sont présentés dans le Tableau 9.18.

Les *échappements de raccourci de classe* (*class-shorthand escapes*) fournissent des raccourcis pour certaines classes de caractères communément utilisées. Ils sont présentés dans le Tableau 9.19.

Un *échappement de contrainte* (*constraint escape*) est une contrainte, qui correspond à la chaîne vide sous certaines conditions, écrite comme un échappement. Ces échappements sont présentés dans le Tableau 9.20.

Une *rétroréférence* (*back reference*) (`\`*n*) correspond à la même chaîne que la sous-expression entre parenthèses précédente indiquée par le nombre *n* (voir le Tableau 9.21). Par exemple, `([bc])\1` peut correspondre à `bb` ou `cc`, mais ni à `bc` ni à `cb`. La sous-expression doit précéder complètement la référence dans l'ER. Les sous-expressions sont numérotées dans l'ordre des parenthèses ouvrantes. Les parenthèses non capturantes ne définissent pas de sous-expressions.

Tableau 9.18. Échappements de caractère dans les expressions rationnelles

Échappement	Description
`\a`	caractère alerte (cloche), comme en C
`\b`	effacement (*backspace*), comme en C
`\B`	synonyme de `\` pour éviter les doublements d'antislash
`\c`*X*	(où *X* est un caractère quelconque) le caractère dont les cinq bits de poids faible sont les mêmes que ceux de *X* et dont tous les autres bits sont à zéro
`\e`	le caractère dont le nom de séquence d'interclassement est `ESC`, ou le caractère de valeur octale `033`
`\f`	retour chariot (*form feed*), comme en C
`\n`	retour à la ligne (*newline*), comme en C
`\r`	retour chariot (*carriage return*), comme en C

Échappement	Description
`\t`	tabulation horizontale, comme en C
`\u`*`wxyz`*	(où *`wxyz`* représente exactement quatre chiffres hexadécimaux) le caractère dont la valeur hexadécimale est `0x`*`wxyz`*
`\U`*`stuvwxyz`*	(où *`stuvwxyz`* représente exactement huit chiffres hexadécimaux) le caractère dont la valeur hexadécimale est `0x`*`stuvwxyz`*
`\v`	tabulation verticale, comme en C
`\x`*`hhh`*	(où *`hhh`* représente toute séquence de chiffres hexadécimaux) le caractère dont la valeur hexadécimale est `0x`*`hhh`* (un simple caractère, peu importe le nombre de chiffres hexadécimaux utilisés)
`\0`	le caractère dont la valeur est `0`
`\`*`xy`*	(où *`xy`* représente exactement deux chiffres octaux et n'est pas une *rétroréférence*) le caractère dont la valeur octale est `0`*`xy`*
`\`*`xyz`*	(où *`xyz`* représente exactement trois chiffres octaux et n'est pas une *rétroréférence*) le caractère dont la valeur octale est `0`*`xyz`*

Les chiffres hexadécimaux sont `0-9`, `a-f` et `A-F`. Les chiffres octaux sont `0-7`.

Les échappements numériques de saisie de caractères spécifiant des valeurs hors de l'intervalle ASCII (0-127) ont des significations dépendant de l'encodage de la base de données. Quand l'encodage est UTF-8, les valeurs d'échappement sont équivalents aux codes Unicode. Par exemple, `\u1234` correspond au caractère `U+1234`. Pour d'autres encodages multioctets, les échappements de saisie de caractères spécifient uniquement la concaténation des valeurs d'octet pour le caractère. Si la valeur d'échappement ne correspond pas à un caractère légal dans l'encodage de la base de données, aucune erreur ne sera levée, mais cela ne correspondra à aucune donnée.

Les échappements de caractère sont toujours pris comme des caractères ordinaires. Par exemple, `\135` est `]` en ASCII, mais `\135` ne termine pas une expression entre crochets.

Tableau 9.19. Échappement de raccourcis de classes dans les expressions rationnelles

Échappement	Description
`\d`	`[[:digit:]]`
`\s`	`[[:space:]]`
`\w`	`[[:alnum:]_]` (le tiret bas est inclus)
`\D`	`[^[:digit:]]`
`\S`	`[^[:space:]]`
`\W`	`[^[:alnum:]_]` (le tiret bas est inclus)

Dans les expressions entre crochets, `\d`, `\s`, et `\w` perdent leurs crochets externes et `\D`, `\S` et `\W` ne sont pas autorisés. (Ainsi, par exemple, `[a-c\d]` est équivalent à `[a-c[:digit:]]`. Mais `[a-c \D]`, qui est équivalent à `[a-c^[:digit:]]`, est interdit.)

Tableau 9.20. Échappements de contrainte dans les expressions rationnelles

Échappement	Description
`\A`	n'établit la correspondance qu'au début de la chaîne (voir la Section 9.7.3.5 pour comprendre la différence avec `^`)
`\m`	n'établit la correspondance qu'au début d'un mot
`\M`	n'établit la correspondance qu'à la fin d'un mot
`\y`	n'établit la correspondance qu'au début ou à la fin d'un mot

Échappement	Description
\Y	n'établit la correspondance qu'en dehors du début et de la fin d'un mot
\Z	n'établit la correspondance qu'à la fin d'une chaîne (voir la Section 9.7.3.5 pour comprendre la différence avec $)

Un mot est défini selon suivant la spécification de [[:<:]] et [[:>:]] donnée ci-dessus. Les échappements de contrainte sont interdits dans les expressions entre crochets.

Tableau 9.21. Rétroréférences dans les expressions rationnelles

Échappement	Description
m	(où *m* est un chiffre différent de zéro) référence à la *m*-ième sous-expression
mnn	(où *m* est un chiffre différent de zéro et *nn* quelques chiffres supplémentaires, et la valeur décimale *mnn* n'est pas plus grande que le nombre de parenthèses fermantes capturantes vues jusque là) référence à la *mnn*-ième sous-expression

> **Note**
>
> Une ambiguïté persiste entre les échappements de caractère octal et les rétroréférences. Cette ambiguïté est résolue par les heuristiques suivantes, comme montré ci-dessus. Un zéro en début de chaîne indique toujours un échappement octal. Un caractère seul différent de zéro, qui n'est pas suivi d'un autre caractère, est toujours pris comme une rétroréférence. Une séquence à plusieurs chiffres qui ne débute pas par zéro est prise comme une référence si elle suit une sous-expression utilisable (c'est-à-dire que le nombre est dans la plage autorisée pour les rétroréférences). Dans le cas contraire, il est pris comme nombre octal.

9.7.3.4. Métasyntaxe des expressions rationnelles

En plus de la syntaxe principale décrite ci-dessus, il existe quelques formes spéciales et autres possibilités syntaxiques.

Une ER peut commencer avec un des deux préfixes *director* spéciaux. Si une ER commence par ***:, le reste de l'ER est considéré comme une ERA. (Ceci n'a normalement aucun effet dans PostgreSQL, car les ER sont supposées être des ERA, mais il a un effet si le mode ERE ou BRE a été spécifié par le paramètre *flags* à une fonction d'expression rationnelle.) Si une ER commence par ***=, le reste de l'ER est considéré comme une chaîne littérale, tous les caractères étant considérés ordinaires.

Une ERA peut commencer par des *options intégrées* : une séquence (?*xyz*) (où *xyz* correspond à un ou plusieurs caractères alphabétiques) spécifie les options affectant le reste de l'ER. Ces options surchargent toutes les options précédemment déterminées -- en particulier, elles peuvent surcharger le comportement sur la sensibilité à la casse d'un opérateur d'une ER ou le paramètre *flags* vers une fonction d'expression rationnelle. Les lettres d'options disponibles sont indiquées dans le Tableau 9.22. Notez que ces mêmes lettres d'option sont utilisées dans les paramètres *flags* des fonctions d'expressions rationnelles.

Tableau 9.22. Lettres d'option intégrées à une ERA

Option	Description
b	le reste de l'ER est une ERB
c	activation de la sensibilité à la casse (surcharge l'opérateur type)
e	le reste de l'ER est une ERE
i	désactivation de la sensibilité à la casse (voir la Section 9.7.3.5) (surcharge l'opérateur type)
m	synonyme historique pour n

Option	Description
n	activation de la sensibilité aux nouvelles lignes (voir la Section 9.7.3.5)
p	activation de la sensibilité partielle aux nouvelles lignes (voir la Section 9.7.3.5)
q	le reste de l'ER est une chaîne littérale (« entre guillemets »), composée uniquement de caractères ordinaires
s	désactivation de la sensibilité aux nouvelles lignes (par défaut)
t	syntaxe compacte (par défaut ; voir ci-dessous)
w	activation de la sensibilité partielle inverse aux nouvelles lignes (« étrange ») (voir la Section 9.7.3.5)
x	syntaxe étendue (voir ci-dessous)

Les options intégrées prennent effet à la `)` qui termine la séquence. Elles ne peuvent apparaître qu'au début d'une ERA (après le directeur `***:` s'il y en a un).

En plus de la syntaxe habituelle d'une ER (*compacte*), dans laquelle tous les caractères ont une signification, il existe une syntaxe *étendue*, accessible en signifiant l'option intégrée `x`. Avec la syntaxe étendue, les caractères espace dans l'ER sont ignorés comme le sont tous les caractères entre un # et le retour chariot qui suit (ou la fin de l'ER). Ceci permet de mettre en paragraphe et de commenter une ER complexe. Il existe trois exceptions à cette règle de base :

- un caractère espace ou # suivi d'un `\` est retenu
- un caractère espace ou # à l'intérieur d'une expression entre crochets est retenu
- caractère espace et commentaires ne peuvent pas apparaître dans les symboles multicaractères, tels que `(?:`

Pour cela, les caractères espace sont l'espace, la tabulation, le retour chariot et tout caractère appartenant à la classe de caractère *`space`*.

Enfin, dans une ERA, en dehors d'expressions entre crochets, la séquence `(?#`*`ttt`*`)` (où *`ttt`* est tout texte ne contenant pas `)`) est un commentaire, totalement ignoré. Là encore, cela n'est pas permis entre les caractères des symboles multicaractères comme `(?:`. De tels commentaires sont plus un artefact historique qu'une fonctionnalité utile et leur utilisation est obsolète ; on utilise plutôt la syntaxe étendue.

Aucune de ces extensions métasyntaxiques n'est disponible si un directeur initial `***=` indique que la saisie utilisateur doit être traitée comme une chaîne littérale plutôt que comme une ER.

9.7.3.5. Règles de correspondance des expressions rationnelles

Dans l'hypothèse où une ER peut correspondre à plusieurs sous-chaînes d'une chaîne donnée, l'ER correspond à celle qui apparaît la première dans la chaîne. Si l'ER peut correspondre à plusieurs sous-chaînes à partir de ce point, c'est soit la correspondance la plus longue possible, soit la correspondance la plus courte possible, qui est retenue selon que l'ER est *gourmande* ou *non-gourmande* (*greedy/non-greedy*).

La gourmandise d'une ER est déterminée par les règles suivantes :

- la plupart des atomes, et toutes les contraintes, n'ont pas d'attribut de gourmandise (parce qu'ils ne peuvent, en aucune façon, établir de correspondance avec des quantités variables de texte) ;
- l'ajout de parenthèses autour d'une ER ne change pas sa gourmandise ;
- un atome quantifié avec un quantificateur à répétition fixe (`{`*`m`*`}` ou `{`*`m`*`}?`) a la même gourmandise (éventuellement aucune) que l'atome lui-même ;
- un atome quantifié avec d'autres quantificateurs standard (dont `{`*`m`*`,`*`n`*`}` avec *`m`* égal à *`n`*) est gourmand (préfère la plus grande correspondance) ;

- un atome quantifié avec un quantificateur non gourmand (dont `{m,n}?` avec *m* égal à *n*) n'est pas gourmand (préfère la plus courte correspondance) ;
- une branche -- c'est-à-dire une ER dépourvue d'opérateur `|` au sommet -- est aussi gourmande que le premier atome quantifié qu'elle contient et qui possède un attribut de gourmandise ;
- une ER constituée au minimum de deux branches connectées par l'opérateur `|` est toujours gourmande.

Les règles ci-dessus associent les attributs de gourmandise non seulement avec les atomes quantifiés individuels, mais aussi avec les branches et les ER complètes qui contiennent des atomes quantifiés. Cela signifie que la correspondance est établie de sorte que la branche, ou l'ER complète, corresponde à la sous-chaîne la plus longue ou la plus courte possible *comme un tout*. Une fois la longueur de la correspondance complète déterminée, la partie de cette correspondance qui établit une correspondance avec une sous-expression particulière est déterminée sur la base de l'attribut de gourmandise de cette sous-expression, priorité étant donnée aux sous-expressions commençant le plus tôt dans l'ER.

Exemple de signification de tout cela :

```
SELECT SUBSTRING('XY1234Z', 'Y*([0-9]{1,3})');
Résultat : 123
SELECT SUBSTRING('XY1234Z', 'Y*?([0-9]{1,3})');
Résultat : 1
```

Dans le premier cas, l'ER dans son intégralité est gourmande parce que `Y*` est gourmand. Il peut établir une correspondance qui débute à `Y` et correspondre à la chaîne la plus longue à partir de là, soit `Y123`. La sortie reprend la partie entre parenthèses, soit `123`. Dans le second cas, l'ER dans son ensemble n'est pas gourmande, car `Y*?` ne l'est pas. Il peut établir une correspondance qui débute à `Y` et correspond à la chaîne la plus courte à partir de là, soit `Y1`. La sous-expression `[0-9]{1,3}` est gourmande, mais elle ne peut pas changer la décision sur la longueur totale de la correspondance ; elle ne peut donc correspondre qu'à `1`.

En résumé, quand une ER contient à la fois des sous-expressions gourmandes et non gourmandes, la longueur de la correspondance totale est soit aussi longue que possible, soit aussi courte que possible, en fonction de l'attribut affecté à l'ER complète. Les attributs assignés aux sous-expressions permettent uniquement de déterminer la partie de la correspondance qu'elles peuvent incorporer les unes par rapport aux autres.

Les quantificateurs `{1,1}` et `{1,1}?` peuvent être utilisés pour forcer, respectivement, la préférence la plus longue (gourmandise) ou la plus courte (retenue), sur une sous-expression ou une ER complète. Ceci est utile quand vous avez besoin que l'expression complète ait une gourmandise différente de celle déduite de son élément. Par exemple, supposons que nous essayons de séparer une chaîne contenant certains chiffres en les chiffres et les parties avant et après. Nous pourrions le faire ainsi :

```
SELECT regexp_match('abc01234xyz', '(.*)(\d+)(.*)');
Résultat : {abc0123,4,xyz}
```

Cela ne fonctionne pas : le premier `.*` est tellement gourmand qu'il « mange » tout ce qu'il peut, laissant `\d+` correspondre à la dernière place possible, à savoir le dernier chiffre. Nous pouvons essayer de corriger cela en lui demandant un peu de retenue :

```
SELECT regexp_match('abc01234xyz', '(.*?)(\d+)(.*)');
Résultat : {abc,0,""}
```

Ceci ne fonctionne pas plus parce que, maintenant, l'expression entière se retient fortement et, du coup, elle termine la correspondance dès que possible. Nous obtenons ce que nous voulons en forçant l'expression entière à être gourmande :

```
SELECT regexp_match('abc01234xyz', '(?:(.*?)(\d+)(.*)){1,1}');
Résultat : {abc,01234,xyz}
```

Contrôler la gourmandise de l'expression séparément de ses composants donne une plus grande flexibilité dans la gestion des motifs à longueur variable.

Lors de la décision de ce qu'est une correspondance longue ou courte, les longueurs de correspondance sont mesurées en caractères et non pas en éléments d'interclassement. Une chaîne vide est considérée plus grande que pas de correspondance du tout. Par exemple : `bb*` correspond aux trois caractères du milieu de `abbbc` ; `(week|wee)(night|knights)` correspond aux dix caractères de `weeknights` ; lorsqu'une correspondance est recherchée entre `(.*).*` et `abc`, la sous-expression entre parenthèses correspond aux trois caractères ; et lorsqu'une correspondance est recherchée entre `(a*)*` et `bc`, à la fois l'ER et la sous-expression entre parenthèses correspondent à une chaîne vide.

Lorsqu'il est précisé que la recherche de correspondance ne tient pas compte de la casse, cela revient à considérer que toutes les distinctions de casse ont disparu de l'alphabet. Quand un caractère alphabétique, pour lequel existent différentes casses, apparaît comme un caractère ordinaire en dehors d'une expression entre crochets, il est en fait transformé en une expression entre crochets contenant les deux casses, c'est-à-dire que `x` devient `[xX]`. Quand il apparaît dans une expression entre crochets, toutes les transformations de casse sont ajoutées à l'expression entre crochets, c'est-à-dire que `[x]` devient `[xX]` et que `[^x]` devient `[^xX]`.

Si la sensibilité aux retours chariot est précisée, `.` et les expressions entre crochets utilisant `^` n'établissent jamais de correspondance avec le caractère de retour à la ligne (de cette façon, les correspondances ne franchissent jamais les retours chariot, sauf si l'ER l'explicite), et `^` et `$` établissent une correspondance avec la chaîne vide, respectivement après et avant un retour chariot, en plus d'établir une correspondance respectivement au début et à la fin de la chaîne. Mais les échappements d'ERA `\A` et `\Z` n'établissent toujours de correspondance *qu'*au début ou à la fin de la chaîne.

Si une sensibilité partielle aux retours chariot est indiquée, cela affecte `.` et les expressions entre crochets, comme avec la sensibilité aux retours chariot, mais pas `^` et `$`.

Si une sensibilité partielle inverse aux retours chariot est indiquée, cela affecte `^` et `$`, comme avec la sensibilité aux retours chariot, mais pas `.` et les sous-expressions. Ceci n'est pas très utile, mais est toutefois fourni pour des raisons de symétrie.

9.7.3.6. Limites et compatibilité

Aucune limite particulière n'est imposée sur la longueur des ER dans cette implantation. Néanmoins, les programmes prévus pour être portables ne devraient pas employer d'ER de plus de 256 octets, car une implantation POSIX peut refuser d'accepter de telles ER.

La seule fonctionnalité des ERA qui soit incompatible avec les ERE POSIX est le maintien de la signification spéciale de `\` dans les expressions entre crochets. Toutes les autres fonctionnalités ERA utilisent une syntaxe interdite, à effets indéfinis ou non spécifiés dans les ERE POSIX ; la syntaxe `***` des directeurs ne figure pas dans la syntaxe POSIX pour les ERB et les ERE.

Un grand nombre d'extensions ERA sont empruntées à Perl, mais certaines ont été modifiées et quelques extensions Perl ne sont pas présentes. Les incompatibilités incluent `\b`, `\B`, le manque de traitement spécial pour le retour à la ligne en fin de chaîne, l'ajout d'expressions entre crochets aux expressions affectées par les correspondances avec retour à la ligne, les restrictions sur les parenthèses et les références arrières dans les contraintes lookahead/lookbehind et la sémantique de correspondance chaînes les plus longues/les plus courtes (au lieu de la première rencontrée).

Deux incompatibilités importantes existent entre les syntaxes ERA et ERE reconnues par les versions antérieures à PostgreSQL 7.4 :

- dans les ERA, \ suivi d'un caractère alphanumérique est soit un échappement, soit une erreur, alors que dans les versions précédentes, c'était simplement un autre moyen d'écrire un caractère alphanumérique. Ceci ne devrait pas poser trop de problèmes, car il n'y avait aucune raison d'écrire une telle séquence dans les versions plus anciennes ;

- dans les ERA, \ reste un caractère spécial à l'intérieur de `[]`, donc un \ à l'intérieur d'une expression entre crochets doit être écrit `\\`.

9.7.3.7. Expressions rationnelles élémentaires

Les ERB diffèrent des ERE par plusieurs aspects. Dans les BRE, `|`, `+` et `?` sont des caractères ordinaires et il n'existe pas d'équivalent pour leur fonctionnalité. Les délimiteurs de frontières sont `\{` et `\}`, avec `{` et `}` étant eux-mêmes des caractères ordinaires. Les parenthèses pour les sous-expressions imbriquées sont `\(` et `\)`, `(` et `)` restent des caractères ordinaires. `^` est un caractère ordinaire, sauf au début d'une ER ou au début d'une sous-expression entre parenthèses, `$` est un caractère ordinaire sauf à la fin d'une ER ou à la fin d'une sous-expression entre parenthèses et `*` est un caractère ordinaire s'il apparaît au début d'une ER ou au début d'une sous-expression entre parenthèses (après un possible `^`). Enfin, les rétroréférences à un chiffre sont disponibles, et `\<` et `\>` sont des synonymes pour respectivement `[[:<:]]` et `[[:>:]]` ; aucun autre échappement n'est disponible dans les BRE.

9.8. Fonctions de formatage des types de données

Les fonctions de formatage de PostgreSQL fournissent un ensemble d'outils puissants pour convertir différents types de données (date/heure, entier, nombre à virgule flottante, numérique) en chaînes formatées et pour convertir des chaînes formatées en types de données spécifiques. Le Tableau 9.23 les liste. Ces fonctions suivent toutes une même convention d'appel : le premier argument est la valeur à formater et le second argument est un modèle définissant le format de sortie ou d'entrée.

Tableau 9.23. Fonctions de formatage

Fonction	Type en retour	Description	Exemple
`to_char(timestamp, text)`	`text`	convertit un champ de type timestamp en chaîne	`to_char(current_timestamp, 'HH12:MI:SS')`
`to_char(interval, text)`	`text`	convertit un champ de type interval en chaîne	`to_char(interval '15h 2m 12s', 'HH24:MI:SS')`
`to_char(int, text)`	`text`	convertit un champ de type integer en chaîne	`to_char(125, '999')`
`to_char(double precision, text)`	`text`	convertit un champ de type real/double precision en chaîne	`to_char(125.8::real, '999D9')`
`to_char(numeric, text)`	`text`	convertit un champ de type numeric en chaîne	`to_char(-125.8, '999D99S')`
`to_date(text, text)`	`date`	convertit une chaîne en date	`to_date('05 Dec 2000', 'DD Mon YYYY')`
`to_number(text, text)`	`numeric`	convertit une chaîne en champ de type numeric	`to_number('12,454.8-', '99G999D9S')`
`to_timestamp(text, text)`	`timestamp with time zone`	convertit une chaîne string en champ de type timestamp	`to_timestamp('05 Dec 2000', 'DD Mon YYYY')`

> **Note**
>
> Il existe aussi une fonction `to_timestamp` à un seul argument ; voir Tableau 9.30.

> **Astuce**
>
> `to_timestamp` et `to_date` existent pour gérer les formats d'entrée qui ne peuvent pas être convertis par un simple transtypage. Pour la plupart des formats de date et heure, le simple fait de transtyper la chaîne source vers le type de donnée requis fonctionne, et c'est bien plus facile. De la même façon, `to_number` n'est pas nécessaire pour les représentations standard de valeurs numériques.

Dans une chaîne de motif pour `to_char`, il existe certains motifs qui sont reconnus et remplacés avec des données correctement formatées basées sur la valeur. Tout texte qui n'est pas un motif est copié sans modification. De façon similaire, dans toute chaîne de motif en entrée (tout sauf `to_char`), les motifs identifient les valeurs à fournir à la chaîne de données en entrée. S'il existe des caractères dans la chaîne modèle qui ne sont pas des motifs du modèle, les caractères correspondants dans la chaîne de données en entrée sont tout simplement ignorés (qu'ils soient ou non égaux aux caractères de la chaîne modèle).

Le Tableau 9.24 affiche les motifs disponibles pour formater les valeurs de types date et heure.

Tableau 9.24. Modèles pour le formatage de champs de type date/heure

Modèle	Description
`HH`	heure du jour (01-12)
`HH12`	heure du jour (01-12)
`HH24`	heure du jour (00-23)
`MI`	minute (00-59)
`SS`	seconde (00-59)
`MS`	milliseconde (000-999)
`US`	microseconde (000000-999999)
`SSSS`	secondes écoulées depuis minuit (0-86399)
`AM` ou `am` ou `PM` ou `pm`	indicateur du méridien (sans point)
`A.M.` ou `a.m.` ou `P.M.` ou `p.m.`	indicateur du méridien (avec des points)
`am` ou `a.m.` ou `pm` ou `p.m.`	indicateur du méridien (en minuscules)
`Y,YYY`	année (quatre chiffres et plus) avec virgule
`YYYY`	année (quatre chiffres et plus)
`YYY`	trois derniers chiffres de l'année
`YY`	deux derniers chiffres de l'année
`Y`	dernier chiffre de l'année
`IYYY`	année suivant la numérotation ISO 8601 des semaines (quatre chiffres ou plus)
`IYY`	trois derniers chiffres de l'année suivant la numérotation ISO 8601 des semaines
`IY`	deux derniers chiffres de l'année suivant la numérotation ISO 8601 des semaines
`I`	dernier chiffre de l'année suivant la numérotation ISO 8601 des semaines

Modèle	Description
BC, bc, AD ou ad	indicateur de l'ère (sans point)
B.C., b.c., A.D. ou a.d.	indicateur de l'ère (avec des points)
MONTH	nom complet du mois en majuscules (espaces de complètement pour arriver à neuf caractères)
Month	nom complet du mois en casse mixte (espaces de complètement pour arriver à neuf caractères)
month	nom complet du mois en minuscules (espaces de complètement pour arriver à neuf caractères)
MON	abréviation du nom du mois en majuscules (trois caractères en anglais, la longueur des versions localisées peut varier)
Mon	abréviation du nom du mois avec la première lettre en majuscule et les deux autres en minuscules (trois caractères en anglais, la longueur des versions localisées peut varier)
mon	abréviation du nom du mois en minuscules (trois caractères en anglais, la longueur des versions localisées peut varier)
MM	numéro du mois (01-12)
DAY	nom complet du jour en majuscules (espaces de complètement pour arriver à neuf caractères)
Day	nom complet du jour avec la première lettre en majuscule et les deux autres en minuscules (espaces de complètement pour arriver à neuf caractères)
day	nom complet du jour en minuscules (espaces de complètement pour arriver à neuf caractères)
DY	abréviation du nom du jour en majuscules (trois caractères en anglais, la longueur des versions localisées peut varier)
Dy	abréviation du nom du jour avec la première lettre en majuscule et les deux autres en minuscules (trois caractères en anglais, la longueur des versions localisées peut varier)
dy	abréviation du nom du jour en minuscules (trois caractères en anglais, la longueur des versions localisées peut varier)
DDD	jour de l'année (001-366)
IDDD	jour de l'année ISO (001-371 ; le jour 1 de l'année est le lundi de la première semaine ISO.)
DD	jour du mois (01-31)
D	jour de la semaine du dimanche (1) au samedi (7)
ID	jour ISO de la semaine du lundi (1) au dimanche (7)
W	numéro de semaine du mois, de 1 à 5 (la première semaine commence le premier jour du mois)
WW	numéro de la semaine dans l'année, de 1 à 53 (la première semaine commence le premier jour de l'année)
IW	numéro de la semaine dans l'année ISO (01 - 53 ; le premier jeudi de la nouvelle année est dans la semaine 1)
CC	siècle (deux chiffres) (le 21è siècle commence le 1er janvier 2001)
J	Date Julien (nombre de jours depuis le 24 novembre -4714 à minuit heure locale ; voir Section B.7)
Q	trimestre

Modèle	Description
RM	mois en majuscules en nombre romain (I-XII ; I étant janvier) (en majuscules)
rm	mois en minuscules en nombre romain (i-xii; i étant janvier) (en minuscules)
TZ	abréviation du fuseau horaire en majuscules (seulement supporté avec to_char)
tz	abréviation du fuseau horaire en minuscules (seulement supporté avec to_char)
TZH	heures avec fuseau horaire
TZM	minutes avec fuseau horaire
OF	décalage du fuseau horaire à partir d'UTC (seulement supporté avec to_char)

Les modificateurs peuvent être appliqués à tous les motifs pour en changer le comportement. Par exemple, FMMonth est le motif Month avec le modificateur FM. Le Tableau 9.25 affiche les modificateurs de motifs pour le formatage des dates/heures.

Tableau 9.25. Modificateurs de motifs pour le formatage des dates/heures

Modificateur	Description	Exemple
préfixe FM	mode remplissage (*Fill Mode*) (supprime les zéros et les blancs de remplissage en début de chaîne)	FMMonth
suffixe TH	suffixe du nombre ordinal en majuscules, c'est-à-dire 12TH	DDTH
suffixe th	suffixe du nombre ordinal en minuscules, c'est-à-dire 12th	DDth
préfixe FX	option globale de format fixe (voir les notes d'utilisation)	FX Month DD Day
préfixe TM	mode de traduction (affiche les noms des jours et mois localisés en fonction de lc_time)	TMMonth
suffixe SP	mode épelé (*Spell Mode*) (non implanté)	DDSP

Notes d'utilisation pour le formatage date/heure :

- FM supprime les zéros de début et les espaces de fin qui, autrement, sont ajoutés pour fixer la taille du motif de sortie ; dans PostgreSQL, FM modifie seulement la prochaine spécification alors qu'avec Oracle, FM affecte toutes les spécifications suivantes et des modificateurs FM répétés basculent l'activation du mode de remplissage.

- TM n'inclut pas les espaces de complétion en fin de chaîne ; to_timestamp et to_date ignorent le modificateur TM.

- to_timestamp et to_date ignorent les espaces multiples de la chaîne en entrée si l'option FX n'est pas utilisée. Par exemple, to_timestamp('2000 JUN', 'YYYY MON') fonctionne, mais to_timestamp('2000 JUN', 'FXYYYY MON') renvoie une erreur, car to_timestamp n'attend qu'une seule espace ; FX doit être indiqué comme premier élément du modèle.

- Il est possible d'insérer du texte ordinaire dans les modèles to_char. Il est alors littéralement remis en sortie. Une sous-chaîne peut être placée entre guillemets doubles pour forcer son interprétation en tant que libellé même si elle contient des mots-clés de motif. Par exemple, dans '"Hello Year "YYYY', les caractères YYYY sont remplacés par l'année, mais l'Y isolé du mot Year ne l'est pas ; dans to_date, to_number et to_timestamp, le texte littéral et les chaînes entre guillemets doubles ignorent le nombre de caractères en entrée contenus dans la chaîne, par exemple "XX" ignore les deux caractères en entrée (qu'ils soient ou non XX).

- Pour afficher un guillemet double dans la sortie, il faut le faire précéder d'un antislash. '\"YYYY Month\"', par exemple. Les antislashs ne sont pas traités spécialement en dehors des chaînes entre guillemets doubles. Dans une chaîne entre guillemets doubles, un antislash fait que le caractère

suivant est pris littéralement, quel qu'il soit (mais ceci n'a pas d'effet spécial, sauf si le caractère suivant est un guillemet double ou un autre antislash).

- Dans `to_timestamp` et `to_date`, les années négatives sont traitées comme signifiant avant Jésus Christ. Si vous écrivez à la fois une année négative et un champ `BC` explicite, vous obtenez après Jésus Christ de nouveau. Une entrée année zéro est traitée comme l'année 1 après Jésus Christ.

- Dans `to_timestamp` et `to_date`, si la spécification du format de l'année est inférieure à quatre chiffres, par exemple `YYY` et que l'année fournie est inférieure à quatre chiffres, l'année sera ajustée à l'année la plus proche de l'année 2020. Par exemple, `95` devient 1995.

- Dans `to_timestamp` et `to_date`, la conversion `YYYY` comporte une restriction avec les années à plus de quatre chiffres. Il faut alors utiliser un modèle ou un caractère non numérique après `YYYY`, sans quoi l'année est toujours interprétée sur quatre chiffres. Par exemple, pour l'année 20000 : `to_date('200001131', 'YYYYMMDD')` est interprété comme une année à quatre chiffres ; il faut alors utiliser un séparateur non décimal après l'année, comme `to_date('20000-1131', 'YYYY-MMDD')` ou `to_date('20000Nov31', 'YYYYMonDD')` .

- Dans `to_timestamp` et `to_date`, le champ `CC` (siècle) est accepté, mais ignoré s'il y a un champ `YYY`, `YYYY` ou `Y,YYY`. Si `CC` est utilisé avec `YY` ou `Y`, alors le résultat est calculé comme l'année dans le siècle spécifié. Si le siècle est précisé, mais pas l'année, la première année du siècle est utilisée .

- Dans `to_timestamp` et `to_date`, les noms ou chiffres des jours de la semaines (`DAY`, `D`, et les type de champs liés) sont acceptés, mais ignorés pour les besoins du calcul du résultat. C'est également vrai pour les champs quartiers (`Q`).

- Dans `to_timestamp` et `to_date`, une date dans la numérotation par semaine ISO 8601 (différent d'une date grégorienne) peut être spécifiée d'une de ces deux façons :

  - Année, semaine et jour de la semaine. Par exemple, `to_date('2006-42-4', 'IYYY-IW-ID')` renvoie la date `2006-10-19`. En cas d'omission du jour de la semaine, lundi est utilisé.

  - Année et jour de l'année. Par exemple, `to_date('2006-291', 'IYYY-IDDD')` renvoie aussi `2006-10-19`.

  Essayer de construire une date en utilisant un mélange de champs de semaine ISO 8601 et de date grégorienne n'a pas de sens et renverra du coup une erreur. Dans le contexte d'une année ISO, le concept d'un « mois » ou du « jour d'un mois » n'a pas de signification. Dans le contexte d'une année grégorienne, la semaine ISO n'a pas de signification.

  > **Attention**
  >
  > Alors que `to_date` rejette un mélange de champs de dates grégoriennes et ISO, `to_char` ne le fait pas, car une spécification de format de sortie telle que `YYYY-MM-DD (IYYY-IDDD)` peut être utile. Mais évitez d'écrire quelque chose comme `IYYY-MM-DD` ; cela pourrait donner des résultats surprenants vers le début d'année (voir Section 9.9.1 pour plus d'informations).

- Dans `to_timestamp`, les champs millisecondes (`MS`) et microsecondes (`US`) sont utilisés comme partie décimale des secondes. Par exemple, `to_timestamp('12.3', 'SS.MS')` ne correspond pas à 3 millisecondes, mais à 300, car la conversion traite la valeur comme 12 + 0.3 seconds. Ainsi, pour le format `SS.MS`, les valeurs en entrée `12.3`, `12.30`, et `12.300` spécifient toutes le même nombre de millisecondes. Pour obtenir trois millisecondes, il faut écrire `12.003`, que la conversion traite comme 12 + 0.003 = 12.003 seconds.

  Exemple plus complexe : `to_timestamp('15:12:02.020.001230', 'HH24:MI:SS.MS.US')` représente 15 heures, 12 minutes et (2 secondes + 20 millisecondes + 1230 microsecondes =) 2,021230 secondes ;

- la numérotation du jour de la semaine de `to_char(..., 'ID')` correspond à la fonction `extract(isodow from ...)`, mais `to_char(..., 'D')` ne correspond pas à la numération des jours de `extract(dow from ...)`.

- `to_char(interval)` formate `HH` et `HH12` comme indiqué dans une horloge sur 12 heures, c'est-à-dire que l'heure 0 et l'heure 36 sont affichées `12`, alors que `HH24` affiche la valeur heure complète, qui peut même dépasser 23 pour une valeur de type `interval`.

Le Tableau 9.26 affiche les motifs de modèle disponibles pour le formatage des valeurs numériques.

Tableau 9.26. Motifs de modèle pour le formatage de valeurs numériques

Motif	Description
`9`	position du chiffre (peut être supprimé si non significatif)
`0`	position du chiffre (ne sera pas supprimé, même si non significatif)
`.` (point)	point décimal
`,` (virgule)	séparateur de groupe (milliers)
`PR`	valeur négative entre chevrons
`S`	signe accroché au nombre (utilise la locale)
`L`	symbole monétaire (utilise la locale)
`D`	point décimal (utilise la locale)
`G`	séparateur de groupe (utilise la locale)
`MI`	signe moins dans la position indiquée (si le nombre est inférieur à 0)
`PL`	signe plus dans la position indiquée (si le nombre est supérieur à 0)
`SG`	signe plus/moins dans la position indiquée
`RN`	numéro romain (saisie entre 1 et 3999)
`TH` ou `th`	suffixe du nombre ordinal
`V`	décalage du nombre indiqué de chiffres (voir les notes)
`EEEE`	exposant pour la notation scientifique

Notes d'utilisation pour le formatage des nombres :

- `0` indique la position d'un chiffre qui sera toujours affiché, même s'il contient un zéro en début ou en fin. `9` indique aussi la position d'un chiffre, mais, s'il s'agit d'un zéro en début, alors il sera remplacé par un espace alors que, s'il s'agit d'un zéro en fin et que le mode de remplissage est activé, il sera supprimé. (Pour `to_number()`, ces deux motifs de caractères sont équivalents.) ;

- si le format fournit moins de chiffres décimaux que le nombre en cours de formatage, `to_char()` arrondira le nombre du nombre indiqué de chiffres décimaux.

- les motifs `S`, `L`, `D` et `G` représentent le signe, le symbole de monnaie, le point décimal et le séparateur des milliers définis par la locale actuelle (voir lc_monetary et lc_numeric). Les motifs point et virgule représentent ces caractères avec la signification des séparateurs point décimal et séparateur de milliers, quelle que soit la locale ;

- si aucun espace explicite n'est prévu pour un signe dans le motif de `to_char()`, une colonne sera réservée pour le signe et il sera ancré pour apparaître à la gauche du nombre. Si `S` apparaît à gauche d'un motif de `9`, le signe sera ancré au nombre ;

- un signe formaté à l'aide de `SG`, `PL` ou `MI` n'est pas ancré au nombre ; par exemple, `to_char(-12, 'S9999')` produit `'  -12'`, mais `to_char(-12, 'MI9999')` produit `'-  12'`. (L'implémentation d'Oracle n'autorise pas l'utilisation de `MI` devant `9`, mais requiert plutôt que `9` précède `MI`) ;

- `TH` ne convertit pas les valeurs inférieures à zéro et ne convertit pas les nombres fractionnels ;
- `PL`, `SG` et `TH` sont des extensions PostgreSQL ;
- Dans `to_number`, si les motifs de modèle sans données tels que `L` ou `TH` sont utilisés, le nombre correspondant de caractères en entrée est ignoré, qu'ils correspondent ou non au motif du modèle, sauf si ce sont des caractères de données (autrement dit, chiffres, signes, point décimal, ou virgule). Par exemple, `TH` ignorera deux caractères qui ne sont pas des données.
- `V` avec `to_char` multiplie effectivement les valeurs en entrée par `10^`*n*, où *n* est le nombre de chiffres qui suit `V`. `V` avec `to_number` divise de la même façon. `to_char` et `to_number` ne supportent pas l'utilisation de `V` combiné avec un point décimal (donc `99.9V99` n'est pas autorisé).
- `EEEE` (notation scientifique) ne peut pas être utilisé en combinaison avec un des autres motifs de formatage ou avec un autre modificateur, en dehors des motifs chiffre et de point décimal, et doit être placé à la fin de la chaîne de format (par exemple, `9.99EEEE` est valide).

Certains modificateurs peuvent être appliqués à un motif pour modifier son comportement. Par exemple, `FM99.99` est le motif `99.99` avec le modificateur `FM`. Tableau 9.27 affiche les motifs pour le formatage numérique.

Tableau 9.27. Modifications de motifs pour le formatage numérique

Modificateur	Description	Exemple
préfixe `FM`	mode de remplissage (supprime les blancs et zéros en début de chaîne)	`FM99.99`
suffixe `TH`	suffixe d'un nombre ordinal en majuscule	`999TH`
suffixe `th`	suffixe d'un nombre ordinal en minuscule	`999th`

Le Tableau 9.28 affiche quelques exemples de l'utilisation de la fonction `to_char`.

Tableau 9.28. Exemples avec `to_char`

Expression	Résultat
`to_char(current_timestamp, 'Day, DD  HH12:MI:SS')`	`'Tuesday  , 06  05:39:18'`
`to_char(current_timestamp, 'FMDay, FMDD  HH12:MI:SS')`	`'Tuesday, 6  05:39:18'`
`to_char(-0.1, '99.99')`	`'  -.10'`
`to_char(-0.1, 'FM9.99')`	`'-.1'`
`to_char(-0.1, 'FM90.99')`	`'-0.1'`
`to_char(0.1, '0.9')`	`' 0.1'`
`to_char(12, '9990999.9')`	`'    0012.0'`
`to_char(12, 'FM9990999.9')`	`'0012.'`
`to_char(485, '999')`	`' 485'`
`to_char(-485, '999')`	`'-485'`
`to_char(485, '9 9 9')`	`' 4 8 5'`
`to_char(1485, '9,999')`	`' 1,485'`
`to_char(1485, '9G999')`	`' 1 485'`
`to_char(148.5, '999.999')`	`' 148.500'`

Expression	Résultat
to_char(148.5, 'FM999.999')	'148.5'
to_char(148.5, 'FM999.990')	'148.500'
to_char(148.5, '999D999')	' 148,500'
to_char(3148.5, '9G999D999')	' 3 148,500'
to_char(-485, '999S')	'485-'
to_char(-485, '999MI')	'485-'
to_char(485, '999MI')	'485 '
to_char(485, 'FM999MI')	'485'
to_char(485, 'PL999')	'+485'
to_char(485, 'SG999')	'+485'
to_char(-485, 'SG999')	'-485'
to_char(-485, '9SG99')	'4-85'
to_char(-485, '999PR')	'<485>'
to_char(485, 'L999')	'DM 485'
to_char(485, 'RN')	' CDLXXXV'
to_char(485, 'FMRN')	'CDLXXXV'
to_char(5.2, 'FMRN')	'V'
to_char(482, '999th')	' 482nd'
to_char(485, '"Good number:"999')	'Good number: 485'
to_char(485.8, '"Pre:"999" Post:" .999')	'Pre: 485 Post: .800'
to_char(12, '99V999')	' 12000'
to_char(12.4, '99V999')	' 12400'
to_char(12.45, '99V9')	' 125'
to_char(0.0004859, '9.99EEEE')	' 4.86e-04'

9.9. Fonctions et opérateurs sur date/heure

Le Tableau 9.30 affiche les fonctions disponibles pour le traitement des valeurs date et heure. Les détails sont présentés dans les sous-sections qui suivent. Le Tableau 9.29 illustre les comportements des opérateurs arithmétiques basiques (+, *, etc.). Pour les fonctions de formatage, on peut se référer à la Section 9.8. Il est important d'être familier avec les informations de base concernant les types de données date/heure de la Section 8.5.

De plus, les opérateurs de comparaison habituels affichés dans Tableau 9.1 sont disponibles pour les types date/heure. Les dates et timestamps (avec ou sans fuseau horaire) sont tous comparables, alors que les heures (avec et sans fuseau horaire) et les intervalles peuvent seulement être comparés aux autres valeurs du même type de données. Lors de la comparaison d'un timestamp sans fuseau horaire à un timestamp avec fuseau horaire, la première valeur est supposée être donnée dans le fuseau horaire indiqué par le paramètre de configuration TimeZone, et est transformée en UTC our comparaison avec la deuxième valeur (qui est déjà en UTC). De façon similaire, une valeur date est supposée représenter minuit dans la zone `TimeZone` lors de la comparaison avec un timestamp.

Toutes les fonctions et opérateurs décrits ci-dessous qui acceptent une entrée de type `time` ou `timestamp` acceptent deux variantes : une avec `time with time zone` ou `timestamp with time zone` et une autre avec `time without time zone` ou `timestamp without time zone`. Ces variantes ne sont pas affichées séparément. De plus, les opérateurs + et * sont commutatifs (par exemple, `date` + `integer` et `integer` + `date`) ; une seule possibilité est présentée ici.

Tableau 9.29. Opérateurs date/heure

Opérateur	Exemple	Résultat
+	`date '2001-09-28' + integer '7'`	`date '2001-10-05'`
+	`date '2001-09-28' + interval '1 hour'`	`timestamp '2001-09-28 01:00:00'`
+	`date '2001-09-28' + time '03:00'`	`timestamp '2001-09-28 03:00:00'`
+	`interval '1 day' + interval '1 hour'`	`interval '1 day 01:00:00'`
+	`timestamp '2001-09-28 01:00' + interval '23 hours'`	`timestamp '2001-09-29 00:00:00'`
+	`time '01:00' + interval '3 hours'`	`time '04:00:00'`
-	`- interval '23 hours'`	`interval '-23:00:00'`
-	`date '2001-10-01' - date '2001-09-28'`	`integer '3'` (jours)
-	`date '2001-10-01' - integer '7'`	`date '2001-09-24'`
-	`date '2001-09-28' - interval '1 hour'`	`timestamp '2001-09-27 23:00:00'`
-	`time '05:00' - time '03:00'`	`interval '02:00:00'`
-	`time '05:00' - interval '2 hours'`	`time '03:00:00'`
-	`timestamp '2001-09-28 23:00' - interval '23 hours'`	`timestamp '2001-09-28 00:00:00'`
-	`interval '1 day' - interval '1 hour'`	`interval '1 day -01:00:00'`
-	`timestamp '2001-09-29 03:00' - timestamp '2001-09-27 12:00'`	`interval '1 day 15:00:00'`
*	`900 * interval '1 second'`	`interval '00:15:00'`
*	`21 * interval '1 day'`	`interval '21 days'`
*	`double precision '3.5' * interval '1 hour'`	`interval '03:30:00'`
/	`interval '1 hour' / double precision '1.5'`	`interval '00:40:00'`

Tableau 9.30. Fonctions date/heure

Fonction	Code de retour	Description	Exemple	Résultat
`age(timestamp, timestamp)`	`interval`	Soustrait les arguments, ce qui produit un résultat « symbolique » en années, mois, plutôt qu'en jours	`age(timestamp '2001-04-10', timestamp '1957-06-13')`	`43 years 9 mons 27 days`

Fonction	Code de retour	Description	Exemple	Résultat
age(timestamp)	interval	Soustrait à la date courante (current_date à minuit)	age(timestamp '1957-06-13')	43 years 8 mons 3 days
clock_timestamp()	timestamp with time zone	Date et heure courantes (change pendant l'exécution de l'instruction) ; voir la Section 9.9.4		
current_date	date	Date courante ; voir la Section 9.9.4		1
current_time	time with time zone	Heure courante ; voir la Section 9.9.4		
current_timestamp	timestamp with time zone	Date et heure courantes (début de la transaction en cours) ; voir la Section 9.9.4		
date_part(text, timestamp)	double precision	Obtenir un sous-champ (équivalent à extract) ; voir la Section 9.9.1	date_part('hour', timestamp '2001-02-16 20:38:40')	20
date_part(text, interval)	double precision	Obtenir un sous-champ (équivalent à extract) ; voir la Section 9.9.1	date_part('month', interval '2 years 3 months')	3
date_trunc(text, timestamp)	timestamp	Tronquer à la précision indiquée ; voir aussi la Section 9.9.2	date_trunc('hour', timestamp '2001-02-16 20:38:40')	2001-02-16 20:00:00
date_trunc(text, interval)	interval	Tronque à la précision demandée ; voir aussi Section 9.9.2	date_trunc('hour', interval '2 days 3 hours 40 minutes')	2 days 03:00:00
extract(*champ* from timestamp)	double precision	Obtenir un sous-champ ; voir la Section 9.9.1	extract(hour from timestamp '2001-02-16 20:38:40')	20
extract(*champ* from interval)	double precision	Obtenir un sous-champ ; voir la Section 9.9.1	extract(month from interval '2 years 3 months')	3
isfinite(date)	boolean	Teste si la date est finie (donc différente de +/-infinity)	isfinite(date '2001-02-16')	true

Fonction	Code de retour	Description	Exemple	Résultat
`isfinite(timestamp)`	`boolean`	Teste si l'estampille temporelle est finie (donc différente de +/-infinity)	`isfinite(timestamp '2001-02-16 21:28:30')`	`true`
`isfinite(interval)`	`boolean`	Teste si l'intervalle est fini	`isfinite(interval '4 hours')`	`true`
`justify_days(interval)`	`interval`	Ajuste l'intervalle pour que les périodes de 30 jours soient représentées comme des mois	`justify_days(interval '35 days')`	`1 mon 5 days`
`justify_hours(interval)`	`interval`	Ajuste l'intervalle pour que les périodes de 24 heures soient représentées comme des jours	`justify_hours(interval '27 hours')`	`1 day 03:00:00`
`justify_interval(interval)`	`interval`	Ajuste l'intervalle en utilisant `justify_days` et `justify_hours`, avec des signes supplémentaires d'ajustement	`justify_interval(interval '1 mon -1 hour')`	`29 days 23:00:00`
`localtime`	`time`	Heure du jour courante ; voir la Section 9.9.4		
`localtimestamp`	`timestamp`	Date et heure courantes (début de la transaction) ; voir la Section 9.9.4		
`make_date(`*`year`* `int, `*`month`* `int, `*`day`* `int)`	`date`	Crée une date à partir des champs année, mois et jour	`make_date(2013, 7, 15)`	`2013-07-15`
`make_interval(`*`years`* `int DEFAULT 0, `*`months`* `int DEFAULT 0, `*`weeks`* `int DEFAULT 0, `*`days`* `int DEFAULT 0, `*`hours`* `int DEFAULT 0, `*`mins`* `int DEFAULT 0, `*`secs`* `double precision DEFAULT 0.0)`	`interval`	Crée un intervalle à partir des champs année, mois, semaine, jour, heure, minute et seconde	`make_interval(days => 10)`	`10 days`
`make_time(`*`hour`* `int, `*`min`* `int, `*`sec`* `double precision)`	`time`	Crée une heure à partir des champs heure, minute et seconde	`make_time(8, 15, 23.5)`	`08:15:23.5`
`make_timestamp(`*`year`* `int, `*`month`* `int, `*`day`* `int, `*`hour`* `int, `*`min`* `int, `*`sec`* `double precision)`	`timestamp`	Crée un horodatage à partir des champs année, mois, jour, heure, minute et seconde	`make_timestamp(2013, 7, 15, 8, 15, 23.5)`	`2013-07-15 08:15:23.5`

Fonction	Code de retour	Description	Exemple	Résultat
make_timestamptz(*year* int, *month* int, *day* int, *hour* int, *min* int, *sec* double precision, [*timezone* text])	timestamp with time zone	Crée un horodatage avec fuseau horaire à partir des champs année, mois, jour, heure, minute et secondes. Si le fuseau horaire *timezone* n'est pas indiqué, le fuseau horaire actuel est utilisé.	make_timestamptz(2010, 7, 15, 8, 15, 23.5)	2010-07-15 08:15:23.5+01
now()	timestamp with time zone	Date et heure courantes (début de la transaction) ; voir la Section 9.9.4		
statement_timestamp()	timestamp with time zone	Date et heure courantes (début de l'instruction en cours) ; voir Section 9.9.4		
timeofday()	text	Date et heure courantes (comme clock_timestamp mais avec une chaîne de type text) ; voir la Section 9.9.4		
transaction_timestamp()	timestamp with time zone	Date et heure courantes (début de la transaction en cours) ; voir Section 9.9.4		
to_timestamp(double precision)	timestamp with time zone	Convertit l'epoch Unix (secondes depuis le 1er janvier 1970 00:00:00+00) en timestamp	to_timestamp(1284352323)	2010-09-13 04:32:03+00

En plus de ces fonctions, l'opérateur SQL OVERLAPS est supporté :

```
( début1, fin1 ) OVERLAPS ( début2, fin2 )
( début1, longueur1 ) OVERLAPS ( début2, longueur2 )
```

Cette expression renvoie vrai (true) lorsque les deux périodes de temps (définies par leurs extrémités) se chevauchent, et faux dans le cas contraire. Les limites peuvent être indiquées comme des paires de dates, d'heures ou de timestamps ; ou comme une date, une heure ou un timestamp suivi d'un intervalle. Quand une paire de valeurs est fournie, soit le début soit la fin doit être écrit en premier ; OVERLAPS prend automatiquement la valeur la plus ancienne dans la paire comme valeur de départ. Chaque période de temps est considérée représentant l'intervalle à moitié ouvert *début1* <= *longueur1* < *fin2*, sauf si *début1* et *fin2* sont identiques, auquel cas ils représentent un instant précis. Cela signifie en fait que deux périodes de temps avec seulement un point final en commun ne se surchargent pas.

```
SELECT (DATE '2001-02-16', DATE '2001-12-21') OVERLAPS
       (DATE '2001-10-30', DATE '2002-10-30');
Résultat :
```

```
true
SELECT (DATE '2001-02-16', INTERVAL '100 days') OVERLAPS
       (DATE '2001-10-30', DATE '2002-10-30');
Résultat :
false
SELECT (DATE '2001-10-29', DATE '2001-10-30') OVERLAPS
       (DATE '2001-10-30', DATE '2001-10-31');
Résultat : false
SELECT (DATE '2001-10-30', DATE '2001-10-30') OVERLAPS
       (DATE '2001-10-30', DATE '2001-10-31');
Résultat : true
```

Lors de l'ajout (ou de la soustraction) d'une valeur de type `interval` à une valeur de type `timestamp with time zone`, le composant jours incrémente (ou décrémente) la date du `timestamp with time zone` du nombre de jours indiqué, en conservant la même heure. Avec les modifications occasionnées par les changements d'heure (avec un fuseau horaire de session qui reconnaît DST), cela signifie qu'un `interval '1 day'` n'est pas forcément égal à un `interval '24 hours'`. Par exemple, avec le fuseau horaire de la session configuré à `America/Denver` :

```
SELECT timestamp with time zone '2005-04-02 12:00:00-07' + interval
 '1 day';
Result: 2005-04-03 12:00:00-06
SELECT timestamp with time zone '2005-04-02 12:00:00-07' + interval
 '24 hours';
Result: 2005-04-03 13:00:00-06
```

Ceci survient parce qu'une heure a été ignorée à cause d'une modification dans les changements d'heure sur `2005-04-03 02:00:00` dans le fuseau horaire `America/Denver`.

Il peut y avoir une ambiguïté dans le nombre de `months` retournés par `age`, car les mois n'ont pas tous le même nombre de jours. L'approche de PostgreSQL utilise le mois de la date la plus ancienne lors du calcul de mois partiels. Par exemple, `age('2004-06-01', '2004-04-30')` utilise avril pour ramener `1 mon 1 day`, alors qu'utiliser mai aurait ramener `1 mon 2 days`, car mai a 31 jours alors qu'avril n'en a que 30.

La soustraction de données de type date et timestamp peut aussi être complexe. Une façon simple conceptuellement de réaliser cette soustraction revient à convertir chaque valeur en un nombre de secondes en utilisant `EXTRACT(EPOCH FROM ...)`, puis en soustrayant les résultats ; ceci produit le nombre de *secondes* entre les deux valeurs. Un ajustement aura lieu pour le nombre de jours sur chaque mois, les changements de fuseau horaire, et les décalages horaires. La soustraction de données de type date ou timestamp avec l'opérateur « `-` » renvoie le nombre de jours (sur 24 heures) et les heures/minutes/secondes entre les valeurs, réalisant les mêmes ajustements. La fonction `age` renvoie les années, mois, jours et heures/minutes/secondes, réalisant une soustraction champ par champ, puis en ajustant les valeurs négatives des champs. Les requêtes suivantes illustrent les différences parmi ces approches. Les résultats en exemple ont été réalisés avec la configuration `timezone = 'US/Eastern'` ; il y a un changement d'heure entre les deux dates utilisées :

```
SELECT EXTRACT(EPOCH FROM timestamptz '2013-07-01 12:00:00') -
       EXTRACT(EPOCH FROM timestamptz '2013-03-01 12:00:00');
Résultat : 10537200
SELECT (EXTRACT(EPOCH FROM timestamptz '2013-07-01 12:00:00') -
        EXTRACT(EPOCH FROM timestamptz '2013-03-01 12:00:00'))
        / 60 / 60 / 24;
Résultat : 121.958333333333
SELECT timestamptz '2013-07-01 12:00:00' - timestamptz '2013-03-01
 12:00:00';
Résultat : 121 days 23:00:00
```

```
SELECT age(timestamptz '2013-07-01 12:00:00', timestamptz
 '2013-03-01 12:00:00');
Résultat : 4 mons
```

9.9.1. EXTRACT, date_part

```
EXTRACT (champ FROM source)
```

La fonction `extract` récupère des sous-champs de valeurs date/heure, tels que l'année ou l'heure. *`source`* est une expression de valeur de type `timestamp`, `time` ou `interval`. (Les expressions de type `date` sont converties en `timestamp` et peuvent aussi être utilisées.) *`champ`* est un identifiant ou une chaîne qui sélectionne le champ à extraire de la valeur source. La fonction `extract` renvoie des valeurs de type `double precision`. La liste qui suit présente les noms de champs valides :

`century`

Le siècle.

```
SELECT EXTRACT(CENTURY FROM TIMESTAMP '2000-12-16 12:21:13');
Résultat : 20
SELECT EXTRACT(CENTURY FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 21
```

Le premier siècle commence le 1er janvier de l'an 1 (0001-01-01 00:00:00 AD) bien qu'ils ne le savaient pas à cette époque. Cette définition s'applique à tous les pays qui utilisent le calendrier Grégorien. Le siècle 0 n'existe pas. On passe de -1 siècle à 1 siècle. En cas de désaccord, adresser une plainte à : Sa Sainteté le Pape, Cathédrale Saint-Pierre de Rome, Vatican.

`day`

Pour les valeurs de type `timestamp`, le champ du jour (du mois), donc entre 1 et 31 ; pour les valeurs de type `interval`, le nombre de jours

```
SELECT EXTRACT(DAY FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 16

SELECT EXTRACT(DAY FROM INTERVAL '40 days 1 minute');
Résultat: 40
```

`decade`

Le champ année divisé par 10.

```
SELECT EXTRACT(DECADE FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 200
```

`dow`

Le jour de la semaine du dimanche (`0`) au samedi (`6`).

```
SELECT EXTRACT(DOW FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 5
```

Cette numérotation du jour de la semaine est différente de celle de la fonction `to_char(..., 'D')`.

`doy`

Le jour de l'année (de 1 à 365/366).

```
SELECT EXTRACT(DOY FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 47
```

`epoch`

Pour les valeurs de type `timestamp with time zone`, le nombre de secondes depuis le 1er janvier 1970 (exactement depuis le 1970-01-01 00:00:00 UTC). Ce nombre est négatif pour les timestamps avant cette valeur. Pour les valeurs de type `date` et `timestamp`, le nombre nominal de secondes depuis le 1er janvier 1970 00h00, sans regard au fuseau horaire ou aux règles de changement d'heure. Pour les valeurs de type `interval`, il s'agit du nombre total de secondes dans l'intervalle.

```
SELECT EXTRACT(EPOCH FROM TIMESTAMP WITH TIME ZONE '2001-02-16
 20:38:40.12-08');
Résultat :
982384720.12

SELECT EXTRACT(EPOCH FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40.12');
Résultat : 982355920.12

SELECT EXTRACT(EPOCH FROM INTERVAL '5 days 3 hours');
Résultat :
442800
```

Vous pouvez convertir une valeur epoch vers un `timestamp with time zone` avec `to_timestamp` :

```
SELECT to_timestamp(982384720.12);
Résultat : 2001-02-17 04:38:40.12+00
```

Attention que l'application de `to_timestamp` à un epoch extrait d'une valeur `date` ou `timestamp` pourrait produire un résultat trompeur : le résultat supposera en fait que la valeur originale a été donnée en UTC, ce qui pourrait ne pas être le cas.

`hour`

Le champ heure (0 - 23).

```
SELECT EXTRACT(HOUR FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 20
```

`isodow`

Le jour de la semaine du lundi (`1`) au dimanche (`7`).

```
SELECT EXTRACT(ISODOW FROM TIMESTAMP '2001-02-18 20:38:40');
Résultat : 7
```

Ceci est identique à `dow` sauf pour le dimanche. Cela correspond à la numérotation du jour de la semaine suivant le format ISO 8601.

`isoyear`

L'année ISO dans laquelle se trouve la date (non applicable aux intervalles).

```
SELECT EXTRACT(ISOYEAR FROM DATE '2006-01-01');
Résultat : 2005
SELECT EXTRACT(ISOYEAR FROM DATE '2006-01-02');
Résultat : 2006
```

Chaque année ISO commence avec le lundi de la semaine contenant le 4 janvier, donc soit début janvier, soit fin décembre. L'année ISO peut être différente de l'année grégorienne. Voir le champ `week` pour plus d'informations.

Ce champ n'est disponible que depuis la version 8.3 de PostgreSQL.

`julian`

La *Date Julien* correspondant à la date ou à l'horodatage (non applicable aux intervalles). Les horodatages qui ne sont pas à minuit heure locale résultent en une valeur fractionnelle. Voir Section B.7 pour plus d'informations.

```
SELECT EXTRACT(JULIAN FROM DATE '2006-01-01');
Result: 2453737
SELECT EXTRACT(JULIAN FROM TIMESTAMP '2006-01-01 12:00');
Result: 2453737.5
```

`microseconds`

Le champ secondes, incluant la partie décimale, multiplié par 1 000 000. Cela inclut l'intégralité des secondes.

```
SELECT EXTRACT(MICROSECONDS FROM TIME '17:12:28.5');
Résultat :
28500000
```

`millennium`

Le millénaire.

```
SELECT EXTRACT(MILLENNIUM FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 3
```

Les années 1900 sont dans le deuxième millénaire. Le troisième millénaire commence le 1er janvier 2001.

`milliseconds`

Le champ secondes, incluant la partie décimale, multiplié par 1000. Cela inclut l'intégralité des secondes.

```
SELECT EXTRACT(MILLISECONDS FROM TIME '17:12:28.5');
Résultat :
28500
```

`minute`

Le champ minutes (0 - 59).

```
SELECT EXTRACT(MINUTE FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 38
```

`month`

Pour les valeurs de type `timestamp`, le numéro du mois dans l'année (de 1 à 12) ; pour les valeurs de type `interval`, le nombre de mois, modulo 12 (0 - 11).

```
SELECT EXTRACT(MONTH FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 2

SELECT EXTRACT(MONTH FROM INTERVAL '2 years 3 months');
Résultat : 3
```

```
SELECT EXTRACT(MONTH FROM INTERVAL '2 years 13 months');
Résultat : 1
```

`quarter`

Le trimestre (1 - 4) dont le jour fait partie.

```
SELECT EXTRACT(QUARTER FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 1
```

`second`

Le champ secondes, incluant la partie décimale (0 - 59[1]).

```
SELECT EXTRACT(SECOND FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 40

SELECT EXTRACT(SECOND FROM TIME '17:12:28.5');
Résultat :
28.5
```

`timezone`

Le décalage du fuseau horaire depuis UTC, mesuré en secondes. Les valeurs positives correspondent aux fuseaux horaires à l'est d'UTC, les valeurs négatives à l'ouest d'UTC. (Techniquement, PostgreSQL n'utilise pas UTC, car les secondes intercalaires ne sont pas gérées.)

`timezone_hour`

Le composant heure du décalage du fuseau horaire.

`timezone_minute`

Le composant minute du décalage du fuseau horaire.

`week`

Le numéro de la semaine dans l'année ISO, à laquelle appartient le jour. Par définition ISO, les semaines commencent le lundi et la première semaine d'une année contient le 4 janvier de cette année. Autrement dit, le premier jeudi d'une année se trouve dans la première semaine de cette année.

Dans la définition ISO, il est possible que les premiers jours de janvier fassent partie de la semaine 52 ou 53 de l'année précédente. Il est aussi possible que les derniers jours de décembre fassent partie de la première semaine de l'année suivante. Par exemple, `2005-01-01` fait partie de la semaine 53 de l'année 2004 et `2006-01-01` fait partie de la semaine 52 de l'année 2005, alors que `2012-12-31` fait partie de la première semaine de 2013. Il est recommandé d'utiliser le champ `isoyear` avec `week` pour obtenir des résultats cohérents.

```
SELECT EXTRACT(WEEK FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 7
```

`year`

Le champ année. Il n'y a pas de `0 AD`, la soustraction d'années `BC` aux années `AD` nécessite donc une attention particulière.

```
SELECT EXTRACT(YEAR FROM TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat :
2001
```

[1] 60 si les secondes d'ajustement (*leap second*) sont implantées par le système d'exploitation.

> **Note**
>
> Quand la valeur en entrée est +/-Infinity, `extract` renvoie +/-Infinity pour les champs incrémentés de façon monotonique (`epoch`, `julian`, `year`, `isoyear`, `decade`, `century` et `millennium`). Pour les autres champs, NULL est renvoyé. Les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.6 renvoyaient 0 pour tous les cas de saisie infinie.

La fonction `extract` a pour but principal l'exécution de calculs. Pour le formatage des valeurs date/heure en vue de leur affichage, voir la Section 9.8.

La fonction `date_part` est modelée sur l'équivalent traditionnel Ingres de la fonction `extract` du standard SQL :

```
date_part('champ', source)
```

Le paramètre *champ* est obligatoirement une valeur de type chaîne et non pas un nom. Les noms de champ valide pour `date_part` sont les mêmes que pour `extract`.

```
SELECT date_part('day', TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 16

SELECT date_part('hour', INTERVAL '4 hours 3 minutes');
Résultat : 4
```

9.9.2. `date_trunc`

La fonction `date_trunc` est conceptuellement similaire à la fonction `trunc` pour les nombres.

```
date_trunc('champ', source)
```

source est une expression de type `timestamp` ou `interval`. (Les valeurs de type `date` et `time` sont converties automatiquement en, respectivement, `timestamp` ou `interval`). *champ* indique la précision avec laquelle tronquer la valeur en entrée. La valeur de retour est de type `timestamp` ou `interval` avec tous les champs moins significatifs que celui sélectionné positionnés à zéro (ou un pour la date et le mois).

Les valeurs valides pour *champ* sont :

```
microseconds
milliseconds
second
minute
hour
day
week
month
quarter
year
decade
century
millennium
```

Exemples :

```
SELECT date_trunc('hour', TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 2001-02-16
20:00:00
```

```
SELECT date_trunc('year', TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40');
Résultat : 2001-01-01
00:00:00
```

9.9.3. AT TIME ZONE

La syntaxe `AT TIME ZONE` convertit la date/heure *sans fuseau horaire* en date/heure *avec fuseau horaire*, et les valeurs *time* en différents fuseaux horaires. Tableau 9.31 montre ses variantes.

Tableau 9.31. Variantes `AT TIME ZONE`

Expression	Type de retour	Description
`timestamp without time zone AT TIME ZONE zone`	`timestamp with time zone`	Traite l'estampille donnée *without time zone* (sans fuseau), comme située dans le fuseau horaire indiqué.
`timestamp with time zone AT TIME ZONE zone`	`timestamp without time zone`	Convertit l'estampille donnée *with time zone* (avec fuseau) dans le nouveau fuseau horaire, sans désignation du fuseau.
`time with time zone AT TIME ZONE zone`	`time with time zone`	Convertit l'heure donnée *with time zone* (avec fuseau) dans le nouveau fuseau horaire.

Dans ces expressions, le fuseau horaire désiré *zone* peut être indiqué comme une chaîne texte (par exemple, `'America/Los_Angeles'`) ou comme un intervalle (c'est-à-dire `INTERVAL '-08:00'`). Dans le cas textuel, un nom de fuseau peut être indiqué de toute façon décrite dans Section 8.5.3.

Exemples (en supposant que le fuseau horaire local soit `America/Los_Angeles`) :

```
SELECT TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40' AT TIME ZONE 'America/
Denver';
Résultat : 2001-02-16
19:38:40-08

SELECT TIMESTAMP WITH TIME ZONE '2001-02-16 20:38:40-05' AT TIME
 ZONE 'America/Denver';
Résultat : 2001-02-16
18:38:40

SELECT TIMESTAMP '2001-02-16 20:38:40-05' AT TIME ZONE 'Asia/Tokyo'
 AT TIME ZONE 'America/Chicago';
Résultat : 2001-02-16 05:38:40
```

Le premier exemple ajoute un fuseau horaire à une valeur qui en manque, et affiche la valeur en utilisant le paramètre `TimeZone` à sa valeur actuelle. Le deuxième exemple décale la date/heure avec fuseau horaire vers le fuseau horaire indiqué, et renvoie la valeur sans fuseau horaire. Cela permet un stockage et un affichage de valeurs différentes de la valeur actuelle du paramètre `TimeZone`. Le troisième exemple convertit l'heure de Tokyo en heure de Chicago. Convertir des valeurs *time* vers d'autres fuseaux horaires utilise les règles du fuseau horaire actif, car aucune date n'est fournie.

La fonction `timezone(`*zone*`, `*timestamp*`)` est équivalente à la construction conforme au standard SQL, *timestamp* `AT TIME ZONE` *zone*.

9.9.4. Date/Heure courante

PostgreSQL fournit diverses fonctions qui renvoient des valeurs relatives aux date et heure courantes. Ces fonctions du standard SQL renvoient toutes des valeurs fondées sur l'heure de début de la transaction en cours :

```
CURRENT_DATE ;
CURRENT_TIME ;
CURRENT_TIMESTAMP ;
CURRENT_TIME(precision) ;
CURRENT_TIMESTAMP(precision) ;
LOCALTIME ;
LOCALTIMESTAMP ;
LOCALTIME(precision) ;
LOCALTIMESTAMP(precision).
```

`CURRENT_TIME` et `CURRENT_TIMESTAMP` délivrent les valeurs avec indication du fuseau horaire ; `LOCALTIME` et `LOCALTIMESTAMP` délivrent les valeurs sans indication du fuseau horaire.

`CURRENT_TIME`, `CURRENT_TIMESTAMP`, `LOCALTIME`, et `LOCALTIMESTAMP` acceptent un paramètre optionnel de précision. Celui-ci permet d'arrondir le résultat au nombre de chiffres indiqués pour la partie fractionnelle des secondes. Sans ce paramètre de précision, le résultat est donné avec toute la précision disponible.

Quelques exemples :

```
SELECT CURRENT_TIME;
Résultat :
14:39:53.662522-05

SELECT CURRENT_DATE;
Résultat :
2001-12-23

SELECT CURRENT_TIMESTAMP;
Résultat : 2001-12-23
14:39:53.662522-05

SELECT CURRENT_TIMESTAMP(2);
Résultat : 2001-12-23
14:39:53.66-05

SELECT LOCALTIMESTAMP;
Résultat : 2001-12-23
14:39:53.662522
```

Comme ces fonctions renvoient l'heure du début de la transaction en cours, leurs valeurs ne changent pas au cours de la transaction. Il s'agit d'une fonctionnalité : le but est de permettre à une même transaction de disposer d'une notion cohérente de l'heure « courante ». Les multiples modifications au sein d'une même transaction portent ainsi toutes la même heure.

> **Note**
>
> D'autres systèmes de bases de données actualisent ces valeurs plus fréquemment.

PostgreSQL fournit aussi des fonctions qui renvoient l'heure de début de l'instruction en cours, voire l'heure de l'appel de la fonction. La liste complète des fonctions ne faisant pas partie du standard SQL est :

```
transaction_timestamp()
statement_timestamp()
clock_timestamp()
timeofday()
now()
```

`transaction_timestamp()` est un peu l'équivalent de `CURRENT_TIMESTAMP` mais est nommé ainsi pour expliciter l'information retournée. `statement_timestamp()` renvoie l'heure de début de l'instruction en cours (plus exactement, l'heure de réception du dernier message de la commande en provenance du client). `statement_timestamp()` et `transaction_timestamp()` renvoient la même valeur pendant la première commande d'une transaction, mais leurs résultats peuvent différer pour les commandes suivantes. `clock_timestamp()` renvoie l'heure courante, et, de ce fait, sa valeur change même à l'intérieur d'une commande SQL unique. `timeofday()` est une fonction historique de PostgreSQL. Comme `clock_timestamp()`, elle renvoie l'heure courante, mais celle-ci est alors formatée comme une chaîne `text` et non comme une valeur de type `timestamp with time zone`. `now()` est l'équivalent traditionnel PostgreSQL de `CURRENT_TIMESTAMP`.

Tous les types de données date/heure acceptent aussi la valeur littérale spéciale `now` pour indiquer la date et l'heure courantes (interprétés comme l'heure de début de la transaction). De ce fait, les trois instructions suivantes renvoient le même résultat :

```
SELECT CURRENT_TIMESTAMP;
SELECT now();
SELECT TIMESTAMP 'now'; -- mais voir l'astuce ci-dessous
```

> **Astuce**
>
> Ne pas utiliser la troisième forme lors de la spécification d'une valeur à évaluer ultérieurement, par exemple dans une clause `DEFAULT` de la colonne d'une table. Le système convertirait `now` en valeur de type `timestamp` dès l'analyse de la constante. À chaque fois que la valeur par défaut est nécessaire, c'est l'heure de création de la table qui est alors utilisée. Les deux premières formes ne sont pas évaluées avant l'utilisation de la valeur par défaut, il s'agit d'appels de fonctions. C'est donc bien le comportement attendu, l'heure d'insertion comme valeur par défaut, qui est obtenu. (Voir aussi Section 8.5.1.4.)

9.9.5. Retarder l'exécution

Les fonctions suivantes permettent de retarder l'exécution du processus serveur :

```
pg_sleep(seconds)
pg_sleep_for(interval)
pg_sleep_until(timestamp with time zone)
```

`pg_sleep` endort le processus de la session courante pendant *`seconds`* secondes. *`seconds`* est une valeur de type `double precision`, ce qui autorise les délais en fraction de secondes. `pg_sleep_for` est une fonction d'aide permettant d'indiquer des durées plus longues d'endormissement, à spécifier sous la forme d'une donnée de type `interval`. `pg_sleep_until` est une fonction permettant de préciser une heure de réveil plutôt qu'un intervalle. Par exemple :

```
SELECT pg_sleep(1.5);
SELECT pg_sleep_for('5 minutes');
SELECT pg_sleep_until('tomorrow 03:00');
```

> **Note**
>
> La résolution réelle de l'intervalle est spécifique à la plateforme ; 0,01 seconde est une valeur habituelle. Le délai dure au minimum celui précisé. Il peut toutefois être plus long du fait de certains facteurs tels que la charge serveur. En particulier, `pg_sleep_until` ne garantit pas un réveil à l'heure exacte spécifiée. Par contre, il ne se réveillera pas avant cette heure.

> **Avertissement**
>
> Il convient de s'assurer que la session courante ne détient pas plus de verrous que nécessaires lors de l'appel à `pg_sleep` ou ses variantes. Dans le cas contraire, d'autres sessions peuvent être amenées à attendre que le processus de retard courant se termine, ralentissant ainsi tout le système.

9.10. Fonctions de support enum

Pour les types enum (décrits dans Section 8.7), il existe plusieurs fonctions qui autorisent une programmation plus claire sans coder en dur les valeurs particulières d'un type enum. Elles sont listées dans Tableau 9.32. Les exemples supposent un type enum créé ainsi :

```
CREATE TYPE couleurs AS ENUM ('rouge', 'orange', 'jaune', 'vert',
 'bleu', 'violet');
```

Tableau 9.32. Fonctions de support enum

Fonction	Description	Exemple	Résultat de l'exemple
`enum_first(anyenum)`	Renvoie la première valeur du type enum en entrée	`enum_first(null::couleurs)`	`rouge`
`enum_last(anyenum)`	Renvoie la dernière valeur du type enum en entrée	`enum_last(null::couleurs)`	`violet`
`enum_range(anyenum)`	Renvoie toutes les valeurs du type enum en entrée dans un tableau trié	`enum_range(null::couleurs)`	`{rouge,orange,jaune,vert,bleu,violet}`
`enum_range(anyenum, anyenum)`	Renvoie les éléments entre deux valeurs enum données dans un tableau trié. Les valeurs doivent être du même type enum. Si le premier paramètre est NULL, le résultat se termine avec la dernière valeur du type enum.	`enum_range('orange'::couleurs, 'vert'::couleurs)`	`{orange,jaune,vert}`
		`enum_range(NULL, 'vert'::couleurs)`	`{rouge,orange,jaune,vert}`
		`enum_range('orange'::couleurs, NULL)`	`{orange,jaune,vert,bleu,violet}`

En dehors de la forme à deux arguments de `enum_range`, ces fonctions ne tiennent pas compte de la valeur qui leur est fournie ; elles ne s'attachent qu'au type de donnée déclaré. NULL ou une valeur spécifique du type peut être passée, le résultat est le même. Il est plus commun d'appliquer ces fonctions à la colonne d'une table ou à l'argument d'une fonction qu'à un nom de type en dur, comme le suggèrent les exemples.

9.11. Fonctions et opérateurs géométriques

Les types géométriques `point`, `box`, `lseg`, `line`, `path`, `polygon` et `circle` disposent d'un large ensemble de fonctions et opérateurs natifs. Ils sont listés dans le Tableau 9.33, le Tableau 9.34 et le Tableau 9.35.

> **Attention**
>
> L'opérateur « identique à », `~=`, représente la notion habituelle d'égalité pour les types `point`, `box`, `polygon` et `circle`. Certains disposent également d'un opérateur `=`, mais `=` ne compare que les égalités d'*aires*. Les autres opérateurs scalaires de comparaison (`<=` et autres) comparent de la même façon des aires pour ces types.

Tableau 9.33. Opérateurs géométriques

Opérateur	Description	Exemple
`+`	Translation	`box '((0,0),(1,1))' + point '(2.0,0)'`
`-`	Translation	`box '((0,0),(1,1))' - point '(2.0,0)'`
`*`	Mise à l'échelle/rotation	`box '((0,0),(1,1))' * point '(2.0,0)'`
`/`	Mise à l'échelle/rotation	`box '((0,0),(2,2))' / point '(2.0,0)'`
`#`	Point ou boîte d'intersection	`box '((1,-1),(-1,1))' # box '((1,1),(-2,-2))'`
`#`	Nombre de points dans le chemin ou le polygone	`# path '((1,0),(0,1),(-1,0))'`
`@-@`	Longueur ou circonférence	`@-@ path '((0,0),(1,0))'`
`@@`	Centre	`@@ circle '((0,0),10)'`
`##`	Point de second opérande le plus proche du premier	`point '(0,0)' ## lseg '((2,0),(0,2))'`
`<->`	Distance entre	`circle '((0,0),1)' <-> circle '((5,0),1)'`
`&&`	Recouvrement ? (Un point en commun renvoie la valeur true.)	`box '((0,0),(1,1))' && box '((0,0),(2,2))'`
`<<`	Est strictement à gauche de ?	`circle '((0,0),1)' << circle '((5,0),1)'`
`>>`	Est strictement à droite de ?	`circle '((5,0),1)' >> circle '((0,0),1)'`
`&<`	Ne s'étend pas à droite de ?	`box '((0,0),(1,1))' &< box '((0,0),(2,2))'`
`&>`	Ne s'étend pas à gauche de ?	`box '((0,0),(3,3))' &> box '((0,0),(2,2))'`

Opérateur	Description	Exemple
<<|	Est strictement en-dessous de ?	box '((0,0),(3,3))' <<| box '((3,4),(5,5))'
|>>	Est strictement au-dessus de ?	box '((3,4),(5,5))' |>> box '((0,0),(3,3))'
&<|	Ne s'étend pas au-dessus de ?	box '((0,0),(1,1))' &<| box '((0,0),(2,2))'
|&>	Ne s'étend pas en-dessous de ?	box '((0,0),(3,3))' |&> box '((0,0),(2,2))'
<^	Est en-dessous de (peut toucher) ?	circle '((0,0),1)' <^ circle '((0,5),1)'
>^	Est au-dessus de (peut toucher) ?	circle '((0,5),1)' >^ circle '((0,0),1)'
?#	Intersection ?	lseg '((-1,0),(1,0))' ?# box '((-2,-2),(2,2))'
?-	Horizontal ?	?- lseg '((-1,0),(1,0))'
?-	Sont alignés horizontalement ?	point '(1,0)' ?- point '(0,0)'
?|	Vertical ?	?| lseg '((-1,0),(1,0))'
?|	Sont verticalement alignés ?	point '(0,1)' ?| point '(0,0)'
?-|	Perpendiculaires ?	lseg '((0,0),(0,1))' ?-| lseg '((0,0),(1,0))'
?||	Parallèles ?	lseg '((-1,0),(1,0))' ?|| lseg '((-1,2),(1,2))'
@>	Contient ?	circle '((0,0),2)' @> point '(1,1)'
<@	Contenu ou dessus ?	point '(1,1)' <@ circle '((0,0),2)'
~=	Identique à ?	polygon '((0,0),(1,1))' ~= polygon '((1,1),(0,0))'

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 8.2, les opérateurs @> et <@ s'appelaient respectivement ~ et @. Ces noms sont toujours disponibles, mais, obsolètes, ils seront éventuellement supprimés.

Tableau 9.34. Fonctions géométriques

Fonction	Type de retour	Description	Exemple
area (*object*)	double precision	aire	area(box '((0,0),(1,1))')
center (*object*)	point	centre	center(box '((0,0),(1,2))')
diameter(circle)	double precision	diamètre du cercle	diameter(circle '((0,0),2.0)')
box(point)	box	point sur une boîte vide	box(point '(0,0)')

Fonction	Type de retour	Description	Exemple
`height(box)`	`double precision`	taille verticale (hauteur) de la boîte	`height(box '((0,0),(1,1))')`
`isclosed(path)`	`boolean`	chemin fermé ?	`isclosed(path '((0,0),(1,1),(2,0))')`
`isopen(path)`	`boolean`	chemin ouvert ?	`isopen(path '[(0,0),(1,1),(2,0)]')`
`length(`*`object`*`)`	`double precision`	longueur	`length(path '((-1,0),(1,0))')`
`npoints(path)`	`int`	nombre de points	`npoints(path '[(0,0),(1,1),(2,0)]')`
`npoints(polygon)`	`int`	nombre de points	`npoints(polygon '((1,1),(0,0))')`
`pclose(path)`	`path`	convertit un chemin en chemin fermé	`pclose(path '[(0,0),(1,1),(2,0)]')`
`popen(path)`	`path`	convertit un chemin en chemin ouvert	`popen(path '((0,0),(1,1),(2,0))')`
`bound_box(box, box)`	`box`	boîtes vers une boîte enveloppante	`bound_box(box '((0,0),(1,1))', box '((3,3),(4,4))')`
`radius(circle)`	`double precision`	rayon du cercle	`radius(circle '((0,0),2.0)')`
`width(box)`	`double precision`	taille horizontale (largeur) d'une boîte	`width(box '((0,0),(1,1))')`

Tableau 9.35. Fonctions de conversion de types géométriques

Fonction	Type de retour	Description	Exemple
`box(circle)`	`box`	cercle vers boîte	`box(circle '((0,0),2.0)')`
`circle(box)`	`box`	points vers boîte	`box(point '(0,0)', point '(1,1)')`
`box(polygon)`	`box`	polygone vers boîte	`box(polygon '((0,0),(1,1),(2,0))')`
`circle(box)`	`circle`	boîte vers cercle	`circle(box '((0,0),(1,1))')`
`circle(point, double precision)`	`circle`	centre et rayon vers cercle	`circle(point '(0,0)', 2.0)`
`circle(polygon)`	`circle`	polygone vers cercle	`circle(polygon '((0,0),(1,1),(2,0))')`

Fonction	Type de retour	Description	Exemple
`line(point, point)`	`line`	points vers ligne	`line(point '(-1,0)', point '(1,0)')`
`lseg(box)`	`lseg`	diagonale de boîte vers segment de ligne	`lseg(box '((-1,0),(1,0))')`
`lseg(point, point)`	`lseg`	points vers segment de ligne	`lseg(point '(-1,0)', point '(1,0)')`
`path(polygon)`	`path`	polygone vers chemin	`path(polygon '((0,0),(1,1),(2,0))')`
`point(double precision, double precision)`	`point`	point de construction	`point(23.4, -44.5)`
`point(box)`	`point`	centre de la boîte	`point(box '((-1,0),(1,0))')`
`point(circle)`	`point`	centre du cercle	`point(circle '((0,0),2.0)')`
`point(lseg)`	`point`	centre de segment de ligne	`point(lseg '((-1,0),(1,0))')`
`point(polygon)`	`point`	centre de polygone	`point(polygon '((0,0),(1,1),(2,0))')`
`polygon(box)`	`polygon`	boîte vers polygone à quatre points	`polygon(box '((0,0),(1,1))')`
`polygon(circle)`	`polygon`	cercle vers polygone à 12 points	`polygon(circle '((0,0),2.0)')`
`polygon(`*`npts`*`, circle)`	`polygon`	cercle vers polygone à *`npts`* points	`polygon(12, circle '((0,0),2.0)')`
`polygon(path)`	`polygon`	chemin vers polygone	`polygon(path '((0,0),(1,1),(2,0))')`

Il est possible d'accéder aux deux composants d'un `point` comme si c'était un tableau avec des index 0 et 1. Par exemple, si `t.p` est une colonne de type `point`, alors `SELECT p[0] FROM t` récupère la coordonnée X et `UPDATE t SET p[1] = ...` modifie la coordonnée Y. De la même façon, une valeur de type `box` ou `lseg` peut être traitée comme un tableau de deux valeurs de type `point`.

La fonction `area` est utilisable avec les types `box`, `circle` et `path`. Elle ne fonctionne avec le type de données `path` que s'il n'y a pas d'intersection entre les points du `path`. Le `path '((0,0),(0,1),(2,1),(2,2),(1,2),(1,0),(0,0))'::PATH`, par exemple, ne fonctionne pas. Le `path`, visuellement identique, `'((0,0),(0,1),(1,1),(1,2),(2,2),(2,1),(1,1),(1,0),(0,0))'::PATH`, quant à lui, fonctionne. Si les concepts de `path` avec intersection et sans intersection sont source de confusion, dessiner les deux `path` ci-dessus côte à côte.

9.12. Fonctions et opérateurs sur les adresses réseau

Le Tableau 9.36 affiche les opérateurs disponibles pour les types `cidr` et `inet`. Les opérateurs `<<`, `<<=`, `>>`, `>>=` et `&&` testent l'inclusion de sous-réseau. Ils ne considèrent que les parties réseau des deux adresses, ignorant toute partie hôte, et déterminent si une partie réseau est identique ou constitue un sous-réseau de l'autre.

Tableau 9.36. Opérateurs `cidr` et `inet`

Opérateur	Description	Exemple
<	est plus petit que	`inet '192.168.1.5' < inet '192.168.1.6'`
<=	est plus petit que ou égal à	`inet '192.168.1.5' <= inet '192.168.1.5'`
=	est égal à	`inet '192.168.1.5' = inet '192.168.1.5'`
>=	est plus grand ou égal à	`inet '192.168.1.5' >= inet '192.168.1.5'`
>	est plus grand que	`inet '192.168.1.5' > inet '192.168.1.4'`
<>	n'est pas égal à	`inet '192.168.1.5' <> inet '192.168.1.4'`
<<	est contenu par	`inet '192.168.1.5' << inet '192.168.1/24'`
<<=	est contenu par ou égal à	`inet '192.168.1/24' <<= inet '192.168.1/24'`
>>	contient	`inet'192.168.1/24' >> inet '192.168.1.5'`
>>=	contient ou est égal à	`inet '192.168.1/24' >>= inet '192.168.1/24'`
&&	contient ou est contenu par	`inet '192.168.1/24' && inet '192.168.1.80/28'`
~	NOT bit à bit	`~ inet '192.168.1.6'`
&	AND bit à bit	`inet '192.168.1.6' & inet '0.0.0.255'`
|	OR bit à bit	`inet '192.168.1.6' | inet '0.0.0.255'`
+	addition	`inet '192.168.1.6' + 25`
-	soustraction	`inet '192.168.1.43' - 36`
-	soustraction	`inet '192.168.1.43' - inet '192.168.1.19'`

Le Tableau 9.37 affiche les fonctions utilisables avec les types `cidr` et `inet`. Les fonctions `abbrev`, `host`, `text` ont principalement pour but d'offrir des formats d'affichage alternatifs.

Tableau 9.37. Fonctions `cidr` et `inet`

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`abbrev(inet)`	`text`	format textuel d'affichage raccourci	`abbrev(inet '10.1.0.0/16')`	`10.1.0.0/16`
`abbrev(cidr)`	`text`	format textuel d'affichage raccourci	`abbrev(cidr '10.1.0.0/16')`	`10.1/16`
`broadcast(inet)`	`inet`	adresse de broadcast pour le réseau	`broadcast('192.168.1.5/24')`	`192.168.1.255/24`
`family(inet)`	`int`	extraction de la famille d'adresse ; `4` pour IPv4, `6` pour IPv6	`family('::1')`	`6`
`host(inet)`	`text`	extraction de l'adresse IP en texte	`host('192.168.1.5/24')`	`192.168.1.5`
`hostmask(inet)`	`inet`	construction du masque d'hôte pour le réseau	`hostmask('192.168.23.20/30')`	`0.0.0.3`
`masklen(inet)`	`int`	extraction de la longueur du masque réseau	`masklen('192.168.1.5/24')`	`24`
`netmask(inet)`	`inet`	construction du masque réseau	`netmask('192.168.1.5/24')`	`255.255.255.0`
`network(inet)`	`cidr`	extraction de la partie réseau de l'adresse	`network('192.168.1.5/24')`	`192.168.1.0/24`
`set_masklen(inet, int)`	`inet`	configure la longueur du masque réseau pour les valeurs `inet`	`set_masklen('192.168.1.5/24', 16)`	`192.168.1.5/16`
`set_masklen(cidr, int)`	`cidr`	configure la longueur du masque réseau pour les valeurs `cidr`	`set_masklen('192.168.0.0/24'::cidr, 16)`	`192.168.0.0/16`
`text(inet)`	`text`	extraction de l'adresse IP et de la longueur du masque réseau comme texte	`text(inet '192.168.1.5')`	`192.168.1.5/32`
`inet_same_family(inet, inet)`	`boolean`	les adresses sont d'une même famille ?	`inet_same_family('192.168.1.5/24', '::1')`	`false`
`inet_merge(inet, inet)`	`cidr`	le plus petit réseau incluant les deux réseaux indiqués	`inet_merge('192.168.1.5/24', '192.168.2.5/24')`	`192.168.0.0/22`

Toute valeur `cidr` peut être convertie en `inet` implicitement ou explicitement ; de ce fait, les fonctions indiquées ci-dessus comme opérant sur le type `inet` opèrent aussi sur le type `cidr`. (Lorsque les fonctions sont séparées pour les types `inet` et `cidr`, c'est que leur comportement peut différer.) Il est également permis de convertir une valeur `inet` en `cidr`. Dans ce cas, tout bit à la droite du masque réseau est silencieusement positionné à zéro pour créer une valeur `cidr` valide. De plus, une valeur de type texte peut être transtypée en `inet` ou `cidr` à l'aide de la syntaxe habituelle de transtypage : par exemple `inet(`*`expression`*`)` ou *`nom_colonne`*`::cidr`.

Le Tableau 9.38 affiche les fonctions utilsables avec le type `macaddr`. La fonction `trunc(macaddr)` renvoie une adresse MAC avec les trois derniers octets initialisés à zéro. Ceci peut être utilisé pour associer le préfixe restant à un manufacturier.

Tableau 9.38. Fonctions `macaddr`

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`trunc(macaddr)`	`macaddr`	initialiser les trois octets finaux à zéro	`trunc(macaddr '12:34:56:78:90:ab')`	`12:34:56:00:00:00`

Le type `macaddr` supporte aussi les opérateurs relationnels standard (`>`, `<=`, etc.) de tri lexicographique, et les opérateurs arithmétiques sur les binaires (`~`, `&` et `|`) pour NOT, AND et OR

Tableau 9.39 montre les fonctions disponibles à utiliser avec le type `macaddr8`. La fonction `trunc(macaddr8)` renvoie une adresse MAC avec les cinq derniers octets positionnés à zéro. Cela peut être utilisé pour associer les préfixes restant avec un fabriquant.

Tableau 9.39. `macaddr8` Fonctions

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`trunc(macaddr8)`	`macaddr8`	positionne les cinq derniers octets à zéro	`trunc(macaddr8 '12:34:56:78:90:ab:cd:ef')`	`12:34:56:00:00:00:00:00`
`macaddr8_set7bit(macaddr8)`	`macaddr8`	positionne le 7ème bit à un, également connu comme EUI-64 modifié, pour une inclusion dans une adresse IPv6	`macaddr8_set7bit(macaddr8 '00:34:56:ab:cd:ef')`	`02:34:56:ff:fe:ab:cd:ef`

Le type `macaddr8` supporte également les opérateurs relationnels standard (`>`, `<=`, etc.) pour le tri, et les opérateurs d'arithmétique bit à bit (`~`, `&` et `|`) pour NOT, AND et OR.

9.13. Fonctions et opérateurs de la recherche plein texte

Tableau 9.40, Tableau 9.41 et Tableau 9.42 résument les fonctions et les opérateurs fournis pour la recherche plein texte. Voir Chapitre 12 pour une explication détaillée sur la fonctionnalité de recherche plein texte de PostgreSQL.

Tableau 9.40. Opérateurs de recherche plein texte

Opérateur	Return Type	Description	Exemple	Résultat
`@@`	`boolean`	`tsvector` correspond à `tsquery` ?	`to_tsvector('fat cats ate rats') @@ to_tsquery('cat & rat')`	`t`

Opérateur	Return Type	Description	Exemple	Résultat
@@@	boolean	synonyme obsolète de @@	to_tsvector('fat cats ate rats') @@@ to_tsquery('cat & rat')	t
||	tsvector	concatène tsvectors	'a:1 b:2'::tsvector || 'c:1 d:2 b:3'::tsvector	'a':1 'b':2,5 'c':3 'd':4
&&	tsquery	ET logique des tsquery	'fat | rat'::tsquery && 'cat'::tsquery	('fat' | 'rat') & 'cat'
||	tsquery	OU logique des tsquery	'fat | rat'::tsquery || 'cat'::tsquery	('fat' | 'rat') | 'cat'
!!	tsquery	inverse une tsquery	!! 'cat'::tsquery	!'cat'
<->	tsquery	tsquery suivi par tsquery	to_tsquery('fat') <-> to_tsquery('rat')	'fat' <-> 'rat'
@>	boolean	tsquery en contient une autre ?	'cat'::tsquery @> 'cat & rat'::tsquery	f
<@	tsquery est contenu dans ?	'cat'::tsquery <@ 'cat & rat'::tsquery	t	

> **Note**
>
> Les opérateurs de confinement de tsquery considèrent seulement les lexèmes listés dans les deux requêtes, ignorant les opérateurs de combinaison.

En plus des opérateurs présentés dans la table, les opérateurs de comparaison B-tree habituels (=, <, etc.) sont définis pour les types tsvector et tsquery. Ils ne sont pas très utiles dans le cadre de la recherche plein texte, mais permettent la construction d'index d'unicité sur ces types de colonnes.

Tableau 9.41. Fonctions de la recherche plein texte

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
array_to_tsvector(text[])	tsvector	convertit un tableau de lexèmes en tsvector	array_to_tsvector('{fat,cat,rat}'::text[])	'cat' 'fat' 'rat'
get_current_ts_config()	regconfig	récupère la configuration par défaut de la recherche plein texte	get_current_ts_config()	english

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`length(tsvector)`	`integer`	nombre de lexèmes dans `tsvector`	`length('fat:2,4 cat:3 rat:5A'::tsvector)`	`3`
`numnode(tsquery)`	`integer`	nombre de lexèmes et d'opérateurs dans `tsquery`	`numnode('(fat & rat) | cat'::tsquery)`	`5`
`plainto_tsquery([ config regconfig , ] requête text)`	`tsquery`	produit un `tsquery` en ignorant la ponctuation	`plainto_tsquery('english', 'The Fat Rats')`	`'fat' & 'rat'`
`phraseto_tsquery([ config regconfig , ] query text)`	`tsquery`	produit un `tsquery` qui recherche une phrase en ignorant la ponctuation	`phraseto_tsquery('english', 'The Fat Rats')`	`'fat' <-> 'rat'`
`websearch_to_tsquery([ config regconfig , ] query text)`	`tsquery`	produit une `tsquery` à partir d'une requête style recherche web	`websearch_to_tsquery('english', '"fat rat" or rat')`	`'fat' <-> 'rat' | 'rat'`
`querytree(requête tsquery)`	`text`	récupère la partie indexable d'un `tsquery`	`querytree('foo & ! bar'::tsquery)`	`'foo'`
`setweight(vector tsvector, weight "char")`	`tsvector`	affecte *weight* à chaque élément de *vector*	`setweight('fat:2,4 cat:3 rat:5B'::tsvector, 'A')`	`'cat':3A 'fat':2A,4A 'rat':5A`
`setweight(vector tsvector, weight "char", lexemes text[])`	`tsvector`	affecte *weight* aux éléments de *vector* qui sont listés dans *lexemes*	`setweight('fat:2,4 cat:3 rat:5B'::tsvector, 'A', '{cat,rat}')`	`'cat':3A 'fat':2,4 'rat':5A`
`strip(tsvector)`	`tsvector`	supprime les positions et les poids du `tsvector`	`strip('fat:2,4 cat:3 rat:5A'::tsvector)`	`'cat' 'fat' 'rat'`
`to_tsquery([ config regconfig , ] requête text)`	`tsquery`	normalise les mots et les convertit en un `tsquery`	`to_tsquery('english', 'The & Fat & Rats')`	`'fat' & 'rat'`
`to_tsvector([ config regconfig , ] document text)`	`tsvector`	réduit le texte du document en un `tsvector`	`to_tsvector('english', 'The Fat Rats')`	`'fat':2 'rat':3`
`to_tsvector([ config`	`tsvector`	réduit chaque valeur texte dans	`to_tsvector('english', '{"a": "The`	`'fat':2 'rat':3`

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`regconfig , ] document` `json(b))`		le document à un `tsvector`, puis les concatène dans l'ordre du document pour produire un seul `tsvector`	`Fat Rats"}'::json`	`)`
`json(b)_to_tsvector(` `tsvector(r` `config` `regconfig, ] document` `json(b), filter` `json(b))`		réduit chaque valeur du document, spécifié par *`filter`* vers un `tsvector`, puis concatène ces derniers dans un document pour produire un seul `tsvector`. *`filter`* est un tableau `jsonb` qui énumère le type d'éléments à inclure dans le `tsvector` en résultat. Les valeurs possibles pour *`filter`* sont `"string"` (pour inclure toutes les valeurs de type chaîne de caractères), `"numeric"` (pour inclure toutes les valeurs numériques dans le format chaîne), `"boolean"` (pour inclure toutes les valeurs booléennes dans le format chaîne `"true"`/ `"false"`), `"key"` (pour inclure toutes les clés) ou `"all"` (pour les inclure toutes). Ces valeurs peuvent être combinées ensemble pour inclure, par exemple, toutes les valeurs de type chaînes de	`json_to_tsvector('1 2 3 'english', '{"a": "The Fat Rats", "b": 123}'::json, '["string", "numeric"]')`	`'123':5 'fat':2 'rat':3`

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
		caractères et numériques.		
ts_delete(*vector* tsvector, *lexeme* text)	tsvector	supprime le *lexeme* donné à partir de *vector*	ts_delete('fat:2,4 cat:3 rat:5A'::tsvector, 'fat')	'cat':3 'rat':5A
ts_delete(*vector* tsvector, *lexemes* text[])	tsvector	supprime toute occurrence de lexèmes dans *lexemes* à partir de *vector*	ts_delete('fat:2,4 cat:3 rat:5A'::tsvector, ARRAY['fat','rat'])	'cat':3
ts_filter(*vector* tsvector, *weights* "char"[])	tsvector	sélectionne seulement les éléments du *weights* indiqué à partir de *vector*	ts_filter('fat:2,4 cat:3b rat:5A'::tsvector, '{a,b}')	'cat':3B 'rat':5A
ts_headline([*config* regconfig,] *document* text, *requête* tsquery [, *options* text])	text	affiche une correspondance avec la requête	ts_headline('x y z', 'z'::tsquery)	x y z
ts_headline([*config* regconfig,] *document* json(b), *query* tsquery [, *options* text])	text	affiche une correspondance de requête	ts_headline('{"a": "x y z"}'::json, 'z'::tsquery)	{"a": "x y z"}
ts_rank([*poids* float4[],] *vecteur* tsvector, *requête* tsquery [, *normalization* integer])	float4	renvoie le score d'un document pour une requête	ts_rank(textsearch, query)	0.818
ts_rank_cd([*weights* float4[],] *vector* tsvector, *requête* tsquery [, *normalization* integer])	float4	renvoie le score d'un document pour une requête en utilisant une densité personnalisée	ts_rank_cd('{0.1, 0.2, 0.4, 1.0}', textsearch, query)	2.01317

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
ts_rewrite(*requête* tsquery, *cible* tsquery, *substitution* tsquery)	tsquery	remplace *target* avec *substitute* dans la requête	ts_rewrite('a & b'::tsquery, 'a'::tsquery, 'foo|bar'::tsquery)	'b' & ('foo' | 'bar')
ts_rewrite(*requête* tsquery, *select* text)	tsquery	remplace en utilisant les cibles et substitutions à partir d'une commande SELECT	SELECT ts_rewrite('a & b'::tsquery, 'SELECT t,s FROM aliases')	'b' & ('foo' | 'bar')
tsquery_phrase(*query1* tsquery, *query2* tsquery)	tsquery	crée la requête qui recherche *query1* suivi par *query2* (identique à l'opérateur <->)	tsquery_phrase(to_tsquery('fat'), to_tsquery('cat'))	'fat' <-> 'cat'
tsquery_phrase(*query1* tsquery, *query2* tsquery, *distance* integer)	tsquery	crée la requête qui recherche *query1* suivi par *query2* à une distance maximale de *distance*	tsquery_phrase(to_tsquery('fat'), to_tsquery('cat'), 10)	'fat' <10> 'cat'
tsvector_to_array(tsvector)	text[]	convertit tsvector en un tableau de lexèmes	tsvector_to_array('fat:2,4 cat:3 rat:5A'::tsvector)	{cat,fat,rat}
tsvector_update_trigger()	trigger	fonction déclencheur pour la mise à jour automatique de colonne tsvector	CREATE TRIGGER ... tsvector_update_trigger(tsvcol, 'pg_catalog.swedish', title, body)	
tsvector_update_trigger_column()	trigger	fonction déclencheur pour la mise à jour automatique de colonne tsvector	CREATE TRIGGER ... tsvector_update_trigger_column(tsvcol, configcol, title, body)	
unnest(tsvector, OUT *lexeme* text, OUT *positions* smallint[], OUT *weights* text)	setof record	étend un tsvector en un ensemble de lignes	unnest('fat:2,4 cat:3 rat:5A'::tsvector)	(cat,{3},{D}) ...

> **Note**
>
> Toutes les fonctions de recherche plein texte qui acceptent un argument `regconfig` optionnel utilisent la configuration indiquée par default_text_search_config en cas d'omission de cet argument.

Les fonctions de Tableau 9.42 sont listées séparément, car elles ne font pas partie des fonctions utilisées dans les opérations de recherche plein texte de tous les jours. Elles sont utiles pour le développement et le débogage de nouvelles configurations de recherche plein texte.

Tableau 9.42. Fonctions de débogage de la recherche plein texte

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`ts_debug([` *config* `regconfig, ]` *document* `text, OUT` *alias* `text, OUT` *description* `text, OUT` *token* `text, OUT` *dictionaries* `regdictionary[], OUT` *dictionary* `regdictionary, OUT` *lexemes* `text[])`	`setof record`	teste une configuration	`ts_debug('english', 'The Brightest supernovaes')`	`(asciiword,"Word, all ASCII",The, {english_stem},english_st {}) ...`
`ts_lexize(`*dict* `regdictionary,` *jeton* `text)`	`text[]`	teste un dictionnaire	`ts_lexize('english_stem', 'stars')`	`{star}`
`ts_parse(`*nom_analyseur* `text,` *document* `text, OUT` *tokid* `integer, OUT` *token* `text)`	`setof record`	teste un analyseur	`ts_parse('default', 'foo - bar')`	`(1,foo) ...`
`ts_parse(`*oid_analyseur* `oid,` *document* `text, OUT` *id_jeton* `integer, OUT` *jeton* `text)`	`setof record`	teste un analyseur	`ts_parse(3722, 'foo - bar')`	`(1,foo) ...`
`ts_token_type(`*parser_name* `text, OUT` *tokid* `integer, OUT`	`setof record`	obtient les types de jeton définis par l'analyseur	`ts_token_type('default')`	`(1,asciiword,"Word, all ASCII") ...`

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
alias text, OUT *description* text)				
ts_token_type(oid, OUT *id_jeton* integer, OUT *alias* text, OUT *description* text)	setof record	obtient les types de jeton définis par l'analyseur	ts_token_type(37)	(1,asciiword,"Word, all ASCII") ...
ts_stat(*sqlquery* text, [*weights* text,] OUT *word* text, OUT *ndoc* integer, OUT *nentry* integer)	setof record	obtient des statistiques sur une colonne tsvector	ts_stat('SELECT vector from apod')	('foo',10,15) ...

9.14. Fonctions XML

Les fonctions et expressions décrites dans cette section opèrent sur des valeurs de type `xml`. Lire la Section 8.13 pour des informations sur le type `xml`. Les expressions `xmlparse` et `xmlserialize` permettant de convertir vers ou à partir du type `xml` sont documentées ici, pas dans cette section.

L'utilisation d'un grand nombre de ces fonctions nécessite que PostgreSQL soit construit avec `configure --with-libxml`.

9.14.1. Produire un contenu XML

Un ensemble de fonctions et expressions de type fonction est disponible pour produire du contenu XML à partir de données SQL. En tant que telles, elles conviennent particulièrement bien pour formater les résultats de requêtes en XML à traiter dans les applications clientes.

9.14.1.1. `xmlcomment`

```
xmlcomment(text)
```

La fonction `xmlcomment` crée une valeur XML contenant un commentaire XML avec, comme contenu, le texte indiqué. Le texte ne peut pas contenir « `--` » ou se terminer par un « `-` », de sorte que la construction résultante représente un commentaire XML valide. Si l'argument est NULL, le résultat est NULL.

Exemple :

```
SELECT xmlcomment('bonjour');

  xmlcomment
--------------
```

```
 <!--bonjour-->
```

9.14.1.2. xmlconcat

```
 xmlconcat(xml[, ...])
```

La fonction xmlconcat concatène une liste de valeurs XML individuelles pour créer une valeur simple contenant un fragment de contenu XML. Les valeurs NULL sont omises ; le résultat est NULL seulement s'il n'y a pas d'arguments non NULL.

Exemple :

```
SELECT xmlconcat('<abc/>', '<bar>foo</bar>');

      xmlconcat
----------------------
 <abc/><bar>foo</bar>
```

Les déclarations XML, si elles sont présentes, sont combinées comme suit. Si toutes les valeurs en argument ont la même déclaration de version XML, cette version est utilisée dans le résultat. Sinon aucune version n'est utilisée. Si toutes les valeurs en argument ont la valeur de déclaration « standalone » à « yes », alors cette valeur est utilisée dans le résultat. Si toutes les valeurs en argument ont une valeur de déclaration « standalone » et qu'au moins l'une d'entre elles est « no », alors cette valeur est utilisée dans le résultat. Sinon le résultat n'a aucune déclaration « standalone ». Si le résultat nécessite une déclaration « standalone » sans déclaration de version, une déclaration de version 1.0 est utilisée, car le standard XML impose qu'une déclaration XML contienne une déclaration de version. Les déclarations d'encodage sont ignorées et supprimées dans tous les cas.

Exemple :

```
SELECT xmlconcat('<?xml version="1.1"?><foo/>', '<?xml
 version="1.1" standalone="no"?><bar/>');

             xmlconcat
-----------------------------------
 <?xml version="1.1"?><foo/><bar/>
```

9.14.1.3. xmlelement

```
 xmlelement(name nom [, xmlattributes(valeur [AS nom_attribut]
 [, ... ])] [, contenu, ...])
```

L'expression xmlelement produit un élément XML avec le nom, les attributs et le contenu donnés.

Exemples :

```
SELECT xmlelement(name foo);

 xmlelement
------------
 <foo/>

SELECT xmlelement(name foo, xmlattributes('xyz' as bar));
```

```
    xmlelement
------------------
 <foo bar="xyz"/>

SELECT xmlelement(name foo, xmlattributes(current_date as bar),
 'cont', 'ent');

             xmlelement
-------------------------------------
 <foo bar="2007-01-26">content</foo>
```

Les noms d'élément et d'attribut qui ne sont pas des noms XML valides sont modifiés en remplaçant les caractères indésirables par une séquence _x*HHHH*_, où *HHHH* est le codage Unicode du caractère en notation hexadécimal. Par exemple :

```
SELECT xmlelement(name "foo$bar", xmlattributes('xyz' as "a&b"));

            xmlelement
----------------------------------
 <foo_x0024_bar a_x0026_b="xyz"/>
```

Un nom explicite d'attribut n'a pas besoin d'être indiqué si la valeur de l'attribut est la référence d'une colonne, auquel cas le nom de la colonne est utilisé comme nom de l'attribut par défaut. Dans tous les autres cas, l'attribut doit avoir un nom explicite. Donc, cet exemple est valide :

```
CREATE TABLE test (a xml, b xml);
SELECT xmlelement(name test, xmlattributes(a, b)) FROM test;
```

Mais ceux-ci ne le sont pas :

```
SELECT xmlelement(name test, xmlattributes('constant'), a, b) FROM
 test;
SELECT xmlelement(name test, xmlattributes(func(a, b))) FROM test;
```

Si le contenu de l'élément est précisé, il est formaté en fonction du type de données. Si le contenu est lui-même de type `xml`, des documents XML complexes peuvent être construits. Par exemple :

```
SELECT xmlelement(name foo, xmlattributes('xyz' as bar),
                            xmlelement(name abc),
                            xmlcomment('test'),
                            xmlelement(name xyz));

                  xmlelement
----------------------------------------------
 <foo bar="xyz"><abc/><!--test--><xyz/></foo>
```

Le contenu des autres types est formaté avec des données XML valides. Cela signifie en particulier que les caractères <, >, et & sont convertis en entités. Les données binaires (type `bytea`) sont représentées dans un encodage base64 ou hexadécimal, suivant la configuration du paramètre xmlbinary. Le comportement particulier pour les types de données individuels devrait évoluer pour aligner les correspondances PostgreSQL avec ceux spécifiés dans SQL:2006 et ultérieurs, comme discuté dans Section D.3.1.3.

9.14.1.4. `xmlforest`

```
xmlforest(contenu [AS nom] [, ...])
```

L'expression `xmlforest` produit un arbre XML (autrement dit une séquence) d'éléments utilisant les noms et le contenu donnés.

Exemples :

```
SELECT xmlforest('abc' AS foo, 123 AS bar);

          xmlforest
------------------------------
 <foo>abc</foo><bar>123</bar>


SELECT xmlforest(table_name, column_name)
FROM information_schema.columns
WHERE table_schema = 'pg_catalog';

                                       xmlforest
--------------------------------------------------------------------------------
 <table_name>pg_authid</table_name><column_name>rolname</
column_name>
 <table_name>pg_authid</table_name><column_name>rolsuper</
column_name>
 ...
```

Comme indiqué dans le second exemple, le nom de l'élément peut être omis si la valeur du contenu est une référence de colonne, auquel cas le nom de la colonne est utilisé par défaut. Sinon, un nom doit être indiqué.

Les noms d'éléments qui ne sont pas des noms XML valides sont échappés comme indiqué pour `xmlelement` ci-dessus. De façon similaire, les données de contenu sont échappées pour rendre le contenu XML valide, sauf s'il est déjà de type `xml`.

Les arbres XML ne sont pas des documents XML valides s'ils sont constitués de plus d'un élément. Il peut donc s'avérer utile d'emballer les expressions `xmlforest` dans `xmlelement`.

9.14.1.5. `xmlpi`

```
xmlpi(name target [, content])
```

L'expression `xmlpi` crée une instruction de traitement XML. Le contenu, si présent, ne doit pas contenir la séquence de caractères `?>`.

Exemple :

```
SELECT xmlpi(name php, 'echo "hello world";');

            xmlpi
-----------------------------
 <?php echo "hello world";?>
```

9.14.1.6. xmlroot

```
xmlroot(xml, version text | no value [, standalone yes|no|no
value])
```

L'expression xmlroot modifie les propriétés du nœud racine d'une valeur XML. Si une version est indiquée, elle remplace la valeur dans la déclaration de version du nœud racine. Si un paramètre « standalone » est spécifié, il remplace la valeur dans la déclaration « standalone » du nœud racine.

```
SELECT xmlroot(xmlparse(document '<?xml version="1.1"?
><content>abc</content>'),
               version '1.0', standalone yes);

                xmlroot
----------------------------------------
 <?xml version="1.0" standalone="yes"?>
 <content>abc</content>
```

9.14.1.7. xmlagg

```
xmlagg(xml)
```

La fonction xmlagg est, à la différence des fonctions décrites ici, une fonction d'agrégat. Elle concatène les valeurs en entrée pour les passer en argument à la fonction d'agrégat, comme le fait la fonction xmlconcat, sauf que la concaténation survient entre les lignes plutôt qu'entre les expressions d'une même ligne. Voir Section 9.20 pour plus d'informations sur les fonctions d'agrégat.

Exemple :

```
CREATE TABLE test (y int, x xml);
INSERT INTO test VALUES (1, '<foo>abc</foo>');
INSERT INTO test VALUES (2, '<bar/>');
SELECT xmlagg(x) FROM test;
        xmlagg
----------------------
 <foo>abc</foo><bar/>
```

Pour déterminer l'ordre de la concaténation, une clause ORDER BY peut être ajoutée à l'appel de l'agrégat comme décrit dans Section 4.2.7. Par exemple :

```
SELECT xmlagg(x ORDER BY y DESC) FROM test;
        xmlagg
----------------------
 <bar/><foo>abc</foo>
```

L'approche non standard suivante était recommandée dans les versions précédentes et peut toujours être utile dans certains cas particuliers :

```
SELECT xmlagg(x) FROM (SELECT * FROM test ORDER BY y DESC) AS tab;
        xmlagg
----------------------
 <bar/><foo>abc</foo>
```

9.14.2. Prédicats XML

Les expressions décrites dans cette section vérifient les propriétés de valeurs du type `xml`.

9.14.2.1. `IS DOCUMENT`

```
xml IS DOCUMENT
```

L'expression `IS DOCUMENT` renvoie true si la valeur de l'argument XML est un document XML correct, false dans le cas contraire (c'est-à-dire qu'il s'agit d'un fragment de document) ou NULL si l'argument est NULL. Voir la Section 8.13 pour les différences entre documents et fragments de contenu.

9.14.2.2. `IS NOT DOCUMENT`

```
xml IS NOT DOCUMENT
```

L'expression `IS NOT DOCUMENT` renvoie false si la valeur XML est un document XML propre, vrai s'il ne l'est pas (ie, c'est un fragment de document) et NULL si l'argument est NULL.

9.14.2.3. `XMLEXISTS`

```
XMLEXISTS(text PASSING [BY REF] xml [BY REF])
```

La fonction `xmlexists` évalue une expression XPath 1.0 (le premier argument), avec la valeur XML fournie comme élément de contexte. La fonction renvoie false si le résultat de cette évaluation ramène un ensemble de nœuds vide, et vrai pour toute autre valeur. La fonction renvoie NULL si un des arguments est NULL. Une valeur non NULL passée en tant qu'élément de contexte doit être un document XML, et non pas un fragment de contenu ou toute valeur non XML.

Exemple :

```
SELECT xmlexists('//town[text() = ''Toronto'']' PASSING BY REF
 '<towns><town>Toronto</town><town>Ottawa</town></towns>');

 xmlexists
------------
 t
(1 row)
```

Les clauses `BY REF` sont acceptées dans PostgreSQL mais sont ignorées, comme discuté dans Section D.3.2. Dans le standard SQL, la fonction `xmlexists` évalue une expression dans le langage XML Query, mais PostgreSQL autorise seulement une expression XPath 1.0 comme discuté dans Section D.3.1.

9.14.2.4. `xml_is_well_formed`

```
xml_is_well_formed(text)
xml_is_well_formed_document(text)
xml_is_well_formed_content(text)
```

Ces fonctions vérifient si la chaîne `text` est du XML bien formé et renvoient un résultat booléen. `xml_is_well_formed_document` vérifie si le document est bien formé alors que `xml_is_well_formed_content` vérifie si le contenu est bien formé. `xml_is_well_formed` est équivalent à `xml_is_well_formed_document` si le paramètre de configuration xmloption vaut `DOCUMENT` et est équivalent à `xml_is_well_formed_content` si le paramètre vaut `CONTENT`. Cela signifie que `xml_is_well_formed` est utile pour savoir si une conversion au type `xml` va réussir, alors que les deux autres sont utiles pour savoir si les variantes correspondantes de `XMLPARSE` vont réussir.

Exemples :

```
SET xmloption TO DOCUMENT;
SELECT xml_is_well_formed('<>');
 xml_is_well_formed
--------------------
 f
(1 row)

SELECT xml_is_well_formed('<abc/>');
 xml_is_well_formed
--------------------
 t
(1 row)

SET xmloption TO CONTENT;
SELECT xml_is_well_formed('abc');
 xml_is_well_formed
--------------------
 t
(1 row)

SELECT xml_is_well_formed_document('<pg:foo xmlns:pg="http://
postgresql.org/stuff">bar</pg:foo>');
 xml_is_well_formed_document
-----------------------------
 t
(1 row)

SELECT xml_is_well_formed_document('<pg:foo xmlns:pg="http://
postgresql.org/stuff">bar</my:foo>');
 xml_is_well_formed_document
-----------------------------
 f
(1 row)
```

Le dernier exemple montre que les vérifications incluent les correspondances d'espace de noms.

9.14.3. Traiter du XML

Pour traiter les valeurs du type `xml`, PostgreSQL fournit les fonctions `xpath` et `xpath_exists`, qui évaluent les expressions XPath 1.0, ainsi que la fonction de table `XMLTABLE`.

9.14.3.1. `xpath`

```
xpath(xpath, xml [, nsarray])
```

La fonction `xpath` évalue l'expression XPath 1.0 *`xpath`* (une valeur de type `text`) avec la valeur XML *`xml`*. Elle renvoie un tableau de valeurs XML correspondant à l'ensemble de nœuds produits par une expression XPath. Si l'expression XPath renvoie une valeur scalaire à la place d'un ensemble de nœuds, un tableau à un seul élément est renvoyé.

Le deuxième argument doit être un document XML bien formé. En particulier, il doit avoir un seul élément de nœud racine.

Le troisième argument (optionnel) de la fonction est un tableau de correspondances de *namespace*. Ce tableau `text` doit avoir deux dimensions dont la seconde a une longueur 2 (en fait, c'est un tableau de tableaux à exactement deux éléments). Le premier élément de chaque entrée du tableau est le nom du *namespace* (alias), le second étant l'URI du *namespace*. Il n'est pas requis que les alias fournis dans ce tableau soient les mêmes que ceux utilisés dans le document XML (autrement dit, que ce soit dans le contexte du document XML ou dans celui de la fonction `xpath`, les alias ont une vue *locale*).

Exemple :

```
SELECT xpath('/my:a/text()', '<my:a xmlns:my="http://
example.com">test</my:a>',
             ARRAY[ARRAY['my', 'http://example.com']]);

 xpath
--------
 {test}
(1 row)
```

Pour gérer des *namespaces* par défaut (anonymes), faites ainsi :

```
SELECT xpath('//mydefns:b/text()', '<a xmlns="http://
example.com"><b>test</b></a>',
             ARRAY[ARRAY['mydefns', 'http://example.com']]);

 xpath
--------
 {test}
(1 row)
```

9.14.3.2. `xpath_exists`

```
xpath_exists(xpath, xml [, nsarray])
```

La fonction `xpath_exists` est une forme spécialisée de la fonction `xpath`. Au lieu de renvoyer les valeurs XML individuelles qui satisfont l'expression XPath 1.0, cette fonction renvoie un booléen indiquant si la requête a été satisfaite ou non (plus spécifiquement si elle a produit d'autres valeurs qu'un ensemble de nœuds vide). Cette fonction est équivalente au prédicat standard `XMLEXISTS`, sauf qu'elle fonctionne aussi avec un argument de correspondance d'espace de nom.

Exemple :

```
SELECT xpath_exists('/my:a/text()', '<my:a xmlns:my="http://
example.com">test</my:a>',
                    ARRAY[ARRAY['my', 'http://example.com']]);

 xpath_exists
--------------
```

```
 t
(1 row)
```

9.14.3.3. xmltable

```
xmltable( [XMLNAMESPACES(namespace uri AS namespace name[, ...]), ]
          row_expression PASSING [BY REF] document_expression [BY
 REF]
          COLUMNS name { type [PATH column_expression]
 [DEFAULT default_expression] [NOT NULL | NULL]
                       | FOR ORDINALITY }
                  [, ...]
)
```

La fonction `xmltable` produit une table basée sur la valeur XML donnée, un filtre XPath pour extraire les lignes, ainsi qu'un ensemble de définitions de colonnes.

La clause facultative `XMLNAMESPACES` est une liste d'espaces de noms séparés par des virgules. Elle spécifie les espaces de noms utilisés dans le document et leurs alias. Une spécification d'espace de noms par défaut n'est pour le moment pas supportée.

L'argument requis *`row_expression`* est une expression XPath 1.0 qui est évaluée, passant *`document_expression`* comme élément de contexte, pour obtenir un ensemble de nœuds XML. Ces nœuds sont ce que `xmltable` transforme en lignes en sortie. Aucune ligne ne sera produite si *`document_expression`* est null ou si *`row_expression`* produit un ensemble de nœuds vide ou toute valeur autre qu'un ensemble de nœuds.

`document_expression` fournit l'élément de contexte pour *`row_expression`*. Ce doit être un document XML bien formé : les fragments/forêts ne sont pas acceptés. La clause `BY REF` est acceptée mais ignorée, comme discuté dans Section D.3.2. Dans le standard SQL, la fonction `xmltable` évalue les expressions dans le langage XML Query, mais PostgreSQL autorise seulement les expressions XPath 1.0, comme discuté dans Section D.3.1.

La clause obligatoire `COLUMNS` spécifie la liste de colonnes dans la table renvoyée. Chaque entrée décrit une seule colonne. Voir le résumé de la syntaxe ci-dessus pour le format. Le nom et le type sont obligatoires ; le chemin, valeur par défaut et la possibilité d'être NULL sont facultatifs.

Une colonne marquée `FOR ORDINALITY` sera remplie de numéros de ligne, commençant à 1, dans l'ordre des nœuds récupérés à partir de l'ensemble de nœuds résultat *`row_expression`*. Pas plus d'une colonne ne peut être marquée comme `FOR ORDINALITY`.

> **Note**
>
> XPath 1.0 ne spécifie pas un ordre pour les nœuds dans un ensemble de nœuds, donc un code qui se base sur un ordre particulier des résultats sera dépendant de l'implémentation. Les détails sont disponibles dans Section D.3.1.2.

Le *`column_expression`* pour une colonne est une expression XPath 1.0 qui est évaluée pour chaque ligne, avec le nœud actuel du résultat *`row_expression`* comme son élément de contexte, pour trouver la valeur de la colonne. Si aucun *`column_expression`* n'est fourni, alors le nom de la colonne est utilisé comme chemin implicite.

Si une expression XPath d'une colonne renvoie une valeur non XML (limitée à une chaîne, un booléen ou un double avec XPath 1.0) et que la colonne a un type PostgreSQL autre que `xml`, la colonne sera initialisée à la représentation textuelle de la valeuur pour le type PostgreSQL. Dans cette version, un booléen XPath ou un résultat double doit être explicitement converti en chaîne (autrement dit, la fonction `string` de XPath 1.0 autour de l'expression originelle de la colonne) ; PostgreSQL peut

alors affecter avec succès la chaîne à une colonne résultante SQL de type booléen ou double. Ces règles de conversion diffèrent de celles du standard SQL, comme discuté dans Section D.3.1.3.

Dans cette version, les colonnes SQL résultantes du type `xml` ou les expressions colonne XPath s'évaluant en un type XML, quelque soit le type SQL de la colonne en sortie, sont gérées comme décrit dans Section D.3.2 ; le comportement change de façon significative dans PostgreSQL 12.

Si l'expression de chemin renvoie un ensemble de nœuds vide (généralement quand il n'y a pas de correspondance) pour une ligne donnée, la colonne sera configurée à la valeur `NULL`, sauf si *`default_expression`* est précisée ; alors la valeur résultante de l'évaluation de l'expression est utilisée.

Les colonnes peuvent être marquées comme `NOT NULL`. Si *`column_expression`* pour une colonne `NOT NULL` n'a pas de correspondance et qu'il n'y a pas de `DEFAULT` ou que *`default_expression`* est aussi évalué à NULL, une erreur est levée.

Une *`default_expression`*, plutôt qu'être évaluée immédiatement quand `xmltable` est appelée, est évaluée à chaque fois qu'une valeur par défaut est nécessaire pour la colonne. Si l'expression est qualifiée de stable ou immuable, l'évaluation répérée peut être évitée. Ceci signifie que vous pouvez utiliser utilement des fonctions volatiles comme `nextval` dans *`default_expression`*.

Exemples:

```
CREATE TABLE xmldata AS SELECT
xml $$
<ROWS>
  <ROW id="1">
    <COUNTRY_ID>AU</COUNTRY_ID>
    <COUNTRY_NAME>Australia</COUNTRY_NAME>
  </ROW>
  <ROW id="5">
    <COUNTRY_ID>JP</COUNTRY_ID>
    <COUNTRY_NAME>Japan</COUNTRY_NAME>
    <PREMIER_NAME>Shinzo Abe</PREMIER_NAME>
    <SIZE unit="sq_mi">145935</SIZE>
  </ROW>
  <ROW id="6">
    <COUNTRY_ID>SG</COUNTRY_ID>
    <COUNTRY_NAME>Singapore</COUNTRY_NAME>
    <SIZE unit="sq_km">697</SIZE>
  </ROW>
</ROWS>
$$ AS data;

SELECT xmltable.*
  FROM xmldata,
       XMLTABLE('//ROWS/ROW'
                PASSING data
                COLUMNS id int PATH '@id',
                        ordinality FOR ORDINALITY,
                        "COUNTRY_NAME" text,
                        country_id text PATH 'COUNTRY_ID',
                        size_sq_km float PATH 'SIZE[@unit =
 "sq_km"]',
                        size_other text PATH
                             'concat(SIZE[@unit!="sq_km"], " ",
 SIZE[@unit!="sq_km"]/@unit)',
                        premier_name text PATH 'PREMIER_NAME'
 DEFAULT 'not specified') ;
```

```
 id | ordinality | COUNTRY_NAME | country_id | size_sq_km |
 size_other  | premier_name
----+------------+--------------+------------+------------
+--------------+--------------
  1 |          1 | Australia    | AU         |            |
      | not specified
  5 |          2 | Japan        | JP         |            | 145935
 sq_mi | Shinzo Abe
  6 |          3 | Singapore    | SG         |        697 |
      | not specified
```

L'exemple suivant montre la concaténation de multiples nœuds text(), l'utilisation du nom de colonne comme un filtre XPath, ainsi que le traitement des espaces non significatfs, des commentaires XML et le traitement des instructions :

```
CREATE TABLE xmlelements AS SELECT
xml $$
  <root>
   <element>  Hello<!-- xyxxz -->2a2<?aaaaa?> <!--x-->  bbb<x>xxx</
x>CC  </element>
            </root>
            $$ AS data;

            SELECT xmltable.*
            FROM xmlelements, XMLTABLE('/root' PASSING data COLUMNS
 element text);
            element
            ----------------------
            Hello2a2   bbbCC
```

L'exemple suivant illustre comment la clause `XMLNAMESPACES` peut être utilisée pour spécifier l'espace de nom par défaut, et une liste d'espaces de nom supplémentaire utilisés aussi bien dans le document XML que dans les expression Xpath :

```
WITH xmldata(data) AS (VALUES ('
<example xmlns="http://example.com/myns" xmlns:B="http://
example.com/b">
 <item foo="1" B:bar="2"/>
 <item foo="3" B:bar="4"/>
 <item foo="4" B:bar="5"/>
</example>'::xml)
)
SELECT xmltable.*
  FROM XMLTABLE(XMLNAMESPACES('http://example.com/myns' AS x,
                              'http://example.com/b' AS "B"),
              '/x:example/x:item'
                 PASSING (SELECT data FROM xmldata)
                 COLUMNS foo int PATH '@foo',
                   bar int PATH '@B:bar');
 foo | bar
-----+-----
   1 |   2
   3 |   4
   4 |   5
(3 rows)
```

9.14.4. Transformer les tables en XML

Les fonctions suivantes transforment le contenu de tables relationnelles en valeurs XML. Il s'agit en quelque sorte d'un export XML.

```
table_to_xml(tbl regclass, nulls boolean, tableforest boolean,
 targetns text)
query_to_xml(query text, nulls boolean, tableforest boolean,
 targetns text)
cursor_to_xml(cursor refcursor, count int, nulls boolean,
              tableforest boolean, targetns text)
```

Le type en retour de ces fonctions est `xml`.

`table_to_xml` transforme le contenu de la table passée en argument (paramètre *`tbl`*). `regclass` accepte des chaînes identifiant les tables en utilisant la notation habituelle, incluant les qualifications possibles du schéma et les guillemets doubles. `query_to_xml` exécute la requête dont le texte est passé par le paramètre *`query`* et transforme le résultat. `cursor_to_xml` récupère le nombre indiqué de lignes à partir du curseur indiqué par le paramètre *`cursor`*. Cette variante est recommandée si la transformation se fait sur de grosses tables, car la valeur en résultat est construite en mémoire pour chaque fonction.

Si *`tableforest`* vaut false, alors le document XML résultant ressemble à ceci :

```
<tablename>
  <row>
    <columnname1>donnees</columnname1>
    <columnname2>donnees</columnname2>
  </row>

  <row>
    ...
  </row>

  ...
</tablename>
```

Si *`tableforest`* vaut true, le résultat est un fragment XML qui ressemble à ceci :

```
<tablename>
  <columnname1>donnees</columnname1>
  <columnname2>donnees</columnname2>
</tablename>

<tablename>
  ...
</tablename>

...
```

Si aucune table n'est disponible, c'est-à-dire lors d'une transformation à partir d'une requête ou d'un curseur, la chaîne `table` est utilisée dans le premier format, et la chaîne `row` dans le second.

Le choix entre ces formats dépend de l'utilisateur. Le premier format est un document XML correct, ce qui est important dans beaucoup d'applications. Le second format tend à être plus utile dans la fonction `cursor_to_xml` si les valeurs du résultat sont à rassembler plus tard dans un document. Les

fonctions pour produire du contenu XML discutées ci-dessus, en particulier `xmlelement`, peuvent être utilisées pour modifier les résultats.

Les valeurs des données sont transformées de la même façon que ce qui est décrit ci-dessus pour la fonction `xmlelement`.

Le paramètre *`nulls`* détermine si les valeurs NULL doivent être incluses en sortie. À true, les valeurs NULL dans les colonnes sont représentées ainsi :

```
<columnname xsi:nil="true"/>
```

où `xsi` est le préfixe de l'espace de noms XML pour l'instance XML Schema. Une déclaration appropriée d'un espace de noms est ajoutée à la valeur du résultat. À false, les colonnes contenant des valeurs NULL sont simplement omises de la sortie.

Le paramètre *`targetns`* indique l'espace de noms souhaité pour le résultat. Si aucun espace de noms particulier n'est demandé, une chaîne vide doit être passée.

Les fonctions suivantes renvoient des documents XML Schema décrivant la transformation réalisée par les fonctions ci-dessus.

```
table_to_xmlschema(tbl regclass, nulls boolean, tableforest
 boolean, targetns text)
query_to_xmlschema(query text, nulls boolean, tableforest boolean,
 targetns text)
cursor_to_xmlschema(cursor refcursor, nulls boolean, tableforest
 boolean, targetns text)
```

Il est essentiel que les mêmes paramètres soient passés pour obtenir les bonnes transformations de données XML et des documents XML Schema.

Les fonctions suivantes réalisent la transformation des données XML et du XML Schema correspondant en un seul document (ou arbre), liés ensemble. Elles sont utiles lorsque les résultats doivent être autocontenus et autodescriptifs.

```
table_to_xml_and_xmlschema(tbl regclass, nulls boolean, tableforest
 boolean, targetns text)
query_to_xml_and_xmlschema(query text, nulls boolean, tableforest
 boolean, targetns text)
```

De plus, les fonctions suivantes sont disponibles pour produire des transformations analogues de schémas complets ou de bases de données complètes.

```
schema_to_xml(schema name, nulls boolean, tableforest boolean,
 targetns text)
schema_to_xmlschema(schema name, nulls boolean, tableforest
 boolean, targetns text)
schema_to_xml_and_xmlschema(schema name, nulls boolean, tableforest
 boolean, targetns text)

database_to_xml(nulls boolean, tableforest boolean, targetns text)
database_to_xmlschema(nulls boolean, tableforest boolean, targetns
 text)
database_to_xml_and_xmlschema(nulls boolean, tableforest boolean,
 targetns text)
```

Elles peuvent produire beaucoup de données, qui sont construites en mémoire. Lors de transformations de gros schémas ou de grosses bases, il peut être utile de considérer la transformation séparée des tables, parfois même via un curseur.

Le résultat de la transformation du contenu d'un schéma ressemble à ceci :

```
<nomschema>

transformation-table1

transformation-table2

...

</nomschema>
```

où le format de transformation d'une table dépend du paramètre *`tableforest`* comme expliqué ci-dessus.

Le résultat de la transformation du contenu d'une base ressemble à ceci :

```
<nombase>

<nomschema1>
  ...
</nomschema1>

<nomschema2>
  ...
</nomschema2>

...

</nombase>
```

avec une transformation du schéma identique à celle indiquée ci-dessus.

En exemple de l'utilisation de la sortie produite par ces fonctions, la Exemple 9.1 montre une feuille de style XSLT qui convertit la sortie de `table_to_xml_and_xmlschema` en un document HTML contenant un affichage en tableau des données de la table. D'une façon similaire, les données en résultat de ces fonctions peuvent être converties dans d'autres formats basés sur le XML.

Exemple 9.1. Feuille de style XSLT pour convertir du SQL/XML en HTML

```
<?xml version="1.0"?>
<xsl:stylesheet version="1.0"
    xmlns:xsl="http://www.w3.org/1999/XSL/Transform"
    xmlns:xsd="http://www.w3.org/2001/XMLSchema"
    xmlns="http://www.w3.org/1999/xhtml"
>

  <xsl:output method="xml"
      doctype-system="http://www.w3.org/TR/xhtml1/DTD/xhtml1-
strict.dtd"
      doctype-public="-//W3C/DTD XHTML 1.0 Strict//EN"
```

```
      indent="yes"/>

  <xsl:template match="/*">
    <xsl:variable name="schema" select="//xsd:schema"/>
    <xsl:variable name="tabletypename"
                  select="$schema/
xsd:element[@name=name(current())]/@type"/>
    <xsl:variable name="rowtypename"
                  select="$schema/xsd:complexType[@name=
$tabletypename]/xsd:sequence/xsd:element[@name='row']/@type"/>

    <html>
      <head>
        <title><xsl:value-of select="name(current())"/></title>
      </head>
      <body>
        <table>
          <tr>
            <xsl:for-each select="$schema/xsd:complexType[@name=
$rowtypename]/xsd:sequence/xsd:element/@name">
              <th><xsl:value-of select="."/></th>
            </xsl:for-each>
          </tr>

          <xsl:for-each select="row">
            <tr>
              <xsl:for-each select="*">
                <td><xsl:value-of select="."/></td>
              </xsl:for-each>
            </tr>
          </xsl:for-each>
        </table>
      </body>
    </html>
  </xsl:template>

</xsl:stylesheet>
```

9.15. Fonctions et opérateurs JSON

Tableau 9.43 montre les opérateurs disponibles avec des données des deux types JSON (voir Section 8.14).

Tableau 9.43. Opérateurs `json` et `jsonb`

Opérateur	Type de l'opérande droit	Description	Exemple	Résultat de l'exemple
`->`	`int`	Obtient un élément du tableau JSON (indexé à partir de zéro, un entier négatif compte à partir de la fin)	`'[{"a":"foo"},{"b":"bar"},{"c":"baz"}]'::json->2`	`{"c":"baz"}`
`->`	`text`	Obtient un champ de l'objet JSON par sa clé	`'{"a":{"b":"foo"}}'::json->'a'`	`{"b":"foo"}`

Opérateur	Type de l'opérande droit	Description	Exemple	Résultat de l'exemple
`->>`	`int`	Obtient un élément du tableau JSON en tant que `text`	`'[1,2,3]'::json->>2`	`3`
`->>`	`text`	Obtient un champ de l'objet JSON en tant que `text`	`'{"a":1,"b":2}'::json->>'b'`	`2`
`#>`	`text[]`	Obtient un objet JSON à partir du chemin spécifié	`'{"a": {"b": {"c": "foo"}}}'::json#>'{a,b}'`	`{"c": "foo"}`
`#>>`	`text[]`	Obtient un objet JSON à partir du chemin spécifié en tant que `text`	`'{"a": [1,2,3],"b": [4,5,6]}'::json#>>'{a,2}'`	`3`

> **Note**
>
> Il existe des variantes de ces opérateurs pour les types `json` et `jsonb`. Les opérateurs d'extraction de champ/élément/chemin renvoient le même type de données que l'élément à gauche (soit `json`, soit `jsonb`), sauf pour ceux indiquant renvoyer du `text`, qui forcera la conversion vers le type text. Les opérateurs d'extraction de champ/élément/chemin renvoient NULL, plutôt que d'échouer, si la valeur JSON en entrée n'a pas la structure correspondant à la demande ; par exemple si un tel élément n'existe pas. Les opérateurs d'extraction de champ/élément/chemin qui acceptent un index d'un tableau JSON supportent tous un index négatif qui décompte à partir de la fin.

Les opérateurs de comparaison standards montrés dans Tableau 9.1 sont disponibles pour le type `jsonb`, mais pas pour le type `json`. Ils suivent les règles de tri des opérations B-tree soulignées dans Section 8.14.4. Voir aussi Section 9.20 pour la fonction d'agrégat `json_agg` qui agrège les valeurs d'enregistrement sous la forme d'un document JSON, la fonction d'agrégat `json_object_agg` qui agrège les paires de valeurs dans un objet JSON, et leurs équivalents `jsonb`, à savoir `jsonb_agg` et `jsonb_object_agg`.

Des opérateurs supplémentaires existent seulement pour le type `jsonb`, comme indiqué dans Tableau 9.44. Plusieurs de ces opérateurs peuvent être indexés par les classes d'opérateur `jsonb`. Pour une description complète du contenant `jsonb` et des sémantiques, voir Section 8.14.3. Section 8.14.4 décrit comment ces opérateurs peuvent être utilisés pour indexer efficacement les données de type `jsonb`.

Tableau 9.44. Opérateurs `jsonb` supplémentaires

Opérateur	Type de l'opérande droit	Description	Exemple
`@>`	`jsonb`	Est-ce que la valeur JSON contient au premier niveau les entrées clefs/valeurs de la valeur JSON à sa droite ?	`'{"a":1, "b":2}'::jsonb @> '{"b":2}'::jsonb`
`<@`	`jsonb`	Les entrées clefs/valeurs de la valeur JSON sont-elles contenues au premier	`'{"b":2}'::jsonb <@ '{"a":1, "b":2}'::jsonb`

Opérateur	Type de l'opérande droit	Description	Exemple
		niveau de la valeur JSON de droite ?	
?	text	Est-ce que la *chaîne* existe comme clef de premier niveau dans la valeur JSON ?	`'{"a":1, "b":2}'::jsonb ? 'b'`
?|	text[]	Est-ce qu'une au moins des *chaînes* contenues dans le tableau existe comme clef de premier niveau ?	`'{"a":1, "b":2, "c":3}'::jsonb?| array['b', 'c']`
?&	text[]	Est-ce que toutes les *chaînes* du tableau existent comme clef de premier niveau ?	`'["a", "b"]'::jsonb ?& array['a', 'b']`
||	jsonb	Effectue la concaténation de deux valeurs de type `jsonb` dans une nouvelle valeur `jsonb`	`'["a", "b"]'::jsonb || '["c", "d"]'::jsonb`
-	text	Supprime la paire clef/valeur ou l'élément de type *chaîne* de l'opérande de gauche. Les paires clefs/valeurs sont sélectionnées selon la valeur de leur clef.	`'{"a": "b"}'::jsonb - 'a'`
-	text[]	Supprime plusieurs paires de clé/valeur ou d'éléments *string* de l'opérande de gauche. La correspondance des paires de clé/valeur est faite en fonction de la valeur de leur clé.	`'{"a": "b", "c": "d"}'::jsonb - '{a,c}'::text[]`
-	integer	Supprime l'élément du tableau ayant l'index indiqué (les nombres négatifs décomptent à partir de la fin du tableau). Lève une erreur si le conteneur de premier niveau n'est pas un tableau	`'["a", "b"]'::jsonb - 1`
#-	text[]	Supprime le champ ou l'élément ayant le chemin indiqué (pour les tableaux JSON, les chiffres négatifs décomptent à partir de la fin)	`'["a", {"b":1}]'::jsonb #- '{1,b}'`

> **Note**
>
> L'opérateur `||` concatène deux objets JSON en générant un objet contenant l'union de leurs clés, en prenant la valeur du deuxième objet quand les clés sont dupliquées. Tous les autres cas produisent un tableau JSON : tout d'acord, tout entrée qui n'est pas un tableau est convertie en un tableau à un seul élément, puis les deux tableaux sont concaténés. Il ne travaille pas récursivement. Seul le tableau ou la structure objet de haut niveau est assemblé.

Tableau 9.45 montre les fonctions disponibles pour la création de valeurs `json` and `jsonb` values. (Il n'y a pas de fonctions équivalentes pour le type `jsonb` des fonctions `row_to_json` et `array_to_json`. Cependant, la fonction `to_jsonb` fournit la plupart des fonctionnalités que ces fonctions fourniraient.)

Tableau 9.45. Fonctions de création de données JSON

Fonction	Description	Exemple	Exemple du résultat

`to_json(anyelement)`
 	
`to_jsonb(anyelement)`
	Renvoie la valeur en tant que type `json` ou `jsonb`. Les tableaux et valeurs composites sont convertis (récursivement) en tableaux et objets. Dans le cas contraire, s'il existe une conversion de ce type vers le type `json`, la fonction de conversion sera utilisée pour réaliser la conversion. Dans les autres cas, une valeur scalaire est produite. Pour tout type scalaire autre qu'un nombre, un booléen ou une valeur NULL, la représentation textuelle sera utilisée, de telle manière que cela soit une valeur valide pour les types `json` ou `jsonb`.	`to_json('Fred said "Hi."'::text)`	`"Fred said \"Hi.\""`

`array_to_json(anyarray [, pretty_bool])`	Renvoie le tableau sous la forme d'un tableau JSON. Un tableau PostgreSQL multidimensionnel devient un tableau JSON de tableaux. Des retours à la ligne seront ajoutés entre les éléments de la première dimension si *`pretty_bool`* vaut true.	`array_to_json('{{1,5},{99,100}}'::int[])`	`[[1,5],[99,100]]`

Fonction	Description	Exemple	Exemple du résultat
`row_to_json(record [, pretty_bool])`	Renvoie la ligne sous la forme d'un objet JSON. Des retours à la ligne seront ajoutés entre les éléments du niveau 1 si *`pretty_bool`* vaut true.	`row_to_json(row(1,'foo'))`	`{"f1":1,"f2":"foo"}`

`json_build_array(VARIADIC "any")`
 	
`jsonb_build_array(VARIADIC "any")`
	Construit un tableau JSON de type possiblement hétérogène à partir d'une liste d'arguments variables.	`json_build_array(1,2,'3',4,5)`	`[1, 2, "3", 4, 5]`

`json_build_object(VARIADIC "any")`	Construit un objet JSON à partir d'une liste d'arguments variables. Par convention, la liste d'arguments consiste en des clés et valeurs en alternance.	`json_build_object('foo',1,'bar',2)`	`{"foo": 1, "bar": 2}`

`json_object(text[])`
 	
`jsonb_object(text[])`
	Construit un objet JSON à partir d'un tableau de textes. Le tableau doit avoir soit exactement une dimension avec un nombre pair de membres, auquel cas ils sont pros comme des paires clé/valeur en alternance, soit deux dimensions, de telle façon que chaque tableau interne contienne exactement deux éléments, qui sont pris sous la forme d'une paire clé/valeur.	`json_object('{a, 1, b, "def", c, 3.5}')`
		
		`json_object('{{a, 1},{b, "def"}, {c, 3.5}}')`
			`{"a": "1", "b": "def", "c": "3.5"}`

`json_object(keys text[], values text[])`
 	
`jsonb_object(keys text[], values text[])`
	Cette forme de `json_object` prend des clés et valeurs sous forme de paires à partir de deux tableaux séparés. Tous les autres aspects sont identiques à la fonction avec un seul argument.	`json_object('{a, b}', '{1,2}')`	`{"a": "1", "b": "2"}`

Note

`array_to_json` et `row_to_json` ont le même comportement que `to_json`, en dehors du fait qu'elles ne proposent pas d'option d'affichage propre. Le comportement décrit pour `to_json` s'applique à chaque valeur individuelle convertie par les autres fonctions de création JSON.

> **Note**
>
> L'extension hstore dispose d'une conversion du type `hstore` vers le type `json`, pour que les valeurs `hstore` converties via les fonctions de création JSON soient représentées en tant qu'objets JSON et non pas en tant que les valeurs des chaînes de caractères habituelles.

Tableau 9.46 montre les fonctions disponibles pour le traitement des valeurs `json` et `jsonb`.

Tableau 9.46. Fonctions de traitement du JSON

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Exemple de résultat

`json_array_length(json)`
 	
`jsonb_array_length(jsonb)`
	`int`	Renvoie le nombre d'éléments dans le tableau JSON externe.	`json_array_length('[1,2,3,{"f1":1,"f2":[5,6]},4]')`	`5`

`json_each(json)`
 	
`jsonb_each(jsonb)`
	`setof key text, value json`
	
	`setof key text, value jsonb`
		Étend l'objet JSON extérieur en un ensemble de paires clé/valeur.	`select * from json_each('{"a":"foo", "b":"bar"}')`	<pre>key | value
				-----+-------
				a | "foo"
				b | "bar"</pre>

`json_each_text(json)`
 	
`jsonb_each_text(jsonb)`
	`setof key text, value text`	Étend l'objet JSON externe en un ensemble de paires clé/valeur. La valeur renvoyée est de type `text`.	`select * from json_each_text('{"a":"foo", "b":"bar"}')`	<pre>key | value
				-----+-------
				a | foo
				b | bar</pre>

`json_extract_path(from_json json, VARIADIC path_elems text[])`
 	
`jsonb_extract_path(from_json jsonb, VARIADIC path_elems text[])`
	`json`
	
	`jsonb`
		Renvoie l'objet JSON pointé par *`path_elems`* (équivalent à l'opérateur #>).	`json_extract_path('{"f2":{"f3":1},"f4":{"f5":99,"f6":"foo"}}','f4')`	`{"f5":99,"f6":"foo"}`

`json_extract_path_text(from_json json, VARIADIC path_elems text[])`
 	
`jsonb_extract_path_text(from_json jsonb, VARIADIC path_elems text[])`
	`text`	Renvoie l'objet JSON pointé par *`path_elems`* as `text` (équivalent à l'opérateur #>>).	`json_extract_path_text('{"f2":{"f3":1},"f4":{"f5":99,"f6":"foo"}}','f4','f6')`	`foo`

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Exemple de résultat

`json_object_keys(json)`
 	
`jsonb_object_keys(jsonb)`
	`setof text`	Renvoie l'ensemble de clés de l'objet externe JSON.	`json_object_keys('{"f1":"abc","f2":{"f3":"a", "f4":"b"}}')`	`json_object_keys`
				`------------------`
				`f1`
				`f2`

`json_populate_record(base anyelement, from_json json)`
 	
`jsonb_populate_record(base anyelement, from_json jsonb)`
	`anyelement`	Étend l'objet dans *`from_json`* en une ligne dont les colonnes correspondent au type d'enregistrement défini par *`base`* (voir la note ci-dessous).	`select * from json_populate_record(null::myrowtype, '{"a": 1, "b": ["2", "a b"], "c": {"d": 4, "e": "a b c"}}')`	`a | b | c`
				`---+-----------+-------------`
				`1 | {2,"a b"} | (4,"a b c")`

`json_populate_recordset(base anyelement, from_json json)`
 	
`jsonb_populate_recordset(base anyelement, from_json jsonb)`
	`setof anyelement`	Étend le tableau externe d'objets dans *`from_json`* en un ensemble de lignes dont les colonnes correspondent au type d'enregistrement défini par *`base`* (voir la note ci-dessous).	`select * from json_populate_recordset(null::myrowtype, '[{"a":1,"b":2}, {"a":3,"b":4}]')`	`a | b`
				`---+---`
				`1 | 2`
				`3 | 4`

`json_array_elements(json)`
 	
`jsonb_array_elements(jsonb)`
	`setof json` / `setof jsonb`	Étend un tableau JSON en un ensemble de valeurs JSON.	`select * from json_array_elements('[1,true, [2,false]]')`	`value`
				`-----------`
				`1`
				`true`
				`[2,false]`

`json_array_elements_text(json)`
 	
`jsonb_array_elements_text(jsonb)`
	`setof text`	Étend un tableau JSON en un ensemble de valeurs `text`.	`select * from json_array_elements_text('["foo", "bar"]')`	`value`
				`-----`
				`foo`
				`bar`

`json_typeof(json)`
 	
`jsonb_typeof(jsonb)`
	`text`	Renvoie le type de la valeur externe du JSON en tant que chaîne de type text. Les types possibles sont `object`, `array`, `string`, `number`, `boolean` et `null`.	`json_typeof('-123.4')`	`number`

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Exemple de résultat

`json_to_record(json)`
 	
`jsonb_to_record(jsonb)`
	`record`	Construit un enregistrement arbitraire à partir d'un objet JSON (voir la note ci-dessous). Comme avec toutes les fonctions renvoyant le type `record`, l'appelant doit définir explicitement la structure du type record avec une clause AS.	`select * from json_to_record('{"a":1,"b":[1,2,3],"c":[1,2,3],"e":"bar","r":{"a":123,"b":"a b c"}}') as x(a int, b text, c int[], d text, r myrowtype)`	`a | b | c | d | r`
				`---+---+---+---+---`
				`1 | [1,2,3] | {1,2,3} | | (123,"a b c")`

`json_to_recordset(json)`
 	
`jsonb_to_recordset(jsonb)`
	`setof record`	Construit un ensemble arbitraire d'enregistrements à partir d'un tableau JSON d'objets (voir la note ci-dessous). Comme avec toutes les fonctions renvoyant le type `record`, l'appelant doit définir explicitement la structure du type record avec une clause AS.	`select * from json_to_recordset('[{"a":1,"b":"foo"},{"a":"2","c":"bar"}]') as x(a int, b text);`	`a | b`
				`---+---`
				`1 | foo`
				`2 |`

`json_strip_nulls(from_json json)`
 	
`jsonb_strip_nulls(from_json jsonb)`
	`json`
	
	`jsonb`
		Renvoie *`from_json`* en omettant tous les champs des objets qui ont des valeurs NULL. Les autres valeurs NULL ne sont pas omises.	`json_strip_nulls('[{"f1":1,"f2":null},2,null,3]')`	`[{"f1":1},2,null,3]`

`jsonb_set(target jsonb, path text[], new_value jsonb [, create_missing boolean])`	`jsonb`	Renvoie *`target`* avec la section dont le chemin est désigné par *`path`* remplacée par *`new_value`*, ou avec *`new_value`* ajoutée si *`create_missing`* est true (ce qui est la valeur par défaut) et l'élément désigné	`jsonb_set('[{"f1":1,"f2":null},2,null,3]', '{0,f1}','[2,3,4]', false)`
			
			`jsonb_set('[{"f1":1,"f2":null},2]', '{0,f3}','[2,3,4]')`
				`[{"f1":[2,3,4],"f2":null},2,null,3]`
				
				`[{"f1": 1, "f2": null, "f3": [2, 3, 4]}, 2]`

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Exemple de résultat
		par le chemin *path* n'existe pas. De la même manière qu'avec les opérateurs désignant des chemins, les nombres négatifs qui apparaissent dans *path* décomptent à partir de la fin des tableaux JSON.		
jsonb_insert(*target* jsonb, *path* text[], *new_value* jsonb [, *insert_after* boolean])	jsonb	Renvoie *target* avec *new_value* insérée. Si la section *target* désignée par *path* est dans un tableau JSONB, *new_value* sera insérée avant la cible ou après la cible si *insert_after* vaut true (la valeur par défaut est false). Si la section *target* désignée par *path* est dans un objet JSONB, *new_value* sera insérée seulement si *target* n'existe pas. Tout comme avec les opérateurs orientés chemin, les entiers négatifs qui apparaissent dans *path* sont décomptés à partir de la fin des tableaux JSON.	jsonb_insert('{"a": [0,1,2]}', '{a, 1}', '"nouvelle_valeur"') jsonb_insert('{"a": [0,1,2]}', '{a, 1}', '"nouvelle_valeur"', true)	{"a": [0, "nouvelle_valeur", 1, 2]} {"a": [0, 1, "nouvelle_valeur", 2]}
jsonb_pretty(*from_json* jsonb)	text	Renvoie *from_json* comme texte JSON indenté.	jsonb_pretty('[{"f1":1,"f2":null},2,nul	[{ "f1": 1, "f2": null }, 2, null, 3

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Exemple de résultat
				]

Note

Un grand nombre de ces fonctions et opérateurs convertiront les échappements Unicode en chaînes JSON avec le caractère approprié. Ce n'est pas un problème si la valeur en entrée est de type `jsonb` parce que la conversion est déjà faite. Par contre, pour une valeur de type `json`, cela pourrait résulter par le renvoi d'une erreur, comme indiqué dans Section 8.14.

Note

Les fonctions `json[b]_populate_record`, `json[b]_populate_recordset`, `json[b]_to_record` et `json[b]_to_recordset` opèrent sur un objet JSON ou un tableau d'objets, et extraient les valeurs associées aux clés dont le nom correspond au nom des clonnes dans le type de ligne en sortie. Les champs de l'objet qui ne correspondent pas à un nom de colonne en sortie sont ignorés, et les colonnes en sortie qui ne correspondent pas à un champ de l'objet seront à NULL. Pour convertir une valeur JSON vers le type SQL d'une colonne en sortie, les règles suivantes sont appliquées séquentiellement :

- Une valeur JSON null est convertie en un NULL SQL dans tous les cas.
- Si la colonne en sortie est de type `json` ou `jsonb`, la valeur JSON est reproduite exactement.
- Si la colonne en sortie est de type composite (ligne), et que la valeur JSON est un objet JSON, les champs de l'objets sont convertis en colonnes du type de ligne en sortie par application récursive de ces règles.
- De la même façon, si la colonne en sortie est un type tableau et que la valeur JSON est un tableau JSON, les éléments du tableau JSON sont convertis en éléments du tableau en sortie par application récursive de ces règles.
- Sinon, si la valeur JSON est une chaîne constante, le contenu de la chaîne est envoyée à la fonction de conversion en entrée pour le type de données de la colonne.
- Sinon, la représentation textuelle de la valeur JSON est envoyée à la fonction de conversion en entrée pour le type de données de la colonne.

Bien que les exemples pour ces fonctions utilisent des constantes, l'utilisation typique est de référencer une table dans la clause `FROM` et d'utiliser une de ses colonnes `json` ou `jsonb` comme argument de la fonction. Les valeurs clés extraites peuvent ensuite être référencées dans d'autres parties de la requête, comme les clauses `WHERE` et les listes cibles. Extraire plusieurs valeurs de cette façon peut améliorer les performances sur leur extraction séparée avec des opérateurs par clé.

Note

Tous les éléments du chemin du paramètre `path` des fonctions `jsonb_set` et `jsonb_insert`, sauf le dernier élément, doivent être présents dans la `target`. Si `create_missing` vaut false, tous les éléments du paramètre `path` de `jsonb_set` doivent être présents. Si ces conditions ne sont pas satisfaites, `target` est renvoyé inchangé.

Si le dernier élément d'un chemin est la clef d'un objet, il sera créé avec la nouvelle valeur si absent. Si le dernier élément d'un chemin est l'index d'un tableau, si il est positif, l'élément à positionner est trouvé en comptant à partir de la gauche. Si il est négatif, le décompte se

fait à partir de la droite (par exemple, `-1` désigne l'élément le plus à droite, et ainsi de suite). Si l'élément est en dehors de l'intervalle existant -longueur_tableau .. longueur_tableau - 1, et create_missing est true, la nouvelle valeur est ajoutée au début du tableau pour un élément négatif, et à la fin du tableau pour un élément positif.

Note

La valeur de retour `null` de la fonction `json_typeof` ne doit pas être confondue avec la valeur SQL NULL. Bien qu'appeler `json_typeof('null'::json)` renverra `null`, appeler `json_typeof(NULL::json)` renverra un NULL au sens SQL.

Note

Si l'argument de `json_strip_nulls` contient des noms de champs dupliqués dans les objets, le résultat pourrait être sémantiquement quelque peu différent, dépendant de l'ordre dans lequel ils apparaissent. Ce n'est pas un problème pour `jsonb_strip_nulls`, car les valeurs de type `jsonb` n'ont jamais des noms de champs dupliqués.

9.16. Fonctions de manipulation de séquences

Cette section décrit les fonctions opérant sur les *objets de type séquence*, aussi appelés générateurs de séquence (ou tout simplement séquences). Les séquences sont des tables spéciales, monolignes, créées avec la commande CREATE SEQUENCE. Les séquences sont habituellement utilisées pour générer des identifiants uniques de lignes d'une table. Les fonctions de séquence, listées dans le Tableau 9.47, fournissent des méthodes simples, et sûres en environnement multiutilisateurs, d'obtention de valeurs successives à partir d'objets séquence.

Tableau 9.47. Fonctions séquence

Fonction	Type de retour	Description
`currval(regclass)`	`bigint`	Renvoie la valeur la plus récemment obtenue avec `nextval` pour la séquence indiquée
`lastval()`	`bigint`	Renvoie la valeur la plus récemment obtenue avec `nextval` pour toute séquence
`nextval(regclass)`	`bigint`	Incrémente la séquence et renvoie la nouvelle valeur
`setval(regclass, bigint)`	`bigint`	Positionne la valeur courante de la séquence
`setval(regclass, bigint, boolean)`	`bigint`	Positionne la valeur courante de la séquence et le drapeau `is_called`

La séquence à traiter par l'appel d'une fonction de traitement de séquences est identifiée par un argument `regclass`, qui n'est autre que l'OID de la séquence dans le catalogue système `pg_class`. Il n'est toutefois pas nécessaire de se préoccuper de la recherche de cet OID, car le convertisseur de saisie du type de données `regclass` s'en charge. Il suffit d'écrire le nom de la séquence entre

guillemets simples, de façon à le faire ressembler à un libellé. Pour obtenir une compatibilité avec la gestion des noms SQL ordinaires, la chaîne est convertie en minuscules, sauf si le nom de la séquence est entouré de guillemets doubles. Du coup :

```
nextval('foo')      opère sur la séquence foo
nextval('FOO')      opère sur la séquence foo
nextval('"Foo"')    opère sur la séquence Foo
```

Le nom de la séquence peut, au besoin, être qualifié du nom du schéma :

```
nextval('mon_schema.foo')     opère sur mon_schema.foo
nextval('"mon_schema".foo')   identique à ci-dessus
nextval('foo')                parcourt le chemin de recherche
pour trouver foo
```

Voir la Section 8.19 pour plus d'informations sur `regclass`.

> **Note**
>
> Avant la version 8.1 de PostgreSQL, les arguments des fonctions de traitement de séquences étaient du type `text`, et non `regclass`. De ce fait, les conversions précédemment décrites d'une chaîne de caractères en valeur OID se produisaient à chaque appel. Pour des raisons de compatibilité, cette fonctionnalité existe toujours. Mais, en interne, un transtypage implicite est effectué entre `text` et `regclass` avant l'appel de la fonction.
>
> Lorsque l'argument d'une fonction de traitement de séquences est écrit comme une simple chaîne de caractères, il devient une constante de type `regclass`. Puisqu'il ne s'agit que d'un OID, il permet de suivre la séquence originelle même en cas de renommage, changement de schéma... Ce principe de « lien fort » est en général souhaitable lors de références à la séquence dans les vues et valeurs par défaut de colonnes. Un « lien faible » est généralement souhaité lorsque la référence à la séquence est résolue à l'exécution. Ce comportement peut être obtenu en forçant le stockage des constantes sous la forme de constantes `text` plutôt que `regclass` :
>
> ```
> nextval('foo'::text)      foo est recherché à l'exécution
> ```
>
> Le lien faible est le seul comportement accessible dans les versions de PostgreSQL antérieures à 8.1. Il peut donc être nécessaire de le conserver pour maintenir la sémantique d'anciennes applications.
>
> L'argument d'une fonction de traitement de séquences peut être une expression ou une constante. S'il s'agit d'une expression textuelle, le transtypage implicite impose une recherche à l'exécution.

Les fonctions séquence disponibles sont :

`nextval`

Avance l'objet séquence à sa prochaine valeur et renvoie cette valeur. Ce fonctionnement est atomique : même si de multiples sessions exécutent `nextval` concurrentiellement, chacune obtient sans risque une valeur de séquence distincte.

Si un objet séquence a été créé avec les paramètres par défaut, les appels à `nextval` sur celui-ci renvoient des valeurs successives à partir de 1. D'autres comportements peuvent être obtenus en utilisant des paramètres spéciaux de la commande CREATE SEQUENCE ; voir la page de référence de la commande pour plus d'informations.

Cette fonction nécessite le privilège `USAGE` ou `UPDATE` sur la séquence.

`currval`

Renvoie la valeur la plus récemment retournée par `nextval` pour cette séquence dans la session courante. (Une erreur est rapportée si `nextval` n'a jamais été appelée pour cette séquence dans cette session.) Parce qu'elle renvoie une valeur locale à la session, la réponse est prévisible, que d'autres sessions aient exécuté ou non la fonction `nextval` après la session en cours.

Cette fonction nécessite le privilège `USAGE` ou `SELECT` sur la séquence.

`lastval`

Renvoie la valeur la plus récemment retournée par `nextval` dans la session courante. Cette fonction est identique à `currval`, sauf qu'au lieu de prendre le nom de la séquence comme argument, elle se réfère à la dernière séquence utilisée par `nextval` dans la session en cours. Si `nextval` n'a pas encore été appelée dans la session en cours, un appel à `lastval` produit une erreur.

Cette fonction nécessite le privilège `USAGE` ou `SELECT` sur la dernière séquence utilisée.

`setval`

Réinitialise la valeur du compteur de l'objet séquence. La forme avec deux paramètres initialise le champ `last_value` de la séquence à la valeur précisée et initialise le champ `is_called` à `true`, signifiant que le prochain `nextval` avance la séquence avant de renvoyer une valeur. La valeur renvoyée par `currval` est aussi configuré à la valeur indiquée. Dans la forme à trois paramètres, `is_called` peut être initialisé à `true` ou à `false`. `true` a le même effet que la forme à deux paramètres. Positionné à `false`, le prochain `nextval` retourne exactement la valeur indiquée et l'incrémentation de la séquence commence avec le `nextval` suivant. De plus, la valeur indiquée par `currval` n'est pas modifiée dans ce cas. Par exemple,

```
SELECT setval('foo', 42);           Le nextval suivant retourne
 43
SELECT setval('foo', 42, true);     Comme ci-dessus
SELECT setval('foo', 42, false);    Le nextval suivant retourne
 42
```

Le résultat renvoyé par `setval` est la valeur du second argument.

Cette fonction nécessite le privilège `UPDATE` sur la séquence.

Attention

Pour éviter le blocage de transactions concurrentes pour l'obtention de nombres provenant de la même séquence, la valeur obtenue par `nextval` n'est pas réclamée pour une ré-utilisation si la transaction appelante s'annule après coup. Ceci signifie que des annulations de transaction ou des crashs de bases de données peuvent avoir pour conséquence des trous dans la séquence des valeurs affectées. Ceci peut aussi survenir sans annulation de transaction. Par exemple, un `INSERT` avec une clause `ON CONFLICT` calculera la ligne à insérer, incluant tout appel nécessaire à `nextval`, avant de détecter un conflit qui causera la poursuite sur la règle `ON CONFLICT`. De ce fait, les objets séquences de PostgreSQL *ne peuvent pas être utilisées pour obtenir des séquences « sans trou »* .

De la même façon, les changements d'état de séquence réalisées par `setval` sont immédiatement visibles aux autres transactions, et ne sont pas annulées si la transaction appelante annule ses modifications.

Si l'instance s'arrête brutalement avant de valider une transaction ayant exécuté un appel à `nextval` ou `setval`, le changement d'état de la séquence pourrait ne pas arriver jusqu'au stockage permanent, donc l'état de la séquence n'est pas certain, uqil soit à sa valeur d'originie ou à sa nouvelle valeur après le redémarrage de l'instance. Ceci n'est pas grave pour l'utilisation

de la séquence dans la base car les autres effets des transactions non valides ne seront pas visibles. Néanmoins, si vous souhaitez utiliser une valeur de séquence pour un stockage persistant hors de la base, assurez-vous que l'appel à `nextval` soit validé avant de l'utiliser hors base.

9.17. Expressions conditionnelles

Cette section décrit les expressions conditionnelles respectueuses du standard SQL disponibles avec PostgreSQL.

Astuce

S'il s'avère nécessaire d'aller au-delà des possibilités offertes par les expressions conditionnelles, il faut considérer l'écriture d'une fonction côté serveur dans un langage de programmation plus expressif.

9.17.1. CASE

L'expression SQL CASE est une expression conditionnelle générique, similaire aux instructions if/else des autres langages de programmation :

```
CASE WHEN condition THEN résultat
     [WHEN ...]
     [ELSE résultat]
END
```

Les clauses CASE peuvent être utilisées partout où une expression est valide. Chaque *condition* est une expression qui renvoie un résultat de type `boolean`. Si le résultat de la condition est vrai, alors la valeur de l'expression CASE est le *résultat* qui suit la condition. Si le résultat de la condition n'est pas vrai, toutes les clauses WHEN suivantes sont parcourues de la même façon. Si aucune *condition* WHEN n'est vraie, alors la valeur de l'expression CASE est le *résultat* de la clause ELSE. Si la clause ELSE est omise et qu'aucune condition ne correspond, alors le résultat est nul.

Un exemple :

```
SELECT * FROM test;

 a
---
 1
 2
 3


SELECT a,
       CASE WHEN a=1 THEN 'un'
            WHEN a=2 THEN 'deux'
            ELSE 'autre'
       END
    FROM test;

 a | case
---+-------
 1 | un
```

```
 2 | deux
 3 | autre
```

Les types de données de toutes les expressions *résultat* doivent être convertibles dans un type de sortie unique. Voir la Section 10.5 pour plus de détails.

L'expression CASE qui suit est une variante de la forme générale ci-dessus :

```
CASE expression
    WHEN valeur THEN
    résultat
    [WHEN ...]
    [ELSE résultat]
END
```

La première *expression* est calculée et comparée à chacune des *valeur* des clauses WHEN jusqu'à en trouver une égale. Si aucune ne correspond, le *résultat* de la clause ELSE (ou une valeur NULL) est renvoyé(e). C'est similaire à l'instruction switch du langage C.

L'exemple ci-dessus peut être réécrit en utilisant la syntaxe CASE simple :

```
SELECT a,
       CASE a WHEN 1 THEN 'un'
              WHEN 2 THEN 'deux'
              ELSE 'autre'
       END
    FROM test;

 a | case
---+-------
 1 | un
 2 | deux
 3 | autre
```

Une expression CASE n'évalue pas les sous-expressions qui ne sont pas nécessaires pour déterminer le résultat. Par exemple, une façon possible d'éviter une division par zéro :

```
SELECT ... WHERE CASE WHEN x <> 0 THEN y/x > 1.5 ELSE false END;
```

> **Note**
>
> Comme décrit dans Section 4.2.14, il existe plusieurs situations dans lesquelles les sous-expressions d'une expression sont évaluées à des moments différents. De fait, le principe suivant lequel « CASE évalue seulement les sous-expressions nécessaires » n'est pas garanti. Par exemple, une sous-expression constante 1/0 renvoie normalement une erreur de division par zéro lors de la planification, même s'il s'agit d'une branche de CASE qui ne serait jamais choisie à l'exécution.

9.17.2. COALESCE

```
COALESCE(valeur [, ...])
```

La fonction COALESCE renvoie le premier de ses arguments qui n'est pas nul. Une valeur NULL n'est renvoyée que si tous les arguments sont nuls. Cette fonction est souvent utile pour substituer une valeur par défaut aux valeurs NULL lorsque la donnée est récupérée pour affichage. Par exemple :

```
SELECT COALESCE(description, description_courte, '(aucune)') ...
```

Cela renvoie `description` si sa valeur est non NULL. Sinon `courte_description` s'il est lui-même non NULL, et enfin `(aucune)`.

Les arguments doivent tous être convertible vers un type de données commun, qui* sera le type du résultat (voir Section 10.5 pour les détails).

À l'instar d'une expression `CASE`, `COALESCE` n'évalue pas les arguments inutiles à la détermination du résultat ; c'est-à-dire que tous les arguments à la droite du premier argument non nul ne sont pas évalués. Cette fonction SQL standard fournit des fonctionnalités similaires à `NVL` et `IFNULL`, qui sont utilisées dans d'autres systèmes de bases de données.

9.17.3. NULLIF

`NULLIF(`*`valeur1`*`, `*`valeur2`*`)`

La fonction `NULLIF` renvoie une valeur NULL si *`valeur1`* et *`valeur2`* sont égales ; sinon, elle renvoie *`valeur1`*.

On peut s'en servir pour effectuer l'opération inverse de l'exemple de `COALESCE` donné ci-dessus :

```
SELECT NULLIF(valeur, '(aucune)') ...
```

Dans cet exemple, si `valeur` vaut `(aucune)`, la valeur NULL est renvoyée, sinon la valeur de `valeur` est renvoyée.

Les deux arguments doit être de types comparables. Pour être spécifique, ils sont comparés exactement comme si vous aviez écrit *`value1 = value2`*, donc il doit y avoir un opérateur = convenable de disponible.

Le résultat a le même type que le premier argument -- mais il existe une subtilité. Ce qui est réellement renvoyé est le premier argument de l'opérateur = impliqué et, dans certains cas, aura été promu pour correspondre au type du deuxième argument. Par exemple, `NULLIF(1, 2.2)` renvoie `numeric` parce qu'il n'y a pas d'opérateur `integer = numeric`, seulement un `numeric = numeric`.

9.17.4. GREATEST et LEAST

`GREATEST(`*`valeur`* `[, ...])`

`LEAST(`*`valeur`* `[, ...])`

Les fonctions `GREATEST` et `LEAST` sélectionnent, respectivement, la valeur la plus grande et la valeur la plus petite d'une liste d'expressions. Elles doivent être toutes convertibles en un type de données commun, type du résultat (voir la Section 10.5 pour les détails). Les valeurs NULL contenues dans la liste sont ignorées. Le résultat est NULL uniquement si toutes les expressions sont NULL.

`GREATEST` et `LEAST` ne sont pas dans le standard SQL, mais sont des extensions habituelles. D'autres SGBD leur imposent de retourner NULL si l'un quelconque des arguments est NULL, plutôt que lorsque tous les arguments sont NULL.

9.18. Fonctions et opérateurs de tableaux

Le Tableau 9.48 présente les opérateurs disponibles pour les types tableaux.

Tableau 9.48. Opérateurs pour les tableaux

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
=	égal à	`ARRAY[1.1,2.1,3.1]::int[] = ARRAY[1,2,3]`	`t`

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
<>	différent de	ARRAY[1,2,3] <> ARRAY[1,2,4]	t
<	inférieur à	ARRAY[1,2,3] < ARRAY[1,2,4]	t
>	supérieur à	ARRAY[1,4,3] > ARRAY[1,2,4]	t
<=	inférieur ou égal à	ARRAY[1,2,3] <= ARRAY[1,2,3]	t
>=	supérieur ou égal à	ARRAY[1,4,3] >= ARRAY[1,4,3]	t
@>	contient	ARRAY[1,4,3] @> ARRAY[3,1]	t
<@	est contenu par	ARRAY[2,7] <@ ARRAY[1,7,4,2,6]	t
&&	se chevauchent (ont des éléments en commun)	ARRAY[1,4,3] && ARRAY[2,1]	t
||	concaténation de tableaux	ARRAY[1,2,3] || ARRAY[4,5,6]	{1,2,3,4,5,6}
||	concaténation de tableaux	ARRAY[1,2,3] || ARRAY[[4,5,6],[7,8,9]]	{{1,2,3},{4,5,6},{7,8,9}}
||	concaténation d'un élément avec un tableau	3 || ARRAY[4,5,6]	{3,4,5,6}
||	concaténation d'un tableau avec un élément	ARRAY[4,5,6] || 7	{4,5,6,7}

Les opérateurs de tri de tableau (<, >=, etc) comparent le contenu d'un tableau, élément par élément, en utilisant la fonction de comparaison B-tree par défaut pour le type de données de l'élément. Le tri est basé sur la première différence. Dans les tableaux multi-dimensionnels, les éléments sont visités dans l'ordre des colonnes (« row-major order », le dernier indice varie le plus rapidement). Si le contenu de deux tableaux est identique, mais que les dimensions sont différentes, la première différence dans l'information de dimension détermine l'ordre de tri. (Ce fonctionnement diffère de celui des versions de PostgreSQL antérieures à la 8.2 : les anciennes versions indiquent que deux tableaux de même contenu sont identiques même si le nombre de dimensions ou les échelles d'indices diffèrent.)

Les opérateurs de contenu des tableaux (<@ et @>) considèrent qu'un tableau est contenu dans un autre tableau si chacun de ses éléments apparait dans l'autre. Les duplicats ne sont pas traités spécialement, donc ARRAY[1] et ARRAY[1,1] sont tous les deux considérés contenus dans l'autre.

Voir la Section 8.15 pour plus de détails sur le comportement des opérateurs. Voir Section 11.2 pour plus d'informations sur les opérateurs qui supportent les opérations indexées.

Le Tableau 9.49 présente les fonctions utilisables avec des types tableaux. Voir la Section 8.15 pour plus d'informations et des exemples d'utilisation de ces fonctions.

Tableau 9.49. Fonctions pour les tableaux

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`array_append (anyarray, anyelement)`	`anyarray`	ajoute un élément à la fin d'un tableau	`array_append(ARRAY[1,2], 3)`	`{1,2,3}`
`array_cat (anyarray, anyarray)`	`anyarray`	concatène deux tableaux	`array_cat(ARRAY[1,2,3], ARRAY[4,5])`	`{1,2,3,4,5}`
`array_ndims(anyarray)`	`int`	renvoie le nombre de dimensions du tableau	`array_ndims(ARRAY[[1,2,3], [4,5,6]])`	`2`
`array_dims (anyarray)`	`text`	renvoie une représentation textuelle des dimensions d'un tableau	`array_dims(ARRAY[[1,2,3], [4,5,6]])`	`[1:2][1:3]`
`array_fill(anyelement, int[] [, int[]])`	`anyarray`	renvoie un tableau initialisé avec une valeur et des dimensions fournies, en option avec des limites basses autre que 1	`array_fill(7, ARRAY[3], ARRAY[2])`	`[2:4]={7,7,7}`
`array_length(anyarray, int)`	`int`	renvoie la longueur de la dimension du tableau	`array_length(array[1,2,3], 1)`	`3`
`array_lower (anyarray, int)`	`int`	renvoie la limite inférieure du tableau donné	`array_lower('[0:2]={1,2,3}'::int[], 1)`	`0`
`array_position (anyarray, anyelement [, int])`	`int`	renvoie la position dans le tableau de la première occurrence du deuxième argument, en débutant la recherche par le troisième argument ou au premier élément (le tableau doit être à une dimension)	`array_position(ARRAY['sun','mon','tue', 'mon')`	`2`
`array_positions (anyarray, anyelement)`	`int[]`	renvoie un tableau des positions de toutes les occurrences du second argument dans le tableau indiqué comme premier agument (le tableau doit être à une dimension)	`array_positions(ARRAY['A','A','B','A'], 'A')`	`{1,2,4}`

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`array_prepend (anyelement, anyarray)`	`anyarray`	ajoute un élément au début d'un tableau	`array_prepend(1, ARRAY[2,3])`	`{1,2,3}`
`array_remove(anyarray, anyelement)`	`anyarray`	supprime tous les éléments égaux à la valeur donnée à partir du tableau (qui doit n'avoir qu'une seule dimension)	`array_remove(ARRAY[1,2,3,2], 2)`	`{1,3}`
`array_replace(anyarray, anyelement, anyelement)`	`anyarray`	remplace chaque élément d'un tableau égal à la valeur donnée par la nouvelle valeur	`array_replace(ARRAY[1,2,5,4], 5, 3)`	`{1,2,3,4}`
`array_to_string(anyarray, text [, text])`	`text`	concatène des éléments de tableau en utilisant le délimiteur fourni et une chaîne nulle optionnelle	`array_to_string(ARRAY[1, 2, 3, NULL, 5], ',', '*')`	`1,2,3,*,5`
`array_upper (anyarray, int)`	`int`	renvoie la limite supérieure du tableau donné	`array_upper(ARRAY[1,8,3,7], 1)`	`4`
`cardinality(anyarray)`	`int`	renvoie le nombre total d'éléments dans le tableau ou 0 si le tableau est vide	`cardinality(ARRAY[[1,2], [3,4]])`	`4`
`string_to_array(text, text [, text])`	`text[]`	divise une chaîne en tableau d'éléments en utilisant le délimiteur fourni et la chaîne nulle optionnelle	`string_to_array('xx~^~yy~^~zz', '~^~', 'yy')`	`{xx,NULL,zz}`

`unnest(anyarray)`	`setof anyelement`	étend un tableau à un ensemble de lignes	`unnest(ARRAY[1,2])`	`1`
				`2`
				(2 rows)

`unnest(anyarray, anyarray [, ...])`	`setof anyelement, anyelement [, ...]`	étend les différents tableaux (possiblement de types différents) en un ensemble de lignes. Ceci est autorisé dans la clause FROM ; voir Section 7.2.1.4	`unnest(ARRAY[1,2], ARRAY['foo','bar','baz'])`	`1 foo`
				`2 bar`
				`NULL baz`
				(3 rows)

Dans les fonctions `array_position` et `array_positions`, chaque élément du tableau est comparé à la valeur recherchée en utilisant la sémantique de `IS NOT DISTINCT FROM`.

Dans la fonction `array_position`, `NULL` est renvoyé si la valeur n'est pas trouvée.

Dans la fonction `array_positions`, `NULL` est renvoyé uniquement si le tableau est `NULL` ; si la valeur n'est pas trouvée, un tableau vide est renvoyé à la place.

Dans `string_to_array`, si le délimiteur vaut NULL, chaque caractère de la chaîne en entrée deviendra un élément séparé dans le tableau résultant. Si le délimiteur est une chaîne vide, alors la chaîne entière est renvoyée dans un tableau à un élément. Dans les autres cas, la chaîne en entrée est divisée à chaque occurrence du délimiteur.

Dans `string_to_array`, si le paramètre chaîne_null est omis ou vaut NULL, aucune des sous-chaînes en entrée ne sera remplacée par NULL. Dans `array_to_string`, si le paramètre chaîne_null est omis ou vaut NULL, tous les éléments NULL du tableau seront simplement ignorés et non représentés dans la chaîne en sortie.

> **Note**
>
> Il existe deux différences dans le comportement de `string_to_array` avec les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.1. Tout d'abord, il renverra un tableau vide (à zéro élément) plutôt que NULL quand la chaîne en entrée est de taille zéro. Ensuite, si le délimiteur vaut NULL, la fonction divise l'entrée en caractères individuels plutôt que de renvoyer NULL comme avant.

Voir aussi Section 9.20 à propos de la fonction d'agrégat `array_agg` à utiliser avec les tableaux.

9.19. Fonctions et opérateurs sur les données de type range

Voir Section 8.17 pour un aperçu des types range.

Tableau 9.50 montre les opérateurs disponibles pour les types range.

Tableau 9.50. Opérateurs pour les types range

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
=	égal	`int4range(1,5) = '[1,4]'::int4range`	t
<>	différent	`numrange(1.1,2.2) <> numrange(1.1,2.3)`	t
<	plus petit que	`int4range(1,10) < int4range(2,3)`	t
>	plus grand que	`int4range(1,10) > int4range(1,5)`	t
<=	plus petit ou égal	`numrange(1.1,2.2) <= numrange(1.1,2.2)`	t
>=	plus grand ou égal	`numrange(1.1,2.2) >= numrange(1.1,2.0)`	t
@>	contient	`int4range(2,4) @> int4range(2,3)`	t

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
@>	contient l'élément	'[2011-01-01,2011-03-01)'::tsrange @> '2011-01-10'::timestamp	t
<@	contenu par	int4range(2,4) <@ int4range(1,7)	t
<@	l'élément est contenu par	42 <@ int4range(1,7)	f
&&	surcharge (ont des points en commun)	int8range(3,7) && int8range(4,12)	t
<<	strictement à la gauche de	int8range(1,10) << int8range(100,110)	t
>>	strictement à la droite de	int8range(50,60) >> int8range(20,30)	t
&<	ne s'étend pas à droite de	int8range(1,20) &< int8range(18,20)	t
&>	ne s'étend pas à gauche de	int8range(7,20) &> int8range(5,10)	t
-|-	est adjacent à	numrange(1.1,2.2) -|- numrange(2.2,3.3)	t
+	union	numrange(5,15) + numrange(10,20)	[5,20)
*	intersection	int8range(5,15) * int8range(10,20)	[10,15)
-	différence	int8range(5,15) - int8range(10,20)	[5,10)

Les opérateurs simples de comparaison <, >, <= et >= comparent tout d'abord les limites basses. Si elles sont égales, elles comparent les limites hautes. Ces comparaisons ne sont généralement par très utiles pour les données de type range, mais sont néanmoins fournies pour permettre la construction d'index B-tree sur les ranges.

Les opérateurs à gauche de/à droite de/adjacent renvoient toujours false quand une donnée vide de type range est fournie. Cela signifie qu'un intervalle vide est toujours considéré comme n'étant ni avant, ni après tout autre intervalle.

Les opérateurs d'union et de différence échoueront si l'intervalle résultant doit contenir des intervalles disjoints (un tel intervalle ne peut pas être représenté).

Tableau 9.51 montre les fonctions disponibles pour les types range.

Tableau 9.51. Fonctions range

Fonction	Type renvoyé	Description	Exemple	Résultat
`lower(anyrange)`	type de l'élément de l'intervalle	limite basse de l'intervalle	`lower(numrange(1.1,2.2))`	1.1
`upper(anyrange)`	type de l'élément de l'intervalle	limite haute de l'intervalle	`upper(numrange(1.1,2.2))`	2.2
`isempty(anyrange)`	boolean	l'intervalle est-il vide ?	`isempty(numrange(1.1,2.2))`	false
`lower_inc(anyrange)`	boolean	la limite basse est-elle incluse ?	`lower_inc(numrange(1.1,2.2))`	true
`upper_inc(anyrange)`	boolean	la limite haute est-elle incluse ?	`upper_inc(numrange(1.1,2.2))`	false
`lower_inf(anyrange)`	boolean	la limite basse est-elle infinie ?	`lower_inf('(,)'::daterange)`	true
`upper_inf(anyrange)`	boolean	la limite haute est-elle infinie ?	`upper_inf('(,)'::daterange)`	true
`range_merge(anyrange, anyrange)`	anyrange	le plus petit intervalle qui inclut les deux indiqués	`range_merge('[1,2)'::int4range, '[3,4)'::int4range)`	`[1,4)`

Les fonctions `lower` et `upper` renvoient NULL si la donnée de type range est vide ou si la limite demandée est infinie. Les fonctions `lower_inc`, `upper_inc`, `lower_inf` et `upper_inf` renvoient toutes false pour une donnée vide de type range.

9.20. Fonctions d'agrégat

Les *fonctions d'agrégat* calculent une valeur unique à partir d'un ensemble de valeurs en entrée. Les fonctions d'aggrégat généralistes fournies par défaut sont listées dans Tableau 9.52 et les agrégats statistiques dans Tableau 9.53. Les fonctions d'agrégat par défaut pour les ensembles ordonnés au sein d'un groupe sont listées dans Tableau 9.54 alors que celles fournies par défaut pour les ensembles hypothétiques au sein d'un groupe sont dans Tableau 9.55. Les opérations de regroupement, qui sont proches des fonctions d'agrégats, sont listées dans le Tableau 9.56. La syntaxe particulière des fonctions d'agrégat est décrite dans la Section 4.2.7. La Section 2.7 fournit un supplément d'informations introductives.

Tableau 9.52. Fonctions d'agrégat générales

Fonction	Type d'argument	Type de retour	Mode partiel	Description
`array_agg(`*expression*`)`	tout type non tableau	tableau du type de l'argument	Non	les valeurs en entrée, pouvant inclure des valeurs NULL, concaténées dans un tableau
`array_agg(`*expression*`)`	tout type tableau	identique au type de données de l'argument	Non	les tableaux en entrée sont concaténés dans un tableau englobant (les tableaux en entrée doivent tous être de même dimension et ne

Fonction	Type d'argument	Type de retour	Mode partiel	Description
				peuvent être vides ou NULL)
avg(*expression*)	smallint, int, bigint, real, double precision, numeric ou interval	numeric pour tout argument de type entier, double precision pour tout argument en virgule flottante, sinon identique au type de données de l'argument	Oui	la moyenne arithmétique de toutes les valeurs non NULL en entrée
bit_and(*expression*)	smallint, int, bigint ou bit	identique au type de données de l'argument	Oui	le AND bit à bit de toutes les valeurs non NULL en entrée ou NULL s'il n'y en a pas
bit_or(*expression*)	smallint, int, bigint ou bit	identique au type de données de l'argument	Oui	le OR bit à bit de toutes les valeurs non NULL en entrée ou NULL s'il n'y en a pas
bool_and(*expression*)	bool	bool	Oui	true si toutes les valeurs en entrée valent true, false sinon
bool_or(*expression*)	bool	bool	Oui	true si au moins une valeur en entrée vaut true, false sinon
count(*)		bigint	Oui	nombre de lignes en entrée
count (*expression*)	tout type	bigint	Oui	nombre de lignes en entrée pour lesquelles l'*expression* n'est pas NULL
every(*expression*)	bool	bool	Oui	équivalent à bool_and
json_agg(*expression*)	any	json	Non	agrège les valeurs, incluant les NULL, sous la forme d'un tableau JSON
jsonb_agg(*expression*)	any	jsonb	Non	agrège les valeurs sous la forme d'un tableau JSON
json_object_agg(*name*, *value*)	(any, any)	json	Non	agrège les paires nom/valeur en tant qu'objet JSON ; les valeurs peuvent être NULL, mais pas les nom

Fonction	Type d'argument	Type de retour	Mode partiel	Description
`jsonb_object_agg(`*`name`*`, `*`value`*`)`	`(any, any)`	`jsonb`	Non	agrège les paires nom/valeur en tant qu'objet JSON ; les valeurs peuvent être NULL, mais pas les nom
`max(`*`expression`*`)`	tout type numeric, string, date/time, network, or enum ou tableau de ces types	identique au type en argument	Oui	valeur maximale de l'*`expression`* pour toutes les valeurs non NULL en entrée
`min(`*`expression`*`)`	tout type numeric, string, date/time, network ou enum, ou tableaux de ces types	identique au type en argument	Oui	valeur minimale de l'*`expression`* pour toutes les valeurs non NULL en entrée
`string_agg(`*`expression`*`, `*`delimiter`*`)`	`(text, text)` ou `(bytea, bytea)`	identique aux arguments	Non	valeurs non NULL en entrée concaténées dans une chaîne, séparées par un délimiteur
`sum(`*`expression`*`)`	`smallint`, `int`, `bigint`, `real`, `double precision`, `numeric`, `interval` ou `money`	`bigint` pour les arguments de type `smallint` ou `int`, `numeric` pour les arguments de type `bigint`, sinon identique au type de données de l'argument	Oui	somme de l'*`expression`* pour toutes les valeurs non NULL en entrée
`xmlagg(`*`expression`*`)`	`xml`	`xml`	Non	concaténation de valeurs XML non NULL (voir aussi Section 9.14.1.7)

En dehors de `count`, ces fonctions renvoient une valeur NULL si aucune ligne n'est sélectionnée. En particulier, une somme (`sum`) sur aucune ligne renvoie NULL et non zéro, et `array_agg` renvoie NULL plutôt qu'un tableau vide quand il n'y a pas de lignes en entrée. La fonction `coalesce` peut être utilisée pour substituer des zéros ou un tableau vide aux valeurs NULL quand cela est nécessaire.

Les fonctions d'agrégat qui supportent le *mode partiel* sont éligibles à participer à différentes optimisations, tel que les agrégats parallèles.

Note

Les agrégats booléens `bool_and` et `bool_or` correspondent aux agrégats standard du SQL `every` et `any` ou `some`. Pour `any` et `some`, il semble qu'il y a une ambiguïté dans la syntaxe standard :

```
SELECT b1 = ANY((SELECT b2 FROM t2 ...)) FROM t1 ...;
```

Ici, `ANY` peut être considéré soit comme introduisant une sous-requête soit comme étant une fonction d'agrégat, si la sous-requête renvoie une ligne avec une valeur booléenne si

l'expression de sélection ne renvoie qu'une ligne. Du coup, le nom standard ne peut être donné à ces agrégats.

Note

Les utilisateurs habitués à travailler avec d'autres systèmes de gestion de bases de données SQL peuvent être surpris par les performances de l'agrégat `count` lorsqu'il est appliqué à la table entière. En particulier, une requête identique à

```
SELECT count(*) FROM ma_table;
```

nécessitera un travail proportionnel à la taille de la table : PostgreSQL devra parcourir complètement la table ou un de ses index (comprenant toutes les lignes de la table).

Les fonctions d'agrégat `array_agg`, `json_agg`, `jsonb_agg`, `json_object_agg`, `jsonb_object_agg`, `string_agg` et `xmlagg`, ainsi que d'autres fonctions similaires d'agrégats définies par l'utilisateur, produisent des valeurs de résultats qui ont un sens différents, dépendant de l'ordre des valeurs en entrée. Cet ordre n'est pas précisé par défaut mais peut être contrôlé en ajoutant une clause `ORDER BY` comme indiquée dans Section 4.2.7. Une alternative revient à fournir les valeurs à partir d'une sous-requête triée fonctionnera généralement. Par exemple :

```
SELECT xmlagg(x) FROM (SELECT x FROM test ORDER BY y DESC) AS tab;
```

Attention que cette approche peut échouer si la requête externe contient un traitement supplémentaire, telle qu'une jointure, car cela pourrait causer le tri de la sortie de la sous-requête avant le calcul de l'agrégat.

Tableau 9.53 présente les fonctions d'agrégat typiquement utilisées dans l'analyse statistique. (Elles sont séparées pour éviter de grossir la liste des agrégats les plus utilisés.) Là où la description mentionne *N*, cela représente le nombre de lignes en entrée pour lesquelles toutes les expressions en entrée sont non NULL. Dans tous les cas, NULL est renvoyé si le calcul n'a pas de signification, par exemple si *N* vaut zéro.

Tableau 9.53. Fonctions d'agrégats pour les statistiques

Fonction	Type de l'argument	Type renvoyé	Mode partiel	Description
`corr(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	coefficient de corrélation
`covar_pop(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	covariance de population
`covar_samp(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	covariance exemple
`regr_avgx(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	moyenne de la variable indépendante (`sum(`*X*`)/`*N*)
`regr_avgy(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	moyenne de la variable dépendante (sum(*Y*) / *N*)

Fonction	Type de l'argument	Type renvoyé	Mode partiel	Description
`regr_count(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`bigint`	Oui	nombre de lignes dans lesquelles les deux expressions sont non NULL
`regr_intercept(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	interception de l'axe y pour l'équation linéaire de la méthode des moindres carrés déterminée par les paires (*X*, *Y*)
`regr_r2(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	carré du coefficient de corrélation
`regr_slope(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	inclinaison pour l'équation linéaire de la méthode des moindres carrés déterminée par les paires (*X*, *Y*)
`regr_sxx(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	`sum(`*X*`^2) - sum(`*X*`)^2 / `*N* (« somme des carrés » de la variable indépendante)
`regr_sxy(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	`sum(`*X*`*`*Y*`) - sum(`*X*`) * sum(`*Y*`) / `*N* (« somme des produits » de la variable indépendante multipliée par la variable dépendante)
`regr_syy(`*Y*`, `*X*`)`	`double precision`	`double precision`	Oui	`sum(`*Y*`^2) - sum(`*Y*`)^2 / `*N* (« somme des carrés » de la variable dépendante)
`stddev(`*expression*`)`	`smallint`, `int`, `bigint`, `real`, `double precision` ou `numeric`	`double precision` pour les arguments en virgule flottante, `numeric` sinon	Oui	alias historique pour `stddev_samp`
`stddev_pop(`*expression*`)`	`smallint`, `int`, `bigint`, `real`, `double precision` ou `numeric`	`double precision` pour les arguments en virgule flottante, `numeric` sinon	Oui	écart type de la population pour les valeurs en entrée

Fonction	Type de l'argument	Type renvoyé	Mode partiel	Description
`stddev_samp(`*`expression`*`)`	`smallint`, `int`, `bigint`, `real`, `double precision` ou `numeric`	`double precision` pour les arguments en virgule flottante, `numeric` sinon	Oui	exemple d'écart type pour les valeurs en entrée
`variance(`*`expression`*`)`	`smallint`, `int`, `bigint`, `real`, `double precision` ou `numeric`	`double precision` pour les arguments en virgule flottante, sinon `numeric`	Oui	alias historique de `var_samp`
`var_pop(`*`expression`*`)`	`smallint`, `int`, `bigint`, `real`, `double precision` ou `numeric`	`double precision` pour les arguments en virgule flottante, sinon `numeric`	Oui	variance de la population des valeurs en entrée (carré de la déviation standard de la population)
`var_samp(`*`expression`*`)`	`smallint`, `int`, `bigint`, `real`, `double precision` ou `numeric`	`double precision` for floating-point arguments, otherwise `numeric`	Oui	variance des valeurs en entrée (carré de la déviation standard)

Tableau 9.54 montre certaines fonctions d'agrégat qui utilisent la syntaxe des *agrégats d'ensemble trié* Ces fonctions sont parfois référencées en tant que fonctions de « distribution inverse ».

Tableau 9.54. Fonctions d'agrégat par ensemble trié

Fonction	Type(s) d'argument direct(s)	Type(s) d'argument agrégé(s)	Type renvoyé	Mode partiel	Description
`mode() WITHIN GROUP (ORDER BY `*`sort_expression`*`)`		tout type triable	identique à l'expression de tri	Non	renvoie la valeur en entrée la plus fréquente (choisie arbitrairement dans le cas où plusieurs valeurs ont la même fréquence)
`percentile_cont(`*`fraction`*`) WITHIN GROUP (ORDER BY `*`sort_expression`*`)`	`double precision`	`double precision` ou `interval`	identique à l'expression de tri	Non	centile continue : renvoie une valeur correspondant à la fraction spécifiée dans l'ordre, avec une interpolation entre les

Fonction	Type(s) d'argument direct(s)	Type(s) d'argument agrégé(s)	Type renvoyé	Mode partiel	Description
					éléménts adjacents en entrée si nécessaire
`percentile_cont(`*`fractions`*`) WITHIN GROUP (ORDER BY `*`sort_expression`*`)`	`double precision[]`	`double precision` ou `interval`	tableau du type de l'expression de tri	Non	multiple centile continue : renvoie un tableau de résultats correspondant au format du paramètre *`fractions`*, chaque élément étant un élément non NULL remplacé par la valeur correspondant à ce centile
`percentile_disc(`*`fraction`*`) WITHIN GROUP (ORDER BY `*`sort_expression`*`)`	`double precision`	tout type triable	identique à l'expression de tri	Non	centile discrète : renvoie la première valeur en entrée dont la position dans le tri est identique ou égale à la fraction indiquée
`percentile_disc(`*`fractions`*`) WITHIN GROUP (ORDER BY `*`sort_expression`*`)`	`double precision[]`	tout type triable	tableau du type de l'expression de tri	Non	plusieurs centile discrète : renvoie un tableau de résultats correspondant au format du paramètre *`fractions`*, avec chaque élément non NULL remplacé par la valeur en entrée correspondant à ce centile

Tous les agrégats listés dans Tableau 9.54 ignorent les valeurs NULL dans leur entrée triée. Pour ceux qui prennent un paramètre *`fraction`*, la valeur de la fraction doit valoir entre 0 et 1 ; une erreur

est renvoyée dans le cas contraire. Néanmoins, une valeur nulle de fraction produit simplement un résultat nul.

Chaque agrégat listé dans Tableau 9.55 est associé avec une fonction de fenêtrage de même définie dans Section 9.21. Dans chaque cas, le résultat de l'agrégat est la valeur que la fonction de fenêtrage associée aurait renvoyée pour la ligne « hypothétique » construite à partir de *args*, si une telle ligne a été ajoutée au groupe trié de lignes calculé à partir de *sorted_args*.

Tableau 9.55. Fonctions d'agrégat par ensemble hypothétique

Fonction	Type(s) d'argument direct(s)	Type(s) d'argument agrégé(s)	Type renvoyé	Mode partiel	Description
rank(*args*) WITHIN GROUP (ORDER BY *sorted_args*)	VARIADIC "any"	VARIADIC "any"	bigint	Non	rang de la ligne hypothétique, avec des trous pour les lignes dupliquées
dense_rank(*args*) WITHIN GROUP (ORDER BY *sorted_args*)	VARIADIC "any"	VARIADIC "any"	bigint	Non	rang de la ligne hypothétique, sans trous
percent_rank(*args*) WITHIN GROUP (ORDER BY *sorted_args*)	VARIADIC "any"	VARIADIC "any"	double precision	Non	rang relatif de la ligne hypothétique, de 0 à 1
cume_dist(*args*) WITHIN GROUP (ORDER BY *sorted_args*)	VARIADIC "any"	VARIADIC "any"	double precision	Non	rang relatif de la ligne hypothétique, de 1/*N* à 1

Pour chacun de ces agrégats par ensemble trié, la liste des arguments directs donnés dans *args* doit correspondre au nombre et aux types des arguments d'agrégat donnés dans *sorted_args*. Contrairement aux agrégats internes, ces agrégats ne sont pas stricts, c'est-à-dire qu'ils ne suppriment pas les lignes en entrée contentant des NULL. Les valeurs NULL sont triées suivant la règle spécifiée dans la clause ORDER BY.

Tableau 9.56. Opérations de regroupement

Fonction	Type renvoyé	Description
GROUPING(*args...*)	integer	Masque entier de bits indiquant les arguments non inclus dans l'ensemble de regroupement courant

Les opérations de regroupement sont utilisées en conjonction avec les ensembles de regroupement (voir Section 7.2.4) pour distinguer les lignes résultantes. Les arguments de GROUPING ne sont pas évalués, mais ils doivent correspondre exactement aux expressions indiquées dans la clause GROUP BY de la requête associée. Les bits sont assignés avec l'argument le plus à droite comme le bit le moins

significatif ; chaque bit est à 0 si l'expression correspondante est incluse dans le critère de regroupement générant la ligne résultat, et à 1 si elle ne l'est pas. Par exemple :

```
=> SELECT * FROM items_sold;
 make  | model | sales
-------+-------+-------
 Foo   | GT    |  10
 Foo   | Tour  |  20
 Bar   | City  |  15
 Bar   | Sport |  5
(4 rows)

=> SELECT make, model, GROUPING(make,model), sum(sales) FROM
 items_sold GROUP BY ROLLUP(make,model);
 make  | model | grouping | sum
-------+-------+----------+-----
 Foo   | GT    |        0 | 10
 Foo   | Tour  |        0 | 20
 Bar   | City  |        0 | 15
 Bar   | Sport |        0 | 5
 Foo   |       |        1 | 30
 Bar   |       |        1 | 20
       |       |        3 | 50
(7 rows)
```

9.21. Fonctions Window

Les *fonction Window* fournissent la possibilité de réaliser des calculs au travers d'ensembles de lignes relatifs à la ligne de la requête en cours. Voir Section 3.5 pour une introduction à cette fonctionnalité, et Section 4.2.8 pour les détails sur la syntaxe.

Les fonctions window internes sont listées dans Tableau 9.57. Notez que ces fonctions *doivent* être appelées en utilisant la syntaxe des fonctions window ; autrement dit, une clause `OVER` est requise.

En plus de ces fonctions, toute fonction normale d'agrégat, interne ou définie par l'utilisateur (mais pas les agrégats d'ensemble trié ou d'ensemble hypothétique) peut être utilisée comme une fonction window (voir Section 9.20 pour une liste des agrégats internes). Les fonctions d'agrégat agissent comme des fonctions window seulement quand une clause `OVER` suit l'appel ; sinon elles agissent comme des agrégats standards et renvoie une seule ligne pour l'ensemble entier.

Tableau 9.57. Fonctions Window généralistes

Fonction	Type renvoyé	Description
`row_number()`	`bigint`	numéro de la ligne en cours de traitement dans sa partition, en comptant à partir de 1
`rank()`	`bigint`	rang de la ligne en cours de traitement, avec des trous ; identique `row_number` pour le premier pair
`dense_rank()`	`bigint`	rang de la ligne en cours de traitement, sans trous ; cette fonction compte les groupes de pairs

Fonction	Type renvoyé	Description
`percent_rank()`	`double precision`	rang relatif de la ligne en cours de traitement ;: (`rank` - 1) / (nombre total de lignes dans la partition - 1)
`cume_dist()`	`double precision`	distribution cumulative : (nombre de lignes dans la partition précédant ou de la paire avec la ligne courant) / nombre total de ligne dans la partition
`ntile(`*`num_buckets`* `integer)`	`integer`	entier allant de 1 à la valeur de l'argument, divisant la partition aussi équitablement que possible
`lag(`*`value`* `anyelement [,` *`offset`* `integer [,` *`default`* `anyelement ]])`	même type que *`value`*	renvoie *`value`* évalué à la ligne qui est *`offset`* lignes avant la ligne actuelle à l'intérieur de la partition ; s'il n'y a pas de ligne, renvoie à la place *`default`* (qui doit être du même type que *`value`*). *`offset`* et *`default`* sont évalués par rapport à la ligne en cours. Si omis, *`offset`* a comme valeur par défaut 1 et *`default`* est NULL
`lead(`*`value`* `anyelement [,` *`offset`* `integer [,` *`default`* `anyelement ]])`	same type as *`value`*	renvoie *`value`* évalué à la ligne qui est *`offset`* lignes après la ligne actuelle à l'intérieur de la partition ; s'il n'y a pas de ligne, renvoie à la place *`default`* (qui doit être du même type que *`value`*). *`offset`* et *`default`* sont évalués par rapport à la ligne en cours. Si omis, *`offset`* a comme valeur par défaut 1 et *`default`* est NULL
`first_value(`*`value`* `any)`	même type que *`value`*	renvoie *`value`* évaluée à la ligne qui est la première ligne du frame window
`last_value(`*`value`* `any)`	même type que *`value`*	renvoie *`value`* évaluée à la ligne qui est la dernière ligne du frame window
`nth_value(`*`value`* `any,` *`nth`* `integer)`	même type que *`value`*	renvoie *`value`* évaluée à la ligne qui est la*`nth`*-ième ligne de la frame window (en comptant à partir de 1) ; NULL si aucune ligne

Toutes les fonctions listées dans Tableau 9.57 dépendent du tri indiqué par la clause `ORDER BY` de la définition window associée. Les lignes qui ne sont pas distinctes en considérant uniquement les colonnes `ORDER BY` sont des *pairs* ; les quatre fonctions de rang (including `cume_dist`) sont définies de façon à ce qu'elles donnent la même réponse pour toutes les lignes pairs.

Notez que `first_value`, `last_value` et `nth_value` considèrent seulement les lignes à l'intérieur du « frame window » qui contient par défaut les lignes du début de la partition jusqu'au dernier pair de la ligne en cours. Cela risque de donenr des résultats peu intéressants pour

`last_value` et quelque fois aussi pour `nth_value`. Vous pouvez redéfinir la frame en ajoutant une spécification convenable de frame (avec `RANGE` ou `ROWS`) dans la clause `OVER`. Voir Section 4.2.8 pour plus d'informations sur les spécifications de la frame.

Quand une fonction d'agrégat est utilisée comme fonction window, il aggrège les lignes sur le frame window de la ligne en cours de traitement. Pour obtenir un agrégat sur la partition complète, omettez `ORDER BY` ou utilisez `ROWS BETWEEN UNBOUNDED PRECEDING AND UNBOUNDED FOLLOWING`. Un agrégat utilisé avec `ORDER BY` et la définition de la frame window par défaut produit un comportement de type « somme en cours d'exécution », qui pourrait ou ne pas être souhaité.

> **Note**
>
> Le standard SQL définit une option `RESPECT NULLS` ou `IGNORE NULLS` pour `lead`, `lag`, `first_value`, `last_value` et `nth_value`. Ceci n'est pas implanté dans PostgreSQL : le comportement est toujours le même que dans le comportement par défaut du standard, nommément `RESPECT NULLS`. De la même façon, les options `FROM FIRST` ou `FROM LAST` pour `nth_value` ne sont pas implantées : seul le comportement `FROM FIRST` est supporté par défaut. (Vous pouvez obtenir le résultat d'un `FROM LAST` en inversant l'ordre du `ORDER BY`.)

`cume_dist` calcule la fraction des lignes de la partition qui sont inférieures ou égales à la ligne courantes et ses paires, alors que `percent_rank` calcule la fraction des lignes de la partition qui sont inférieures ou égales à la ligne courante, en supposant que la ligne courante n'existe pas dans la partition.

9.22. Expressions de sous-requêtes

Cette section décrit les expressions de sous-requêtes compatibles SQL disponibles sous PostgreSQL. Toutes les formes d'expressions documentées dans cette section renvoient des résultats booléens (true/false).

9.22.1. EXISTS

```
EXISTS ( sous-requête )
```

L'argument d'`EXISTS` est une instruction `SELECT` arbitraire ou une *sous-requête*. La sous-requête est évaluée pour déterminer si elle renvoie des lignes. Si elle en renvoie au moins une, le résultat d'`EXISTS` est vrai (« true ») ; si elle n'en renvoie aucune, le résultat d'`EXISTS` est faux (« false »).

La sous-requête peut faire référence à des variables de la requête englobante qui agissent comme des constantes à chaque évaluation de la sous-requête.

La sous-requête n'est habituellement pas exécutée plus qu'il n'est nécessaire pour déterminer si au moins une ligne est renvoyée. Elle n'est donc pas forcément exécutée dans son intégralité. Il est de ce fait fortement déconseillé d'écrire une sous-requête qui présente des effets de bord (tels que l'appel de fonctions de séquence) ; il est extrèmement difficile de prédire si ceux-ci se produisent.

Puisque le résultat ne dépend que d'un éventuel retour de lignes, et pas de leur contenu, la liste des champs retournés par la sous-requête n'a normalement aucun intérêt. Une convention de codage habituelle consiste à écrire tous les tests `EXISTS` sous la forme `EXISTS(SELECT 1 WHERE ...)`. Il y a toutefois des exceptions à cette règle, comme les sous-requêtes utilisant `INTERSECT`.

L'exemple suivant, simpliste, ressemble à une jointure interne sur `col2` mais il sort au plus une ligne pour chaque ligne de `tab1`, même s'il y a plusieurs correspondances dans les lignes de `tab2` :

```
SELECT col1
FROM tab1
WHERE EXISTS(SELECT 1 FROM tab2 WHERE col2 = tab1.col2);
```

9.22.2. IN

expression IN (*sous-requête*)

Le côté droit est une sous-expression entre parenthèses qui ne peut retourner qu'une seule colonne. L'expression de gauche est évaluée et comparée à chaque ligne du résultat de la sous-requête. Le résultat de IN est vrai (« true ») si une ligne équivalente de la sous-requête est trouvée. Le résultat est faux (« false ») si aucune ligne correspondante n'est trouvée (ce qui inclut le cas spécial de la sous-requête ne retournant aucune ligne).

Si l'expression de gauche est NULL ou s'il n'existe pas de correspondance avec les valeurs du côté droit et qu'au moins une ligne du côté droit est NULL, le résultat de la construction IN est NULL, et non faux. Ceci est en accord avec les règles normales du SQL pour les combinaisons booléennes de valeurs NULL.

Comme avec EXISTS, on ne peut pas assumer que la sous-requête est évaluée complètement.

constructeur_ligne IN (*sous-requête*)

Le côté gauche de cette forme de IN est un constructeur de ligne comme décrit dans la Section 4.2.13. Le côté droit est une sous-requête entre parenthèses qui doit renvoyer exactement autant de colonnes qu'il y a d'expressions dans le côté gauche. Les expressions côté gauche sont évaluées et comparées ligne à ligne au résultat de la sous-requête. Le résultat de IN est vrai (« true ») si une ligne équivalente de la sous-requête est trouvée. Le résultat est faux (« false ») si aucune ligne correspondante n'est trouvée (ce qui inclut le cas spécial de la sous-requête ne retournant aucune ligne).

Comme d'habitude, les valeurs NULL dans les lignes sont combinées suivant les règles habituelles des expressions booléennes SQL. Deux lignes sont considérées égales si tous leurs membres correspondant sont non nuls et égaux ; les lignes diffèrent si le contenu de leurs membres sont non nuls et différents ; sinon le résultat de la comparaison de la ligne est inconnu, donc nul. Si tous les résultats par lignes sont différents ou nuls, avec au moins un NULL, alors le résultat de IN est nul.

9.22.3. NOT IN

expression NOT IN (*sous-requête*)

Le côté droit est une sous-requête entre parenthèses, qui doit retourner exactement une colonne. L'expression de gauche est évalué et comparée à chaque ligne de résultat de la sous-requête. Le résultat de NOT IN n'est « true » que si des lignes différentes de la sous-requête sont trouvées (ce qui inclut le cas spécial de la sous-requête ne retournant pas de ligne). Le résultat est « false » si une ligne égale est trouvée.

Si l'expression de gauche est nulle, ou qu'il n'y a pas de valeur égale à droite et qu'au moins une ligne de droite est nulle, le résultat du NOT IN est nul, pas vrai. Cela concorde avec les règles normales du SQL pour les combinaisons bouléennes de valeurs nulles.

Comme pour EXISTS, on ne peut assumer que la sous-requête est évaluée dans son intégralité.

constructeur_ligne NOT IN (*sous-requête*)

Le côté gauche de cette forme de NOT IN est un constructeur de lignes, comme décrit dans la Section 4.2.13. Le côté droit est une sous-requête entre parenthèses qui doit renvoyer exactement autant de colonnes qu'il y a d'expressions dans la ligne de gauche. Les expressions de gauche sont évaluées et comparée ligne à ligne au résultat de la sous-requête. Le résultat de NOT IN n'est vrai (« true ») que si seules des lignes différentes de la sous-requête sont trouvées (ce qui inclut le cas spécial de la sous-requête ne retournant aucune ligne). Le résultat est faux (« false ») si une ligne égale est trouvée.

Comme d'habitude, les valeurs nulles des lignes sont combinées en accord avec les règles normales des expressions bouléennes SQL. Deux lignes sont considérées égales si tous leurs membres correspondants sont non-nuls et égaux ; les lignes sont différentes si les membres correspondants sont

non-nuls et différents ; dans tous les autres cas, le résultat de cette comparaison de ligne est inconnu (nul). Si tous les résultats par ligne sont différents ou nuls, avec au minimum un nul, alors le résultat du `NOT IN` est nul.

9.22.4. ANY/SOME

```
expression opérateur ANY (sous-requête)
expression opérateur SOME (sous-requête)
```

Le côté droit est une sous-requête entre parenthèses qui ne doit retourner qu'une seule colonne. L'expression du côté gauche est évaluée et comparée à chaque ligne du résultat de la sous-requête à l'aide de l'*opérateur* indiqué, ce qui doit aboutir à un résultat booléen. Le résultat de `ANY` est vrai (« true ») si l'un des résultats est vrai. Le résultat est faux (« false ») si aucun résultat vrai n'est trouvé (ce qui inclut le cas spécial de la requête ne retournant aucune ligne).

`SOME` est un synonyme de `ANY`. `IN` est équivalent à `= ANY`.

En l'absence de succès, mais si au moins une ligne du côté droit conduit à NULL avec l'opérateur, le résultat de la construction `ANY` est nul et non faux. Ceci est en accord avec les règles standard SQL pour les combinaisons booléenne de valeurs NULL.

Comme pour `EXISTS`, on ne peut assumer que la sous-requête est évaluée entièrement.

```
constructeur_ligne operator ANY (sous-requête)
constructeur_ligne operator SOME (sous-requête)
```

Le côté gauche de cette forme `ANY` est un constructeur de ligne, tel que décrit dans la Section 4.2.13. Le côté droit est une sous-requête entre parenthèses, qui doit renvoyer exactement autant de colonnes qu'il y a d'expressions dans la ligne de gauche. Les expressions du côté gauche sont évaluées et comparées ligne à ligne au résultat de la sous-requête à l'aide de l'*opérateur* donné. Le résultat de `ANY` est « true » si la comparaison renvoie true pour une ligne quelconque de la sous-requête. Le résultat est « false » si la comparaison renvoie false pour chaque ligne de la sous-requête (ce qui inclut le cas spécial de la sous-requête ne retournant aucune ligne). Le résultat est NULL si aucune comparaison avec une ligne de la sous-requête ne renvoie true et qu'au moins une comparaison renvoie NULL.

Voir Section 9.23.5 pour la signification détaillée d'une comparaison de constructeur de ligne.

9.22.5. ALL

```
expression opérateur ALL
(sous-requête)
```

Le côté droit est une sous-requête entre parenthèses qui ne doit renvoyer qu'une seule colonne. L'expression gauche est évaluée et comparée à chaque ligne du résultat de la sous-requête à l'aide de l'*opérateur*, ce qui doit renvoyer un résultat booléen. Le résultat de `ALL` est vrai (« true ») si toutes les lignes renvoient true (ce qui inclut le cas spécial de la sous-requête ne retournant aucune ligne). Le résultat est faux (« false ») si un résultat faux est découvert. Le résultat est NULL si aucune comparaison avec une ligne de la sous-requête ne renvoie false et qu'au moins une comparaison renvoie NULL.

`NOT IN` est équivalent à `<> ALL`.

Comme pour `EXISTS`, on ne peut assumer que la sous-requête est évaluée entièrement.

```
constructeur_ligne opérateur ALL (sous-requête)
```

Le côté gauche de cette forme de `ALL` est un constructeur de lignes, tel que décrit dans la Section 4.2.13. Le côté droit est une sous-requête entre parenthèses qui doit renvoyer exactement le même nombre de colonnes qu'il y a d'expressions dans la colonne de gauche. Les expressions du côté gauche sont évaluées et comparées ligne à ligne au résultat de la sous-requête à l'aide de l'*opérateur* donné. Le résultat de `ALL` est « true » si la comparaison renvoie true pour toutes les lignes de la sous-requête (ce qui inclut le cas spécial de la sous-requête ne retournant aucune ligne). Le résultat est

« false » si la comparaison renvoie false pour une ligne quelconque de la sous-requête. Le résultat est NULL si aucune comparaison avec une ligne de la sous-requête ne renvoie false et qu'au moins une comparaison renvoie NULL.

Voir Section 9.23.5 pour la signification détaillée d'une comparaison de constructeur de ligne.

9.22.6. Comparaison de lignes seules

constructeur_ligne opérateur (*sous-requête*)

Le côté gauche est un constructeur de lignes, tel que décrit dans la Section 4.2.13. Le côté droit est une sous-requête entre parenthèses qui doit renvoyer exactement autant de colonnes qu'il y a d'expressions du côté gauche. De plus, la sous-requête ne peut pas renvoyer plus d'une ligne. (Si elle ne renvoie aucune ligne, le résultat est considéré nul.) Le côté gauche est évalué et comparé ligne complète avec la ligne de résultat de la sous-requête.

Voir Section 9.23.5 pour plus de détails sur la signification d'une comparaison de constructeur de ligne.

9.23. Comparaisons de lignes et de tableaux

Cette section décrit des constructions adaptées aux comparaisons entre groupes de valeurs. Ces formes sont syntaxiquement liées aux formes des sous-requêtes de la section précédente, mais elles n'impliquent pas de sous-requêtes. Les formes qui impliquent des sous-expressions de tableaux sont des extensions de PostgreSQL ; le reste est compatible avec SQL. Toutes les formes d'expression documentées dans cette section renvoient des résultats booléens (true/false).

9.23.1. IN

expression IN (*valeur* [, ...])

Le côté droit est une liste entre parenthèses d'expressions. Le résultat est vrai (« true ») si le côté gauche de l'expression est égal à une des expressions du côté droit. C'est une notation raccourcie de

```
expression = valeur1
OR
expression = valeur2
OR
...
```

Si l'expression du côté gauche renvoie NULL, ou s'il n'y a pas de valeur égale du côté droit et qu'au moins une expression du côté droit renvoie NULL, le résultat de la construction `IN` est NULL et non pas faux. Ceci est en accord avec les règles du standard SQL pour les combinaisons booléennes de valeurs NULL.

9.23.2. NOT IN

expression NOT IN (*valeur* [, ...])

Le côté droit est une liste entre parenthèses d'expressions. Le résultat est vrai (« true ») si le résultat de l'expression du côté gauche est différent de toutes les expressions du côté droit. C'est une notation raccourcie de

```
expression <> valeur1
AND
expression <> valeur2
AND
...
```

Si l'expression du côté gauche renvoie NULL, ou s'il existe des valeurs différentes du côté droit et qu'au moins une expression du côté droit renvoie NULL, le résultat de la construction `NOT IN` est

NULL et non pas vrai. Ceci est en accord avec les règles du standard du SQL pour les combinaisons booléennes de valeurs NULL.

> **Astuce**
>
> `x NOT IN y` est équivalent à `NOT (x IN y)` dans tout les cas. Néanmoins, les valeurs NULL ont plus de chances de surprendre le novice avec `NOT IN` qu'avec `IN`. Quand cela est possible, il est préférable d'exprimer la condition de façon positive.

9.23.3. ANY/SOME (array)

expression opérateur ANY (*expression tableau*)
expression opérateur SOME (*expression tableau*)

Le côté droit est une expression entre parenthèses qui doit renvoyer une valeur de type array. L'expression du côté gauche est évaluée et comparée à chaque élément du tableau en utilisant l'*opérateur* donné, qui doit renvoyer un résultat booléen. Le résultat de ANY est vrai (« true ») si un résultat vrai est obtenu. Le résultat est faux (« false ») si aucun résultat vrai n'est trouvé (ce qui inclut le cas spécial du tableau qui ne contient aucun élément).

Si l'expression de tableau ramène un tableau NULL, le résultat de ANY est NULL. Si l'expression du côté gauche retourne NULL, le résultat de ANY est habituellement NULL (bien qu'un opérateur de comparaison non strict puisse conduire à un résultat différent). De plus, si le tableau du côté droit contient des éléments NULL et qu'aucune comparaison vraie n'est obtenue, le résultat de ANY est NULL, et non pas faux (« false ») (là aussi avec l'hypothèse d'un opérateur de comparaison strict). Ceci est en accord avec les règles du standard SQL pour les combinaisons booléennes de valeurs NULL.

SOME est un synonyme de ANY.

9.23.4. ALL (array)

expression opérateur ALL (*expression tableau*)

Le côté droit est une expression entre parenthèses qui doit renvoyer une valeur de type tableau. L'expression du côté gauche est évaluée et comparée à chaque élément du tableau à l'aide de l'*opérateur* donné, qui doit renvoyer un résultat booléen. Le résultat de ALL est vrai (« true ») si toutes les comparaisons renvoient vrai (ce qui inclut le cas spécial du tableau qui ne contient aucun élément). Le résultat est faux (« false ») si un résultat faux est trouvé.

Si l'expression de tableau ramène un tableau NULL, le résultat de ALL est NULL. Si l'expression du côté gauche retourne NULL, le résultat de ALL est habituellement NULL (bien qu'un opérateur de comparaison non strict puisse conduire à un résultat différent). De plus, si le tableau du côté droit contient des éléments NULL et qu'aucune comparaison false n'est obtenue, le résultat de ALL est NULL, et non pas true (là aussi avec l'hypothèse d'un opérateur de comparaison strict). Ceci est en accord avec les règles du standard SQL pour les combinaisons booléennes de valeurs NULL.

9.23.5. Comparaison de constructeur de lignes

constructeur_ligne opérateur *constructeur_ligne*

Chaque côté est un constructeur de lignes, tel que décrit dans la Section 4.2.13. Les deux constructeurs de lignes doivent avoir le même nombre de champs. L'*opérateur* indiqué est appliqué à chaque paire de champs correspondant. (Comme les champs pourraient être de types différents, ceci signifie qu'un opérateur spécifique différent pourrait être sélectionné pour chaque paire.) Tous les opérateurs sélectionnés doivent être les membres d'une classe d'opérateur B-tree ou être l'inverse d'un membre = d'une classe d'opérateur B-tree, ceci signifiant que la comparaison de constructeur de lignes est seulement possible quand l'*opérateur* est =, <>, <, <=, >, >=, ou a une sémantique similaire à l'une d'entre elles.

Les cas = et <> fonctionnent légèrement différemment des autres. Les lignes sont considérées égales si leurs membres correspondants sont non-nuls et égaux ; les lignes sont différentes si des membres correspondants sont non-nuls et différents ; autrement, le résultat de la comparaison de ligne est inconnu (NULL).

Pour les cas <, <=, > et >=, les éléments de ligne sont comparés de gauche à droite. La comparaison s'arrête dès qu'une paire d'éléments différents ou NULL est découverte. Si un des éléments de cette paire est NULL, le résultat de la comparaison de la ligne est inconnu, donc NULL ; sinon la comparaison de cette paire d'éléments détermine le résultat. Par exemple, `ROW(1,2,NULL) < ROW(1,3,0)` est vrai, non NULL, car la troisième paire d'éléments n'est pas considérée.

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 8.2, les cas <, <=, > et >= n'étaient pas gérés d'après les spécifications SQL. Une comparaison comme `ROW(a,b) < ROW(c,d)` était codée sous la forme `a < c AND b < d` alors que le bon comportement est équivalent à `a < c OR (a = c AND b < d)`.

constructeur_ligne `IS DISTINCT FROM` *constructeur_ligne*

Cette construction est similaire à une comparaison de ligne <>, mais elle ne conduit pas à un résultat NULL pour des entrées NULL. Au lieu de cela, une valeur NULL est considérée différente (distincte) d'une valeur non-NULL et deux valeurs NULL sont considérées égales (non distinctes). Du coup, le résultat est toujours soit true soit false, jamais NULL.

constructeur_ligne `IS NOT DISTINCT FROM` *constructeur_ligne*

Cette construction est similaire à une comparaison de lignes =, mais elle ne conduit pas à un résultat NULL pour des entrées NULL. Au lieu de cela, une valeur NULL est considérée différente (distincte) d'une valeur non NULL et deux valeurs NULL sont considérées identiques (non distinctes). Du coup, le résultat est toujours soit true soit false, jamais NULL.

9.23.6. Comparaison de type composite

record opérateur record

Le standard SQL requiert que les comparaisons de ligne renvoient NULL si le résultat dépend de la comparaison de valeurs NUL ou d'une valeur NULL et d'une valeur non NULL. PostgreSQL ne fait cela que lors de la comparaison de deux constructeurs de ligne (comme dans Section 9.23.5) ou lors de la comparaison d'un constructeur de ligne avec la sortie d'une sous-requête (comme dans Section 9.22). Dans les autres contextes où deux valeurs de type composite sont comparés, deux valeurs NULL sont considérées identiques et une valeur NULL est considérée plus grande qu'une valeur non NULL. Ceci est nécessaire pour avoir un comportement cohérent des tris et de l'indexage pour les types composites.

Chaque côté est évalué et est comparé au niveau de la ligne. Les comparaisons de type composite sont autorisées quand l'*opérateur* est =, <>, <, <=, > ou >=, ou a une sémantique similaire à l'une d'entre elles. (Pour être précis, un opérateur peut être un opérateur de comparaison de ligne s'il est membre d'une classe d'opérateur B-tree ou s'il est un opérateur de négation du membre = d'une classe d'opérateur B-tree.) Le comportement par défaut des opérateurs ci-dessus est le même que pour `IS [ NOT ] DISTINCT FROM` pour les constructeurs de lignes (voir Section 9.23.5).

Pour accepter la correspondance des lignes qui incluent des éléments sans classe d'opérateur B-tree par défaut, les opérateurs suivants sont définis pour la comparaison de type composite : *=, *<>, *<, *<=, *> et *>=. Ces opérateurs comparent la représentation binaire interne des deux lignes. Les deux lignes peuvent avoir une représentation binaire différente même si leur comparaison avec l'opérateur d'égalité est vraie. L'ordre des lignes avec ces opérateurs de comparaison est déterminé, mais sans

sens particulier. Ces opérateurs sont utilisés en interne pour les vues matérialisées et pourraient être utiles dans d'autres cas très ciblés, comme la réplication. Cependant, elles ne sont pas généralement utiles pour écrire des requêtes.

9.24. Fonctions retournant des ensembles

Cette section décrit des fonctions qui peuvent renvoyer plus d'une ligne. Les fonctions les plus utilisées dans cette classe sont celles générant des séries de données, comme détaillé dans Tableau 9.58 et Tableau 9.59. D'autres fonctions plus sépcialisées sont décrites ailleurs dans ce manuel. Voir Section 7.2.1.4 pour des façons de combiner plusieurs fonctions renvoyant des ensembles de lignes.

Tableau 9.58. Fonctions de génération de séries

Fonction	Type d'argument	Type de retour	Description
`generate_series (`*`début`*`, `*`fin`*`)`	`int`, `bigint` ou `numeric`	`setof int`, `setof bigint` ou `setof numeric` (même type que l' argument)	Produit une série de valeurs, de *`début`* à *`fin`* avec un incrément de un.
`generate_series (`*`début`*`, `*`fin`*`, `*`pas`*`)`	`int`, `bigint` ou `numeric`	`setof int`, `setof bigint` ou `setof numeric` (même type que l'argument)	Produit une série de valeurs, de *`début`* à *`fin`* avec un incrément de *`pas`*.
`generate_series(`*`début`*`, `*`fin`*`, `*`pas`* `interval)`	`timestamp` ou `timestamp with time zone`	`setof timestamp` ou `setof timestamp with time zone` (identique au type de l'argument)	Génère une série de valeurs, allant de *`start`* à *`stop`* avec une taille pour chaque étape de *`pas`*

Quand *`pas`* est positif, aucune ligne n'est renvoyée si *`début`* est supérieur à *`fin`*. À l'inverse, quand *`pas`* est négatif, aucune ligne n'est renvoyée si *`début`* est inférieur à *`fin`*. De même, aucune ligne n'est renvoyée pour les entrées `NULL`. Une erreur est levée si *`pas`* vaut zéro.

Quelques exemples :

```
SELECT * FROM generate_series(2,4);
 generate_series
-----------------
 2
 3
 4
(3 rows)

SELECT * FROM generate_series(5,1,-2);
 generate_series
```

```
-----------------
 5
 3
 1
(3 rows)

SELECT * FROM generate_series(4,3);
 generate_series
-----------------
(0 rows)

SELECT generate_series(1.1, 4, 1.3);
 generate_series
-----------------
             1.1
             2.4
             3.7
(3 rows)

-- cet exemple se base sur l'opérateur date-plus-entier
SELECT current_date + s.a AS dates FROM generate_series(0,14,7) AS
 s(a);
    dates
------------
 2004-02-05
 2004-02-12
 2004-02-19
(3 rows)

SELECT * FROM generate_series('2008-03-01 00:00'::timestamp,
                              '2008-03-04 12:00', '10 hours');
   generate_series
---------------------
 2008-03-01 00:00:00
 2008-03-01 10:00:00
 2008-03-01 20:00:00
 2008-03-02 06:00:00
 2008-03-02 16:00:00
 2008-03-03 02:00:00
 2008-03-03 12:00:00
 2008-03-03 22:00:00
 2008-03-04 08:00:00
(9 rows)
```

Tableau 9.59. Fonctions de génération d'indices

Nom	Type de retour	Description
`generate_subscripts(`*`anyarray`*`, `*`dim int`*`)`	`setof int`	Génère une série comprenant les indices du tableau donné.
`generate_subscripts(`*`anyarray`*`, `*`dim int`*`, `*`reverse boolean`*`)`	`setof int`	Génère une série comprenant les indices du tableau donné. Quand *`reverse`* vaut true, la série est renvoyé en ordre inverse.

`generate_subscripts` est une fonction qui génère un ensemble d'indices valides pour la dimension indiquée du tableau fourni. Aucune ligne n'est renvoyée pour les tableaux qui n'ont pas la dimension requise ou pour les tableaux NULL (mais les indices valides sont renvoyées pour les éléments d'un tableau NULL). Quelques exemples suivent :

```
-- usage basique
SELECT generate_subscripts('{NULL,1,NULL,2}'::int[], 1) AS s;
 s
---
 1
 2
 3
 4
(4 rows)

-- presenting an array, the subscript and the subscripted
-- value requires a subquery
SELECT * FROM arrays;
         a
--------------------
 {-1,-2}
 {100,200,300}
(2 rows)

SELECT a AS array, s AS subscript, a[s] AS value
FROM (SELECT generate_subscripts(a, 1) AS s, a FROM arrays) foo;
     array     | subscript | value
---------------+-----------+-------
 {-1,-2}       |         1 |    -1
 {-1,-2}       |         2 |    -2
 {100,200,300} |         1 |   100
 {100,200,300} |         2 |   200
 {100,200,300} |         3 |   300
(5 rows)

-- aplatir un tableau 2D
CREATE OR REPLACE FUNCTION unnest2(anyarray)
RETURNS SETOF anyelement AS $$
select $1[i][j]
   from generate_subscripts($1,1) g1(i),
        generate_subscripts($1,2) g2(j);
$$ LANGUAGE sql IMMUTABLE;
CREATE FUNCTION
SELECT * FROM unnest2(ARRAY[[1,2],[3,4]]);
 unnest2
---------
       1
       2
       3
       4
(4 rows)
```

Quand une fonction dans la clause `FROM` se voit ajouter la clause `WITH ORDINALITY`, une colonne de type `bigint` est ajoutée à la sortie. Sa valeur commence à 1 et s'incrémente pour chaque ligne en sortie de la fonction. Ceci est particulièrement utile dans le cas de fonctions renvoyant un ensemble de lignes comme `unnest()`.

```
-- set returning function WITH ORDINALITY
SELECT * FROM pg_ls_dir('.') WITH ORDINALITY AS t(ls,n);
       ls        | n
```

```
-----------------+----
 pg_serial       |  1
 pg_twophase     |  2
 postmaster.opts |  3
 pg_notify       |  4
 postgresql.conf |  5
 pg_tblspc       |  6
 logfile         |  7
 base            |  8
 postmaster.pid  |  9
 pg_ident.conf   | 10
 global          | 11
 pg_xact         | 12
 pg_snapshots    | 13
 pg_multixact    | 14
 PG_VERSION      | 15
 pg_wal          | 16
 pg_hba.conf     | 17
 pg_stat_tmp     | 18
 pg_subtrans     | 19
(19 rows)
```

9.25. Fonctions d'informations système

Le Tableau 9.60 présente diverses fonctions qui extraient des informations de session et système.

En plus des fonctions listées dans cette section, il existe plusieurs fonctions relatives au système de statistiques qui fournissent aussi des informations système. Voir Section 28.2.3 pour plus d'informations.

Tableau 9.60. Fonctions d'information de session

Nom	Type de retour	Description
`current_catalog`	`name`	nom de la base de données en cours (appelée « catalog » dans le standard SQL)
`current_database()`	`nom`	nom de la base de données courante
`current_query()`	`text`	texte de la requête en cours d'exécution, tel qu'elle a été soumise par le client (pourrait contenir plus d'une instruction)
`current_role`	`name`	équivalent à `current_user`
`current_schema[()]`	`nom`	nom du schéma courant
`current_schemas(boolean)`	`nom[]`	nom des schémas dans le chemin de recherche, avec optionnellement les schémas implicites
`current_user`	`nom`	nom d'utilisateur du contexte d'exécution courant
`inet_client_addr()`	`inet`	adresse de la connexion distante
`inet_client_port()`	`int`	port de la connexion distante
`inet_server_addr()`	`inet`	adresse de la connexion locale
`inet_server_port()`	`int`	port de la connexion locale

Nom	Type de retour	Description
pg_backend_pid()	int	Identifiant du processus serveur attaché à la session en cours
pg_blocking_pids(int)	int[]	Identifiants des processus (PID) qui empêchent l'identifiant de processus (PID) spécifié d'acquérir un verrou
pg_conf_load_time()	timestamp with time zone	date et heure du dernier chargement de la configuration
pg_notification_queue_usage()	double	fraction de la queue de notificatyion asynchrone actuellement occupée (0-1)
pg_is_other_temp_schema(oid)	boolean	s'agit-il du schéma temporaire d'une autre session ?
pg_jit_available()	boolean	est-ce que la compilation JIT est disponible dans cette session (voir Chapitre 32) ? Renvoie false si jit est configuré à false.
pg_listening_channels()	setof text	noms des canaux que la session est en train d'écouter
pg_current_logfile([text])	text	Nom de fichier de trace principal, ou de trace dans le format demandé, actuellement en cours d'utilisation par le collecteur de traces
pg_my_temp_schema()	oid	OID du schéma temporaire de la session, 0 si aucun
pg_postmaster_start_time()	timestamp with time zone	date et heure du démarrage du serveur
pg_safe_snapshot_blocking_pids(int)	int[]	Identifiants de processus (PID) qui empêchent l'identifiant de processus serveur spécifié d'acquérir un instantané sûr
pg_trigger_depth()	int	niveau d'empilement actuel de triggers PostgreSQL (0 si la fonction n'est pas appelé à partir d'un trigger)
session_user	name	nom de l'utilisateur de session
user	name	équivalent à current_user
version()	text	informations de version de PostgreSQL. Voir aussi server_version_num pour une version exploitable par une machine.

> **Note**
>
> current_catalog, current_role, current_schema, current_user, session_user, ont un statut syntaxique spécial en SQL : ils doivent être appelés sans parenthèses à droite (optionnel avec PostgreSQL dans le cas de current_schema).

session_user est habituellement l'utilisateur qui a initié la connexion à la base de données ; mais les superutilisateurs peuvent modifier ce paramétrage avec SET SESSION AUTHORIZATION. current_user est l'identifiant de l'utilisateur, utilisable pour les vérifications de permissions. Il est habituellement identique à l'utilisateur de la session, mais il peut être modifié avec SET ROLE.

Il change aussi pendant l'exécution des fonctions comprenant l'attribut `SECURITY DEFINER`. En langage Unix, l'utilisateur de la session est le « real user » (NdT : l'utilisateur réel) et l'utilisateur courant est l'« effective user » (NdT : l'utilisateur effectif). `current_role` et `user` sont des synonymes pour `current_user`. (Le standard SQL fait une distinction entre `current_role` et `current_user`, mais PostgreSQL ne la fait pas car il unifit les utilisateurs et les rôles en un seul type d'entité.)

`current_schema` renvoie le nom du premier schéma dans le chemin de recherche (ou une valeur NULL si ce dernier est vide). C'est le schéma utilisé pour toute création de table ou autre objet nommé sans précision d'un schéma cible. `current_schemas(boolean)` renvoie un tableau qui contient les noms de tous les schémas du chemin de recherche. L'option booléenne indique si les schémas système implicitement inclus, comme `pg_catalog`, doivent être inclus dans le chemin de recherche retourné.

> **Note**
>
> Le chemin de recherche est modifiable à l'exécution. La commande est :
>
> `SET search_path TO` *`schema`* `[, schema, ...]`

`inet_client_addr` renvoie l'adresse IP du client courant et `inet_client_port` le numéro du port. `inet_server_addr` renvoie l'adresse IP sur laquelle le serveur a accepté la connexion courante et `inet_server_port` le numéro du port. Toutes ces fonctions renvoient NULL si la connexion courante est établie via une socket de domaine Unix.

`pg_blocking_pids` renvoie un tableau d'identifiants de processus (PID) pour les sessions bloquant le processus serveur dont le PID est fourni en argument. Un tableau vide est renvoyé si le PID n'existe pas ou s'il n'est pas bloqué. Un processus serveur en bloque un autre s'il détient un verrou qui entre en conflit avec la demande de verrou d'un autre processus (blocage dur) ou s'il attend un verrou qui entrerait en conflit avec la demande de verrou d'un processus bloqué et qui est devant lui dans la queue d'attente (verrou léger). Lors de l'utilisation de requêtes parallélisées, le résultat liste toujours les PID visibles par le client (autrement dit, les résultats de `pg_backend_pid`) même si le verrou réel est détenu ou en attente par un processus fils. De ce fait, des PID pourraient apparaître plusieurs fois dans le résultat. De plus, il faut noter que, quand une transaction préparée détient un verrou en conflit, elle sera représentée par un identifiant de processus 0 dans le résultat de cette fonction. Les appels fréquents à cette fonction peuvent avoir un impact sur les performances de la base de données car cette fonction a besoin d'un accès exclusif à l'état partagé du gestionnaire de verrous pendant un court instant.

`pg_conf_load_time` renvoie `timestamp with time zone` indiquant à quel moment les fichiers de configuration du serveur ont été chargés. (Si la session en cours était déjà là à ce moment, ce sera le moment où la sessions elle-même a relu les fichiers de configurations. Cela veut dire que ce que renvoie cette fonction peut varier un peu suivant les sessions. Sinon, c'est le temps où le processus maître a relu les fichiers de configuration.)

`pg_current_logfile` retourne, sous forme de `text`, le chemin du ou des fichiers de trace actuellement en cours d'utilisation par le collecteur de traces. Le chemin inclue le répertoire log_directory et le nom du fichier de trace. La récupération des traces doit être activée ou la valeur retournée est `NULL`. Quand plusieurs fichiers de trace existent, chacun dans un format différent, `pg_current_logfile` appelé sans argument retourne le chemin du fichier ayant le premier des formats trouvés dans la liste ordonnée : stderr, csvlog. `NULL` est retourné si aucun des fichiers de trace n'a aucun de ces formats. Pour demander un format de trace spécifique, fournissez, comme `text`, soit csvlog soit stderr pour la valeur de l'argument facultatif. La valeur retournée est `NULL` quand le format de trace demandé n'est pas configuré dans log_destination. `pg_current_logfile` reflète le contenu du fichier `current_logfiles`.

`pg_my_temp_schema` renvoie l'identifiant (OID) du schéma temporaire de la session en cours ou 0 si ce schéma n'existe pas (parce que la session n'a pas créé de tables temporaires). `pg_is_other_temp_schema` renvoie true si l'OID indiqué est l'OID d'un schéma temporaire d'une autre session. (Ceci peut être utile pour exclure les tables temporaires d'autres sessions lors d'un affichage du catalogue.)

`pg_listening_channels` renvoie un ensemble de noms de canaux asynchrones de notifications que la session en cours écoute. `pg_notification_queue_usage` renvoie la fraction de l'espace total disponible pour les notifications actuellement occupées par des notifications en attente de traitement, sous la forme d'un `double` allant de 0 à 1. Voir LISTEN et NOTIFY pour plus d'informations.

`pg_postmaster_start_time` renvoie un horodatage au format `timestamp with time zone` correspondant au moment du démarrage du serveur.

`pg_safe_snapshot_blocking_pids` renvoie un tableau d'identifiants de processus (PID) des sessions qui empêchent le processus serveur d'identifiant de processus fourni d'acquérir un instantané sûr, ou un tableau vide s'il n'y pas de tels processus ou s'il n'est pas bloqué. Une session exécutant un bloc de transaction `SERIALIZABLE` transaction empêche une transaction `SERIALIZABLE READ ONLY DEFERRABLE` d'acquérir un instanté jusqu'à ce que cette dernière détermine qu'il est sûr d'obtenir des verrous sur prédicat. Voir Section 13.2.3 pour plus d'informations sur les transactions sérialisable et déferrable. Des appels fréquents à cette fonction pourraient avoir un certain impact sur les performances de la base, car elle a besoin d'accéder à l'état partagé du gestionnaire de verrou sur prédicat pendant un bref instant.

`version` renvoie une chaîne qui décrit la version du serveur PostgreSQL. Vous pouvez aussi obtenir cette information à partir de server_version ou, pour une version exploitable par une programme, server_version_num. Les développeurs de logiciels devraient utiliser `server_version_num` (disponible depuis la version 8.2) ou `PQserverVersion()` au lieu d'exploiter la version textuelle.

Le Tableau 9.61 liste les fonctions qui permettent aux utilisateurs de consulter les privilèges d'accès. Voir la Section 5.6 pour plus d'informations sur les privilèges.

Tableau 9.61. Fonctions de consultation des privilèges d'accès

Nom	Type de retour	Description
`has_any_column_privilege(`*`user`*`, `*`table`*`, `*`privilege`*`)`	`boolean`	l'utilisateur a-t-il un droit sur une des colonnes de cette table
`has_any_column_privilege(`*`table`*`, `*`privilege`*`)`	`boolean`	l'utilisateur actuel a-t-il un droit sur une des colonnes de cette table
`has_column_privilege(`*`user`*`, `*`table`*`, `*`column`*`, `*`privilege`*`)`	`boolean`	l'utilisateur a-t-il un droit sur la colonne
`has_column_privilege(`*`table`*`, `*`column`*`, `*`privilege`*`)`	`boolean`	l'utilisateur actuel a-t-il un droit sur la colonne
`has_database_privilege (`*`utilisateur`*`, `*`base`*`, `*`privilège`*`)`	`boolean`	*`utilisateur`* a-t-il le privilège *`privilège`* sur *`base`*
`has_database_privilege (`*`base`*`, `*`privilège`*`)`	`boolean`	l'utilisateur courant a-t-il le privilège *`privilège`* sur *`base`*
`has_foreign_data_wrapper_privilege(`*`user`*`, `*`fdw`*`, `*`privilege`*`)`	`boolean`	l'utilisateur a-t-il un droit sur ce wrapper de données distantes

Nom	Type de retour	Description
has_foreign_data_wrapper_privilege(*utilisateur*, *fdw*, *privilege*)	boolean	l'utilisateur actuel a-t-il un droit sur ce wrapper de données distantes
has_function_privilege(*utilisateur*, *fonction*, *privilège*)	boolean	*utilisateur* a-t-il le privilège *privilège* sur *fonction*
has_function_privilege(*fonction*, *privilège*)	boolean	l'utilisateur courant a-t-il le privilège *privilège* sur *fonction*
has_language_privilege(*utilisateur*, *langage*, *privilège*)	boolean	*utilisateur* a-t-il le privilège *privilège* sur *langage*
has_language_privilege(*langage*, *droit*)	boolean	l'utilisateur courant a-t-il le privilège *privilège* sur *langage*
has_schema_privilege(*utilisateur*, *schéma*, *privilège*)	boolean	*utilisateur* a-t-il le privilège *privilège* sur *schéma*
has_schema_privilege(*schéma*, *privilège*)	boolean	l'utilisateur courant a-t-il le privilège *privilège* sur *schéma*
has_sequence_privilege(*user*, *sequence*, *privilege*)	boolean	l'utilisateur a-t-il un droit sur cette séquence
has_sequence_privilege(*sequence*, *privilege*)	boolean	l'utilisateur actuel a-t-il un droit sur cette séquence
has_server_privilege(*user*, *server*, *privilege*)	boolean	l'utilisateur actuel a-t-il un droit sur ce serveur
has_server_privilege(*server*, *privilege*)	boolean	l'utilisateur actuel a-t-il un droit sur ce serveur
has_table_privilege(*utilisateur*, *table*, *privilège*)	boolean	*utilisateur* a-t-il le privilège *privilège* sur *table*
has_table_privilege(*table*, *privilege*)	boolean	l'utilisateur courant a-t-il le privilège *privilège* sur *table*
has_tablespace_privilege(*utilisateur*, *tablespace*, *privilège*)	boolean	*utilisateur* a-t-il le privilège *privilège* sur *tablespace*
has_tablespace_privilege(*tablespace*, *privilège*)	boolean	l'utilisateur courant a-t-il le privilège *privilège* sur *tablespace*
has_type_privilege(*user*, *type*, *privilege*)	boolean	l'utilisateur a-t-il des droits pour le type
has_type_privilege(*type*, *privilege*)	boolean	l'utilisateur courant a-t-il des droits pour le type
pg_has_role(*utilisateur*, *rôle*, *privilège*)	boolean	*utilisateur* a-t-il le privilège *privilège* sur *rôle*

Nom	Type de retour	Description
row_security_active(*table*)	boolean	est-ce que l'utilisateur actuel à le mode row level security activé pour la table
pg_has_role(*rôle*, *privilège*)	boolean	l'utilisateur courant a-t-il le privilège *privilège* sur *rôle*

has_table_privilege vérifie si l'utilisateur possède un privilège particulier d'accès à une table. L'utilisateur peut être indiqué par son nom ou son OID (pg_authid.oid), public pour indiquer le pseudo-rôle PUBLIC. Si l'argument est omis, current_user est utilisé. La table peut être indiquée par son nom ou par son OID. (Il existe donc six versions de has_table_privilege qui se distinguent par le nombre et le type de leurs arguments.) Lors de l'indication par nom, il est possible de préciser le schéma. Les privilèges possibles, indiqués sous la forme d'une chaîne de caractères, sont : SELECT, INSERT, UPDATE, DELETE, TRUNCATE, REFERENCES ou TRIGGER. En option, WITH GRANT OPTION peut être ajouté à un type de droit pour tester si le droit est obtenu avec l'option « grant ». De plus, plusieurs types de droit peuvent être listés, séparés par des virgules, auquel cas le résultat sera true si un des droits listés est obtenu. (la casse des droits n'a pas d'importance et les espaces blancs supplémentaires sont autorisés entre mais pas dans le nom des droits.) Certains exemples :

```
SELECT has_table_privilege('myschema.mytable', 'select');
SELECT has_table_privilege('joe', 'mytable', 'INSERT, SELECT WITH
 GRANT OPTION');
```

has_sequence_privilege vérifie si un utilisateur peut accéder à une séquence d'une façon ou d'une autre. Les arguments sont analogues à ceux de la fonction has_table_privilege. Le type de droit d'accès doit valoir soit USAGE, soit SELECT soit UPDATE.

has_any_column_privilege vérifie si un utilisateur peut accéder à une colonne d'une table d'une façon particulière. Les possibilités pour que ces arguments correspondent à ceux de has_table_privilege, sauf que le type de droit d'accès désiré doit être évalué à une combinaison de SELECT, INSERT, UPDATE ou REFERENCES. Notez qu'avoir un droit au niveau de la table le donne implicitement pour chaque colonne de la table, donc has_any_column_privilege renverra toujours true si has_table_privilege le fait pour les mêmes arguments. Mais has_any_column_privilege réussit aussi s'il y a un droit « grant » sur une colonne pour ce droit.

has_column_privilege vérifie si un utilisateur peut accéder à une colonne d'une façon particulière. Les possibilités pour ses arguments sont analogues à has_table_privilege, avec un supplément : la colonne doit être indiquée soit par nom soit par numéro d'attribut. Le type de droit d'accès désiré doit être une combinaison de SELECT, INSERT, UPDATE ou REFERENCES. Notez qu'avoir un de ces droits au niveau table les donne implicitement pour chaque colonne de la table.

has_database_privilege vérifie si un utilisateur peut accéder à une base de données d'une façon particulière. Les possibilités pour ses arguments sont analogues à has_table_privilege. Le type de droit d'accès désiré doit être une combinaison de CREATE, CONNECT, TEMPORARY ou TEMP (qui est équivalent à TEMPORARY).

has_function_privilege vérifie si un utilisateur peut accéder à une fonction d'une façon particulière. Les possibilités pour ses arguments sont analogues à has_table_privilege. Lors de la spécification d'une fonction par une chaîne texte plutôt que par un OID, l'entrée autorisée est la même que pour le type de données regprocedure (voir Section 8.19). Le type de droit d'accès désiré doit être EXECUTE. Voici un exemple :

```
SELECT has_function_privilege('joeuser', 'myfunc(int, text)',
 'execute');
```

`has_foreign_data_wrapper_privilege` vérifie si un utilisateur peut accéder à un wrapper de données distantes d'une façon particulière. Les possibilités pour ses arguments sont analogues à `has_table_privilege`. Le type de droit d'accès désiré doit être `USAGE`.

`has_language_privilege` vérifie si un utilisateur peut accéder à un langage de procédure d'une façon particulière. Les possibilités pour ses arguments sont analogues à `has_table_privilege`. Le type de droit d'accès désiré doit être `USAGE`.

`has_schema_privilege` vérifie si un utilisateur peut accéder à un schéma d'une façon particulière. Les possibilités pour ses arguments sont analogues à `has_table_privilege`. Le type de droits d'accès désiré doit être une combinaison de `CREATE` et `USAGE`.

`has_server_privilege` vérifie si un utilisateur peut accéder à un serveur distant d'une façon particulière. Les possibilités pour ses arguments sont analogues à `has_table_privilege`. Le type de droit d'accès désiré doit être `USAGE`.

`has_tablespace_privilege` vérifie si l'utilisateur possède un privilège particulier d'accès à un *tablespace*. Ses arguments sont analogues à `has_table_privilege`. Le seul privilège possible est `CREATE`.

`has_type_privilege` vérifie si un utilisateur peut accéder un type d'une façon particulière. Les possibilités au niveau des arguments sont analogues à `has_table_privilege`. Quand un type est spécifié par une chaîne de caractères plutôt que par un OID, l'entrée autorisée est la même que pour le type de données `regtype` (voir Section 8.19). Le type de privilèe souhaité doit être `USAGE`.

`pg_has_role` vérifie si l'utilisateur possède un privilège particulier d'accès à un rôle. Ses arguments sont analogues à `has_table_privilege`, sauf que `public` n'est pas autorisé comme nom d'utilisateur. Le privilège doit être une combinaison de `MEMBER` et `USAGE`. `MEMBER` indique une appartenance directe ou indirecte au rôle (c'est-à-dire le droit d'exécuter `SET ROLE`) alors que `USAGE` indique que les droits du rôle sont immédiatement disponibles sans avoir à exécuter `SET ROLE`.

La fonction `row_security_active` vérifie si la sécurité niveau ligne est activée pour la table spécifiée dans le contexte de `current_user` et de l'environnement. La table peut être indiquée par son nom ou par son OID.

Le Tableau 9.62 affiche les fonctions qui permettent de savoir si un objet particulier est *visible* dans le chemin de recherche courant. Une table est dite visible si son schéma contenant est dans le chemin de recherche et qu'aucune table de même nom ne la précède dans le chemin de recherche. C'est équivalent au fait que la table peut être référencée par son nom sans qualification explicite de schéma. Par exemple, pour lister les noms de toutes les tables visibles :

```
SELECT relname FROM pg_class WHERE pg_table_is_visible(oid);
```

Tableau 9.62. Fonctions d'interrogation de visibilité dans les schémas

Nom	Type de retour	Description
`pg_collation_is_visible(`*`collation_oid`*`)`	`boolean`	le collationnement est-il visible dans le chemin de recherche
`pg_conversion_is_visible (`*`conversion_oid`*`)`	`boolean`	la conversion est-elle visible dans le chemin de recherche
`pg_function_is_visible (`*`function_oid`*`)`	`boolean`	la fonction est-elle visible dans le chemin de recherche
`pg_opclass_is_visible(`*`opclass_oid`*`)`	`boolean`	la classe d'opérateur est-elle visible dans le chemin de recherche

Nom	Type de retour	Description
pg_operator_is_visible(*operator_oid*)	boolean	l'opérateur est-il visible dans le chemin de recherche
pg_opfamily_is_visible(*opclass_oid*)	boolean	la famille d'opérateur est-elle visible dans le chemin de recherche
pg_statistics_obj_is_visible(*stat_oid*)	boolean	est-ce que l'objet statistiques est visible dans le chemin de recherche
pg_table_is_visible(*table_oid*)	boolean	la table est-elle visible dans le chemin de recherche
pg_ts_config_is_visible(*config_oid*)	boolean	la configuration de la recherche textuelle est-elle visible dans le chemin de recherche
pg_ts_dict_is_visible(*dict_oid*)	boolean	le dictionnaire de recherche textuelle est-il visible dans le chemin de recherche
pg_ts_parser_is_visible(*parser_oid*)	boolean	l'analyseur syntaxique de recherche textuelle est-il visible dans le chemin de recherche
pg_ts_template_is_visible(*template_oid*)	boolean	le modèle de recherche textuelle est-il visible dans le chemin de recherche
pg_type_is_visible(*type_oid*)	boolean	le type (ou domaine) est-il visible dans le chemin de recherche

Chaque fonction vérifie la visibilité d'un type d'objet de la base de données. `pg_table_is_visible` peut aussi être utilisée avec des vues, vues matérialisées, index, séquences et tables externes, `pg_function_is_visible` peut aussi être utilisée avec les procédures et agrégats ; `pg_type_is_visible` avec les domaines. Pour les fonctions et les opérateurs, un objet est visible dans le chemin de recherche si aucun objet de même nom *et prenant des arguments de mêmes types de données* n'est précédemment présent dans le chemin de recherche. Pour les classes d'opérateurs, on considère à la fois le nom et la méthode d'accès à l'index associé.

Toutes ces fonctions nécessitent des OID pour identifier les objets à vérifier. Pour tester un objet par son nom, il est préférable d'utiliser les types d'alias d'OID (`regclass`, `regtype`, `regprocedure` ou `regoperator`). Par exemple

```
SELECT pg_type_is_visible('mon_schema.widget'::regtype);
```

Il n'est pas très utile de tester ainsi un nom non qualifié -- si le nom peut être reconnu, c'est qu'il est visible.

Le Tableau 9.63 liste les fonctions qui extraient des informations des catalogues système.

Tableau 9.63. Fonctions d'information du catalogue système

Nom	Type de retour	Description
format_type (*type_oid*, *typemod*)	text	récupère le nom SQL d'un type de données
pg_get_constraintdef(*constraint_oid*)	text	récupère la définition d'une contrainte

Nom	Type de retour	Description
pg_get_constraintdef(*constraint_oid*, *pretty_bool*)	text	récupère la définition d'une contrainte
pg_get_expr(*pg_node_tree*, *relation_oid*)	text	décompile la forme interne d'une expression, en supposant que toutes les variables qu'elle contient font référence à la relation indiquée par le second paramètre
pg_get_expr(*pg_node_tree*, *relation_oid*, *pretty_bool*)	text	décompile la forme interne d'une expression, en supposant que toutes les variables qu'elle contient font référence à la relation indiquée par le second paramètre
pg_get_functiondef(*func_oid*)	text	obtient une définition de la fonction ou de la procédure
pg_get_function_arguments(*func_oid*)	text	obtient une définition de la liste des arguments de la fonction ou procédure (avec les valeurs par défaut)
pg_get_function_identity_arguments (*func_oid*)	text	obtient une définition de la liste des arguments de la fonction ou procédure (sans valeurs par défaut)
pg_get_function_result(*func_oid*)	text	obtient la clause RETURNS pour la fonction
pg_get_indexdef(*index_oid*)	text	récupère la commande CREATE INDEX de l'index
pg_get_indexdef(*index_oid*, *column_no*, *pretty_bool*)	text	récupère la commande CREATE INDEX pour l'index, ou la définition d'une seule colonne d'index quand *column_no* ne vaut pas zéro
pg_get_keywords()	setof record	récupère la liste des mots clés SQL et leur catégories
pg_get_ruledef(*rule_oid*)	text	récupère la commande CREATE RULE pour une règle
pg_get_ruledef(*rule_oid*, *pretty_bool*)	text	récupère la commande CREATE RULE de la règle
pg_get_serial_sequence(*table_name*, *column_name*)	text	récupère le nom de la séquence qu'une colonne serial ou qu'une colonne d'identité utilise
pg_get_statisticsobjdef(*statobj_oid*)	text	récupère la commande CREATE STATISTICS pour un objet statistiques
pg_get_triggerdef(*trigger_oid*)	text	récupère la commande CREATE [CONSTRAINT] TRIGGER du trigger
pg_get_triggerdef(*trigger_oid*, *pretty_bool*)	text	récupère la commande CREATE [CONSTRAINT] TRIGGER du déclencheur

Nom	Type de retour	Description
pg_get_userbyid(*role_oid*)	name	récupère le nom du rôle possédant cet OID
pg_get_viewdef(*view_name*)	text	récupère la commande SELECT sous-jacente pour une vue standard ou matérialisée (*deprecated*)
pg_get_viewdef(*view_name*, *pretty_bool*)	text	récupère la commande SELECT sous-jacente pour une vue standard ou matérialisée (*obsolète*)
pg_get_viewdef(*view_oid*)	text	récupère la commande SELECT sous-jacente pour une vue standard ou matérialisée
pg_get_viewdef(*view_oid*, *pretty_bool*)	text	récupère la commande SELECT sous-jacente pour une vue standard ou matérialisée
pg_get_viewdef(*view_oid*, *wrap_column_int*)	text	récupère la commande SELECT pour une vue standard ou matérialisée ; les lignes contenant des champs sont terminées suivant le nombre de colonnes du terminal (l'affichage propre est effectuée directement
pg_index_column_has_property(*index_oid*, *column_no*, *prop_name*)	boolean	teste si une colonne d'un index a une propriété particulière
pg_index_has_property(*index_oid*, *prop_name*)	boolean	teste si un index a une propriété particulière
pg_indexam_has_property(*am_oid*, *prop_name*)	boolean	teste si une méthode d'accès à un index a une propriété particulière
pg_options_to_table(*reloptions*)	setof record	récupère l'ensemble de paires nom/valeur des options de stockage
pg_tablespace_databases(*tablespace_oid*)	setof oid	récupère l'ensemble des OID des bases qui possèdent des objets dans ce tablespace
pg_tablespace_location(*tablespace_oid*)	text	récupère le chemin complet du répertoire utilisée par le tablespace
pg_typeof(*any*)	regtype	obtient le type de données de toute valeur
to_regnamespace(*schema_name*)	regnamespace	obtient l'OID du schéma indiqué
to_regrole(*role_name*)	regrole	obtient l'OID du rôle indiqué
collation for (*any*)	text	récupère le collationnement de l'argument
to_regclass(*rel_name*)	regclass	récupère l'OID de la relation nommée
to_regproc(*func_name*)	regproc	récupère l'OID de la fonction nommée
to_regprocedure(*func_name*)	regprocedure	récupère l'OID de la fonction nommée

Nom	Type de retour	Description
`to_regoper(`*`operator_name`*`)`	`regoper`	récupère l'OID de l'opérateur nommé
`to_regoperator(`*`operator_name`*`)`	`regoperator`	récupère l'OID de l'opérateur nommé
`to_regtype(`*`type_name`*`)`	`regtype`	récupère l'OID du type nommé

`format_type` renvoie le nom SQL d'un type de données identifié par son OID de type et éventuellement un modificateur de type. On passe NULL pour le modificateur de type si aucun modificateur spécifique n'est connu.

`pg_get_keywords` renvoie un ensemble d'enregistrements décrivant les mots clés SQL reconnus par le serveur. La colonne `word` contient le mot clé. La colonne `catcode` contient un code de catégorie : `U` pour non réservé, `C` pour nom de colonne, `T` pour nom d'un type ou d'une fonction et `R` pour réservé. La colonne `catdesc` contient une chaîne pouvant être traduite décrivant la catégorie.

`pg_get_constraintdef`, `pg_get_indexdef`, `pg_get_ruledef`, `pg_get_statisticsobjdef` et `pg_get_triggerdef` reconstruisent respectivement la commande de création d'une contrainte, d'un index, d'une règle, d'un objet de statistique étendu ou d'un déclencheur. (Il s'agit d'une reconstruction décompilée, pas du texte originale de la commande.) `pg_get_expr` décompile la forme interne d'une expression individuelle, comme la valeur par défaut d'une colonne. Cela peut être utile pour examiner le contenu des catalogues système. Si l'expression contient des variables, spécifiez l'OID de la relation à laquelle elles font référence dans le second paramètre ; si aucune variable n'est attendue, zéro est suffisant. `pg_get_viewdef` reconstruit la requête `SELECT` qui définit une vue. La plupart de ces fonctions existent en deux versions, l'une d'elles permettant, optionnellement, d'« afficher joliment » le résultat. Ce format est plus lisible, mais il est probable que les futures versions de PostgreSQL continuent d'interprêter le format par défaut actuel de la même façon ; la version « jolie » doit être évitée dans les sauvegardes. Passer `false` pour le paramètre de « jolie » sortie conduit au même résultat que la variante sans ce paramètre.

`pg_get_functiondef` renvoie une instruction `CREATE OR REPLACE FUNCTION` complète pour une fonction. `pg_get_function_arguments` renvoie une liste des arguments d'un fonction, de la façon dont elle apparaîtrait dans `CREATE FUNCTION`. `pg_get_function_result` renvoie de façon similaire la clause `RETURNS` appropriée pour la fonction. `pg_get_function_identity_arguments` renvoie la liste d'arguments nécessaire pour identifier une fonction, dans la forme qu'elle devrait avoir pour faire partie d'un `ALTER FUNCTION`, par exemple. Cette forme omet les valeurs par défaut.

`pg_get_serial_sequence` renvoie le nom de la séquence associée à une colonne ou NULL si aucune séquence n'est associée à la colonne. Si la colonne est une colonne d'identité, la séquence associée est la séquence créée en interne pour la colonne d'identité. Pour les colonnes créées en utilisant un des types serial (`serial`, `smallserial`, `bigserial`), il s'agit de la séquence créée pour la définition de la colonne serial. Dans ce dernier cas, cette association peut être modifiée ou supprimée avec `ALTER SEQUENCE OWNED BY`. (La fonction devrait probablement avoir été appelée `pg_get_owned_sequence` ; son nom actuel réflète le fait qu'elle a été utilisée avec une colonne `serial` ou `bigserial`.) Le premier argument en entrée est un nom de table, éventuellement qualifié du schéma. Le second paramètre est un nom de colonne. Comme le premier paramètre peut contenir le nom du schéma et de la table, il n'est pas traité comme un identifiant entre guillemets doubles, ce qui signifie qu'il est converti en minuscules par défaut, alors que le second paramètre, simple nom de colonne, est traité comme s'il était entre guillemets doubles et sa casse est préservée. La fonction renvoie une valeur convenablement formatée pour être traitée par les fonctions de traitement des séquences (voir Section 9.16). Une utilisation typique correspond à la lecture de la valeur actuelle d'une séquence pour une colonne d'identité ou pour une colonne de type serial. Par exemple :

```
SELECT currval(pg_get_serial_sequence('unetable', 'id'));
```

`pg_get_userbyid` récupère le nom d'un rôle d'après son OID.

`pg_index_column_has_property`, `pg_index_has_property` et `pg_indexam_has_property` indiquent si la colonne d'index, l'index ou la méthode d'accès à l'index possède la propriété nommée. `NULL` est renvoyé si le nom de la propriété n'est pas connu ou ne s'applique pas à cet objet particulier ou si l'OID ou le numéro de colonne n'identifie pas un objet valide. Référez-vous à Tableau 9.64 pour les propriétés sur les colonnes, Tableau 9.65 pour les propriétés sur les index et Tableau 9.66 pour les propriétés sur les méthodes d'accès. (Notez que les méthodes d'accès provenant d'extensions peuvent définir des noms de propriété supplémentaires pour leurs index.)

Tableau 9.64. Propriétés des colonnes d'index

Nom	Description
`asc`	Est-ce que la colonne trie en ordre ascendant pour un parcours en avant ?
`desc`	Est-ce que la colonne trie en ordre descendant pour un parcours en avant ?
`nulls_first`	Est-ce que la colonne trie les valeurs NULL en premier pour un parcours en avant ?
`nulls_last`	Est-ce que la colonne trie les valeurs NULL en dernier pour un parcours en avant ?
`orderable`	Est-ce que la colonne possède un ordre de tri défini ?
`distance_orderable`	La colonne peut-elle être parcourue dans l'ordre par un opérateur « distance », par exemple `ORDER BY col <-> constante` ?
`returnable`	La valeur de la colonne peut-elle être renvoyée par un parcours d'index seul ?
`search_array`	La colonne supporte-t-elle nativement les recherches du type `col = ANY(array)` ?
`search_nulls`	Est-ce que la colonne supporte les recherches `IS NULL` et `IS NOT NULL` ?

Tableau 9.65. Propriétés des index

Nom	Description
`clusterable`	Cet index peut-il être utilisé dans une commande `CLUSTER` ?
`index_scan`	Cet index supporte-t-il les parcours simples (non bitmaps) ?
`bitmap_scan`	L'index supporte-t-il les parcours bitmap ?
`backward_scan`	La direction du parcours peut-elle être modifiée en cours de parcours ? (pour supporter `FETCH BACKWARD` sur un curseur sans avoir besoin de matérialisation)

Tableau 9.66. Propriétés des méthodes d'accès aux index

Nom	Description
`can_order`	La méthode d'accès supporte-t-elle `ASC`, `DESC` et les mots clés relatifs dans `CREATE INDEX` ?

Nom	Description
can_unique	La méthode d'accès supporte-t-elle les index uniques ?
can_multi_col	La méthode d'accès supporte-t-elle les index avec plusieurs colonnes ?
can_exclude	La méthode d'accès supporte-t-elle les contraintes d'exclusion ?
can_include	La méthode d'accès supporte-t-elle la clause INCLUDE de CREATE INDEX ?

pg_options_to_table renvoie l'ensemble de paires nom/valeur des options de stockage (*nom_option*/*valeur_option*) quand lui est fourni pg_class.reloptions ou pg_attribute.attoptions.

pg_tablespace_databases autorise l'examen d'un *tablespace*. Il renvoie l'ensemble des OID des bases qui possèdent des objets stockés dans le *tablespace*. Si la fonction renvoie une ligne, le *tablespace* n'est pas vide et ne peut pas être supprimée. Pour afficher les objets spécifiques peuplant le *tablespace*, il est nécessaire de se connecter aux bases identifiées par pg_tablespace_databases et de requêter le catalogue pg_class.

pg_typeof renvoie l'OID du type de données de la valeur qui lui est passé. Ceci est utile pour dépanner ou pour construire dynamiquement des requêtes SQL. La fonction est déclarée comme renvoyant regtype, qui est une type d'alias d'OID (voir Section 8.19) ; cela signifie que c'est la même chose qu'un OID pour un bit de comparaison mais que cela s'affiche comme un nom de type. Par exemple :

```
SELECT pg_typeof(33);

 pg_typeof
-----------
 integer
(1 row)

SELECT typlen FROM pg_type WHERE oid = pg_typeof(33);
 typlen
--------
      4
(1 row)
```

L'expression collation for renvoit le collationnement de la valeur qui lui est fournie. Par exemple :

```
SELECT collation for (description) FROM pg_description LIMIT 1;
 pg_collation_for
------------------
 "default"
(1 row)

SELECT collation for ('foo' COLLATE "de_DE");
 pg_collation_for
------------------
 "de_DE"
(1 row)
```

La valeur en retour peut être entre guillemets et qualifiée d'un schéma. Si aucun collationnement n'est retrouvé à partir de l'expression de l'argument, une valeur NULL est renvoyée. Si le type de l'argument n'est pas affecté par un collationnement, une erreur est renvoyée.

Les fonctions `to_regclass`, `to_regproc`, `to_regprocedure`, `to_regoper`, `to_regoperator`, `to_regtype` `to_regnamespace` et `to_regrole` traduisent les noms de relation, fonction, opérateur, type, schéma et rôle (en tant que `text`) en objets de type, respectivement, `regclass`, `regproc`, `regprocedure`, `regoper`, `regoperator` et `regtype`, `regnamespace` et `regrole`. Ces fonctions diffèrent d'une conversion à partir du texte dans le sens où elles n'acceptent pas un OID numérique, et qu'elles renvoient NULL plutôt d'une erreur si le nom n'est pas trouvé (ou, pour `to_regproc` et `to_regoper`, si le nom donné correspond à plusieurs objets).

Tableau 9.67 liste les fonctions relatives à l'identification et l'adressage des objets de la base de données.

Tableau 9.67. Fonctions d'information et d'adressage des objets

Nom	Type de retour	Description
`pg_describe_object(`*`classid`* `oid, `*`objid`* `oid, `*`objsubid`* `integer)`	`text`	récupère la description d'un objet de la base de données
`pg_identify_object(`*`classid`* `oid, `*`objid`* `oid, `*`objsubid`* `integer)`	*`type`* `text`, *`schema`* `text`, *`name`* `text`, *`identity`* `text`	récupère les informations d'identification d'un objet de la base de données
`pg_identify_object_as_address(`*`classid`* `oid, `*`objid`* `oid, `*`objsubid`* `integer)`	*`type`* `text`, *`object_names`* `text[]`, *`object_args`* `text[]`	récupère la représentation externe de l'adresse d'un objet de la base de données
`pg_get_object_address(`*`type`* `text, `*`object_names`* `text[], `*`object_args`* `text[])`	*`classid`* `oid`, *`objid`* `oid`, *`objsubid`* `integer`	obtient l'adresse d'un objet d'une base de données à partir de sa représentation externe

La fonction `pg_describe_object` renvoie une description textuelle d'un objet de la base de données spécifié par l'OID du catalogue, son propre OID et de l'OID de son sous-objet (tel qu'un numéro de colonne au sein d'une table ; l'identifiant du sous-objet vaut zéro lors de la référence à un objet complet). La description est destinée à être lisible par un être humain, et peut être interprétée en fonction de la configuration du serveur. Ceci est utile pour déterminer l'identité d'un objet tel qu'il est stocké dans le catalogue `pg_depend`

`pg_identify_object` renvoie une ligne contenant assez d'informations pour identifier de manière unique l'objet de la base de données spécifié par l'OID de son catalogue, son propre OID et l'OID de son sous-objet. Cette information est destinée à être lisible par une machine, et n'est jamais interprétée. *`type`* identifie le type d'objet de la base de données ; *`schema`* est le nom du schéma dans lequel se situe l'objet (ou `NULL` pour les types d'objets qui ne sont pas affectés à des schémas) ; *`name`* est le nom de l'objet, si nécessaire entre guillemets, si le nom (avec le nom du schéma dans les cas pertinents) est suffisant à identifier de façon unique l'objet, sinon `NULL` ; *`identity`* est l'identité complète de l'objet, avec le format précis dépendant du type de l'objet, et chaque nom à l'intérieur du format étant qualifié par un schéma et entre guillemets si nécessaire.

`pg_identify_object_as_address` renvoie une ligne contenant assez d'informations pour identifier de manière unique l'objet de la base de données spécifié par l'OID de son catalogue, son propre OID et l'OID de son sous-objet. L'information retournée est indépendante du serveur actuel, c'est-à-dire qu'elle pourrait être utilisée pour identifier un objet nommé de manière identique sur un autre serveur. *`type`* identifie le type de l'objet de la base de données ; *`object_names`* et *`object_args`* sont des tableaux de texte qui forment ensemble une référence sur l'objet. Ces trois

valeurs peuvent être passées en paramètres à la fonction `pg_get_object_address` pour obtenir l'adresse interne de l'objet. Cette fonction est l'inverse de `pg_get_object_address`.

`pg_get_object_address` renvoie une ligne contenant assez d'informations pour identifier de manière unique l'objet de la base de données spécifié par son type et ses tableaux de nom et d'argument. Les valeurs retournées sont celles qui seraient utilisées dans les catalogues systèmes tel que `pg_depend` et peuvent être passées à d'autres fonctions systèmes comme `pg_identify_object` ou `pg_describe_object`. *`classid`* est l'OID du catalogue système contenant l'objet ; *`objid`* est l'OID de l'objet lui même, et *`objsubid`* est l'OID du sous-objet, ou zéro si non applicable. Cette fonction est l'inverse de `pg_identify_object_as_address`

Les fonctions affichées dans Tableau 9.68 extraient les commentaires stockées précédemment avec la commande COMMENT. Une valeur NULL est renvoyée si aucun commentaire ne correspond aux paramètres donnés.

Tableau 9.68. Fonctions d'informations sur les commentaires

Nom	Type de retour	Description
`col_description(`*`table_oid`*`,` *`column_number`*`)`	`text`	récupère le commentaire d'une colonne de la table
`obj_description (`*`object_oid`*`,` *`catalog_name`*`)`	`text`	récupère le commentaire d'un objet de la base de données
`obj_description(`*`object_oid`*`)`	`text`	récupère le commentaire d'un objet de la base de données (*obsolète*)
`shobj_description(`*`object_oid`*`,` *`catalog_name`*`)`	`text`	récupère le commentaire d'un objet partagé de la base de données

`col_description` renvoie le commentaire d'une colonne de table, la colonne étant précisée par l'OID de la table et son numéro de colonne. `obj_description` ne peut pas être utilisée pour les colonnes de table car les colonnes n'ont pas d'OID propres.

La forme à deux paramètres de `obj_description` renvoie le commentaire d'un objet de la base de données, précisé par son OID et le nom du catalogue système le contenant. Par exemple, `obj_description(123456,'pg_class')` récupère le commentaire pour la table d'OID 123456. La forme à un paramètre de `obj_description` ne requiert que l'OID de l'objet. Elle est maintenant obsolète car il n'existe aucune garantie que les OID soient uniques au travers des différents catalogues système ; un mauvais commentaire peut alors être renvoyé.

`shobj_description` est utilisé comme `obj_description`, mais pour les commentaires des objets partagés. Certains catalogues systèmes sont globaux à toutes les bases de données à l'intérieur de chaque cluster et les descriptions des objets imbriqués sont stockées globalement.

Les fonctions présentées dans Tableau 9.69 remontent à l'utilisateur des informations de transaction de niveau interne au serveur. L'usage principal de ces fonctions est de déterminer les transactions commitées entre deux instantanés (« snapshots »).

Tableau 9.69. ID de transaction et instantanés

Nom	Type retour	Description
`txid_current()`	`bigint`	récupère l'ID de transaction courant, en assignant un nouvel ID si la transaction courante n'en a pas un
`txid_current_if_assigned()`	`bigint`	comme `txid_current()` mais retourne NULL plutôt qu'assigner un nouvel identifiant de transaction si aucun n'est déjà assigné

Nom	Type retour	Description
`txid_current_snapshot()`	`txid_snapshot`	récupère l'instantané courant
`txid_snapshot_xip(`*`txid_snapshot`*`)`	`setof bigint`	récupère l'ID de la transaction en cours dans l'instantané
`txid_snapshot_xmax(`*`txid_snapshot`*`)`	`bigint`	récupère le `xmax` de l'instantané
`txid_snapshot_xmin(`*`txid_snapshot`*`)`	`bigint`	récupère le `xmin` de l'instantané
`txid_visible_in_snapshot(`*`bigint`*`, `*`txid_snapshot`*`)`	`boolean`	l'ID de transaction est-il visible dans l'instantané ? (ne pas utiliser les identifiants de sous-transactions)
`txid_status(`*`bigint`*`)`	`text`	Renvoie le statut de la transaction fournie - `validée`, `annulée`, `en cours`, ou NULL si l'identifiant de transaction est trop ancien

Le type interne ID de transaction (`xid`) est sur 32 bits. Il boucle donc tous les 4 milliards de transactions. Cependant, ces fonctions exportent au format 64 bits, étendu par un compteur « epoch », de façon à éviter tout cycle sur la durée de vie de l'installation. Le type de données utilisé par ces fonctions, `txid_snapshot`, stocke l'information de visibilité des ID de transaction à un instant particulier. Ces composants sont décrits dans Tableau 9.70.

Tableau 9.70. Composants de l'instantané

Nom	Description
`xmin`	ID de transaction (txid) le plus ancien encore actif. Toutes les transactions plus anciennes sont soient commitées et visibles, soient annulées et mortes.
`xmax`	Premier txid non encore assigné. Tous les txids plus grands ou égals à celui-ci ne sont pas encore démarrés à ce moment de l'instantané, et donc invisibles.
`xip_list`	Active les identifiants de transactions (txids) au moment de la prise de l'image. La liste inclut seulement les identifiants actifs entre `xmin` et `xmax` ; il pourrait y avoir des identifiants plus gros que `xmax`. Un identifiant qui est `xmin <= txid < xmax` et qui n'est pas dans cette liste est déjà terminé au moment de la prise de l'image, et du coup est soit visible soit mort suivant son statut de validation. La liste n'inclut pas les identifiants de transactions des sous-transactions.

La représentation textuelle du `txid_snapshot` est *`xmin`*`:`*`xmax`*`:`*`xip_list`*. Ainsi `10:20:10,14,15` signifie `xmin=10, xmax=20, xip_list=10, 14, 15`.

`txid_status(bigint)` renvoie le status de validation d'une transaction récente. Des applications peuvent l'utiliser pour déterminer si une transaction a été validée ou annulée quand l'application et le serveur de base de données sont déconnectés alors qu'un `COMMIT` est en cours. Le status d'une trnasaction sera affichée comme `in progress`, `committed`, ou `aborted`, sous réserve que la transaction soit suffisamment récente pour que le système ait gardé le status du commit de cette transaction. Si elle est suffisament ancienne pour qu'aucune référence à cette transaction survive dans le système et que l'information du statut ait été supprimé, cette fonction renverra NULL. Veuillez notez que les transaction préparées sont affichée comme `in progress`; les applications doivent vérifier `pg_prepared_xacts` si elle ont besoin de savoir si l'identifiant de transaction est une transaction préparée.

Les fonctions décrites dans le Tableau 9.71 fournissent des informations à propos des transactions déjà validées. Ces fonctions donnent principalement des informations sur le moment où elles

ont été validées. Elles fournissent seulement des données utiles lorsque l'option de configuration track_commit_timestamp est activée et seulement pour les transactions qui ont été validées après son activation.

Tableau 9.71. Informations sur les transactions validées

Nom	Type retour	Description
`pg_xact_commit_timestamp(`*xid*`)`	`timestamp with time zone`	récupère l'horodatage de la validation d'une transaction
`pg_last_committed_xact()`	*xid* xid, *timestamp* timestamp with time zone	récupère l'ID de transaction et l'horodatage de la validation de la dernière transaction validée

Les fonctions montrées dans Tableau 9.72 affichent des informations initialisées lors de l'opération réalisée par la commande `initdb`, telles que la version du catalogue. Elles affichent aussi des informations sur la journalisation et le traitement des checkpoints. Cette information est valable pour toute l'instance, et n'est donc pas spécifique à une base de données. Elles fournissent à peu près les mêmes informations que pg_controldata et en s'informant auprès de la même source de données, mais dans une forme convenant mieux à des fonctions SQL.

Tableau 9.72. Fonctions des données de contrôle

Nom	Type en retour	Description
`pg_control_checkpoint()`	`record`	Renvoie des informations sur l'état actuel du checkpoint.
`pg_control_system()`	`record`	Renvoie des informations ur l'état actuel du fichier controldata.
`pg_control_init()`	`record`	Renvoie des informations sur l'état d'initialisation de l'instance.
`pg_control_recovery()`	`record`	Renvoie des informations sur l'état de restauration.

`pg_control_checkpoint` renvoie un enregistrement, dont les colonnes sont décrites dans Tableau 9.73

Tableau 9.73. Colonnes de `pg_control_checkpoint`

Nom de colonne	Type de données
`checkpoint_lsn`	`pg_lsn`
`redo_lsn`	`pg_lsn`
`redo_wal_file`	`text`
`timeline_id`	`integer`
`prev_timeline_id`	`integer`
`full_page_writes`	`boolean`
`next_xid`	`text`
`next_oid`	`oid`
`next_multixact_id`	`xid`
`next_multi_offset`	`xid`
`oldest_xid`	`xid`

Nom de colonne	Type de données
oldest_xid_dbid	oid
oldest_active_xid	xid
oldest_multi_xid	xid
oldest_multi_dbid	oid
oldest_commit_ts_xid	xid
newest_commit_ts_xid	xid
checkpoint_time	timestamp with time zone

pg_control_system renvoie un enregistrement, détaillé dans Tableau 9.74.

Tableau 9.74. Colonnes de pg_control_system

Nom de colonne	Type de données
pg_control_version	integer
catalog_version_no	integer
system_identifier	bigint
pg_control_last_modified	timestamp with time zone

pg_control_init renvoie un enregistrement, détaillé dans Tableau 9.75.

Tableau 9.75. Colonnes de pg_control_init

Nom de la colonne	Type de données
max_data_alignment	integer
database_block_size	integer
blocks_per_segment	integer
wal_block_size	integer
bytes_per_wal_segment	integer
max_identifier_length	integer
max_index_columns	integer
max_toast_chunk_size	integer
large_object_chunk_size	integer
float4_pass_by_value	boolean
float8_pass_by_value	boolean
data_page_checksum_version	integer

pg_control_recovery renvoie un enregistrement, montré dans Tableau 9.76

Tableau 9.76. Colonnes de pg_control_recovery

Nom de la colonne	Type de données
min_recovery_end_lsn	pg_lsn
min_recovery_end_timeline	integer
backup_start_lsn	pg_lsn
backup_end_lsn	pg_lsn
end_of_backup_record_required	boolean

9.26. Fonctions d'administration système

Les fonctions décrites dans cette section sont utilisées pour contrôler et superviser une installation PostgreSQL.

9.26.1. Fonctions pour le paramétrage

Le Tableau 9.77 affiche les fonctions disponibles pour consulter et modifier les paramètres de configuration en exécution.

Tableau 9.77. Fonctions agissant sur les paramètres de configuration

Nom	Type de retour	Description
current_setting (*nom_paramètre* [, *missing_ok*])	text	valeur courante du paramètre
set_config (*nom_paramètre*, *nouvelle_valeur*, *est_local*)	text	configure le paramètre et renvoie la nouvelle valeur

La fonction current_setting renvoie la valeur courante du paramètre *nom_paramètre*. Elle correspond à la commande SQL SHOW. Par exemple :

```
SELECT current_setting('datestyle');

 current_setting
-----------------
ISO, MDY
(1 row)
```

Si le paramètre *setting_name* n'existe pas, current_setting renvoie une erreur, sauf si *missing_ok* vaut true.

set_config positionne le paramètre *nom_paramètre* à *nouvelle_valeur*. Si *est_local* vaut true, la nouvelle valeur s'applique uniquement à la transaction en cours. Si la nouvelle valeur doit s'appliquer à la session en cours, on utilise false. La fonction correspond à la commande SQL SET. Par exemple :

```
SELECT set_config('log_statement_stats', 'off', false);

 set_config
------------
off
(1 row)
```

9.26.2. Fonctions d'envoi de signal du serveur

Les fonctions présentées dans le Tableau 9.78 envoient des signaux de contrôle aux autres processus serveur. L'utilisation de ces fonctions est restreinte aux superutilisateurs par défaut, mais un accès peut être fourni à d'autres utilisateurs avec une commande GRANT, sauf dans certains cas spécifiquement notés.

Tableau 9.78. Fonctions d'envoi de signal au serveur

Nom	Type de retour	Description
pg_cancel_backend (*pid* int)	boolean	Annule la requête courante d'un processus serveur. Ceci est également autorisé

Nom	Type de retour	Description
		si le rôle appelant est membre du rôle possédant le processus serveur annulé ou si le rôle appelant s'est vu donné le droit pg_signal_backend. Cependant, seuls les superutilisateurs peuvent annuler des processus serveurs possédés par des superutilisateurs.
pg_reload_conf()	boolean	Impose le rechargement des fichiers de configuration par les processus serveur
pg_rotate_logfile()	boolean	Impose une rotation du journal des traces du serveur
pg_terminate_backend(*pid* int)	boolean	Termine un processus serveur. Ceci est également autorisé si le rôle appelant est membre du rôle possédant le processus serveur terminé ou si le rôle appelant s'est vu donné le droit pg_signal_backend. Cependant, seuls les superutilisateurs peuvent terminer des processus serveurs possédés par des superutilisateurs.

Ces fonctions renvoient true en cas de succès, false en cas d'échec.

pg_cancel_backend et pg_terminate_backend envoie un signal (respectivement SIGINT ou SIGTERM) au processus serveur identifié par l'ID du processus. L'identifiant du processus serveur actif peut être trouvé dans la colonne pid dans la vue pg_stat_activity ou en listant les processus postgres sur le serveur avec ps sur Unix ou le Gestionnaire des tâches sur Windows. Le rôle d'un processus serveur actif est récupérable à partir de la colonne usename de la vue pg_stat_activity.

pg_reload_conf envoie un signal SIGHUP au serveur, ce qui impose le rechargement des fichiers de configuration par tous les processus serveur.

pg_rotate_logfile signale au gestionnaire de journaux de trace de basculer immédiatement vers un nouveau fichier de sortie. Cela ne fonctionne que lorsque le collecteur de traces interne est actif, puisqu'il n'y a pas de sous-processus de gestion des fichiers journaux dans le cas contraire.

9.26.3. Fonctions de contrôle de la sauvegarde

Les fonctions présentées dans le Tableau 9.79 aident à l'exécution de sauvegardes à chaud. Ces fonctions ne peuvent pas être exécutées lors d'une restauration (sauf pg_start_backup en version non exclusive, pg_stop_backup en version non exclusive, pg_is_in_backup, pg_backup_start_time et pg_wal_lsn_diff).

Tableau 9.79. Fonctions de contrôle de la sauvegarde

Nom	Type de retour	Description
pg_create_restore_point(*name* text)	pg_lsn	Crée un point nommé pour réaliser une restauration (fonction restreinte aux superutilisateurs par défaut, mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit EXECUTE pour exécuter cette fonction).
pg_current_wal_flush_lsn()	pg_lsn	Récupère l'emplacement actuel de vidage des journaux de transactions

Nom	Type de retour	Description
pg_current_wal_insert_lsn()	text	Récupération de l'emplacement d'insertion du journal de transactions courant
pg_current_wal_lsn()	pg_lsn	Récupération de l'emplacement d'écriture du journal de transactions courant
pg_start_backup(*label* text [, *fast* boolean [, *exclusive* boolean]])	pg_lsn	Préparation de la sauvegarde à chaud (restreint aux superutilisateurs par défaut, mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit d'exécuter cette fonction)
pg_stop_backup()	pg_lsn	Termine la sauvegarde exclusive en ligne (restreinte aux superutilisateurs par défaut, mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit d'exécution de cette fonction)
pg_stop_backup(*exclusive* boolean [, *wait_for_archive* boolean])	setof record	Termine la sauvegarde en ligne, exclusive ou non (restreinte aux superutilisateurs par défaut, mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit d'exécuter cette fonction)
pg_is_in_backup()	bool	Vrai si une sauvegarde exclusive en ligne est toujours en cours.
pg_backup_start_time()	timestamp with time zone	Récupère l'horodatage du début de la sauvegarde exclusive en ligne en progrès.
pg_switch_wal()	pg_lsn	Passage forcé à un nouveau journal de transactions (restreint aux superutilisateurs par défaut, mas d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit d'exécuter cette fonction)
pg_walfile_name(*lsn* pg_lsn)	pg_lsn	Conversion de la chaîne décrivant l'emplacement du journal de transactions en nom de fichier
pg_walfile_name_offset(*lsn* pg_lsn)	pg_lsn, integer	Conversion de la chaîne décrivant l'emplacement du journal de transactions en nom de fichier et décalage en octets dans le fichier
pg_wal_lsn_diff(*lsn* pg_lsn, *lsn* pg_lsn)	numeric	Calcule la différence entre deux emplacements dans les journaux de transactions

pg_start_backup accepte un label arbitraire, défini par l'utilisateur pour la sauvegarde. (Typiquement, ce sera le nom sous lequel le fichier de sauvegarde sera enregistré.) Lorsqu'elle est utilisée en mode exclusif, la fonction écrit un fichier nommé backup_label et, s'il existe des liens dans le répertoire pg_tblspc/, un fichier de correspondance des tablespaces (tablespace_map) dans le répertoire principal des données de l'instance, exécute un checkpoint, puis renvoie l'emplacement du début de sauvegarde au niveau des journaux de transactions sous la forme d'un champ texte. L'utilisateur peut ignorer le résultat. Cette donnée est fournie dans le cas où elle pourrait être utile. Lors de l'utilisation du mode non exclusif, le contenu de ces fichiers est renvoyé par la fonction pg_stop_backup, et doit être enregistré dans la sauvegarde par celui qui a exécuté la fonction.

```
postgres=# select pg_start_backup('le_label_ici');
```

```
 pg_start_backup
-----------------
 0/D4445B8
(1 row)
```

Il existe un second paramètre booléen optionnel. Si `true`, il précise l'exécution de `pg_start_backup` aussi rapidement que possible. Cela force un point de retournement immédiat qui causera un pic dans les opérations d'entrées/sorties, ralentissant toutes les requêtes exécutées en parallèle.

Dans une sauvegarde exclusive, `pg_stop_backup` supprime le fichier label et, s'il existe, le fichier `tablespace_map` créés par la fonction `pg_start_backup`. Lors d'une sauvegarde non exclusive, le contenu des fichiers `backup_label` et `tablespace_map` est renvoyé comme résultat de la fonction et doit être écrit dans des fichiers de la sauvegarde, mais pas dans le répertoire des données. Il y a un deuxième argument optionnel de type `boolean`. Si faux, `pg_stop_backup` rendra la main immédiatement après que la sauvegarde soit complétée sans attendre l'archivage de WAL. Ce comportement n'est utile que pour les logiciels de sauvegarde qui surveillent indépendamment l'archivage des WAL. Sinon, les WAL nécessaires pour rendre cette sauvegarde cohérente pourraient être manquants et rendre la sauvegarde inutile. Quand ce paramètre est configuré à true, `pg_stop_backup` attendra que le journal de transactions soit archivé lorsque l'archivage est activé. Sur le serveur standby, cela signifie qu'il attendra seulement quand `archive_mode = always`. Si l'activité en écriture est basse sur le primaire, il pourrait être utile d'exécuter la fonction `pg_switch_wal` sur le primaire pour déclencher un changement immédiat de journal de transactions.

Lorsqu'elle est exécutée sur un serveur primaire, cette fonction crée aussi un fichier d'historique des sauvegardes dans le répertoire des journaux de transactions. Ce fichier contient le label passé à `pg_start_backup`, les emplacements de début et de fin des journaux de transactions correspondant à la sauvegarde et les heures de début et de fin de la sauvegarde. La valeur de retour est l'emplacement du journal de la transaction de fin de sauvegarde (de peu d'intérêt, là encore). Après notification de l'emplacement de fin, le point d'insertion courant du journal de transactions est automatiquement avancé au prochain journal de transactions, de façon à ce que le journal de transactions de fin de sauvegarde puisse être archivé immédiatement pour terminer la sauvegarde.

`pg_switch_wal` bascule sur le prochain journal de transactions, ce qui permet d'archiver le journal courant (en supposant que l'archivage continu soit utilisé). La fonction retourne l'emplacement de la transaction finale + 1 dans le journal ainsi terminé. S'il n'y a pas eu d'activité dans les journaux de transactions depuis le dernier changement de journal, `pg_switch_wal` ne fait rien et renvoie l'emplacement de fin du journal de transactions en cours.

`pg_create_restore_point` crée un enregistrement dans les journaux de transactions, pouvant être utilisé comme une cible de restauration, et renvoie l'emplacement correspondant dans les journaux de transactions. Le nom donné peut ensuite être utilisé avec recovery_target_name pour spécifier la fin de la restauration. Évitez de créer plusieurs points de restauration ayant le même nom car la restauration s'arrêtera au premier nom qui correspond à la cible de restauration.

`pg_current_wal_lsn` affiche la position d'écriture du journal de transactions en cours dans le même format que celui utilisé dans les fonctions ci-dessus. De façon similaire, `pg_current_wal_insert_lsn` affiche le point d'insertion dans le journal de transactions courant et `pg_current_wal_flush_lsn` affiche le point de vidage des journaux de transactions. Le point d'insertion est la fin « logique » du journal de transactions à tout instant alors que l'emplacement d'écriture est la fin de ce qui a déjà été écrit à partir des tampons internes du serveur et l'emplaceent de viage est l'emplacement garanti comme étant écrit sur un stockage durable. La position d'écriture est la fin de ce qui peut être examiné extérieurement au serveur. C'est habituellement l'information nécessaire à qui souhaite archiver des journaux de transactions partiels. Les points d'insertion et de vidage ne sont donnés que pour des raisons de débogage du serveur. Il s'agit là d'opérations de lecture seule qui ne nécessitent pas de droits superutilisateur.

`pg_walfile_name_offset` peut être utilisée pour extraire le nom du journal de transactions correspondant et le décalage en octets à partir du résultat de n'importe quelle fonction ci-dessus. Par exemple :

```
postgres=# SELECT * FROM pg_walfile_name_offset(pg_stop_backup());
        file_name         | file_offset
--------------------------+-------------
 00000001000000000000000D |     4039624
(1 row)
```

De façon similaire, `pg_walfile_name` n'extrait que le nom du journal de la transaction. Quand la position dans le journal de la transaction donnée est exactement sur une limite de journal, les deux fonctions renvoient le nom du journal précédent. C'est généralement le comportement souhaité pour gérer l'archivage des journaux, car le fichier précédent est le dernier à devoir être archivé.

`pg_wal_lsn_diff` calcule la différence en octets entre deux emplacements dans les journaux de transactions. Cette fonction peut être utilisée avec `pg_stat_replication` ou avec les fonctions indiquées dans Tableau 9.79 pour obtenir le retard de la réplication.

Pour les détails sur le bon usage de ces fonctions, voir la Section 25.3.

9.26.4. Fonctions de contrôle de la restauration

Les fonctions affichées dans Tableau 9.80 fournissent des informations sur le statut actuel du serveur en attente. Ces fonctions peuvent être utilisées lors d'une restauration mais aussi lors d'un fonctionnement normal.

Tableau 9.80. Fonctions d'information sur la restauration

Nom	Type du retour	Description
`pg_is_in_recovery()`	`bool`	True si la restauration est en cours.
`pg_last_wal_receive_lsn()`	`pg_lsn`	Récupère l'emplacement de la dernière transaction reçue et synchronisée sur disque par la réplication en flux. Lorsque cette dernière est en cours d'exécution, l'emplacement aura une progression monotone. Si la restauration a terminé, elle deviendra statique et aura comme valeur celui du dernier enregistrement de transaction reçu et synchronisé sur disque lors de la restauration. Si la réplication en flux est désactivé ou si elle n'a pas encore commencé, la fonction renvoie NULL.
`pg_last_wal_replay_lsn()`	`pg_lsn`	Récupère l'emplacement du dernier enregistrement WAL rejoué lors de la restauration. Si la restauration est toujours en cours, cela va augmenter progressivement. Si la restauration s'est terminée, alors cette valeur restera

Nom	Type du retour	Description
		statique et dépendera du dernier enregistrement WAL reçu et synchronisé sur disque lors de cette restauration. Quand le serveur a été lancé sans restauration de flux, la valeur renvoyée par la fonction sera NULL.
`pg_last_xact_replay_timestamp()`	`timestamp with time zone`	Récupère la date et l'heure de la dernière transaction rejouée pendant la restauration. C'est l'heure à laquelle l'enregistrement du journal pour cette transaction a été généré sur le serveur principal, que la transaction soit validée ou annulée. Si aucune transaction n'a été rejouée pendant la restauration, cette fonction renvoie NULL. Sinon, si la restauration est toujours en cours, cette valeur augmentera continuellement. Si la restauration s'est terminée, alors cette valeur restera statique et indiquera la valeur correspondant à la dernière transaction rejouée pendant la restauration. Quand le serveur a été démarré normalement (autrement dit, sans restauration), cette fonction renvoie NULL.

Les fonctions affichées dans Tableau 9.81 contrôlent la progression de la restauration. Ces fonctions sont seulement exécutables pendant la restauration.

Tableau 9.81. Fonctions de contrôle de la restauration

Nom	Type de la valeur de retour	Description
`pg_is_wal_replay_paused()`	`bool`	True si la restauration est en pause.
`pg_wal_replay_pause()`	`void`	Met en pause immédiatement (restreint aux superutilisateurs par défaut, mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit d'exécuter cette fonction).
`pg_wal_replay_resume()`	`void`	Relance la restauration si elle a été mise en pause (restreint aux superutilisateurs par défaut, mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit d'exécuter cette fonction).

Quand la restauration est en pause, aucune modification de la base n'est appliquée. Si le serveur se trouve en Hot Standby, toutes les nouvelles requêtes verront la même image cohérente de la base et aucun conflit de requêtes ne sera rapporté jusqu'à la remise en route de la restauration.

Si la réplication en flux est désactivée, l'état pause peut continuer indéfiniment sans problème. Si elle est activée, les enregistrements des journaux continueront à être reçus, ce qui peut éventuellement finir par remplir l'espace disque disponible, suivant la durée de la pause, le taux de génération des journaux et l'espace disque disponible.

9.26.5. Fonctions de synchronisation des images de base

PostgreSQL permet aux sessions de la base de synchroniser leur vue de la base (appelée aussi image ou *snapshot*). Le *snapshot* détermine les données visibles pour la transaction qui utilise le snapshot. Les snapshots synchronisés sont nécessaires quand deux sessions ou plus ont besoin de voir un contenu identique dans la base. Si deux sessions commencent leur transactions indépendamment, il existe toujours une possibilité pour qu'une troisième transaction enregistre des données entre l'exécution des deux commandes `START TRANSACTION`, ce qui aurait pour conséquence qu'une des transactions verrait les effets de cet enregistrement et pas la deuxième.

Pour résoudre ce problème, PostgreSQL permet à une transaction d'*exporter* le snapshot qu'elle utilise. Aussi longtemps que la transaction reste ouverte, les autres transactions peuvent *importer* son snapshot et ont ainsi la garantie qu'elles voient exactement les mêmes données que la transaction qui a fait l'export. Notez cependant que toute modification réalisée par une de ses transactions restera invisible aux autres transactions, ce qui est le comportement standard des transactions non validées. Donc les transactions sont synchronisées pour ce qui concernent les données pré-existantes, mais agissent normalement pour les modifications qu'elles font.

Les snapshots sont exportés avec la fonction `pg_export_snapshot`, montrée dansTableau 9.82, et importés avec la commande SET TRANSACTION.

Tableau 9.82. Fonction de synchronisation de snapshot

Nom	Type renvoyé	Description
`pg_export_snapshot()`	`text`	Sauvegarde le snapshot actuel et renvoie son identifiant

La fonction `pg_export_snapshot` sauvegarde le snapshot courant et renvoie une chaîne de type `text` identifiant le snapshot. Cette chaîne doit être passée (en dehors de la base de données) aux clients qui souhaitent importer le snapshot. Ce dernier est disponible en import jusqu'à la fin de la transaction qui l'a exporté. Une transaction peut exporter plus d'un snapshot si nécessaire. Notez que ceci n'est utile que dans le mode d'isolation `READ COMMITTED` car, dans le mode `REPEATABLE READ` et les niveaux d'isolation plus importants, les transactions utilisent le même snapshot tout au long de leur vie. Une fois qu'une transaction a exporté des snapshots, il ne peut plus être préparé avec PREPARE TRANSACTION.

Voir SET TRANSACTION pour des détails sur l'utilisation d'un snapshot exporté.

9.26.6. Fonctions de réplication

Les fonctions décrites dans le Tableau 9.83 permettent de contrôler et interagir avec les fonctionnalités de réplication. Voir Section 26.2.5, Section 26.2.6, et Chapitre 50 pour des informations sur les fonctionnalités sous-jacentes. L'utilisation des fonctions sur l'origine de la réplication est restreinte aux superutilisateurs. L'utilisation des fonctions sur les slots de réplication est restreinte aux superutilisateurs et aux utilisateurs ayant l'attribut `REPLICATION`.

La plupart de ces fonctions ont des commandes équivalentes dans le protocole de réplication ; voir Section 53.6.

Les fonctions décrites dans les Section 9.26.3, Section 9.26.4, et Section 9.26.5 concernent aussi la réplication.

Tableau 9.83. Fonctions SQL pour la réplication

Fonction	Type renvoyé	Description
pg_create_physical_replication_slot(*nom_slot* name [, *immediately_reserve* boolean, *temporary* boolean])	(*nom_slot* name, *lsn* pg_lsn)	Crée un slot physique de réplication nommé *nom_slot*. Le deuxième paramètre, optionnel, indique si le LSN pour ce slot de réplication doit être réservé immédiatement. Dans le cas contraire, le LSN est réservé à la première connexion à partir d'un client de réplication en flux. Les modifications du flux à partir d'un slot physique est seulement disponible avec le protocole de réplication en flux -- voir Section 53.6. Le troisième argument, *temporary*, est facultatif. Quand positionné à true, il spécifique que le slot ne devraient pas être stockée de manière permanente sur disque, et n'est destiné qu'à être utilisé par la session courante. Les slots temporaires sont également relâchés lors de n'importe quelle erreur. Cette fonction correspond à la commande du protocole de réplication CREATE_REPLICATION_SLOT PHYSICAL.
pg_drop_replication_slot(*nom_slot* name)	void	Supprime le slot physique ou logique de réplication nommé *nom_slot*. Identique à la commande DROP_REPLICATION_SLOT du protocole de réplication. Pour les slots logiques, elle doit être appelée quand on est connecté à la même base que celle où le slot a été crée.
pg_create_logical_replication_slot(*nom_slot* name, *plugin* name [, *temporary* boolean])	(*nom_slot* name, *lsn* pg_lsn)	Crée un nouveau slot logique de réplication nommé *nom_slot* en utilisant le plugin de sortie nommé *plugin*. Le troisième paramètre facultatif, , *temporary*, quand positionné à true, spécifie que le slot ne devrait pas être stocké de manière permanente sur le disque et n'est destiné à être utilisé que pa la session courante. Les slots temporaires sont également

Fonction	Type renvoyé	Description
		relâchés à la moindre erreur. Un appel à cette fonction a le même effet que la commande CREATE_REPLICATION_SLOT LOGICAL du protocole de réplication.
pg_logical_slot_get_changes(name, *jusqu_au_lsn* pg_lsn, *jusqu_au_n_changements* int, VARIADIC *options* text[])	(*lsn* pg_lsn, *xid* xid, *data* text)	Renvoie les changements dans le slot *nom_slot*, en commençant à partir du premier changement non consommé. Si *jusqu_au_lsn* et *jusqu_au_n_changements* sont NULL, le décodage logique continuera jusqu'à la fin des WAL présents. Si *jusqu_au_lsn* est différent de NULL, le décodage incluera seulement les transactions dont la validation a précédé le LSN indiqué. Si *jusqu_au_n_changements* est différent de NULL, le décodate s'arrêtera quand le nombre de lignes produites par le décodage excède la valeur indiquée. Néanmoins, notez que le nombre réel de lignes renvoyées peut être plus grand car la limite n'est vérifiée qu'après l'ajout des lignes produites lors du décodage de chaque nouvelle validation de transaction.
pg_logical_slot_peek_changes(name, *jusqu_au_lsn* pg_lsn, *jusqu_au_n_changements* int, VARIADIC *options* text[])	(*lsn* text, *xid* xid, *data* text)	Se comporte exactement comme la fonction pg_logical_slot_get_changes(), sauf que les changements ne sont pas consommés ; c'est-à-dire que les changements seront de nouveau renvoyés lors des prochains appels.
pg_replication_slot_advance(name, *jusquau_lsn* pg_lsn)	(*nom_slot* name, *avancement_lsn* pg_lsn) bool	Avance à la position confirmée courante d'un slot de réplication nommé *nom_slot*. Le slot ne sera pas déplacé en arrière et il ne sera pas déplacé après l'emplacement d'insertion actuel. Renvoie le nom du slot et la position réelle à laquelle il a été avancé. L'information du slot mis à jour est écrite au checkpoint suivant si l'avancement a eu lieu. Dans le cas d'un crash, le slot

Fonction	Type renvoyé	Description
		pourrait retourner à une position précédente.
`pg_replication_origin_create(`*`node_name`* `text)`	`oid`	Créé une origine de réplication avec le nom externe indiqué, et renvoie l'id interne qui lui a été assigné.
`pg_replication_origin_drop(`*`node_name`* `text)`	`void`	Supprime une origine de réplication créée antérieurement, y compris tous les rejeux associés en cours.
`pg_replication_origin_oid(`*`node_name`* `text)`	`oid`	Recherche une origine de réplication par son nom et renvoie son identifiant interne. S'il n'existe pas d'origine de réplication correspondante, `NULL` est levée.
`pg_replication_origin_session_setup(`*`node_name`* `text)`	`void`	Marque la session courante comme rejouant à partir de l'origine indiquée, permettant de suivre la progression du rejeu. Utilisez `pg_replication_origin_session_rese` pour annuler. Peut seulement être utilisée si aucune origine précédente n'est configurée.
`pg_replication_origin_session_reset()`	`void`	Annule les effets de `pg_replication_origin_session_setu`
`pg_replication_origin_session_is_setup()`	`bool`	Indique si une origine de réplication a été configurée dans la session courante.
`pg_replication_origin_session_progress(`*`flush`* `bool)`	`pg_lsn`	Renvoie la position du rejeu pour l'origine de réplication configurée dans la session courante. Le paramètre *`flush`* indique si la transaction locale correspondante sera garantie avoir été écrite sur disque ou pas.
`pg_replication_origin_xact_setup(`*`origin_lsn`* `pg_lsn,` *`origin_timestamp`* `timestamptz)`	`void`	Marque la transaction courante comme rejouant une transaction qui a été validée au LSN et à l'horodatage indiqués. Peut seulement être appelé lorsqu'une origine de réplication a été antérieurement configurée en utilisant `pg_replication_origin_session_setu`
`pg_replication_origin_xact_reset(`*`origin_lsn`* `pg_lsn,` *`origin_timestamp`* `timestamptz)`	`void`	Annule les effets de `pg_replication_origin_xact_setup()`

Fonction	Type renvoyé	Description
`pg_replication_origin_advance(`*`node_name`* `text, `*`lsn`* `pg_lsn)`	`void`	Positionne l'avancement de la réplication pour le nœud indiqué à la position donnée. Ceci est principalement utile pour positionner la position initiale ou une nouvelle position après des modifications dans la configuration ou équivalent. Soyez conscient qu'un usage non réfléchi de cette fonction peut entraîner des données répliquées incohérentes.
`pg_replication_origin_progress(`*`node_name`* `text, `*`flush`* `bool)`	`pg_lsn`	Renvoie la position du rejeu pour l'origine de réplication indiquée. Le paramètre *`flush`* détermine si la transaction locale correspondante sera garantie avoir été écrite sur disque ou pas.
`pg_logical_slot_get_binary_changes(`*`nom_slot`* `name, `*`jusqu_au_lsn`* `pg_lsn, `*`jusqu_au_n_changements`* `int, VARIADIC `*`options`* `text[])`	`(`*`lsn`* `pg_lsn, `*`xid`* `xid, `*`data`* `bytea)`	Se comporte comme la fonction `pg_logical_slot_get_changes()`, sauf que les changements sont renvoyées avec le type de données `bytea`.
`pg_logical_slot_peek_binary_changes(`*`nom_slot`* `name, `*`jusquau_lsn`* `pg_lsn, `*`upto_nchanges`* `int, VARIADIC `*`options`* `text[])`	`(`*`lsn`* `pg_lsn, `*`xid`* `xid, `*`data`* `bytea)`	Se comporte exactement comme la fonction `pg_logical_slot_get_changes()`, sauf que les changements sont renvoyées avec le type de données `bytea` et qu'ils ne sont pas consommés ; c'est-à-dire que les changements seront de nouveau renvoyés lors des prochains appels.
`pg_logical_emit_message(`*`transactional`* `bool, `*`prefix`* `text, `*`content`* `text)`	`pg_lsn`	Émet un message texte de décodage logique. Cette fonction peut être utilisée pour passer des messages génériques aux plugins de décodage logique via les journaux de transactions. Le paramètre *`transactional`* précise si le message doit faire partie de la transaction en cours ou s'il doit être écrit immédiatement et décodé dès que le décodage logique lit l'enregistrement. Le paramètre *`prefix`* est un préfixe texte utilisé par les plugins de décodage logique pour reconnaître facilement les messages les intéressants. Le

Fonction	Type renvoyé	Description
		paramètre *content* est le texte du message.
pg_logical_emit_message(*transactional* bool, *prefix* text, *content* bytea)	pg_lsn	Émet un message binaire de décodage logique. Cette fonction peut être utilisée pour passer des messages génériques aux plugins de décodage logique via les journaux de transactions. Le paramètre *transactional* précise si le message doit faire partie de la transaction en cours ou s'il doit être écrit immédiatement et décodé dès que le décodage logique lit l'enregistrement. Le paramètre *prefix* est un préfixe texte utilisé par les plugins de décodage logique pour reconnaître facilement les messages les intéressants. Le paramètre *content* est le contenu binaire du message.

9.26.7. Fonctions de gestion des objets du serveur

Les fonctions présentées dans le Tableau 9.84 calculent l'utilisation de l'espace disque par les objets de la base de données.

Tableau 9.84. Fonctions de calcul de la taille des objets de la base de données

Nom	Code de retour	Description
pg_column_size(any)	int	Nombre d'octets utilisés pour stocker une valeur particulière (éventuellement compressée)
pg_database_size(oid)	bigint	Espace disque utilisé par la base de données d'OID indiqué
pg_database_size(name)	bigint	Espace disque utilisé par la base de données de nom indiqué
pg_indexes_size(regclass)	bigint	Espace disque total utilisé par les index attachés à la table dont l'OID ou le nom est indiqué
pg_relation_size(*relation* regclass, *fork* text)	bigint	Espace disque utilisé par le fork indiqué, `'main'`, `'fsm'`, `'vm'` ou `'init'`, d'une table ou index d'OID ou de nom indiqué.
pg_relation_size(*relation* regclass)	bigint	Raccourci pour `pg_relation_size(..., 'main')`
pg_size_bytes(text)	bigint	Convertit une taille dans un format lisible par un humain avec des unités de taille en nombre d'octets

Nom	Code de retour	Description
`pg_size_pretty(bigint)`	`text`	Convertit la taille en octets (entier sur 64 bits) en un format lisible par l'homme et avec une unité
`pg_size_pretty(numeric)`	`text`	Convertit la taille en octets (type numeric) en un format lisible par l'homme et avec une unité
`pg_table_size(regclass)`	`bigint`	Espace disque utilisé par la table spécifiée, en excluant les index (mais en incluant les données TOAST, la carte des espaces libres et la carte de visibilité)
`pg_tablespace_size(oid)`	`bigint`	Espace disque utilisé par le tablespace ayant cet OID
`pg_tablespace_size(name)`	`bigint`	Espace disque utilisé par le tablespace ayant ce nom
`pg_total_relation_size(regclass)`	`bigint`	Espace disque total utilisé par la table spécifiée, en incluant toutes les données TOAST et les index

`pg_column_size` affiche l'espace utilisé pour stocker toute valeur individuelle.

`pg_total_relation_size` accepte en argument l'OID ou le nom d'une table ou d'une table TOAST. Elle renvoie l'espace disque total utilisé par cette table, incluant les index associés. Cette fonction est équivalente à `pg_table_size` + `pg_indexes_size`.

`pg_table_size` accepte en argument l'OID ou le nom d'une table et renvoie l'espace disque nécessaire pour cette table, à l'exclusion des index (espace des données TOAST, carte des espaces libres et carte de visibilité inclus.)

`pg_indexes_size` accepte en argument l'OID ou le nom d'une table et renvoie l'espace disque total utilisé par tous les index attachés à cette table.

`pg_database_size` et `pg_tablespace_size` acceptent l'OID ou le nom d'une base de données ou d'un *tablespace* et renvoient l'espace disque total utilisé. Pour utiliser `pg_database_size`, vous devez avoir la permission `CONNECT` sur la base de données spécifiée (qui est accordée par défaut), ou être un membre du rôle `pg_read_all_stats`. Pour utiliser `pg_tablespace_size`, vous devez avoir la permission `CREATE` sur le tablespace spécifié, ou être un membre de `pg_read_all_stats` à moins que cela ne soit le tablespace par défaut de la base courante.

`pg_relation_size` accepte l'OID ou le nom d'une table, d'un index ou de la partie TOAST d'une table. Elle renvoie la taille sur disque d'un des éléments de cet objet en octets. (Notez que, dans la plupart des cas, il est plus agréable d'utiliser les fonctions de haut niveau telles que `pg_total_relation_size` ou `pg_table_size`, qui additionnent les tailles de chaque partie.) Avec un seul argument, cette fonction renvoie la taille de la partie principale (le HEAP) de la relation. Le deuxième argument permet d'indiquer la partie à examiner :

- `'main'` renvoie la taille de la partie principale (HEAP) de la relation.
- `'fsm'` renvoie la taille de la partie *Free Space Map* (voir Section 69.3) associée à cette relation.
- `'vm'` renvoie la taille de la partie *Visibility Map* (voir Section 69.4) associée à cette relation.
- `'init'` renvoie la taille de la partie initialisation, si elle existe, associée à la relation.

`pg_size_pretty` peut être utilisé pour formater le résultat d'une des autres fonctions de façon interprétable par l'utilisateur, en utilisant bytes, kB, MB, GB ou TB suivant le cas.

`pg_size_bytes` peut être utilisé pour obtenir la taille en octets à partir d'une chaîne dans un format lisible par un humain. L'entrée doit avoir des unités bytes, kB, MB, GB ou TB, et est analysée sans faire attention à la casse. Si aucune unité n'est indiquée, l'unité du nombre sera des octets.

> **Note**
>
> Les unités kB, MB, GB et TB utilisées par les fonctions `pg_size_pretty` et `pg_size_bytes` sont définies avec des puissances de 2 plutôt que des puissances de 10. Donc, 1kB est 1024 octets, 1MB est 1024^2 = 1048576 octets, et ainsi de suite.

Les fonctions ci-dessus qui opèrent sur des tables ou des index acceptent un argument `regclass`, qui est simplement l'OID de la table ou de l'index dans le catalogue système `pg_class`. Vous n'avez pas à rechercher l'OID manuellement. Néanmoins, le convertisseur de type de données `regclass` fera ce travail pour vous. Écrivez simplement le nom de la table entre guillements simples pour qu'il ressemble à une constante littérale. Pour compatibilité avec la gestion des noms SQL standards, la chaîne sera convertie en minuscule sauf si elle est entourée de guillemets doubles.

Si un OID qui ne représente pas un objet existant est passé en tant qu'argument à une des fonctions ci-dessus, NULL est renvoyé.

Les fonctions affichées dans Tableau 9.85 facilitent l'identification des fichiers associées aux objets de la base de données.

Tableau 9.85. Fonctions de récupération de l'emplacement des objets de la base de données

Nom	Type en retour	Description
`pg_relation_filenode(`*relation* `regclass)`	`oid`	Numéro filenode de la relation indiquée
`pg_relation_filepath(`*relation* `regclass)`	`text`	Chemin et nom du fichier pour la relation indiquée
`pg_filenode_relation(`*tablespace* `oid, `*filenode* `oid)`	`regclass`	Trouve la relation associée au tablespace et au numéro de fichier indiqués

`pg_relation_filenode` accepte l'OID ou le nom d'une table, d'un index, d'une séquence ou d'une table TOAST. Elle renvoie le numéro « filenode » qui lui est affecté. Ce numéro est le composant de base du nom de fichier utilisé par la relation (voir Section 69.1 pour plus d'informations). Pour la plupart des tables, le résultat est identique à `pg_class.relfilenode` mais pour certains catalogues système, `relfilenode` vaut zéro et cette fonction doit être utilisée pour obtenir la bonne valeur. La fonction renvoie NULL si l'objet qui lui est fourni est une relation qui n'a pas de stockage, par exemple une vue.

`pg_relation_filepath` est similaire à `pg_relation_filenode` mais elle renvoie le chemin complet vers le fichier (relatif au répertoire des données de l'instance, `PGDATA`) de la relation.

`pg_filenode_relation` est l'inverse de `pg_relation_filenode`. Avec l'OID du « tablespace » et le numéro de fichier (« filenode »), elle renvoie l'OID de la relation associée. Pour une table dans le tablespace par défaut de la base de données, le tablespace peut être spécifié avec le nombre 0.

Tableau 9.86 liste les fonctions utilisées pour gérer les collations.

Tableau 9.86. Fonctions de gestion des collations

Nom	Type retourné	Description
`pg_collation_actual_version(oid)`	`text`	Retourne la version courante de la collation depuis le système d'exploitation
`pg_import_system_collations(`*`schema`*` regnamespace)`	`integer`	Importe les collations du système d'exploitation

`pg_import_system_collations` ajoute les collationnements au catalogue système `pg_collation` suivant les locales trouvées dans le système d'exploitation. Si la version est différente de la valeur dans `pg_collation.collversion`, alors les objets dépendants de la collation pourraient nécessiter d'être reconstruits. Voir aussi ALTER COLLATION.

`pg_import_system_collations` remplit le catalogue système `pg_collation` avec les collations basées sur toutes les locales qu'elle trouve sur le système d'exploitation. C'est ce qu' `initdb` utilise; voir Section 23.2.2 pour plus de détails. Si d'autres locales sont plus tard installées sur le système d'exploitation, cette fonction peut être appelée de nouveau pour ajouter les collations pour les nouvelles locales. Les locales correspondant aux entrées existantes dans `pg_collation` seront ignorées. (Mais les objets de collation qui ne sont plus présents dans le système d'exoploitation ne sont pas supprimées par cette fonction.) Le paramètre *`schema`* serat typiquement `pg_catalog`, mais ce n'est pas requis ; les collationnements pourraient aussi être installés dans d'autres schémas. La fonction renvoie le nombre des nouveaux objets de collation qu'il crée. L'utilisation de cette fonction est restreinte aux super-utilisateurs.

9.26.8. Fonctions de maintenance des index

Tableau 9.87 indique les fonctions disponibles pour les tâches de maintenance des index. Ces fonctions ne peuvent pas être exécutées en mode de restauration. L'utilisation de ces fonctions est restreinte aux superutilisateurs et au propriétaire de l'index indiqué

Tableau 9.87. Fonctions de maintenance des index

Nom	Type en retour	Description
`brin_summarize_new_values(`*`index`*` regclass)`	`integer`	Résume les pages des intervalles non résumés
`brin_summarize_range(`*`index`*` regclass, `*`blockNumber`*` bigint)`	`integer`	Résume les intervalles de page couvrant les blocs spécifiés, s'ils ne sont pas déjà résumé
`brin_desummarize_range(`*`index`*` regclass, `*`blockNumber`*` bigint)`	`integer`	Supprime le résumé de l'intervalle de page couvrant les blocs spécifiés, s'ils sont résumés
`gin_clean_pending_list(`*`index`*` regclass)`	`bigint`	Déplace les entrées de la liste d'attente GIN dans la structure principale de l'index

`brin_summarize_new_values` reçoit comme argument l'OID ou le nom d'un index BRIN et inspecte l'index pour trouver les pages d'intervalles dans la table de base qui ne sont actuellement pas résumées dans l'index ; pour tous ces intervalles, elle crée une nouvelle ligne de résumé dans l'index en parcourant les pages de la table. Elle renvoie le nombre de nouvelles pages des intervalles résumés qui ont été insérées dans l'index. `brin_summarize_range` fait la même chose, sauf qu'il ne résume que les intervalles couverts par les numéro de blocs fournis.

`gin_clean_pending_list` accepte l'OID ou le nom d'un index GIN et nettoie la liste d'attente de l'index spécifié en déplaçant les enregistrements qui y sont dans la structure de données principale de

GIN. Elle renvoie le nombre de blocs supprimés dans la liste d'attente. Notez que si l'index indiqué est un index GIN construit avec l'option `fastupdate` désactivée, le nettoyage n'a pas lieu et la valeur de retour est 0 parce que l'index n'a pas de liste d'attente. Merci de voir Section 66.4.1 et Section 66.5 pour des détails sur la liste d'attente et l'option `fastupdate`.

9.26.9. Fonctions génériques d'accès aux fichiers

Les fonctions présentées dans le Tableau 9.88 fournissent un accès natif aux fichiers situés sur le serveur. Seuls les fichiers contenus dans le répertoire du cluster et ceux du répertoire `log_directory` sont accessibles sauf si l'utilisateur dispose des droits du rôle `pg_read_server_files`. On utilise un chemin relatif pour les fichiers contenus dans le répertoire du cluster et un chemin correspondant à la configuration du paramètre `log_directory` pour les journaux de trace.

Notez que donner aux utilisateurs le droit EXECUTE sur la fonction `pg_read_file()` ou les autres fonctions du même type leur permet de lire tout fichier sur le serveur que le moteur de base de données peut lire. Ces lectures contournent les vérifications de droit à l'intérieur de la base. Cela signifie que, parmi d'autres, un utilisateur disposant de ce droit peut lire le contenu de la table `pg_authid` où les informations d'authentification sont contenues, ainsi que tout autre fichier dans la base de données. De ce fait, une grande attention doit être portée lors de l'attribut de ce droit d'accès à ces fonctions.

Tableau 9.88. Fonctions d'accès générique aux fichiers

Nom	Code de retour	Description
`pg_ls_dir(`*`nom_répertoire`* `text [,` *`missing_ok`* `boolean,` *`include_dot_dirs`* `boolean])`	`setof text`	Liste le contenu d'un répertoire. Restreint aux superutilisateurs par défaut mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit EXECUTE pour exécuter la fonction.
`pg_ls_logdir()`	`setof record`	Liste les nom, taille et heure de dernière modification des fichiers dans le répertoire de traces. L'accès est accordé aux membres du rôle `pg_monitor` et peut être accordé à d'autres rôles non super-utilisateur. Les fichiers commençant par un point, les répertoires et les autres fichiers spéciaux ne sont pas affichés.
`pg_ls_waldir()`	`setof record`	Liste les nom, taille et heure de dernière modification des fichiers dans le répertoire de WAL. L'accès est accordé aux membres du rôle `pg_monitor` et peut être accordé à d'autres rôles non super-utilisateur. Les fichiers commençant par un point, les répertoires et les autres fichiers spéciaux ne sont pas affichés.
`pg_read_file(`*`filename`* `text [,` *`offset`* `bigint,` *`length`* `bigint [,` *`missing_ok`* `boolean] ])`	`text`	Renvoie le contenu d'un fichier texte. Restreint aux superutilisateurs par défaut mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit EXECUTE pour exécuter la fonction.
`pg_read_binary_file(`*`filename`* `text [,` *`offset`* `bigint,` *`length`* `bigint [,` *`missing_ok`* `boolean] ])`	`bytea`	Renvoie le contenu d'un fichier. Restreint aux superutilisateurs par défaut mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit EXECUTE pour exécuter la fonction.

Nom	Code de retour	Description
pg_stat_file(*filename* text[, *missing_ok* boolean])	record	Renvoie les informations concernant un fichier. Restreint aux superutilisateurs par défaut mais d'autres utilisateurs peuvent se voir donner le droit EXECUTE pour exécuter la fonction.

Certaines de ces fonctions prennent un paramètre optionnel *missing_ok* qui indique le comportement lorsque le fichier ou le répertoire n'existe pas. Si true, la fonction renvoie NULL (sauf pg_ls_dir, qui renvoie un ensemble vide comme résultat). Si false, une erreur est levée. Il est positionné à false par défaut.

pg_ls_dir renvoie les noms de tous les fichiers (ainsi que les répertoires ou fichiers spéciaux) dans le répertoire indiqué. Le paramètre *include_dot_dirs* indique si « . » et « .. » sont inclus dans l'ensemble résultat. Le défaut est de les exclure (false), mais les inclure peut être utile lorsque *missing_ok* est true, pour faire la distinction entre un répertoire vide et un répertoire inexistant.

pg_ls_logdir retourne les nom, taille et date de dernière modification (mtime) de chacun des fichiers dans le répertoire de traces. Par défaut, seuls les super-utilisateurs et les membres du rôle pg_monitor peuvent utiliser cette fonction. L'accès peut être autorisé à d'autres rôles en utilisant GRANT.

pg_ls_waldir retourne les nom, taille et date de dernière modification (mtime) de chacun des fichiers dans le répertoire des journaux de transaction (WAL). Par défaut, seuls les super-utilisateurs et les membres du rôle pg_monitor peuvent utiliser cette fonction. L'accès peut être autorisé à d'autres rôles en utilisant GRANT.

pg_read_file renvoie une partie d'un fichier texte, débutant au *décalage* indiqué, renvoyant au plus *longueur* octets (moins, si la fin du fichier est atteinte avant). Si le *décalage* est négatif, il est relatif à la fin du fichier. Si *offset* et *length* sont omis, le fichier entier est renvoyé. Les octets lus à partir de ce fichier sont interprétés comme une chaîne dans l'encodage du serveur. Une erreur est affichée si l'encodage est mauvais.

pg_read_binary_file est similaire à pg_read_file, sauf que le résultat est une valeur de type bytea ; du coup, aucune vérification d'encodage n'est réalisée. Avec la fonction convert_from, cette fonction peut être utilisée pour lire un fichier dans un encodage spécifié :

```
SELECT convert_from(pg_read_binary_file('fichier_en_utf8.txt'),
 'UTF8');
```

pg_stat_file renvoie un enregistrement contenant la taille du fichier, les date et heure de dernier accès, les date et heure de dernière modification, les date et heure de dernier changement de statut (plateformes Unix seulement), les date et heure de création (Windows seulement) et un booléen indiquant s'il s'agit d'un répertoire. Les usages habituels incluent :

```
SELECT * FROM pg_stat_file('nomfichier');
SELECT (pg_stat_file('nomfichier')).modification;
```

9.26.10. Fonctions pour les verrous consultatifs

Les fonctions présentées dans Tableau 9.89 gèrent les verrous consultatifs. Pour les détails sur le bon usage de ces fonctions, voir Section 13.3.5.

Tableau 9.89. Fonctions de verrous consultatifs

Nom	Type renvoyé	Description
`pg_advisory_lock(key bigint)`	`void`	Obtient un verrou consultatif exclusif au niveau session
`pg_advisory_lock(key1 int, key2 int)`	`void`	Obtient un verrou consultatif exclusif au niveau session
`pg_advisory_lock_shared(key bigint)`	`void`	Obtient un verrou consultatif partagé au niveau session
`pg_advisory_lock_shared(key1 int, key2 int)`	`void`	Obtient un verrou consultatif partagé au niveau session
`pg_try_advisory_lock(key bigint)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif exclusif si disponible
`pg_try_advisory_lock(key1 int, key2 int)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif exclusif si disponible
`pg_try_advisory_lock_shared(key bigint)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif partagé si disponible
`pg_try_advisory_lock_shared(key1 int, key2 int)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif partagé si disponible
`pg_advisory_unlock(key bigint)`	`boolean`	Relâche un verrou consultatif exclusif au niveau session
`pg_advisory_unlock(key1 int, key2 int)`	`boolean`	Relâche un verrou consultatif exclusif au niveau session
`pg_advisory_unlock_all()`	`void`	Relâche tous les verrous consultatifs au niveau session détenus par la session courante
`pg_advisory_unlock_shared(key bigint)`	`boolean`	Relâche un verrou consultatif partagé au niveau session
`pg_advisory_unlock_shared(key1 int, key2 int)`	`boolean`	Relâche un verrou consultatif partagé au niveau session
`pg_advisory_xact_lock(key bigint)`	`void`	Obtient un verrou consultatif exclusif au niveau transaction
`pg_advisory_xact_lock(key1 int, key2 int)`	`void`	Obtient un verrou consultatif exclusif au niveau transaction
`pg_advisory_xact_lock_shared(key bigint)`	`void`	Obtient un verrou consultatif partagé au niveau transaction
`pg_advisory_xact_lock_shared(key1 int, key2 int)`	`void`	Obtient un verrou consultatif partagé au niveau transaction
`pg_try_advisory_lock(key bigint)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif exclusif au niveau session si disponible
`pg_try_advisory_lock(key1 int, key2 int)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif exclusif au niveau session si disponible
`pg_try_advisory_lock_shared(key bigint)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif partagé au niveau session si disponible
`pg_try_advisory_lock_shared(key1 int, key2 int)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif partagé au niveau session si disponible
`pg_try_advisory_xact_lock(key bigint)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif exclusif au niveau transaction si disponible
`pg_try_advisory_xact_lock(key1 int, key2 int)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif exclusif au niveau transaction si disponible

Nom	Type renvoyé	Description
`pg_try_advisory_xact_lock_shared(` *key* `bigint)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif partagé au niveau transaction si disponible
`pg_try_advisory_xact_lock_shared(` *key1* `int, ` *key2* `int)`	`boolean`	Obtient un verrou consultatif partagé au niveau transaction si disponible

`pg_advisory_lock` verrouille une ressource applicative qui peut être identifiée soit par une valeur de clé sur 64 bits soit par deux valeurs de clé sur 32 bits (les deux espaces de clé ne se surchargent pas). Si une autre session détient déjà un verrou sur le même identifiant de ressource, la fonction attend que la ressource devienne disponible. Le verrou est exclusif. Les demandes de verrou s'empilent de sorte que, si une même ressource est verrouillée trois fois, elle doit être déverrouillée trois fois pour être disponible par les autres sessions.

`pg_advisory_lock_shared` fonctionne de façon identique à `pg_advisory_lock` sauf que le verrou peut être partagé avec d'autres sessions qui réclament des verrous partagés. Seules les demandes de verrou exclusif sont bloquées.

`pg_try_advisory_lock` est similaire à `pg_advisory_lock` sauf que la fonction n'attend pas la disponibilité du verrou. Si le verrou peut être obtenu immédiatement, la fonction renvoie `true`, sinon, elle renvoie `false`.

`pg_try_advisory_lock_shared` fonctionne de la même façon que `pg_try_advisory_lock` sauf qu'elle tente d'acquérir un verrou partagé au lieu d'un verrou exclusif.

`pg_advisory_unlock` relâche un verrou consultatif exclusif précédemment acquis au niveau session. Elle retourne `true` si le verrou est relaché avec succès. Si le verrou n'était pas détenu, `false` est renvoyé et un message d'avertissement SQL est émis par le serveur.

`pg_advisory_unlock_shared` fonctionne de la même façon que `pg_advisory_unlock` mais pour relâcher un verrou partagé au niveau session.

`pg_advisory_unlock_all` relâche tous les verrous consultatifs au niveau session détenus par la session courante. (Cette fonction est appelée implicitement à la fin de la session, même si le client se déconnecte brutalement.)

`pg_advisory_xact_lock` fonctionne de la même façon que `pg_advisory_lock`, sauf que le verrou est automatiquement relâché à la fin de la transaction courante et ne peut pas être relâché de façon explicite.

`pg_advisory_xact_lock_shared` fonctionne de la même façon que `pg_advisory_lock_shared`, sauf que le verrou est automatiquement relâché à la fin de la transaction courante et ne peut pas être relâché de façon explicite.

`pg_try_advisory_xact_lock` fonctionne de la même façon que `pg_try_advisory_lock`, sauf que le verrou, s'il est acquis, est automatiquement relâché à la fin de la transaction courante et ne peut pas être relâché de façon explicite.

`pg_try_advisory_xact_lock_shared` fonctionne de la même façon que `pg_try_advisory_lock_shared`, sauf que le verrou, s'il est acquis, est automatiquement relâché à la fin de la transaction courante et ne peut pas être relâché de façon explicite.

9.27. Fonctions trigger

Actuellement, PostgreSQL fournit une fonction de trigger interne, `suppress_redundant_updates_trigger`, qui empêchera toute mise à jour qui ne modifie pas réellement les données de cette ligne, en contrate au comportement normal qui réalise toujours une mise à jour, que les données soient réellement changées ou pas. (Ce comportement normal fait que les mises à jour s'exécutent rapidement car aucune vérification n'est nécessaire et c'est aussi utile dans certains cas.)

Idéalement, vous devriez normalement éviter d'exécuter des mises à jour qui ne modifient pas réellement les données de l'enregistrement. Les mise à jour redondantes peuvent coûter considérablement en temps d'exécution, tout spécialement si vous avez beaucoup d'index à modifier, et en espace dans des lignes mortes que vous devrez finir par VACUUMées. Néanmoins, la détection de telles situations dans le code client n'est pas toujours facile, voire même possible, et écrire des expressions pour détecter ce type de cas peut facilement amener des erreurs. Une alternative est d'utiliser `suppress_redundant_updates_trigger`, qui ignorera les mises à jour qui ne modifient pas réellement les données. Néanmoins, vous devez être très prudent quant à son utilisation. Le trigger consomme un temps petit, mais à ne pas négliger, pour vérifier que la mise à jour doit se faire. Autrement dit, si la plupart des enregistrements affectés par une mise à jour seront réellement modifiés, utiliser ce trigger rendra la mise à jour bien plus lente.

La fonction `suppress_redundant_updates_trigger` peut être ajoutée à une table de cette façon :

```
CREATE TRIGGER z_min_update
BEFORE UPDATE ON tablename
FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION suppress_redundant_updates_trigger();
```

Dans la plupart des cas, vous voudrez déclencher ce tigger en dernier pour chaque ligne. Gardez en tête que les triggers sont déclenchés dans l'ordre alphabétique de leur nom, vous choisirez donc un nom de trigger qui vient apr_s le nom des autres triggers que vous pourriez avoir sur la table.

Pour plus d'informations sur la création des trigger, voir CREATE TRIGGER.

9.28. Fonctions des triggers sur les événements

PostgreSQL fournit ces fonctions utilitaires pour retrouver des informations à partir des triggers sur événements.

Pour plus d'informations sur les triggers sur événements, voir Chapitre 40.

9.28.1. Récupérer les modifications à la fin de la commande

`pg_event_trigger_ddl_commands` renvoie une liste des commandes DDL exécutées par chaque action de l'utilisateur lorsqu'elle est appelée à partir d'une fonction attachée à un trigger sur événement `ddl_command_end`. Si elle est appelée dans tout autre contexte, une erreur est

levée. `pg_event_trigger_ddl_commands` renvoie une ligne pour chaque commande de base exécutée ; certaines commandes qui sont une simple instruction SQL peuvent retourner plus d'une ligne. Cette fonction renvoie les colonnes suivantes :

Nom	Type	Description
`classid`	`oid`	OID du catalogue auquel appartient l'objet
`objid`	`oid`	OID de l'objet lui-même
`objsubid`	`integer`	ID du sous-objet (exemple le numéro d'attribut pour les colonnes)
`command_tag`	`text`	La marque (tag) de la commande
`object_type`	`text`	Type de l'objet
`schema_name`	`text`	Nom du schéma auquel appartient l'objet, si applicable ; sinon `NULL`. Aucun guillemet n'est utilisé.
`object_identity`	`text`	Version textuelle de l'identité de l'objet, qualifié du schéma. Tous les identifiants présent dans l'identité sont placés entre guillemets si nécessaire.
`in_extension`	`bool`	Indique si la commande est incluse dans un script d'une extension
`command`	`pg_ddl_command`	Une représentation complète de la commande, dans un format interne. Elle ne peut être envoyée en sortie directement, mais elle peut être communiquée à d'autres fonctions pour obtenir différentes informations à propos de la commande.

9.28.2. Traitement des objets supprimés par une commande DDL

`pg_event_trigger_dropped_objects` renvoie une liste de tous les objets supprimés par la commande qui a déclenché l'appel à l'événement `sql_drop`. Si elle est appelée dans un autre contexte, `pg_event_trigger_dropped_objects` lève une erreur. `pg_event_trigger_dropped_objects` renvoie les colonnes suivantes :

Nom	Type	Description
`classid`	`oid`	OID du catalogue auquel appartient l'objet
`objid`	`oid`	OID de l'objet lui-même
`objsubid`	`int32`	Sous-identifiant de l'objet (par exemple, numéro d'attribut pour une colonne)
`original`	`bool`	Utilisé pour identifier l'objet détruit à l'origine

Nom	Type	Description
normal	bool	Indique qu'il existe une relation de dépendance normale dans le graphe des dépendances menant à cet objet
is_temporary	bool	Indique que l'objet était un objet temporaire.
object_type	text	Type de l'objet
schema_name	text	Nom du schéma auquel appartient l'objet. NULL dans le cas contraire. Aucun guillemet n'est utilisé.
object_name	text	Nom de l'objet si la combinaison nom du schéma et nom de l'objet peut être utilisée comme identifiant unique pour l'objet, NULL dans les autres cas. Aucun guillemet n'est utilisé et le nom n'est jamais qualifié du nom du schéma.
object_identity	text	Version textuelle de l'identité de l'objet, qualifié du schéma. Tous les identifiants présents dans l'identité sont placés entre guillemets si nécessaire.
address_names	text[]	Un tableau qui, avec object_type et address_args, peut être utilisé par la fonction pg_get_object_address() pour recréer l'adresse de l'objet dans un serveur distant qui contient un objet de même type nommé à l'identique.
address_args	text[]	Complément pour address_names ci-dessus.

La fonction pg_event_trigger_dropped_objects peut être utilisée dans un trigger d'événement comme ici :

```
CREATE FUNCTION test_trigger_evenement_pour_suppression()
        RETURNS event_trigger LANGUAGE plpgsql AS $$
DECLARE
    obj record;
BEGIN
    FOR obj IN SELECT * FROM pg_event_trigger_dropped_objects()
    LOOP
        RAISE NOTICE '% objet supprimé : % %.% %',
                     tg_tag,
                     obj.object_type,
                     obj.schema_name,
                     obj.object_name,
                     obj.object_identity;
    END LOOP;
```

```
END
$$;
CREATE EVENT TRIGGER test_trigger_evenement_pour_suppression
   ON sql_drop
   EXECUTE FUNCTION test_trigger_evenement_pour_suppression();
```

9.28.3. Gérer un événement de modification de table

Les fonctions décrites à Tableau 9.90 fournissent des informations sur une table pour laquelle un événement `table_rewrite` vient juste d'être lancé. Si elles sont appellées dans un autre contexte, une erreur est levée.

Tableau 9.90. Table Rewrite information

Nom	Type en retour	Description
`pg_event_trigger_table_rewrite_oid()`	`Oid`	L'OID de la table sur le point d'être modifiée.
`pg_event_trigger_table_rewrite_reason()`	`int`	Le(s) code(s) expliquant la raison de la modification. La signification exacte de ces codes dépend de la version (release).

La fonction `pg_event_trigger_table_rewrite_oid` peut être utilisée dans un trigger sur événement comme suit :

```
CREATE FUNCTION test_event_trigger_table_rewrite_oid()
 RETURNS event_trigger
 LANGUAGE plpgsql AS
$$
BEGIN
  RAISE NOTICE 'modification de table % pour la raison %',
                pg_event_trigger_table_rewrite_oid()::regclass,
                pg_event_trigger_table_rewrite_reason();
END;
$$;

CREATE EVENT TRIGGER test_table_rewrite_oid
                  ON table_rewrite
   EXECUTE FUNCTION test_event_trigger_table_rewrite_oid();
```

Chapitre 10. Conversion de types

Le mélange de différents types de données dans la même expression peut être requis, intentionnellement ou pas, par les instructions SQL. PostgreSQL possède des fonctionnalités étendues pour évaluer les expressions de type mixte.

Dans la plupart des cas, un utilisateur n'aura pas besoin de comprendre les détails du mécanisme de conversion des types. Cependant, les conversions implicites faites par PostgreSQL peuvent affecter le résultat d'une requête. Quand cela est nécessaire, ces résultats peuvent être atteints directement en utilisant la conversion *explicite* de types.

Ce chapitre introduit les mécanismes et les conventions sur les conversions de types dans PostgreSQL. Référez-vous aux sections appropriées du Chapitre 8 et du Chapitre 9 pour plus d'informations sur les types de données spécifiques, les fonctions et les opérateurs autorisés.

10.1. Aperçu

SQL est un langage fortement typé. C'est-à-dire que chaque élément de données est associé à un type de données qui détermine son comportement et son utilisation permise. PostgreSQL a un système de types extensible qui est beaucoup plus général et flexible que les autres implémentations de SQL. Par conséquent, la plupart des comportements de conversion de types dans PostgreSQL est régie par des règles générales plutôt que par une heuristique *ad hoc*. Cela permet aux expressions de types mixtes d'être significatives même avec des types définis par l'utilisateur.

L'analyseur de PostgreSQL divise les éléments lexicaux en cinq catégories fondamentales : les entiers, les nombres non entiers, les chaînes de caractères, les identifieurs et les mots-clé. Les constantes de la plupart des types non-numériques sont d'abord classifiées comme chaînes de caractères. La définition du langage SQL permet de spécifier le nom des types avec une chaîne et ce mécanisme peut être utilisé dans PostgreSQL pour lancer l'analyseur sur le bon chemin. Par exemple, la requête :

```
SELECT text 'Origin' AS "label", point '(0,0)' AS "value";

 label  | value
--------+-------
 Origin | (0,0)
(1 row)
```

a deux constantes littérales, de type `text` et `point`. Si un type n'est pas spécifié pour une chaîne littérale, alors le type `unknown` est assigné initialement pour être résolu dans les étapes ultérieures comme décrit plus bas.

Il y a quatre constructions SQL fondamentales qui exigent des règles distinctes de conversion de types dans l'analyseur de PostgreSQL :

Les appels de fonctions

> Une grande partie du système de types de PostgreSQL est construit autour d'un riche ensemble de fonctions. Les fonctions peuvent avoir un ou plusieurs arguments. Puisque que PostgreSQL permet la surcharge des fonctions, le nom seul de la fonction n'identifie pas de manière unique la fonction à appeler ; l'analyseur doit sélectionner la bonne fonction par rapport aux types des arguments fournis.

Les opérateurs

> PostgreSQL autorise les expressions avec des opérateurs de préfixe et de suffixe unaires (un argument) aussi bien que binaires (deux arguments). Comme les fonctions, les opérateurs peuvent être surchargés. Du coup, le même problème existe pour sélectionner le bon opérateur.

Le stockage des valeurs

Les instructions SQL `INSERT` et `UPDATE` placent le résultat des expressions dans une table. Les expressions dans une instruction doivent être en accord avec le type des colonnes cibles et peuvent être converties vers celles-ci.

Les constructions `UNION`, `CASE` et des constructions relatives

Comme toutes les requêtes issues d'une instruction `SELECT` utilisant une union doivent apparaître dans un ensemble unique de colonnes, les types de résultats de chaque instruction `SELECT` doivent être assortis et convertis en un ensemble uniforme. De façon similaire, les expressions de résultats d'une construction `CASE` doivent être converties vers un type commun de façon à ce que l'ensemble de l'expression `CASE` ait un type de sortie connu. Quelques autres constructions, telles que `ARRAY[]` et les fonctions `GREATEST` et `LEAST`, nécessitent de la même façon la détermination d'un type commun aux différentes sous-expressions.

Les catalogues systèmes stockent les informations concernant l'existence de conversions entre certains types de données et la façon d'exécuter ces conversions. Les conversions sont appelées *casts* en anglais. Des conversions de types supplémentaires peuvent être ajoutées par l'utilisateur avec la commande CREATE CAST (c'est habituellement réalisé en conjonction avec la définition de nouveaux types de données. L'ensemble des conversions entre les types prédéfinis a été soigneusement choisi et le mieux est de ne pas le modifier).

Une heuristique supplémentaire est fournie dans l'analyseur pour permettre de meilleures estimations sur la bonne conversion de type parmi un groupe de types qui ont des conversions implicites. Les types de données sont divisées en plusieurs *catégories de type* basiques, incluant `boolean`, `numeric`, `string`, `bitstring`, `datetime`, `timespan`, `geometric`, `network` et définis par l'utilisateur. (Pour une liste, voir Tableau 52.63 ; mais notez qu'il est aussi possible de créer des catégories de type personnalisées.) À l'intérieur de chaque catégorie, il peut y avoir une ou plusieurs *types préférés*, qui sont sélectionnés quand il y a un choix possible de types. Avec une sélection attentive des types préférés et des conversions implicites disponibles, il est possible de s'assurer que les expressions ambigues (celles avec plusieurs solutions candidates) peuvent être résolus d'une façon utile.

Toutes les règles de conversions de types sont écrites en gardant à l'esprit plusieurs principes :

- Les conversions implicites ne doivent jamais avoir de résultats surprenants ou imprévisibles.
- Il n'y aura pas de surcharge depuis l'analyseur ou l'exécuteur si une requête n'a pas besoin d'une conversion implicite de types. C'est-à-dire que si une requête est bien formulée et si les types sont déjà bien distinguables, alors la requête devra s'exécuter sans perte de temps supplémentaire et sans introduire à l'intérieur de celle-ci des appels à des conversions implicites non nécessaires.
- De plus, si une requête nécessite habituellement une conversion implicite pour une fonction et si l'utilisateur définit une nouvelle fonction avec les types des arguments corrects, l'analyseur devrait utiliser cette nouvelle fonction et ne fera plus des conversions implicites en utilisant l'ancienne fonction.

10.2. Opérateurs

L'opérateur spécifique qui est référence par une expression d'opérateur est déterminé par la procédure ci-dessous. Notez que cette procédure est indirectement affectée par l'ordre d'insertion des opérateurs car cela va déterminer les sous-expressions prises en entrée des opérateurs. Voir la Section 4.1.6 pour plus d'informations.

Résolution de types pour les opérateurs

1. Sélectionner les opérateurs à examiner depuis le catalogue système `pg_operator`. Si un nom non-qualifié d'opérateur était utilisé (le cas habituel), les opérateurs examinés sont ceux avec un

nom et un nombre d'arguments corrects et qui sont visibles dans le chemin de recherche courant (voir la Section 5.8.3). Si un nom qualifié d'opérateur a été donné, seuls les opérateurs dans le schéma spécifié sont examinés.

- (Optional) Si un chemin de recherche trouve de nombreux opérateurs avec des types d'arguments identiques, seul sera examiné celui apparaissant le plus tôt dans le chemin. Mais les opérateurs avec des types d'arguments différents sont examinés sur une base d'égalité indépendamment de leur position dans le chemin de recherche.

2. Vérifier que l'opérateur accepte le type exact des arguments en entrée. Si un opérateur existe (il peut en avoir uniquement un qui corresponde exactement dans l'ensemble des opérateurs considérés), utiliser cet opérateur. Le manque de correspondance exacte crée un risque de sécurité lors de l'appel, via un nom qualifié [1] (inhabituel), tout opérateur trouvé dans un schéma permettant à des utilisateurs sans confiance de créer des objets. Dans de telles situations, convertir les arguments pour forcer une correspondance exacte.

   a. (Optional) Si un argument lors d'une invocation d'opérateur binaire est de type `unknown` (NdT : inconnu), alors considérer pour ce contrôle que c'est le même type que l'autre argument. Les invocations impliquant deux entrées de type `unknown`, ou un opérateur unitaire avec en entrée une donnée de type `unknown` ne trouveront jamais une correspondance à ce niveau.

   b. (Optional) Si un argument d'un opérateur binaire est de type `unknown` et que l'autre est un domaine, vérifier ensuite s'il existe un opérateur qui accepte le type de base du domaine des deux côtés ; si c'est le cas, l'utiliser.

3. Rechercher la meilleure correspondance.

   a. Se débarrasser des opérateurs candidats pour lesquels les types en entrée ne correspondent pas et qui ne peuvent pas être convertis (en utilisant une conversion implicite) dans le type correspondant. Le type `unknown` est supposé être convertible vers tout. Si un candidat reste, l'utiliser, sinon aller à la prochaine étape.

   b. Si l'argument en entrée est d'un type de domaine, le traiter comme étant le type de base du domaine pour les étapes suivantes. Ceci nous assure que les domaines se comportent comme leur type de base pour la résolution d'opérateurs ambigus.

   c. Parcourir tous les candidats et garder ceux avec la correspondance la plus exacte par rapport aux types en entrée. Garder tous les candidats si aucun n'a de correspondance exacte. Si un seul candidat reste, l'utiliser ; sinon, aller à la prochaine étape.

   d. Parcourir tous les candidats et garder ceux qui acceptent les types préférés (de la catégorie des types de données en entrée) aux positions où la conversion de types aurait été requise. Garder tous les candidats si aucun n'accepte les types préférés. Si seulement un candidat reste, l'utiliser ; sinon aller à la prochaine étape.

   e. Si des arguments en entrée sont `unkown`, vérifier la catégorie des types acceptés à la position de ces arguments par les candidats restants. À chaque position, sélectionner la catégorie `chaîne de caractères` si un des candidats accepte cette catégorie (cette préférence vers les chaînes de caractères est appropriée car le terme type-inconnu ressemble à une chaîne de caractères). Dans le cas contraire, si tous les candidats restants acceptent la même catégorie de types, sélectionner cette catégorie. Dans le cas contraire, échouer car le choix correct ne peut pas être déduit sans plus d'indices. Se débarrasser maintenant des candidats qui n'acceptent pas la catégorie sélectionnée. De plus, si des candidats acceptent un type préféré de cette catégorie, se débarrasser des candidats qui acceptent, pour cet argument, les types qui ne sont pas préférés. Conserver tous les candidats si aucun ne survit à ces tests. Si un candidat survit, utilisez-le ; sinon continuer avec l'étape suivante.

[1] Le risque ne vient pas d'un nom sans qualification de schéma parce qu'un chemin de recherche contenant des schémas permettant à des utilisateurs sans confiance de créer des objets n'est pas un modèle d'utilisation sécurisée des schémas.

f. S'il y a des arguments à fois `unkown` et connus, et que tous les arguments de type connu ont le même type, supposer que les arguments `unkown` sont de ce même type, et vérifier les candidats qui acceptent ce type aux positions des arguments de type `unknown`. Si un seul candidat réussit ce test, utilisez-le. Sinon, échec.

Quelques exemples suivent.

Exemple 10.1. Résolution du type d'opérateur factoriel

Il n'existe qu'un seul opérateur factoriel (`!` postfix) défini dans le catalogue standard. Il prend un argument de type `bigint`. Le scanner affecte au début le type `integer` à l'argument dans cette expression :

```
SELECT 40 ! AS "40 factorial";

                  40 factorial
-----------------------------------------------
 815915283247897734345611269596115894272000000000
(1 row)
```

L'analyseur fait donc une conversion de types sur l'opérande et la requête est équivalente à

```
SELECT CAST(40 AS bigint) ! AS "40 factorial";
```

Exemple 10.2. Résolution de types pour les opérateurs de concaténation de chaînes

La syntaxe d'une chaîne de caractères est utilisée pour travailler avec les types chaînes mais aussi avec les types d'extensions complexes. Les chaînes de caractères avec un type non spécifié sont comparées avec les opérateurs candidats probables.

Un exemple avec un argument non spécifié :

```
SELECT text 'abc' || 'def' AS "text and unknown";

 text and unknown
------------------
 abcdef
(1 row)
```

Dans ce cas, l'analyseur cherche à voir s'il existe un opérateur prenant `text` pour ses deux arguments. Comme il y en a, il suppose que le second argument devra être interprété comme un type `text`.

Voici une concaténation sur des valeurs de type non spécifié :

```
SELECT 'abc' || 'def' AS "unspecified";

 unspecified
-------------
 abcdef
(1 row)
```

Dans ce cas, il n'y a aucune allusion initiale sur quel type utiliser puisqu'aucun type n'est spécifié dans la requête. Donc, l'analyseur regarde pour tous les opérateurs candidats et trouve qu'il existe des candidats acceptant en entrée la catégorie chaîne de caractères (string) et la catégorie morceaux de chaînes (bit-string). Puisque la catégorie chaînes de caractères est préférée quand elle est disponible, cette catégorie est sélectionnée. Le type préféré pour la catégorie chaînes étant `text`, ce type est utilisé comme le type spécifique pour résoudre les types inconnus.

Exemple 10.3. Résolution de types pour les opérateurs de valeur absolue et de négation

Le catalogue d'opérateurs de PostgreSQL a plusieurs entrées pour l'opérateur de préfixe @. Ces entrées implémentent toutes des opérations de valeur absolue pour des types de données numériques variées. Une de ces entrées est pour le type `float8` (réel) qui est le type préféré dans la catégorie des numériques. Par conséquent, PostgreSQL utilisera cette entrée quand il sera en face d'un argument de type `unknown` :

```
SELECT @ '-4.5' AS "abs";
 abs
-----
 4.5
(1 row)
```

Le système a compris implicitement que le litéral de type `unknown` est de type `float8` (réel) avant d'appliquer l'opérateur choisi. Nous pouvons vérifier que `float8`, et pas un autre type, a été utilisé :

```
SELECT @ '-4.5e500' AS "abs";

ERROR:  "-4.5e500" is out of range for type double precision
```

D'un autre côté, l'opérateur préfixe ~ (négation bit par bit) est défini seulement pour les types entiers et non pas pour `float8` (réel). Ainsi, si nous essayons un cas similaire avec ~, nous obtenons :

```
SELECT ~ '20' AS "negation";

ERROR:  operator is not unique: ~ "unknown"
HINT:  Could not choose a best candidate operator. You might need
 to add explicit
type casts.
```

Ceci se produit parce que le système ne peut pas décider quel opérateur doit être préféré parmi les différents opérateurs ~ possibles. Nous pouvons l'aider avec une conversion explicite :

```
SELECT ~ CAST('20' AS int8) AS "negation";

 negation
----------
      -21
(1 row)
```

Exemple 10.4. Résolution du type d'opérateur avec des inclusions de tableaux

Voici un autre exemple de résolution d'un opérateur avec une entrée de type connu et une entrée de type inconnu :

```
SELECT array[1,2] <@ '{1,2,3}' as "is subset";

 is subset
-----------
 t
(1 row)
```

Le catalogue d'opérateurs pour PostgreSQL dispose de plusieurs entrées pour un opérateur <@, mais les deux seuls qui peuvent accepter un tableau d'entiers en argument gauche sont ceux d'inclusion de tableaux (`anyarray` <@ `anyarray`) et d'inclusion d'intervalles (`anyelement` <@ `anyrange`).

Comme aucun de ces pseudo-types polymorphiques (voir Section 8.21) n'est considéré comme préféré, l'analyseur ne peut pas résoudre l'ambiguité sur cette base. Néanmoins, Étape 3.f dit de supposer que le litéral de type inconnu est du même type que l'autre entrée, c'est-à-dire dans cet exemple le tableau d'entiers. Maintenant seul un des deux opérateurs peut correspondre, donc l'inclusion de tableaux est sélectionné. (Si l'inclusion d'intervalles avait été sélectionnée, nous aurions obtenu une erreur car la chaîne n'a pas le bon format pour une intervalle.)

Exemple 10.5. Opérateur personnalisé sur un domaine

Les utilisateurs essaient parfois de déclarer des opérateurs s'appliquant juste à un domaine. Ceci est possible mais pas aussi intéressant que cela paraît car les règles de résolution des opérateurs sont conçues pour sélectionner des opérateurs s'appliquant au type de base du domaine. Voici un exemple :

```
CREATE DOMAIN mon_texte AS text CHECK(...);
CREATE FUNCTION mon_texte_eq_text (mon_texte, text) RETURNS boolean
 AS ...;
CREATE OPERATOR = (procedure=mon_texte_eq_text, leftarg=mon_texte,
 rightarg=text);
CREATE TABLE ma_table (val mon_texte);

SELECT * FROM ma_table WHERE val = 'foo';
```

Cette dernière requête n'utilisera pas l'opérateur personnalisé. L'analyseur verra tout d'abord s'il existe un opérateur `mon_texte = mon_texte` (Étape 2.a), qui n'existe pas ; puis il considérera le type de base du domaine et verra s'il existe un opérateur `text = text` (Étape 2.b), ce qui est vrai ; donc il résout le litéral de type `unknown` comme un type `text` et utilise l'opérateur `text = text`. La seule façon d'obtenir l'opérateur personnalisé à utiliser est de convertir explicitement la valeur litérale :

```
SELECT * FROM ma_table WHERE val = text 'foo';
```

de façon à ce que l'opérateur `mon_texte = text` est immédiatement trouvé suivant la règle de correspondance exacte. Si les règles de meilleure correspondance sont atteintes, elles discriminent complètement contre les opérateurs sur les domaines. Dans le cas contraire, un tel opérateur créerait trop d'échecs sur des opérateurs ambigus car les règles de conversion considèrent en permanence un domaine comme réduisible à son type de base, et de ce fait, l'opérateur du domaine serait considéré comme utilisable dans les mêmes cas qu'un opérateur de même nom sur le type de base.

10.3. Fonctions

La fonction spécifique référencée par un appel de fonction est déterminée selon les étapes suivantes.

Résolution de types pour les fonctions

1. Sélectionner les fonctions à examiner depuis le catalogue système `pg_proc`. Si un nom non-qualifié de fonction était utilisé, les fonctions examinées sont celles avec un nom et un nombre d'arguments corrects et qui sont visibles dans le chemin de recherche courant (voir la Section 5.8.3). Si un nom qualifié de fonctions a été donné, seules les fonctions dans le schéma spécifique sont examinées.

    a. (Optional) Si un chemin de recherche trouve de nombreuses fonctions avec des types d'arguments identiques, seule celle apparaissant le plus tôt dans le chemin sera examinée. Mais les fonctions avec des types d'arguments différents sont examinées sur une base d'égalité indépendamment de leur position dans le chemin de recherche.

b. (Optional) Si une fonction est déclarée avec un paramètre `VARIADIC` et que l'appel n'utilise pas le mot clé `VARIADIC`, alors la fonction est traitée comme si le paramètre tableau était remplacé par une ou plusieurs occurrences de son type élémentaire, autant que nécessaire pour correspondre à l'appel. Après cette expansion, la fonction pourrait avoir des types d'arguments identiques à certaines fonctions non variadic. Dans ce cas, la fonction apparaissant plus tôt dans le chemin de recherche est utilisée ou, si les deux fonctions sont dans le même schéma, celle qui n'est pas VARIADIC est préférée.

   Le manque de correspondance exacte crée un risque de sécurité lors de l'appel, via un nom qualifié [2], d'une fonction avec un nombre variable d'arguments trouvée dans un schéma qui permet à des utilisateurs sans confiance de créer des objets. Un utilisateur mal intentionné peut prendre contrôle et exécuter des fonctions SQL arbitraires comme si vous les aviez exécuté. Remplacez un appel utilisant le mot clé `VARIADIC` qui contourne ce risque. Les appels utilisant des paramètres `VARIADIC "any"` n'ont généralement pas de formulation équivalent contenant le mot clé `VARIADIC`. Pour réaliser ces appels en tout sécurité, le schéma de la fonction doit permettre de créer des objets uniquement à des utilisateurs de confiance.

c. (Optional) Les fonctions qui ont des valeurs par défaut pour les paramètres sont considérés comme correspondant à un appel qui omet zéro ou plus des paramètres ayant des valeurs par défaut. Si plus d'une fonction de ce type correspondent à un appel, celui apparaissant en premier dans le chemin des schémas est utilisé. S'il existe deux ou plus de ces fonctions dans le même schémas avec les même types de paramètres pour les paramètres sans valeur par défaut (ce qui est possible s'ils ont des ensembles différents de paramètres par défaut), le système ne sera pas capable de déterminer laquelle sélectionnée, ce qui résultera en une erreur « ambiguous function call ».

   Ceci crée un risque de disponibilité lors de l'appel, via un nom qualifié[2], de toute fonction trouvée dans un schéma permettant à des utilisateurs sans confiance de créer des objets. Un utilisateur mal intentionné peut créer une fonction avec le nom d'une fonction existante, répliquant les paramètres de la fonction et ajouter des nouveaux paramètres avec des valeurs par défaut. Ceci empêche les nouveaux appels à la fonction originale. Pour supprimer ce risque, placez les fonctions dans des schémas permettant uniquement aux utilisateurs de confiance de créer des objets.

2. Vérifier que la fonction accepte le type exact des arguments en entrée. Si une fonction existe (il peut en avoir uniquement une qui correspond exactement dans tout l'ensemble des fonctions considérées), utiliser cette fonction. Le manque d'une correspondance exacte crée un risque de sécurité lors de l'appel, via un nom qualifié[2], d'une fonction trouvée dans un schéma permettant à des utilisateurs sans confiance de créer des objets. Dans de telles situations, convertir les arguments pour forcer une correspondance exacte. (Les cas impliquant le type `unknown` ne trouveront jamais de correspondance à cette étape).

3. Si aucune correspondance n'est trouvée, vérifier si l'appel à la fonction apparaît être une requête spéciale de conversion de types. Cela arrive si l'appel à la fonction a juste un argument et si le nom de la fonction est le même que le nom (interne) de certains types de données. De plus, l'argument de la fonction doit être soit un type inconnu soit un type qui a une compatibilité binaire avec le type de données nommés, soit un type qui peut être converti dans le type de données indiqué en appliquant les fonctions d'entrées/sorties du type (c'est-à-dire que la conversion est vers ou à partir d'un type standard de chaîne). Quand ces conditions sont rencontrées, l'appel de la fonction est traité sous la forme d'une spécification `CAST`. [3]

4. Regarder pour la meilleure correspondance.

[2] Le risque ne vient pas d'un nom sans qualification de schéma parce qu'un chemin de recherche contenant des schémas permettant à des utilisateurs sans confiance de créer des objets n'est pas un modèle d'utilisation sécurisée des schémas.

[3] La raison de cette étape est le support des spécifications de conversion au format fonction pour les cas où la vraie fonction de conversion n'existe pas. S'il existe une fonction de conversion, elle est habituellement nommée suivant le nom du type en sortie et donc il n'est pas nécessaire d'avoir un cas spécial. Pour plus d'informations, voir CREATE CAST.

a. Se débarrasser des fonctions candidates pour lesquelles les types en entrée ne correspondent pas et qui ne peuvent pas être convertis (en utilisant une conversion implicite) pour correspondre. Le type `unknown` est supposé être convertible vers n'importe quoi. Si un seul candidat reste, utiliser le ; sinon, aller à la prochaine étape.

b. Si tout argument en entrée est un type domaine, le traiter comme son type de base pour toutes les étapes suivantes. Ceci nous assure que les domaines agissent comme leur types de base pour la résolution des fonctions ambigues.

c. Parcourir tous les candidats et garder ceux avec la correspondance la plus exacte par rapport aux types en entrée. Garder tous les candidats si aucun n'a de correspondance exacte. Si un seul candidat reste, utiliser le ; sinon, aller à la prochaine étape.

d. Parcourir tous les candidats et garder ceux qui acceptent les types préférés (de la catégorie des types de données en entrée) aux positions où la conversion de types aurait été requise. Garder tous les candidats si aucun n'accepte les types préférés. Si un seul candidat reste, utiliser le ; sinon, aller à la prochaine étape.

e. Si des arguments en entrée sont `unknown`, vérifier les catégories de types acceptées à la position de ces arguments par les candidats restants. À chaque position, sélectionner la catégorie `chaîne de caractères` si un des candidats accepte cette catégorie (cette préférence envers les chaînes de caractères est appropriée depuis que le terme type-inconnu ressemble à une chaîne de caractères). Dans le cas contraire, si tous les candidats restants acceptent la même catégorie de types, sélectionner cette catégorie. Dans le cas contraire, échouer car le choix correct ne peut pas être déduit sans plus d'indices. Se débarrasser maintenant des candidats qui n'acceptent pas la catégorie sélectionnée. De plus, si des candidats acceptent un type préféré dans cette catégorie, se débarrasser des candidats qui acceptent, pour cet argument, les types qui ne sont pas préférés. Garder tous les candidats si aucun ne survit à ces tests. Si un seul candidat reste, utilisez-le. Sinon continuez avec l'étape suivante.

f. S'il y a des arguments à fois `unkown` et connus, et que tous les arguments de type connu ont le même type, supposer que les arguments `unkown` sont de ce même type, et vérifier les candidats qui acceptent ce type aux positions des arguments de type `unknown`. Si un seul candidat réussit ce test, utilisez-le. Sinon, échec.

Notez que les règles de « correspondance optimale » sont identiques pour la résolution de types concernant les opérateurs et les fonctions. Quelques exemples suivent.

Exemple 10.6. Résolution de types pour les arguments de la fonction arrondie

Il n'existe qu'une seule fonction `round` avec deux arguments (le premier est de type `numeric`, le second est de type `integer`). Ainsi, la requête suivante convertie automatiquement le type du premier argument de `integer` vers `numeric`.

```
SELECT round(4, 4);

 round
--------
 4.0000
(1 row)
```

La requête est en fait transformée par l'analyseur en

```
SELECT round(CAST (4 AS numeric), 4);
```

Puisque le type `numeric` est initialement assigné aux constantes numériques avec un point décimal, la requête suivante ne requièrera pas une conversion de types et pourra par conséquent être un peu plus efficace :

```
SELECT round(4.0, 4);
```

Exemple 10.7. Résolution de fonction à arguments variables

```
CREATE FUNCTION public.variadic_example(VARIADIC numeric[]) RETURNS
 int
  LANGUAGE sql AS 'SELECT 1';
CREATE FUNCTION
```

Cette fonction accepte, mais ne requiert pas, le mot clé VARIADIC. Elle tolère des arguments à la fois entier et numérique :

```
SELECT public.variadic_example(0),
       public.variadic_example(0.0),
       public.variadic_example(VARIADIC array[0.0]);
 variadic_example | variadic_example | variadic_example
------------------+------------------+------------------
                1 |                1 |                1
(1 row)
```

Néanmoins, le premier et le second appels préféreront des fonctions plus spécifiques si elles sont disponibles :

```
CREATE FUNCTION public.variadic_example(numeric) RETURNS int
  LANGUAGE sql AS 'SELECT 2';
CREATE FUNCTION

CREATE FUNCTION public.variadic_example(int) RETURNS int
  LANGUAGE sql AS 'SELECT 3';
CREATE FUNCTION

SELECT public.variadic_example(0),
       public.variadic_example(0.0),
       public.variadic_example(VARIADIC array[0.0]);
 variadic_example | variadic_example | variadic_example
------------------+------------------+------------------
                3 |                2 |                1
(1 row)
```

Étant donné la configuration par défaut et si seule la première fonction existe, le premier et le deuxième appels ne sont pas sécurisés. Tout utilisateur peut les intercepter en créant la deuxième et la troisième fonction. En utilisant une correspondance exacte du type d'argument et en utilisant le mot clé `VARIADIC`, le troisième appel est sécurisé.

Exemple 10.8. Résolution de types pour les fonctions retournant un segment de chaîne

Il existe plusieurs fonctions `substr`, une d'entre elles prend les types `text` et `integer`. Si cette fonction est appelée avec une constante de chaînes d'un type inconnu, le système choisi la fonction candidate qui accepte un argument issu de la catégorie préférée `string` (c'est-à-dire de type `text`).

```
SELECT substr('1234', 3);
```

```
 substr
--------
     34
(1 row)
```

Si la chaîne de caractères est déclarée comme étant du type `varchar` (chaîne de caractères de longueur variable), ce qui peut être le cas si elle vient d'une table, alors l'analyseur essayera de la convertir en `text` :

```
SELECT substr(varchar '1234', 3);

 substr
--------
     34
(1 row)
```

Ceci est transformé par l'analyseur en

```
SELECT substr(CAST (varchar '1234' AS text), 3);
```

> **Note**
>
> L'analyseur apprend depuis le catalogue `pg_cast` que les types `text` et `varchar` ont une compatibilité binaire, ce qui veut dire que l'un peut être passé à une fonction qui accepte l'autre sans avoir à faire aucune conversion physique. Par conséquent, aucun appel de conversion de types n'est réellement inséré dans ce cas.

Et si la fonction est appelée avec un argument de type `integer`, l'analyseur essaie de le convertir en `text` :

```
SELECT substr(1234, 3);
ERROR:  function substr(integer, integer) does not exist
HINT:  No function matches the given name and argument types. You
 might need
to add explicit type casts.
```

Ceci ne fonctionne pas car `integer` n'a pas de conversion implicite vers `text`. Néanmoins, une conversion explicite fonctionnera :

```
SELECT substr(CAST (1234 AS text), 3);

 substr
--------
     34
(1 row)
```

10.4. Stockage de valeurs

Les valeurs qui doivent être insérées dans une table sont converties vers le type de données de la colonne de destination selon les règles suivantes.

Conversion de types pour le stockage de valeurs

1. Vérifier qu'il y a une correspondance exacte avec la cible.

2. Dans le cas contraire, essayer de convertir l'expression vers le type cible. Cela réussira s'il y a une conversion d'affectation (cast) enregistrée entre ces deux types dans le catalogue `pg_cast` (voir CREATE CAST). Si une expression est de type inconnu, le contenu de la chaîne littérale sera fourni à l'entrée de la routine de conversion pour le type cible.

3. Vérifier s'il y a une conversion de taille pour le type cible. Une conversion de taille est une conversion d'un type vers lui-même. Si elle est trouvée dans le catalogue `pg_cast`, appliquez-la à l'expression avant de la stocker dans la colonne de destination. La fonction d'implémentation pour une telle conversion prend toujours un paramètre supplémentaire de type `integer`, qui reçoit la valeur `atttypmod` de la colonne de destination (en fait, sa valeur déclarée ; l'interprétation de `atttypmod` varie pour les différents types de données). La fonction de conversion est responsable de l'application de toute sémantique dépendante de la longueur comme la vérification de la taille ou une troncature.

Exemple 10.9. Conversion de types pour le stockage de `character`

Pour une colonne cible déclarée comme `character(20)`, la déclaration suivante montre que la valeur stockée a la taille correcte :

```
CREATE TABLE vv (v character(20));
INSERT INTO vv SELECT 'abc' || 'def';
SELECT v, octet_length(v) FROM vv;

          v           | octet_length
----------------------+--------------
 abcdef               |           20
(1 row)
```

Voici ce qui s'est réellement passé ici : les deux types inconnus sont résolus en `text` par défaut, permettant à l'opérateur `||` de les résoudre comme une concaténation de `text`. Ensuite, le résultat `text` de l'opérateur est converti en `bpchar` (« blank-padded char », le nom interne du type de données `character` (caractère)) pour correspondre au type de la colonne cible (comme la conversion de `text` à `bpchar` est compatible binairement, cette conversion n'insère aucun appel réel à une fonction). Enfin, la fonction de taille `bpchar(bpchar, integer, boolean)` est trouvée dans le catalogue système et appliquée au résultat de l'opérateur et à la longueur de la colonne stockée. Cette fonction de type spécifique effectue le contrôle de la longueur requise et ajoute des espaces pour combler la chaîne.

10.5. Constructions `UNION`, `CASE` et constructions relatives

Les constructions SQL avec des `UNION` doivent potentiellement faire correspondre des types différents pour avoir un ensemble unique dans le résultat. L'algorithme de résolution est appliqué séparément à chaque colonne de sortie d'une requête d'union. Les constructions `INTERSECT` et `EXCEPT` résolvent des types différents de la même manière qu'`UNION`. Quelques autres constructions, incluant `CASE`, `ARRAY`, `VALUES`, et les fonctions `GREATEST` et `LEAST` utilisent le même algorithme pour faire correspondre les expressions qui les composent et sélectionner un type de résultat.

Résolution des types pour `UNION`, `CASE` et les constructions relatives

1. Si toutes les entrées sont du même type et qu'il ne s'agit pas du type `unknown`, résoudre comme étant de ce type.

2. Si un type en entrée est un domaine, le traiter comme le type de base du domaine pour toutes les étapes suivantes. [4]

3. Si toutes les entrées sont du type `unknown`, résoudre comme étant du type `text` (le type préféré de la catégorie chaîne). Dans le cas contraire, les entrées `unknown` seront ignorées pour les règles restantes.

4. Si toutes les entrées non-inconnues ne sont pas toutes de la même catégorie, échouer.

5. Sélectionnez le premier type en entrée qui n'est pas inconnu comme type candidat, puis considérez chaque autre type en entrée qui n'est pas inconnu, de gauche à droite. [5] Si le type candidat peut être converti implicitement vers l'autre type, mais pas vice versa, sélectionnez l'autre type comme nouveau type candidat. Puis continuez avec les entrées restantes. Si, à tout point dans ce traitement, un type préféré est sélectionné, arrêtez de considérer les entrées supplémentaires.

6. Convertir toutes les entrées vers le type candidat final. Échoue s'il n'y a pas de conversion implicite à partir de l'entrée donnée vers le type candidat.

Quelques exemples suivent.

Exemple 10.10. Résolution de types avec des types sous-spécifiés dans une union

```
SELECT text 'a' AS "text" UNION SELECT 'b';

 text
------
 a
 b
(2 rows)
```

Ici, la chaîne de type inconnu `'b'` sera convertie vers le type `text`.

Exemple 10.11. Résolution de types dans une union simple

```
SELECT 1.2 AS "numeric" UNION SELECT 1;

 numeric
---------
       1
     1.2
(2 rows)
```

Le littéral `1.2` est du type `numeric` et la valeur `1`, de type `integer`, peut être convertie implicitement vers un type `numeric`, donc ce type est utilisé.

Exemple 10.12. Résolution de types dans une union transposée

```
SELECT 1 AS "real" UNION SELECT CAST('2.2' AS REAL);

 real
------
    1
  2.2
(2 rows)
```

[4] Un peu comme le traitement des arguments de type domaine pour les opérateurs et les fonctions, ce comportement permet un type domaine d'être préservé par un `UNION` ou toute construction similaire, tant que l'utilisateur veille à ce que toutes les entrées soient explicitement ou implicitement du type exact. Dans le cas contraire, le type de base du domaine sera préféré.

[5] Pour des raisons historiques, `CASE` traite sa clause `ELSE` (si elle est utilisée) comme la « première » entrée, avec les clauses `THEN` considérées après. Dans tous les autres cas, « de gauche à droite » signifie l'ordre dans lequel les expressions apparaissent dans le texte de la requête.

Dans cet exemple, le type `real` (réel) ne peut pas être implicitement converti en `integer` (entier) mais un `integer` peut être implicitement converti en `real` ; le résultat de l'union est résolu comme étant un `real`.

Exemple 10.13. Résolution de type dans une union imbriquée

```
SELECT NULL UNION SELECT NULL UNION SELECT 1;

ERROR:  UNION types text and integer cannot be matched
```

Cet échec survient parce que PostgreSQL traite plusieurs `UNION` comme une imbrication d'opérations sous forme de paires ; c'est-à-dire que cette entrée est identique à

```
(SELECT NULL UNION SELECT NULL) UNION SELECT 1;
```

Le `UNION` interne est résolu en émettant le type `text`, suivant les règles données ci-dessus. Puis le `UNION` externe a en entrée les types `text` et `integer`, amenant l'erreur observé. Le problème peut être corrigé en s'assurant que le `UNION` le plus à gauche dispose au moins d'une entrée du type résultant désiré.

Les opérations `INTERSECT` et `EXCEPT` procèdent de la même façon. Néanmoins, les autres constructions décrites dans cette section considèrent toutes leurs entrées en une seule étape de résolution.

10.6. Colonnes de sortie du SELECT

Les règles des sections précédentes auront pour résultat d'assigner les types de données autres que `unknown` à toutes les expressions dans la requête SQL, à l'exception des littéraux de type non spécifié apparaissant en tant que colonne de sortie dans une commande `SELECT`. Par exemple, dans :

```
SELECT 'Hello World';
```

rien ne permet d'identifier quel devrait être le type du litteral chaîne de caractères. Dans ce cas, PostgreSQL résoudra le type du littéral en type `text`.

Lorsque le `SELECT` fait partie d'une construction `UNION` (ou `INTERSECT EXCEPT`) ou lorsqu'il apparaît dans un `INSERT ... SELECT`, cette règle n'est pas appliquée car les règles des sections précédentes ont priorité. Le type d'un littéral au type non spécifié peut être choisi d'après l'autre partie d'un `UNION` dans le premier cas, ou d'après la colonne de destination dans le second cas.

Dans ce but, les listes `RETURNING` sont traitées de la même manière que les retours de `SELECT`.

> **Note**
>
> Avant la version 10 de PostgreSQL, cette règle n'existait pas, et les littéraux aux types non spécifiés dans la sortie d'un `SELECT` étaient de type `unknown`. Suite à plusieurs conséquences néfastes, ce comportement a été modifié.

Chapitre 11. Index

L'utilisation d'index est une façon habituelle d'améliorer les performances d'une base de données. Un index permet au serveur de bases de données de retrouver une ligne spécifique bien plus rapidement. Mais les index ajoutent aussi une surcharge au système de base de données dans son ensemble, si bien qu'ils doivent être utilisés avec discernement.

11.1. Introduction

Soit une table définie ainsi :

```
CREATE TABLE test1 (
    id integer,
    contenu varchar
);
```

et une application qui utilise beaucoup de requêtes de la forme :

```
SELECT contenu FROM test1 WHERE id = constante;
```

Sans préparation, le système doit lire la table `test1` dans son intégralité, ligne par ligne, pour trouver toutes les lignes qui correspondent. S'il y a beaucoup de lignes dans `test1`, et que seules quelques lignes correspondent à la requête (peut-être même zéro ou une seule), alors, clairement, la méthode n'est pas efficace. Mais si le système doit maintenir un index sur la colonne `id`, alors il peut utiliser une manière beaucoup plus efficace pour trouver les lignes recherchées. Il se peut qu'il n'ait ainsi qu'à parcourir quelques niveaux d'un arbre de recherche.

Une approche similaire est utilisée dans la plupart des livres autres que ceux de fiction : les termes et concepts fréquemment recherchés par les lecteurs sont listés par ordre alphabétique à la fin du livre. Le lecteur qui recherche un mot particulier peut facilement parcourir l'index, puis aller directement à la page (ou aux pages) indiquée(s). De la même façon que l'auteur doit anticiper les sujets que les lecteurs risquent de rechercher, il est de la responsabilité du programmeur de prévoir les index qui sont utiles.

La commande suivante peut être utilisé pour créer un index sur la colonne `id` :

```
CREATE INDEX test1_id_index ON test1 (id);
```

Le nom `test1_id_index` peut être choisi librement mais il est conseillé de choisir un nom qui rappelle le but de l'index.

Pour supprimer l'index, on utilise la commande `DROP INDEX`. Les index peuvent être ajoutés et retirés des tables à tout moment.

Une fois un index créé, aucune intervention supplémentaire n'est nécessaire : le système met à jour l'index lorsque la table est modifiée et utilise l'index dans les requêtes lorsqu'il pense que c'est plus efficace qu'une lecture complète de la table. Il faut néanmoins lancer la commande `ANALYZE` régulièrement pour permettre à l'optimiseur de requêtes de prendre les bonnes décisions. Voir le Chapitre 14 pour comprendre quand et pourquoi l'optimiseur décide d'utiliser ou de ne *pas* utiliser un index.

Les index peuvent aussi bénéficier aux commandes `UPDATE` et `DELETE` à conditions de recherche. De plus, les index peuvent être utilisés dans les jointures. Ainsi, un index défini sur une colonne qui fait partie d'une condition de jointure peut aussi accélérer significativement les requêtes avec jointures.

Créer un index sur une grosse table peut prendre beaucoup de temps. Par défaut, PostgreSQL autorise la lecture (`SELECT`) sur la table pendant la création d'un index sur celle-ci, mais interdit les écritures (`INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`). Elles sont bloquées jusqu'à la fin de la construction de l'index. Dans des environnements de production, c'est souvent inacceptable. Il est possible d'autoriser les écritures en

parallèle de la création d'un index, mais quelques précautions sont à prendre. Pour plus d'informations, voir la section intitulée « Construire des index en parallèle ».

Après la création d'un index, le système doit le maintenir synchronisé avec la table. Cela rend plus lourdes les opérations de manipulation de données. Les index peuvent aussi empêcher la création des heap-only tuples. C'est pourquoi les index qui sont peu, voire jamais, utilisés doivent être supprimés.

11.2. Types d'index

PostgreSQL propose plusieurs types d'index : B-tree, Hash, GiST, SP-GiST, GIN, BRIN et l'extension bloom. Chaque type d'index utilise un algorithme différent qui convient à un type particulier de requêtes. Par défaut, la commande `CREATE INDEX` crée un index B-tree, ce qui convient dans la plupart des situations. Les index B-tree savent traiter les requêtes d'égalité et par tranches sur des données qu'il est possible de trier. En particulier, l'optimiseur de requêtes de PostgreSQL considère l'utilisation d'un index B-tree lorsqu'une colonne indexée est utilisée dans une comparaison qui utilise un de ces opérateurs :

```
<
<=
=
>=
>
```

Les constructions équivalentes à des combinaisons de ces opérateurs, comme `BETWEEN` et `IN`, peuvent aussi être implantées avec une recherche par index B-tree. Une condition `IS NULL` ou `IS NOT NULL` sur une colonne indexée peut aussi être utilisé avec un index B-tree.

L'optimiseur peut aussi utiliser un index B-tree pour des requêtes qui utilisent les opérateurs de recherche de motif `LIKE` et `~` *si* le motif est une constante et se trouve au début de la chaîne à rechercher -- par exemple, `col LIKE 'foo%'` ou `col ~ '^foo'`, mais pas `col LIKE '%bar'`. Toutefois, si la base de données n'utilise pas la locale C, il est nécessaire de créer l'index avec une classe d'opérateur spéciale pour supporter l'indexation à correspondance de modèles. Voir la Section 11.10 ci-dessous. Il est aussi possible d'utiliser des index B-tree pour `ILIKE` et `~*`, mais seulement si le modèle débute par des caractères non alphabétiques, c'est-à-dire des caractères non affectés par les conversions majuscules/minuscules.

Les index B-tree peuvent aussi être utilisés pour récupérer des données triées. Ce n'est pas toujours aussi rapide qu'un simple parcours séquentiel suivi d'un tri mais c'est souvent utile.

Les index hash ne peuvent gérer que des comparaisons d'égalité simple. Le planificateur de requêtes considère l'utilisation d'un index hash quand une colonne indexée est impliquée dans une comparaison avec l'opérateur `=`. La commande suivante est utilisée pour créer un index hash :

```
CREATE INDEX nom ON table USING HASH (column);
```

Les index GiST ne constituent pas un unique type d'index, mais plutôt une infrastructure à l'intérieur de laquelle plusieurs stratégies d'indexage peuvent être implantées. De cette façon, les opérateurs particuliers avec lesquels un index GiST peut être utilisé varient en fonction de la stratégie d'indexage (la *classe d'opérateur*). Par exemple, la distribution standard de PostgreSQL inclut des classes d'opérateur GiST pour plusieurs types de données géométriques à deux dimensions, qui supportent des requêtes indexées utilisant ces opérateurs :

```
<<
&<
&>
>>
<<|
&<|
```

```
|&>
|>>
@>
<@
~=
&&
```

Voir la Section 9.11 pour connaître la signification de ces opérateurs. Les classes d'opérateur GiST inclus dans la distribution standard sont documentées dans Tableau 64.1. Beaucoup de classes d'opérateur GiST sont disponibles dans l'ensemble des `contrib` ou comme projet séparé. Pour plus d'informations, voir Chapitre 64.

Les index GiST sont aussi capables d'optimiser des recherches du type « voisin-le-plus-proche » (*nearest-neighbor*), comme par exemple :

```
SELECT * FROM places ORDER BY location <-> point '(101,456)' LIMIT
 10;
```

qui trouve les dix places les plus proches d'une cible donnée. Cette fonctionnalité dépend de nouveau de la classe d'opérateur utilisée. Dans Tableau 64.1, les opérateurs pouvant être utilisés de cette façon sont listés dans la colonne « Opérateurs de tri ».

Les index SP-GiST, tout comme les index GiST, offrent une infrastructure qui supporte différents types de recherches. SP-GiST permet l'implémentation d'une grande étendue de structures de données non balancées, stockées sur disque comme les *quadtrees*, les arbres k-d, et les arbres *radix*. PostgreSQL inclut les classes d'opérateur SP-GiST pour les points à deux dimensions, qui supportent les requêtes indexées en utilisant les opérateurs suivants :

```
<<
>>
~=
<@
<^
>^
```

(Voir Section 9.11 pour la signification de ces opérateurs.) Les classes d'opérateur SP-GiST incluses dans la distribution standard sont documentées dans Tableau 65.1. Pour plus d'informations, voir Chapitre 65.

Les index GIN sont des « index inversés » qui sont appropriés quand les valeurs à index contiennent plusieurs valeurs composantes, comme par exemple les tableaux. Un index inversé contient une entrée séparée pour chaque valeur composante, et peut gérer efficacement les requêtes testant la présence de valeurs composantes spécifiques.

Comme GiST et SP-GiST, GIN supporte différentes stratégies d'indexation utilisateur. Les opérateurs particuliers avec lesquels un index GIN peut être utilisé varient selon la stratégie d'indexation. Par exemple, la distribution standard de PostgreSQL inclut une classe d'opérateurs GIN pour des tableaux à une dimension qui supportent les requêtes indexées utilisant ces opérateurs :

```
<@
@>
=
&&
```

Voir Section 9.18 pour la signification de ces opérateurs. Les classes d'opérateur GIN inclus dans la distribution standard sont documentés dans Tableau 66.1. Beaucoup d'autres classes d'opérateurs GIN sont disponibles dans les modules `contrib` ou dans des projets séparés. Pour plus d'informations, voir Chapitre 66.

Les index BRIN (raccourci pour *Block Range INdexes*) stockent des résumées sur les valeurs enregistrées dans des blocs physiques successifs de la table. Comme GiST, SP-GiST et GIN, BRIN supporte plusieurs stratégies d'indexation, et les opérateurs compatibles avec un index BRIN varient suivant la stratégie d'indexation. Pour les types de données qui ont un ordre de tri linéaire, la donnée indexée correspond aux valeurs minimale et maximale des valeurs de la colonne pour chaque ensemble de blocs. Cela supporte les requêtes indexées utilisant ces opérateurs :

```
<
<=
=
>=
>
```

Les classes d'opérateur BRIN inclus dans la distribution standard sont documentées dans Tableau 67.1. Pour plus d'informations, voir Chapitre 67.

11.3. Index multicolonnes

Un index peut porter sur plusieurs colonnes d'une table. Soit, par exemple, une table de la forme :

```
CREATE TABLE test2 (
  majeur int,
  mineur int,
  nom varchar
);
```

(cas d'un utilisateur gardant son répertoire `/dev` dans une base de données...) et que des requêtes comme :

```
SELECT nom FROM test2 WHERE majeur = constante AND mineur
 = constante;
```

sont fréquemment exécutées. Il peut alors être souhaitable de définir un index qui porte sur les deux colonnes `majeur` et `mineur`. Ainsi, par exemple :

```
CREATE INDEX test2_mm_idx ON test2 (majeur, mineur);
```

Actuellement, seuls les types d'index B-trees, GiST, GIN et BRIN supportent les index multicolonnes. 32 colonnes peuvent être précisées, au maximum. Cette limite peut être modifiée à la compilation de PostgreSQL. Voir le fichier `pg_config_manual.h`.

Un index B-tree multicolonne peut être utilisé avec des conditions de requêtes impliquant un sous-ensemble quelconque de colonnes de l'index. L'index est toutefois plus efficace lorsqu'il y a des contraintes sur les premières colonnes (celles de gauche). La règle exacte est la suivante : les contraintes d'égalité sur les premières colonnes, et toute contrainte d'inégalité sur la première colonne qui ne possède pas de contrainte d'égalité sont utilisées pour limiter la partie parcourue de l'index. Les contraintes sur les colonnes à droite de ces colonnes sont vérifiées dans l'index, et limitent ainsi les visites de la table, mais elles ne réduisent pas la partie de l'index à parcourir.

Par exemple, avec un index sur `(a, b, c)` et une condition de requête `WHERE a = 5 AND b >= 42 AND c < 77`, l'index est parcouru à partir de la première entrée pour laquelle `a` = 5 et `b` = 42 jusqu'à la dernière entrée pour laquelle `a` = 5. Les entrées de l'index avec `c` >= 77 sont sautées, mais elles sont toujours parcourues. En principe, cet index peut être utilisé pour les requêtes qui ont des contraintes sur `b` et/ou `c` sans contrainte sur `a` -- mais l'index entier doit être parcouru, donc, dans la plupart des cas, le planificateur préfère un parcours séquentiel de la table à l'utilisation de l'index.

Un index GiST multicolonne peut être utilisé avec des conditions de requête qui impliquent un sous-ensemble quelconque de colonnes de l'index. Les conditions sur des colonnes supplémentaires restreignent les entrées renvoyées par l'index, mais la condition sur la première colonne est la plus importante pour déterminer la part de l'index parcourue. Un index GiST est relativement inefficace si

sa première colonne n'a que quelques valeurs distinctes, même s'il y a beaucoup de valeurs distinctes dans les colonnes supplémentaires.

Un index multi-colonnes GIN peut être utilisé avec des conditions de requête qui implique tout sous-ensemble des colonnes de l'index. Contrairement à B-tree ou GiST, la qualité de la recherche dans l'index est identique quelque soit les colonnes de l'index que la requête utilise

Un index BRIN multi-colonnes peut être utilisé avec des conditions dans la requête qui impliquent tout sous-ensemble de colonnes dans l'index. Comme GIN et contrairement à B-tree ou GiST, l'efficacité de la recherche par l'index est la même quelque soit les colonnes utilisées dans les conditions de la requête. La seule raison d'avoir plusieurs index BRIN au lieu d'un index BRIN multi-colonnes sur une table est d'avoir un paramétrage de stockage `pages_per_range` différent.

Chaque colonne doit évidemment être utilisée avec des opérateurs appropriés au type de l'index ; les clauses qui impliquent d'autres opérateurs ne sont pas pris en compte.

Il est préférable d'utiliser les index multicolonnes avec parcimonie. Dans la plupart des cas, un index sur une seule colonne est suffisant et préserve espace et temps. Les index de plus de trois colonnes risquent fort d'être inefficaces, sauf si l'utilisation de cette table est extrêmement stylisée. Voir aussi la Section 11.5 and Section 11.9 pour les discussions sur les mérites des différentes configurations d'index.

11.4. Index et `ORDER BY`

Au delà du simple fait de trouver les lignes à renvoyer à une requête, un index peut les renvoyer dans un ordre spécifique. Cela permet de résoudre une clause `ORDER BY` sans étape de tri séparée. De tous les types d'index actuellement supportés par PostgreSQL, seuls les B-tree peuvent produire une sortie triée -- les autres types d'index renvoient les lignes correspondantes dans un ordre imprécis, dépendant de l'implantation.

Le planificateur répond à une clause `ORDER BY` soit en parcourant un index disponible qui correspond à la clause, soit en parcourant la table dans l'ordre physique et en réalisant un tri explicite. Pour une requête qui nécessite de parcourir une fraction importante de la table, le tri explicite est probablement plus rapide que le parcours d'un index car il nécessite moins d'entrées/sorties disque, du fait de son accès séquentiel. Les index sont plus utiles lorsqu'il s'agit de ne récupérer que quelques lignes être récupérées. `ORDER BY` combiné à `LIMIT` *n* est un cas spécial très important : un tri explicite doit traiter toutes les données pour identifier les *n* première lignes, mais s'il y a un index qui correspond à l'`ORDER BY`, alors les *n* premières lignes peuvent être récupérées directement sans qu'il soit nécessaires de parcourir les autres.

Par défaut, les index B-tree stockent leurs entrées dans l'ordre ascendant, valeurs NULL en dernier. Cela signifie que le parcours avant d'un index sur une colonne `x` produit une sortie satisfaisant `ORDER BY x` (ou en plus verbeux `ORDER BY x ASC NULLS LAST`). L'index peut aussi être parcouru en arrière, produisant ainsi une sortie satisfaisant un `ORDER BY x DESC` (ou en plus verbeux `ORDER BY x DESC NULLS FIRST` car `NULLS FIRST` est la valeur par défaut pour un `ORDER BY DESC`).

L'ordre d'un index B-tree peut être défini à la création par l'inclusion des options `ASC`, `DESC`, `NULLS FIRST`, et/ou `NULLS LAST` lors de la création de l'index ; par exemple :

```
CREATE INDEX test2_info_nulls_low ON test2 (info NULLS FIRST);
CREATE INDEX test3_desc_index ON test3 (id DESC NULLS LAST);
```

Un index stocké en ordre ascendant avec les valeurs NULL en premier peut satisfaire soit `ORDER BY x ASC NULLS FIRST` soit `ORDER BY x DESC NULLS LAST` selon la direction du parcours.

On peut s'interroger sur l'intérêt de proposer quatre options, alors que deux options associées à la possibilité d'un parcours inverse semblent suffire à couvrir toutes les variantes d'`ORDER BY`. Dans les index mono-colonne, les options sont en effet redondantes, mais pour un index à plusieurs colonnes,

elles sont utiles. Si l'on considère un index à deux colonnes (`x, y`), il peut satisfaire une clause `ORDER BY x, y` sur un parcours avant, ou `ORDER BY x DESC, y DESC` sur un parcours inverse. Mais il se peut que l'application utilise fréquemment `ORDER BY x ASC, y DESC`. Il n'y a pas moyen d'obtenir cet ordre à partir d'un index plus simple, mais c'est possible si l'index est défini comme (`x ASC, y DESC`) or (`x DESC, y ASC`).

Les index d'ordre différent de celui par défaut sont visiblement une fonctionnalité très spécialisée, mais ils peuvent parfois être à l'origine d'accélérations spectaculaires des performances sur certaines requêtes. L'intérêt de maintenir un tel index dépend de la fréquence des requêtes qui nécessitent un tri particulier.

11.5. Combiner des index multiples

Un parcours unique d'index ne peut utiliser que les clauses de la requête qui utilisent les colonnes de l'index avec les opérateurs de sa classe d'opérateur et qui sont jointes avec `AND`. Par exemple, étant donné un index sur (`a, b`), une condition de requête `WHERE a = 5 AND b = 6` peut utiliser l'index, mais une requête `WHERE a = 5 OR b = 6` ne peut pas l'utiliser directement.

Heureusement, PostgreSQL peut combiner plusieurs index (y compris plusieurs utilisations du même index) pour gérer les cas qui ne peuvent pas être résolus par des parcours d'index simples. Le système peut former des conditions `AND` et `OR` sur plusieurs parcours d'index. Par exemple, une requête comme `WHERE x = 42 OR x = 47 OR x = 53 OR x = 99` peut être divisée en quatre parcours distincts d'un index sur `x`, chaque parcours utilisant une des clauses de la requête. Les résultats de ces parcours sont alors assemblés par OR pour produire le résultat. Autre exemple, s'il existe des index séparés sur `x` et `y`, une résolution possible d'une requête comme `WHERE x = 5 AND y = 6` consiste à utiliser chaque index avec la clause de la requête appropriée et d'assembler les différents résultats avec un AND pour identifier les lignes résultantes.

Pour combiner plusieurs index, le système parcourt chaque index nécessaire et prépare un *bitmap* en mémoire qui donne l'emplacement des lignes de table qui correspondent aux conditions de l'index. Les bitmaps sont ensuite assemblés avec des opérateurs AND ou OR selon les besoins de la requête. Enfin, les lignes réelles de la table sont visitées et renvoyées. Elles sont visitées dans l'ordre physique parce c'est ainsi que le bitmap est créé ; cela signifie que l'ordre des index originaux est perdu et que, du coup, une étape de tri séparée est nécessaire si la requête comprend une clause `ORDER BY`. Pour cette raison, et parce que chaque parcours d'index supplémentaire ajoute un temps additionnel, le planificateur choisit quelque fois d'utiliser un parcours d'index simple même si des index supplémentaires sont disponibles et peuvent être utilisés.

Le nombre de combinaisons d'index possibles croît parallèlement à la complexité des applications. Il est alors de la responsabilité du développeur de la base de décider des index à fournir. Il est quelques fois préférable de créer des index multi-colonnes, mais il est parfois préférable de créer des index séparés et de s'appuyer sur la fonctionnalité de combinaison des index.

Par exemple, si la charge inclut un mélange de requêtes qui impliquent parfois uniquement la colonne `x`, parfois uniquement la colonne `y` et quelques fois les deux colonnes, on peut choisir deux index séparés sur `x` et `y` et s'appuyer sur la combinaison d'index pour traiter les requêtes qui utilisent les deux colonnes. On peut aussi créer un index multi-colonnes sur (`x, y`). Cet index est typiquement plus efficace que la combinaison d'index pour les requêtes impliquant les deux colonnes mais, comme discuté dans la Section 11.3, il est pratiquement inutile pour les requêtes n'impliquant que `y`. Il ne peut donc pas être le seul index. Une combinaison de l'index multi-colonnes et d'un index séparé sur `y` est une solution raisonnable. Pour les requêtes qui n'impliquent que `x`, l'index multi-colonnes peut être utilisé, bien qu'il soit plus large et donc plus lent qu'un index sur `x` seul. La dernière alternative consiste à créer les trois index, mais cette solution n'est raisonnable que si la table est lue bien plus fréquemment qu'elle n'est mise à jour et que les trois types de requête sont communs. Si un des types de requête est bien moins courant que les autres, il est préférable de ne créer que les deux index qui correspondent le mieux aux types communs.

11.6. Index d'unicité

Les index peuvent aussi être utilisés pour garantir l'unicité des valeurs d'une colonne, ou l'unicité des valeurs combinées de plusieurs colonnes.

```
CREATE UNIQUE INDEX nom ON table (colonne [, ...]);
```

À ce jour, seuls les index B-trees peuvent être déclarés uniques.

Lorsqu'un index est déclaré unique, il ne peut exister plusieurs lignes d'une table qui possèdent la même valeur indexée. Les valeurs NULL ne sont pas considérées égales. Un index d'unicité multi-colonnes ne rejette que les cas où toutes les colonnes indexées sont égales sur plusieurs lignes.

PostgreSQL crée automatiquement un index d'unicité à la déclaration d'une contrainte d'unicité ou d'une clé primaire sur une table. L'index porte sur les colonnes qui composent la clé primaire ou la contrainte d'unicité (au besoin, il s'agit d'un index multi-colonnes). C'est cet index qui assure le mécanisme de vérification de la contrainte.

> **Note**
>
> Il n'est pas nécessaire de créer manuellement un index sur les colonnes uniques. Cela duplique l'index créé automatiquement.

11.7. Index d'expressions

Une colonne d'index ne correspond pas nécessairement exactement à une colonne de la table associée, mais peut être une fonction ou une expression scalaire calculée à partir d'une ou plusieurs colonnes de la table. Cette fonctionnalité est utile pour obtenir un accès rapide aux tables en utilisant les résultat de calculs.

Par exemple, une façon classique de faire des comparaisons indépendantes de la casse est d'utiliser la fonction `lower` :

```
SELECT * FROM test1 WHERE lower(col1) = 'valeur';
```

Si un index a été défini sur le résultat de `lower(col1)`, cette requête peut l'utiliser. Un tel index est créé avec la commande :

```
CREATE INDEX test1_lower_col1_idx ON test1 (lower(col1));
```

Si l'index est déclaré `UNIQUE`, il empêche la création de lignes dont les valeurs de la colonne `col1` ne diffèrent que par la casse, ainsi que celle de lignes dont les valeurs de la colonne `col1` sont identiques. Ainsi, les index d'expressions peuvent être utilisés pour appliquer des contraintes qui ne peuvent être définies avec une simple contrainte d'unicité.

Autre exemple. Lorsque des requêtes comme :

```
SELECT * FROM personnes WHERE (prenom || ' ' || nom) = 'Jean
 Dupont';
```

sont fréquentes, alors il peut être utile de créer un index comme :

```
CREATE INDEX personnes_noms ON personnes ((prenom || ' ' || nom));
```

La syntaxe de la commande `CREATE INDEX` nécessite normalement de mettre des parenthèses autour de l'expression indexée, comme dans l'exemple précédent. Les parenthèses peuvent être omises quand l'expression est un simple appel de fonction, comme dans le premier exemple.

Les expressions d'index sont relativement coûteuses à calculer car l'expression doit être recalculée à chaque insertion ou mise à jour non-HOT de ligne. Néanmoins, les expressions d'index ne sont

pas recalculées lors d'une recherche par index car elles sont déjà stockés dans l'index. Dans les deux exemples ci-dessus, le système voit la requête comme un `WHERE colonne_indexée = 'constante'`. De ce fait, la recherche est aussi rapide que toute autre requête d'index. Ainsi, les index d'expressions sont utiles lorsque la rapidité de recherche est plus importante que la rapidité d'insertion et de mise à jour.

11.8. Index partiels

Un *index partiel* est un index construit sur un sous-ensemble d'une table ; le sous-ensemble est défini par une expression conditionnelle (appelée *prédicat* de l'index partiel). L'index ne contient des entrées que pour les lignes de la table qui satisfont au prédicat. Les index partiels sont une fonctionnalité spécialisée, mais ils trouvent leur utilité dans de nombreuses situations.

Une raison majeure à l'utilisation d'index partiels est d'éviter d'indexer les valeurs courantes. Puisqu'une requête qui recherche une valeur courante (qui correspond à plus de quelques pourcents de toutes les lignes) n'utilise, de toute façon, pas cet index, il ne sert à rien de garder ces lignes dans l'index. Cela réduit la taille de l'index, ce qui accélèrera les requêtes qui l'utilisent. Cela accélère aussi nombre d'opérations de mise à jour de la table, car l'index n'a pas à être mis à jour à chaque fois. L'Exemple 11.1 montre une application possible de cette idée.

Exemple 11.1. Mettre en place un index partiel pour exclure des valeurs courantes

Soit l'enregistrement d'un journal d'accès à un serveur web dans une base de données. La plupart des accès proviennent de classes d'adresses IP internes à l'organisation, mais certaines proviennent de l'extérieur (des employés connectés par modem, par exemple). Si les recherches par adresses IP concernent essentiellement les accès extérieurs, il est inutile d'indexer les classes d'adresses IP qui correspondent au sous-réseau de l'organisation.

Si la table ressemble à :

```
CREATE TABLE access_log (
    url varchar,
    client_ip inet,
    ...
);
```

Pour créer un index partiel qui corresponde à l'exemple, il faut utiliser une commande comme celle-ci :

```
CREATE INDEX access_log_client_ip_ix ON access_log (client_ip)
    WHERE NOT (client_ip > inet '192.168.100.0' AND
               client_ip < inet '192.168.100.255');
```

Une requête typique qui peut utiliser cet index est :

```
SELECT *
FROM access_log
WHERE url = '/index.html' AND client_ip = inet '212.78.10.32';
```

Une requête qui ne peut pas l'utiliser est :

```
SELECT *
FROM access_log
WHERE client_ip = inet '192.168.100.23';
```

Ce type d'index partiel nécessite que les valeurs courantes soient prédéterminées, de façon à ce que ce type d'index soit mieux utilisé avec une distribution des données qui ne change pas. Les index peuvent être recréés occasionnellement pour s'adapter aux nouvelles distributions de données, mais cela ajoute de la maintenance.

Une autre utilisation possible d'index partiel revient à exclure des valeurs de l'index qui ne correspondent pas aux requêtes courantes ; ceci est montré dans l'Exemple 11.2. Cette méthode donne les mêmes avantages que la précédente mais empêche l'accès par l'index aux valeurs « sans intérêt ». Évidemment, mettre en place des index partiels pour ce genre de scénarios nécessite beaucoup de soin et d'expérimentation.

Exemple 11.2. Mettre en place un index partiel pour exclure les valeurs inintéressantes

Soit une table qui contient des commandes facturées et des commandes non facturées, avec les commandes non facturées qui ne prennent qu'une petite fraction de l'espace dans la table, et qu'elles sont les plus accédées. Il est possible d'améliorer les performances en créant un index limité aux lignes non facturées. La commande pour créer l'index ressemble à :

```
CREATE INDEX index_commandes_nonfacturees ON commandes
 (no_commande)
    WHERE facturee is not true;
```

La requête suivante utilise cet index :

```
SELECT * FROM commandes WHERE facturee is not true AND no_commande
 < 10000;
```

Néanmoins, l'index peut aussi être utilisé dans des requêtes qui n'utilisent pas `no_commande`, comme :

```
SELECT * FROM commandes WHERE facturee is not true AND montant >
 5000.00;
```

Ceci n'est pas aussi efficace qu'un index partiel sur la colonne `montant`, car le système doit lire l'index en entier. Néanmoins, s'il y a assez peu de commandes non facturées, l'utilisation de cet index partiel pour trouver les commandes non facturées peut être plus efficace.

La requête suivante ne peut pas utiliser cet index :

```
SELECT * FROM commandes WHERE no_commande = 3501;
```

La commande 3501 peut faire partie des commandes facturées ou non facturées.

L'Exemple 11.2 illustre aussi le fait que la colonne indexée et la colonne utilisée dans le prédicat ne sont pas nécessairement les mêmes. PostgreSQL supporte tous les prédicats sur les index partiels, tant que ceux-ci ne portent que sur des champs de la table indexée. Néanmoins, il faut se rappeler que le prédicat doit correspondre aux conditions utilisées dans les requêtes qui sont supposées profiter de l'index. Pour être précis, un index partiel ne peut être utilisé pour une requête que si le système peut reconnaître que la clause `WHERE` de la requête implique mathématiquement le prédicat de l'index. PostgreSQL n'a pas de méthode sophistiquée de démonstration de théorème pour reconnaître que des expressions apparemment différentes sont mathématiquement équivalentes. (Non seulement une telle méthode générale de démonstration serait extrêmement complexe à créer mais, en plus, elle serait probablement trop lente pour être d'une quelconque utilité). Le système peut reconnaître des implications d'inégalités simples, par exemple « x < 1 » implique « x < 2 » ; dans les autres cas, la condition du prédicat doit correspondre exactement à une partie de la clause `WHERE` de la requête, sans quoi l'index ne peut pas être considéré utilisable. La correspondance prend place lors de l'exécution de la planification de la requête, pas lors de l'exécution. À ce titre, les clauses de requêtes à paramètres ne fonctionnent pas avec un index partiel. Par exemple, une requête préparée avec un paramètre peut indiquer « x < ? » qui n'implique jamais « x < 2 » pour toutes les valeurs possibles du paramètre.

Un troisième usage possible des index partiels ne nécessite pas que l'index soit utilisé dans des requêtes. L'idée ici est de créer un index d'unicité sur un sous-ensemble de la table, comme dans l'Exemple 11.3. Cela permet de mettre en place une unicité parmi le sous-ensemble des lignes de la table qui satisfont au prédicat, sans contraindre les lignes qui n'y satisfont pas.

Exemple 11.3. Mettre en place un index d'unicité partiel

Soit une table qui décrit des résultats de tests. On souhaite s'assurer qu'il n'y a qu'une seule entrée « succès » (succes) pour chaque combinaison de sujet et de résultat, alors qu'il peut y avoir un nombre quelconque d'entrées « echec ». Une façon de procéder :

```
CREATE TABLE tests (
    sujet text,
    resultat text,
    succes boolean,
    ...
);

CREATE UNIQUE INDEX contrainte_tests_reussis ON tests (sujet,
 resultat)
    WHERE succes;
```

C'est une méthode très efficace quand il y a peu de tests réussis et beaucoup de tests en échec. Il est aussi possible de permettre un seul NULL dans une colonne en créant un index partiel unique avec une restriction `IS NULL`.

Enfin, un index partiel peut aussi être utilisé pour surcharger les choix de plan d'exécution de requête du système. De plus, des jeux de données à distribution particulière peuvent inciter le système à utiliser un index alors qu'il ne devrait pas. Dans ce cas, on peut mettre en place l'index de telle façon qu'il ne soit pas utilisé pour la requête qui pose problème. Normalement, PostgreSQL fait des choix d'usage d'index raisonnables. Par exemple, il les évite pour rechercher les valeurs communes, si bien que l'exemple précédent n'économise que la taille de l'index, il n'est pas nécessaire pour éviter l'utilisation de l'index. En fait, les choix de plan d'exécution incorrects doivent être traités comme des bogues, et être transmis à l'équipe de développement.

Mettre en place un index partiel indique une connaissance au moins aussi étendue que celle de l'analyseur de requêtes, en particulier, savoir quand un index peut être profitable. Une telle connaissance nécessite de l'expérience et une bonne compréhension du fonctionnement des index de PostgreSQL. Dans la plupart des cas, les index partiels ne représentent pas un gros gain par rapport aux index classiques. Dans certains cas, ils sont même contre-productifs, comme dans Exemple 11.4.

Exemple 11.4. Ne pas utiliser les index partiels comme substitut au partitionnement

Vous pourriez être tenté de créer un gros ensemble d'index partiels qui ne se recouvrent pas, par exemple :

```
CREATE INDEX mytable_cat_1 ON mytable (data) WHERE category = 1;
CREATE INDEX mytable_cat_2 ON mytable (data) WHERE category = 2;
CREATE INDEX mytable_cat_3 ON mytable (data) WHERE category = 3;
...
CREATE INDEX mytable_cat_N ON mytable (data) WHERE category = N;
```

C'est une mauvaise idée ! Pratiquement à coup sûr, vous seriez mieux avec un seul index complet, déclaré ainsi :

```
CREATE INDEX mytable_cat_data ON mytable (category, data);
```

(Placez la colonne category en premier, pour les raisons décrites dans Section 11.3.) Bien qu'une recherche dans cet index plus gros pourrait avoir à descendre quelques niveaux de plus dans l'arbre que ce que ferait une recherche dans un index plus petit, cela sera certainement moins cher que ce

que va coûter l'effort du planificateur pour sélectionner le bon index parmi tous les index. Le cœur du problème est que le système ne comprend pas la relation entre les index partiels et va laborieusement tester chaque index pour vois s'il est applicable à la requête courante.

Si votre table est suffisamment volumineuse pour qu'un index seul soit réellement une mauvaise idée, vous devriez plutôt regarder du côté du partitionnement (voir Section 5.10). Avec ce mécanisme, le système comprend que les tables et les index ne se croisent pas, et donc de meilleures performances sont possibles.

Plus d'informations sur les index partiels est disponible dans [ston89b], [olson93] et [seshadri95].

11.9. Parcours d'index seul et index couvrants

Tous les index dans PostgreSQL sont des index *secondaires*, ceci signifiant que chaque index est stocké séparément des données de la table (ce qui est appelé le *heap* dans la terminologie PostgreSQL). Ceci signifie que, dans un parcours d'index habituel, chaque récupération de ligne nécessite de récuperer les données de l'index et du heap. De plus, bien que les entrées d'un index correspondant à une condition `WHERE` indexable sont habituellement proches dans l'index, les lignes de la table qu'elles référencent peuvent se trouver n'importe où dans le heap. La portion accédée du heap pendant un parcours d'index implique donc beaucoup d'accès aléatoire au heap, ce qui peut être lent, tout particulièrement sur les disques magnétiques traditionnels. (Comme décrit dans Section 11.5, les parcours de bitmap essaient de diminuer ce coût en réalisant les accès au heap de façon ordonnée, mais cette méthode a ces limites.)

Pour résoudre ce problème de performance, PostgreSQL supporte les *parcours d'index seul*, qui peuvent répondre aux requêtes à partir d'un index seul sans aucun accès au heap. L'idée de base est de renvoyer les valeurs directement à partir de chaque entrée dans l'index au lieu de consulter l'entrée associée dans le heap. Il existe deux restrictions fondamentales pour l'utilisation de cette méthode :

1. Le type d'index doit supporter les parcours d'index seul. Les index B-tree peuvent toujours le faire. Les index GiST et SP-GiST supportent les parcours d'index seul uniquement pour certaines classes d'opérateur, mais pas pour les autres. D'autres types d'index n'ont aucun support. Le pré-requis sous-jacent est que l'index doit enregistrer physiquement, ou être capable de reconstruire, les données originales pour chaque entrée d'index. En contre exemple, les index GIN ne supportent pas les parcours d'index seul car chaque entrée d'index contient typiquement seulement une partie de la valeur originale.

2. La requête doit référencer seulement les colonnes enregistrées dans l'index. Par exemple, avec un index sur les colonnes `x` et `y` d'une table qui a aussi une colonne `z`, ces requêtes peuvent utiliser des parcours d'index seul :

   ```
   SELECT x, y FROM tab WHERE x = 'key';
   SELECT x FROM tab WHERE x = 'key' AND y < 42;
   ```

   alors que ces requêtes ne le peuvent pas :

   ```
   SELECT x, z FROM tab WHERE x = 'key';
   SELECT x FROM tab WHERE x = 'key' AND z < 42;
   ```

   (Les index fonctionnels et les index partiels compliquent cette règle, comme expliqué ci-dessous.)

Si ces deux pré-requis fondamentaux sont rencontrés, alors toutes les valeurs requises par la requête sont disponibles dans l'index, donc un parcours d'index seul est physiquement possible. Mais il existe

un pré-requis supplémentaire pour tout parcours de table dans PostgreSQL : il doit vérifier que chaque ligne récupérée soit « visible » dans le cadre du snapshot MVCC de la requête, comme indiqué dans Chapitre 13. Les informations de visibilité ne sont pas enregistrées dans les entrées de l'index, uniquement dans les entrées de la table. Donc a priori, cela voudrait dire que chaque récupération de ligne nécessite un accès au heap la table. Et c'est bien le cas si la ligne de la table a été modifiée récemment. Néanmoins, pour les données changeant peu, il y a toujours un moyen de contourner ce problème. PostgreSQL trace pour chaque page dans le heap de la table, si toutes les lignes enregistrées dans cette page sont suffisamment anciennes pour être visibles par toutes les transactions en cours et futures. Cette information est enregistrée dans un bit de la *carte de visibilité* de la table. Un parcours d'index seul, pour trouver une entrée d'index candidate, vérifie le bit de la carte de visibilité pour la page correspondante du heap. Si ce bit est vrai, la ligne est connue comme étant visible et donc la donnée peut être renvoyer sans plus de tests. Dans le cas contraire, l'entrée heap doit être visitée pour trouver si elle est visible, donc aucune amélioration des performances n'est obtenue par rapport à un parcours d'index standard. Même dans le cas d'une réussite, cette approche remplace des accès au heap par des accès à la carte de visibilité. Comme la carte de visibilité est quatre fois plus petite que le heap qu'elle décrit, moins d'accès IO sont nécessaires pour accéder à l'information. Dans la plupart des cas, la carte de visibilité reste en mémoire tout le temps.

En bref, quand un parcours d'index seul est possible d'après les deux pré-requis fondamentaux, son utilisation ne sera réellement intéressante que si une faction significative des blocs du heap de la table ont leur bit all-visible configuré. Mais les tables dont une large fraction des lignes ne changent pas sont suffisamment habituellement pour que ce type de parcours se révèle très utile en pratique.

Pour une utilisation efficace de la fonctionnalité du parcours d'index seul, vous pourriez choisir de créer un *index couvrant*, qui est un index conçu spécifiquement pour inclure les colonnes nécessaires pour un type de requête particulier que vous exécutez fréquemment. Comme les requêtes ont typiquement besoin de récupérer plus de colonnes que de colonnes incluses dans la recherche, PostgreSQL vous permet de créer un index pour lequel certaines colonnes ne sont qu'une « charge » et ne peuvent pas faire partie de la recherche. Ceci se fait en ajoutant la clause `INCLUDE` avec la liste des colonnes supplémentaires. Par exemple, si vous exécutez fréquemment des requêtes comme :

```
SELECT y FROM tab WHERE x = 'key';
```

l'approche habituelle pour accélérer de telles requêtes est de créer un index uniquement sur `x`. Néanmoins, un index défini comme

```
CREATE INDEX tab_x_y ON tab(x) INCLUDE (y);
```

peut gérer ces requêtes sous la forme de parcours d'index seul car les valeurs de `y` peuvent être obtenues de l'index sans visiter la table.

Comme la colonne `y` ne fait pas partie des clés de recherche de l'index, elle n'a pas besoin d'être d'un type de donnée que l'index peut gérer ; la valeur est simplement enregistrée dans l'index et n'est pas interprétée par la machinerie de l'index. De plus, si l'index est un index unique, autrement dit

```
CREATE UNIQUE INDEX tab_x_y ON tab(x) INCLUDE (y);
```

la condition d'unicité s'applique uniquement à la colonne `x`, et non pas à la combinaison `x` et `y`. (Une clause `INCLUDE` peut aussi être écrite dans les contraintes `UNIQUE` et `PRIMARY KEY`, fournissant une syntaxe alternative pour configurer ce type d'index.)

Il est conseillé d'être conservateur sur l'ajout de colonnes non clés dans un index, tout spécialement les colonnes volumineuses. Si un enregistrement d'index dépasse la taille maximale autorisée pour ce type d'index, l'insertion de données échouera. Dans tous les cas, les colonnes non clés dupliquent les

données de la table et augmentent la taille de l'index, ce qui peut ralentir les recherches. Et rappelez-vous qu'il y a peu d'intérêt d'inclure des colonnes non clés dans un index sauf si la table change très doucement pour qu'un parcours d'index seul n'ait pas besoin d'accéder à la table. Si la ligne de la table doit être visitée, cela ne coûte rien de récupérer la valeur de la colonne dans la table. Les autres restrictions sont que les expressions ne sont actuellement pas supportées dans les colonnes incluses, et que seuls les index B-tree supportent actuellement les colonnes incluses.

Avant que PostgreSQL ne dispose de la fonctionnalité `INCLUDE`, les utilisateurs créaient parfois des index couvrants en ajoutant les colonnes non clés comme des colonnes d'index habituels, par exemple

```
CREATE INDEX tab_x_y ON tab(x, y);
```

même s'ils n'avaient jamais l'intention d'utiliser `y` comme partie de la clause `WHERE`. Ceci fonctionne bien tant que les colonnes supplémentaires sont les dernières colonnes ; il est déconseillé de les ajouter comme premières colonnes pour les raisons expliquées dans Section 11.3. Néanmoins, cette méthode ne supporte pas le cas où vous voulez que l'index assure l'unicité des colonnes clés. De plus, utiliser la clause `INCLUDE` pour les colonnes qui ne feront pas partie d'une recherche rend l'index plus petit car ces colonnes n'ont pas besoin d'être enregistrés dans les niveaux supérieurs du B-tree.

En principe, les parcours d'index seul peuvent être utilisés avec des index fonctionnels. Par exemple, avec un index sur `f(x)` où est une colonne de table, il est possible de l'utiliser avec la requête suivante :

```
SELECT f(x) FROM tab WHERE f(x) < 1;
```

pour un parcours d'index seul ; et c'est très intéressant si `f()` est une fonction coûteuse à l'exécution. Néanmoins, l'optimiseur de PostgreSQL n'est pas très intelligent actuellement avec de tels cas. Il considère qu'une requête est réalisable avec un parcours d'index seul seulement quand toutes les *colonnes* nécessaires pour la requête sont disponibles à partir de l'index. Dans cet exemple, `x` n'est pas nécessaire, sauf dans le contexte `f(x)`, mais le planificateur ne le remarque pas et conclut qu'un parcours d'index seul n'est pas possible. Si un parcours d'index seul semble suffisamment intéressante, ceci peut être contourné en ajoutant `x` comme colonne incluse, par exemple

```
CREATE INDEX tab_f_x ON tab (f(x)) INCLUDE (x);
```

Si le but est d'éviter de recalculer `f(x)`, une autre astuce est que l'optimiseur ne fera pas forcément une correspondance entre les utilisations de `f(x)` qui ne sont pas dans les clauses `WHERE` indexables et la colonne de l'index. Généralement, le test sera efficace pour les requêtes simples comme indiquées ci-dessus mais par pour les requêtes qui impliquent des jointures. Ces déficiences pourraient être corrigées dans les versions futures de PostgreSQL.

Les index partiels ont aussi des interactions intéressantes avec les parcours d'index seul. Considérez l'index partiel indiqué dans Exemple 11.3 :

```
CREATE UNIQUE INDEX tests_success_constraint ON tests (subject,
 target)
    WHERE success;
```

En principe, nous pouvons faire un parcours d'index seul sur cet index pour satisfaire une requête du type :

```
SELECT target FROM tests WHERE subject = 'some-subject' AND
 success;
```

Mais il reste un problème : la clause WHERE fait référence à success qui n'est pas disponible comme colonne de résultat de l'index. Néanmoins, un parcours d'index seul est possible parce que le plan n'a pas besoin de vérifier de nouveau cette partie de la clause WHERE à l'exécution : toutes les entrées trouvées dans l'index ont obligatoirement success = true, donc il n'est pas nécessaire de le vérifier explicitement dans le plan. Les versions 9.6 et ultérieures de PostgreSQL reconnaîtront de tels cas et permettront aux parcours d'index seul d'être générés, mais les anciennes versions ne le pourront pas.

11.10. Classes et familles d'opérateurs

Une définition d'index peut indiquer une *classe d'opérateurs* pour chaque colonne de l'index.

```
CREATE INDEX nom ON table (colonne classe_operateur  [options de
 tri][, ...]);
```

La classe d'opérateurs identifie les opérateurs que l'index doit utiliser sur cette colonne. Par exemple, un index B-tree sur une colonne de type int4 utilise la classe int4_ops. Cette classe d'opérateurs comprend des fonctions de comparaison pour les valeurs de type int4. En pratique, la classe d'opérateurs par défaut pour le type de données de la colonne est généralement suffisante. Les classes d'opérateurs sont utiles pour certains types de données, pour lesquels il peut y avoir plus d'un comportement utile de l'index. Par exemple, une donnée de type nombre complexe peut être classée par sa valeur absolue, ou par sa partie entière. Cela peut s'obtenir en définissant deux classes d'opérateurs pour ce type de données et en sélectionnant la bonne classe à la création de l'index. La classe d'opérateur détermine l'ordre de tri basique (qui peut ensuite être modifié en ajoutant des options de tri comme COLLATE, ASC/DESC et/ou NULLS FIRST/NULLS LAST).

Il y a quelques classes d'opérateurs en plus des classes par défaut :

- Les classes d'opérateurs text_pattern_ops, varchar_pattern_ops et bpchar_pattern_ops supportent les index B-tree sur les types text, varchar et char, respectivement. À la différence des classes d'opérateurs par défaut, les valeurs sont comparées strictement caractère par caractère plutôt que suivant les règles de tri spécifiques à la localisation. Cela rend ces index utilisables pour des requêtes qui utilisent des recherches sur des motifs (LIKE ou des expressions régulières POSIX) quand la base de données n'utilise pas la locale standard « C ». Par exemple, on peut indexer une colonne varchar comme ceci :

  ```
  CREATE INDEX test_index ON test_table (col varchar_pattern_ops);
  ```

  Il faut créer un index avec la classe d'opérateurs par défaut pour que les requêtes qui utilisent une comparaison <, <=, > ou >= ordinaire utilisent un index. De telles requêtes ne peuvent pas utiliser les classes d'opérateurs *xxx*_pattern_ops. Néanmoins, des comparaisons d'égalité ordinaires peuvent utiliser ces classes d'opérateur. Il est possible de créer plusieurs index sur la même colonne avec différentes classes d'opérateurs. Si la locale C est utilisée, les classes d'opérateur *xxx*_pattern_ops ne sont pas nécessaires, car un index avec une classe d'opérateurs par défaut est utilisable pour les requêtes de correspondance de modèles dans la locale C.

Les requêtes suivantes montrent les classes d'opérateurs prédéfinies :

```
SELECT am.amname AS index_method,
       opc.opcname AS opclass_name,
       opc.opcintype::regtype AS indexed_type,
       opc.opcdefault AS is_default
    FROM pg_am am, pg_opclass opc
    WHERE opc.opcmethod = am.oid
    ORDER BY index_method, opclass_name;
```

Une classe d'opérateurs n'est qu'un sous-ensemble d'une structure plus large appelée *famille d'opérateurs*. Dans les cas où plusieurs types de données ont des comportements similaires, il est

fréquemment utile de définir des opérateurs identiques pour plusieurs types de données et d'autoriser leur utilisation avec des index. Pour cela, les classes d'opérateur de chacun de ces types doivent être groupés dans la même famille d'opérateurs. Les opérateurs inter-types sont membres de la famille, mais ne sont pas associés avec une seule classe de la famille.

Cette version étendue de la requête précédente montre la famille d'opérateur à laquelle appartient chaque classe d'opérateur :

```
SELECT am.amname AS index_method,
       opc.opcname AS opclass_name,
       opf.opfname AS opfamily_name,
       opc.opcintype::regtype AS indexed_type,
       opc.opcdefault AS is_default
    FROM pg_am am, pg_opclass opc, pg_opfamily opf
    WHERE opc.opcmethod = am.oid AND
          opc.opcfamily = opf.oid
    ORDER BY index_method, opclass_name;
```

Cette requête affiche toutes les familles d'opérateurs définies et tous les opérateurs inclus dans chaque famille :

```
SELECT am.amname AS index_method,
       opf.opfname AS opfamily_name,
       amop.amopopr::regoperator AS opfamily_operator
    FROM pg_am am, pg_opfamily opf, pg_amop amop
    WHERE opf.opfmethod = am.oid AND
          amop.amopfamily = opf.oid
    ORDER BY index_method, opfamily_name, opfamily_operator;
```

11.11. Index et collationnements

Un index peut supporter seulement un collationnement par colonne d'index. Si plusieurs collationnements ont un intérêt, plusieurs index pourraient être nécessaires.

Regardez ces requêtes :

```
CREATE TABLE test1c (
    id integer,
    content varchar COLLATE "x"
);

CREATE INDEX test1c_content_index ON test1c (content);
```

L'index utilise automatiquement le collationnement de la colonne sous-jacente. Donc une requête de la forme

```
SELECT * FROM test1c WHERE content > constant;
```

peut utiliser l'index car la comparaison utilisera par défaut le collationnement de la colonne. Néanmoins, cet index ne peut pas accélérer les requêtes qui impliquent d'autres collationnements. Donc, pour des requêtes de cette forme

```
SELECT * FROM test1c WHERE content > constant COLLATE "y";
```

un index supplémentaire, supportant le collationnement `"y"` peut être ajouté ainsi :

```
CREATE INDEX test1c_content_y_index ON test1c (content COLLATE
 "y");
```

11.12. Examiner l'utilisation des index

Bien que les index de PostgreSQL n'aient pas besoin de maintenance ou d'optimisation, il est important de s'assurer que les index sont effectivement utilisés sur un système en production. On vérifie l'utilisation d'un index pour une requête particulière avec la commande EXPLAIN. Son utilisation dans notre cas est expliquée dans la Section 14.1. Il est aussi possible de rassembler des statistiques globales sur l'utilisation des index sur un serveur en cours de fonctionnement, comme décrit dans la Section 28.2.

Il est difficile de donner une procédure générale pour déterminer les index à créer. Plusieurs cas typiques ont été cités dans les exemples précédents. Une bonne dose d'expérimentation est souvent nécessaire dans de nombreux cas. Le reste de cette section donne quelques pistes.

- La première chose à faire est de lancer ANALYZE. Cette commande collecte les informations sur la distribution des valeurs dans la table. Cette information est nécessaire pour estimer le nombre de lignes retournées par une requête. L'optimiseur de requêtes en a besoin pour donner des coûts réalistes aux différents plans de requêtes possibles. En l'absence de statistiques réelles, le système utilise quelques valeurs par défaut, qui ont toutes les chances d'être inadaptées. Examiner l'utilisation des index par une application sans avoir lancé `ANALYZE` au préalable est, de ce fait, peine perdue. Voir Section 24.1.3 et Section 24.1.6 pour plus d'informations.

- Utiliser des données réelles pour l'expérimentation. Utiliser des données de test pour mettre en place des index permet de trouver les index utiles pour les données de test, mais c'est tout.

  Il est particulièrement néfaste d'utiliser des jeux de données très réduits. Alors qu'une requête sélectionnant 1000 lignes parmi 100000 peut utiliser un index, il est peu probable qu'une requête sélectionnant 1 ligne dans une table de 100 le fasse, parce que les 100 lignes tiennent probablement dans une seule page sur le disque, et qu'il n'y a aucun plan d'exécution qui puisse aller plus vite que la lecture d'une seule page.

  Être vigilant en créant des données de test. C'est souvent inévitable quand l'application n'est pas encore en production. Des valeurs très similaires, complètement aléatoires, ou insérées déjà triées peuvent modifier la distribution des données et fausser les statistiques.

- Quand les index ne sont pas utilisés, il peut être utile pour les tests de forcer leur utilisation. Certains paramètres d'exécution du serveur peuvent interdire certains types de plans (voir la Section 19.7.1). Par exemple, en interdisant les lectures séquentielles de tables `enable_seqscan`) et les jointures à boucles imbriquées (`enable_nestloop`), qui sont les deux plans les plus basiques, on force le système à utiliser un plan différent. Si le système continue néanmoins à choisir une lecture séquentielle ou une jointure à boucles imbriquées, alors il y a probablement une raison plus fondamentale qui empêche l'utilisation de l'index ; la condition peut, par exemple, ne pas correspondre à l'index. (Les sections précédentes expliquent quelles sortes de requêtes peuvent utiliser quelles sortes d'index.)

- Si l'index est effectivement utilisé en forçant son utilisation, alors il y a deux possibilités : soit le système a raison et l'utilisation de l'index est effectivement inappropriée, soit les coûts estimés des plans de requêtes ne reflètent pas la réalité. Il faut alors comparer la durée de la requête avec et sans index. La commande `EXPLAIN ANALYZE` peut être utile pour cela.

- S'il apparaît que les estimations de coûts sont fausses, il y a de nouveau deux possibilités. Le coût total est calculé à partir du coût par ligne de chaque nœud du plan, multiplié par l'estimation de sélectivité du nœud de plan. Le coût estimé des nœuds de plan peut être ajusté avec des paramètres d'exécution (décrits dans la Section 19.7.2). Une estimation de sélectivité inadaptée est due à des statistiques insuffisantes. Il peut être possible de les améliorer en optimisant les paramètres de collecte de statistiques. Voir ALTER TABLE.

  Si les coûts ne peuvent être ajustés à une meilleure représentation de la réalité, alors il faut peut-être forcer l'utilisation de l'index explicitement. Il peut aussi s'avérer utile de contacter les développeurs de PostgreSQL afin qu'ils examinent le problème.

Chapitre 12. Recherche plein texte

12.1. Introduction

La recherche plein texte (ou plus simplement la *recherche de texte*) permet de sélectionner des *documents* en langage naturel qui satisfont une *requête* et, en option, de les trier par intérêt suivant cette requête. Le type le plus fréquent de recherche concerne la récupération de tous les documents contenant les *termes de recherche* indiqués et de les renvoyer dans un ordre dépendant de leur *similarité* par rapport à la requête. Les notions de `requête` et de `similarité` peuvent beaucoup varier et dépendent de l'application réelle. La recherche la plus simple considère une `requête` comme un ensemble de mots et la `similarité` comme la fréquence des mots de la requête dans le document.

Les opérateurs de recherche plein texte existent depuis longtemps dans les bases de données. PostgreSQL dispose des opérateurs `~`, `~*`, `LIKE` et `ILIKE` pour les types de données texte, mais il lui manque un grand nombre de propriétés essentielles requises par les systèmes d'information modernes :

- Aucun support linguistique, même pour l'anglais. Les expressions rationnelles ne sont pas suffisantes, car elles ne peuvent pas gérer facilement les mots dérivés, par exemple `satisfait` et `satisfaire`. Vous pouvez laisser passer des documents qui contiennent `satisfait` bien que vous souhaitiez quand même les trouver avec une recherche sur `satisfaire`. Il est possible d'utiliser `OR` pour rechercher plusieurs formes dérivées, mais cela devient complexe et augmente le risque d'erreur (certains mots peuvent avoir des centaines de variantes).
- Ils ne fournissent aucun classement (score) des résultats de la recherche, ce qui les rend inefficaces quand des centaines de documents correspondants sont trouvés.
- Ils ont tendance à être lents, car les index sont peu supportés, donc ils doivent traiter tous les documents à chaque recherche.

L'indexage pour la recherche plein texte permet au document d'être *prétraité* et qu'un index de ce prétraitement soit sauvegardé pour une recherche ultérieure plus rapide. Le prétraitement inclut :

Analyse des documents en jetons. Il est utile d'identifier les différentes classes de jetons, c'est-à-dire nombres, mots, mots complexes, adresses email, pour qu'ils puissent être traités différemment. En principe, les classes de jetons dépendent de l'application, mais, dans la plupart des cas, utiliser un ensemble prédéfini de classes est adéquat. PostgreSQL utilise un *analyseur* pour réaliser cette étape. Un analyseur standard est fourni, mais des analyseurs personnalisés peuvent être écrits pour des besoins spécifiques.

Conversion des jetons en lexèmes. Un lexème est une chaîne, identique à un jeton, mais elle a été *normalisée* pour que différentes formes du même mot soient découvertes. Par exemple, la normalisation inclut pratiquement toujours le remplacement des majuscules par des minuscules, ainsi que la suppression des suffixes (comme `s` ou `es` en anglais). Ceci permet aux recherches de trouver les variantes du même mot, sans avoir besoin de saisir toutes les variantes possibles. De plus, cette étape élimine typiquement les *termes courants*, qui sont des mots si courants qu'il est inutile de les rechercher. Donc, les jetons sont des fragments bruts du document alors que les lexèmes sont des mots supposés utiles pour l'indexage et la recherche. PostgreSQL utilise des *dictionnaires* pour réaliser cette étape. Différents dictionnaires standards sont fournis et des dictionnaires personnalisés peuvent être créés pour des besoins spécifiques.

Stockage des documents prétraités pour optimiser la recherche . Chaque document peut être représenté comme un tableau trié de lexèmes normalisés. Avec ces lexèmes, il est souvent souhaitable de stocker des informations de position à utiliser pour obtenir un *score de proximité*, pour qu'un document qui contient une région plus « dense » des mots de la requête se voit affecter un score plus important qu'un document qui en a moins.

Les dictionnaires autorisent un contrôle fin de la normalisation des jetons. Avec des dictionnaires appropriés, vous pouvez :

- Définir les termes courants qui ne doivent pas être indexés.
- Établir une liste des synonymes pour un simple mot en utilisant Ispell.
- Établir une correspondance entre des phrases et un simple mot en utilisant un thésaurus.
- Établir une correspondance entre différentes variations d'un mot et une forme canonique en utilisant un dictionnaire Ispell.
- Établir une correspondance entre différentes variations d'un mot et une forme canonique en utilisant les règles du « stemmer » Snowball.

Un type de données `tsvector` est fourni pour stocker les documents prétraités, avec un type `tsquery` pour représenter les requêtes traitées (Section 8.11). Il existe beaucoup de fonctions et d'opérateurs disponibles pour ces types de données (Section 9.13), le plus important étant l'opérateur de correspondance `@@`, dont nous parlons dans la Section 12.1.2. Les recherches plein texte peuvent être accélérées en utilisant des index (Section 12.9).

12.1.1. Qu'est-ce qu'un document ?

Un *document* est l'unité de recherche dans un système de recherche plein texte, par exemple un article de magazine ou un message email. Le moteur de recherche plein texte doit être capable d'analyser des documents et de stocker les associations de lexèmes (mots-clés) avec les documents parents. Ensuite, ces associations seront utilisées pour rechercher les documents contenant des mots de la requête.

Pour les recherches dans PostgreSQL, un document est habituellement un champ texte à l'intérieur d'une ligne d'une table de la base ou une combinaison (concaténation) de champs, parfois stockés dans différentes tables ou obtenus dynamiquement. En d'autres termes, un document peut être construit à partir de différentes parties pour l'indexage et il peut ne pas être stocké quelque part. Par exemple :

```
SELECT titre || ' ' ||  auteur || ' ' ||  resume || ' ' || corps AS
 document
FROM messages
WHERE mid = 12;

SELECT m.titre || ' ' || m.auteur || ' ' || m.resume || ' ' ||
 d.corps AS document
FROM messages m, docs d
WHERE m.mid = did AND mid = 12;
```

> **Note**
>
> En fait, dans ces exemples de requêtes, `coalesce` devrait être utilisée pour empêcher un résultat `NULL` pour le document entier à cause d'une seule colonne `NULL`.

Une autre possibilité est de stocker les documents dans de simples fichiers texte du système de fichiers. Dans ce cas, la base est utilisée pour stocker l'index de recherche plein texte et pour exécuter les recherches, et un identifiant unique est utilisé pour retrouver le document sur le système de fichiers. Néanmoins, retrouver les fichiers en dehors de la base demande les droits d'un superutilisateur ou le support de fonctions spéciales, donc c'est habituellement moins facile que de conserver les données dans PostgreSQL. De plus, tout conserver dans la base permet un accès simple aux métadonnées du document pour aider l'indexage et l'affichage.

Dans le but de la recherche plein texte, chaque document doit être réduit au format de prétraitement, `tsvector`. La recherche et le calcul du score sont réalisés entièrement à partir de la représentation `tsvector` d'un document -- le texte original n'a besoin d'être retrouvé que lorsque le document a été sélectionné pour être montré à l'utilisateur. Nous utilisons souvent `tsvector` pour le document, mais, bien sûr, il ne s'agit que d'une représentation compacte du document complet.

12.1.2. Correspondance de base d'un texte

La recherche plein texte dans PostgreSQL est basée sur l'opérateur de correspondance @@, qui renvoie `true` si un `tsvector` (document) correspond à un `tsquery` (requête). Peu importe le type de données indiqué en premier :

```
SELECT 'a fat cat sat on a mat and ate a fat rat'::tsvector @@ 'cat
 & rat'::tsquery;
 ?column?
----------
 t

SELECT 'fat & cow'::tsquery @@ 'a fat cat sat on a mat and ate a
 fat rat'::tsvector;
 ?column?
----------
 f
```

Comme le suggère l'exemple ci-dessus, un `tsquery` n'est pas un simple texte brut, pas plus qu'un `tsvector` ne l'est. Un `tsquery` contient des termes de recherche qui doivent déjà être des lexèmes normalisés, et peut combiner plusieurs termes en utilisant les opérateurs AND, OR, NOT et FOLLOWED BY. (Pour les détails sur la syntaxe, voir la Section 8.11.2.) Les fonctions `to_tsquery`, `plainto_tsquery` et `phraseto_tsquery` sont utiles pour convertir un texte écrit par un utilisateur dans un `tsquery` correct, principalement en normalisant les mots apparaissant dans le texte. De façon similaire, `to_tsvector` est utilisée pour analyser et normaliser un document. Donc, en pratique, une correspondance de recherche ressemblerait plutôt à ceci :

```
SELECT to_tsvector('fat cats ate fat rats') @@ to_tsquery('fat &
 rat');
 ?column?
----------
 t
```

Observez que cette correspondance ne réussit pas si elle est écrite ainsi :

```
SELECT 'fat cats ate fat rats'::tsvector @@ to_tsquery('fat &
 rat');
 ?column?
----------
 f
```

car ici, aucune normalisation du mot `rats` n'interviendra. Les éléments d'un `tsvector` sont des lexèmes, qui sont supposés déjà normalisés, donc `rats` ne correspond pas à `rat`.

L'opérateur @@ supporte aussi une entrée de type `text`, permettant l'oubli de conversions explicites de text vers `tsvector` ou `tsquery` dans les cas simples. Les variantes disponibles sont :

```
tsvector @@ tsquery
tsquery  @@ tsvector
text @@ tsquery
text @@ text
```

Nous avons déjà vu les deux premières. La forme `text @@ tsquery` est équivalente à `to_tsvector(x) @@ y`. La forme `text @@ text` est équivalente à `to_tsvector(x) @@ plainto_tsquery(y)`.

Dans un `tsquery`, l'opérateur & (AND) spécifie que ses deux arguments doivent être présents dans le document pour qu'il y ait correspondance. De même, l'opérateur | (OR) spécifie qu'au moins un de ses arguments doit être présent dans le document, alors que l'opérateur ! (NOT) spécifie que son argument ne doit *pas* être présent pour qu'il y ait une correspondance. Par exemple, la requête `fat & ! rat` correspond aux documents contenant `fat`, mais pas `rat`.

Chercher des phrases est possible à l'aide de l'opérateur <-> (FOLLOWED BY) `tsquery`, qui établit la correspondance seulement si tous ses arguments sont adjacents et dans l'ordre indiqué. Par exemple :

```
SELECT to_tsvector('fatal error') @@ to_tsquery('fatal <-> error');
 ?column?
----------
 t

SELECT to_tsvector('error is not fatal') @@ to_tsquery('fatal <->
 error');
 ?column?
----------
 f
```

Il existe une version plus générale de l'opérateur FOLLOWED BY qui s'écrit <*N*>, où *N* est un entier représentant la différence entre les positions des lexèmes correspondants. L'opérateur <1> est identique à <->, tandis que l'opérateur <2> n'établit la correspondance que si exactement un lexème différent apparaît entre les deux lexèmes en argument, et ainsi de suite. La fonction `phraseto_tsquery` exploite cet opérateur pour construire un `tsquery` permettant de reconnaître une phrase quand certains des mots sont des termes courants. Par exemple :

```
SELECT phraseto_tsquery('cats ate rats');
       phraseto_tsquery
-------------------------------
 'cat' <-> 'ate' <-> 'rat'

SELECT phraseto_tsquery('the cats ate the rats');
       phraseto_tsquery
-------------------------------
 'cat' <-> 'ate' <2> 'rat'
```

Un cas particulier potentiellement utile est <0> qui peut être utilisé pour vérifier que deux motifs correspondent à un même mot.

On peut utiliser des parenthèses pour contrôler l'imbrication des opérateurs `tsquery`. En l'absence de parenthèses, l'opérateur | a une priorité moindre que &, puis <->, et finalement !.

Il est important de noter que les opérateurs AND/OR/NOT ont une signification légèrement différente quand ils sont les arguments d'un opérateur FOLLOWED BY que quand ils ne le sont pas. La raison en est que, dans un FOLLOWED BY, la position exacte de la correspondance a une importance. Par exemple, habituellement, `!x` ne fait une correspondance qu'avec les documents qui ne contiennent pas `x` quelque part. Mais `!x <-> y` correspond à `y` s'il n'est pas immédiatement après un `x` ; un occurrence de `x` quelque part dans le document n'empêche pas une correspondance. Un autre exemple est que `x & y` nécessite seulement que `x` et `y` apparaissent quelque part dans le document, mais `(x & y) <-> z` nécessite que `x` et `y` réalisent une correspondance immédiatement avant un `z`. De ce fait, cette requête se comporte différemment de `x <-> z & y <-> z`, qui correspondra

à un document contenant deux séquences séparées `x z` et `y z`. (Cette requête spécifique est inutile quand elle est écrite ainsi, car `x` et `y` ne peuvent pas être exactement à la même place ; mais avec des situations plus complexes comme les motifs de correspondance avec préfixe, une requête de cette forme pourrait être utile.)

12.1.3. Configurations

Les exemples ci-dessus ne sont que des exemples simples de recherche plein texte. Comme mentionné précédemment, la recherche plein texte permet de faire beaucoup plus : ignorer l'indexation de certains mots (termes courants), traiter les synonymes et utiliser une analyse sophistiquée, c'est-à-dire une analyse basée sur plus qu'un espace blanc. Ces fonctionnalités sont contrôlées par les *configurations de recherche plein texte*. PostgreSQL arrive avec des configurations prédéfinies pour de nombreux langages et vous pouvez facilement créer vos propres configurations (la commande `\dF` de psql affiche toutes les configurations disponibles).

Lors de l'installation, une configuration appropriée est sélectionnée et default_text_search_config est configuré dans `postgresql.conf` pour qu'elle soit utilisée par défaut. Si vous utilisez la même configuration de recherche plein texte pour le cluster entier, vous pouvez utiliser la valeur de `postgresql.conf`. Pour utiliser différentes configurations dans le cluster, mais avec la même configuration pour une base, utilisez `ALTER DATABASE ... SET`. Sinon, vous pouvez configurer `default_text_search_config` dans chaque session.

Chaque fonction de recherche plein texte qui dépend d'une configuration a un argument `regconfig` en option, pour que la configuration utilisée puisse être précisée explicitement. `default_text_search_config` est seulement utilisé quand cet argument est omis.

Pour rendre plus facile la construction de configurations de recherche plein texte, une configuration est construite à partir d'objets de la base de données. La recherche plein texte de PostgreSQL fournit quatre types d'objets relatifs à la configuration :

- Les *analyseurs de recherche plein texte* cassent les documents en jetons et classifient chaque jeton (par exemple, un mot ou un nombre).
- Les *dictionnaires de recherche plein texte* convertissent les jetons en une forme normalisée et rejettent les termes courants.
- Les *modèles de recherche plein texte* fournissent les fonctions nécessaires aux dictionnaires. (Un dictionnaire spécifie uniquement un modèle et un ensemble de paramètres pour ce modèle.)
- Les *configurations de recherche plein texte* sélectionnent un analyseur et un ensemble de dictionnaires à utiliser pour normaliser les jetons produits par l'analyseur.

Les analyseurs de recherche plein texte et les modèles sont construits à partir de fonctions bas niveau écrites en C ; du coup, le développement de nouveaux analyseurs ou modèles nécessite des connaissances en langage C, et les droits superutilisateur pour les installer dans une base de données. (Il y a des exemples d'analyseurs et de modèles en addon dans la partie `contrib/` de la distribution PostgreSQL.) Comme les dictionnaires et les configurations utilisent des paramètres et se connectent aux analyseurs et modèles, aucun droit spécial n'est nécessaire pour créer un nouveau dictionnaire ou une nouvelle configuration. Les exemples personnalisés de création de dictionnaires et de configurations seront présentés plus tard dans ce chapitre.

12.2. Tables et index

Les exemples de la section précédente illustrent la correspondance plein texte en utilisant des chaînes simples. Cette section montre comment rechercher les données de la table, parfois en utilisant des index.

12.2.1. Rechercher dans une table

Il est possible de faire des recherches plein texte sans index. Une requête qui ne fait qu'afficher le champ `title` de chaque ligne contenant le mot `friend` dans son champ `body` ressemble à ceci :

```
SELECT title
FROM pgweb
WHERE to_tsvector('english', body) @@ to_tsquery('english',
 'friend');
```

Cela trouve aussi les mots relatifs comme `friends` et `friendly`, car ils ont tous la même racine, le même lexème normalisé.

La requête ci-dessus spécifie que la configuration `english` doit être utilisée pour analyser et normaliser les chaînes. Nous pouvons aussi omettre les paramètres de configuration :

```
SELECT title
FROM pgweb
WHERE to_tsvector(body) @@ to_tsquery('friend');
```

Cette requête utilisera l'ensemble de configuration indiqué par default_text_search_config.

Un exemple plus complexe est de sélectionner les dix documents les plus récents qui contiennent les mots `create` et `table` dans les champs `title` ou `body` :

```
SELECT title
FROM pgweb
WHERE to_tsvector(title || ' ' || body) @@ to_tsquery('create &
 table')
ORDER BY last_mod_date DESC LIMIT 10;
```

Pour plus de clarté, nous omettons les appels à la fonction `coalesce` qui est nécessaire pour rechercher les lignes contenant `NULL` dans un des deux champs.

Bien que ces requêtes fonctionnent sans index, la plupart des applications trouvent cette approche trop lente, sauf peut-être pour des recherches occasionnelles. Une utilisation pratique de la recherche plein texte réclame habituellement la création d'un index.

12.2.2. Créer des index

Nous pouvons créer un index GIN (Section 12.9) pour accélérer les recherches plein texte :

```
CREATE INDEX pgweb_idx ON pgweb USING GIN(to_tsvector('english',
 body));
```

Notez que la version à deux arguments de `to_tsvector` est utilisée. Seules les fonctions de recherche plein texte qui spécifient un nom de configuration peuvent être utilisées dans les index sur des expressions (Section 11.7). Ceci est dû au fait que le contenu de l'index ne doit pas être affecté par default_text_search_config. Dans le cas contraire, le contenu de l'index peut devenir incohérent parce que différentes entrées pourraient contenir des `tsvector` créés avec différentes configurations de recherche plein texte et qu'il ne serait plus possible de deviner à quelle configuration fait référence une entrée. Il serait impossible de sauvegarder et restaurer correctement un tel index.

Comme la version à deux arguments de `to_tsvector` a été utilisée dans l'index ci-dessus, seule une référence de la requête qui utilise la version à deux arguments de `to_tsvector` avec le même nom de configuration utilise cet index. C'est-à-dire que `WHERE to_tsvector('english', body)`

`@@ 'a & b'` peut utiliser l'index, mais `WHERE to_tsvector(body) @@ 'a & b'` ne le peut pas. Ceci nous assure qu'un index est seulement utilisé avec la même configuration que celle utilisée pour créer les entrées de l'index.

Il est possible de configurer des index avec des expressions plus complexes où le nom de la configuration est indiqué dans une autre colonne. Par exemple :

```
CREATE INDEX pgweb_idx ON pgweb USING GIN(to_tsvector(config_name,
 body));
```

où `config_name` est une colonne de la table `pgweb`. Ceci permet l'utilisation de configurations mixtes dans le même index tout en enregistrant la configuration utilisée pour chaque entrée d'index. Ceci est utile dans le cas d'une bibliothèque de documents dans différentes langues. Encore une fois, les requêtes voulant utiliser l'index doivent être écrites pour correspondre à l'index, donc `WHERE to_tsvector(config_name, body) @@ 'a & b'`.

Les index peuvent même concaténer des colonnes :

```
CREATE INDEX pgweb_idx ON pgweb USING GIN(to_tsvector('english',
 title || ' ' || body));
```

Une autre approche revient à créer une colonne `tsvector` séparée pour contenir le résultat de `to_tsvector`. Cet exemple est une concaténation de `title` et `body`, en utilisant `coalesce` pour s'assurer qu'un champ est toujours indexé même si l'autre vaut `NULL` :

```
ALTER TABLE pgweb ADD COLUMN textsearchable_index_col tsvector;
UPDATE pgweb SET textsearchable_index_col =
     to_tsvector('english', coalesce(title,'') || ' ' ||
 coalesce(body,''));
```

Puis nous créons un index GIN pour accélérer la recherche :

```
CREATE INDEX textsearch_idx ON pgweb USING
 GIN(textsearchable_index_col);
```

Maintenant, nous sommes prêts pour des recherches plein texte rapides :

```
SELECT title
FROM pgweb
WHERE textsearchable_index_col @@ to_tsquery('create & table')
ORDER BY last_mod_date DESC
LIMIT 10;
```

Lors de l'utilisation d'une colonne séparée pour stocker la représentation `tsvector`, il est nécessaire d'ajouter un trigger pour obtenir une colonne `tsvector` à jour à tout moment suivant les modifications de `title` et `body`. La Section 12.4.3 explique comment le faire.

Un avantage de l'approche de la colonne séparée sur un index par expression est qu'il n'est pas nécessaire de spécifier explicitement la configuration de recherche plein texte dans les requêtes pour utiliser l'index. Comme indiqué dans l'exemple ci-dessus, la requête peut dépendre de

`default_text_search_config`. Un autre avantage est que les recherches seront plus rapides, car il n'est plus nécessaire de refaire des appels à `to_tsvector` pour vérifier la correspondance de l'index. (Ceci est plus important lors de l'utilisation d'un index GiST par rapport à un index GIN ; voir la Section 12.9.) Néanmoins, l'approche de l'index par expression est plus simple à configurer et elle réclame moins d'espace disque, car la représentation `tsvector` n'est pas réellement stockée.

12.3. Contrôler la recherche plein texte

Pour implémenter la recherche plein texte, une fonction doit permettre la création d'un `tsvector` à partir d'un document et la création d'un `tsquery` à partir de la requête d'un utilisateur. De plus, nous avons besoin de renvoyer les résultats dans un ordre utile, donc nous avons besoin d'une fonction de comparaison des documents suivant leur adéquation à la recherche. Il est aussi important de pouvoir afficher joliment les résultats. PostgreSQL fournit un support pour toutes ces fonctions.

12.3.1. Analyser des documents

PostgreSQL fournit la fonction `to_tsvector` pour convertir un document vers le type de données `tsvector`.

```
    to_tsvector([ config regconfig, ] document text)
 returns tsvector
```

`to_tsvector` analyse un document texte et le convertit en jetons, réduit les jetons en des lexèmes et renvoie un `tsvector` qui liste les lexèmes avec leur position dans le document. Ce dernier est traité suivant la configuration de recherche plein texte spécifiée ou celle par défaut. Voici un exemple simple :

```
SELECT to_tsvector('english', 'a fat  cat sat on a mat - it ate a
 fat rats');
                  to_tsvector
-----------------------------------------------------
 'ate':9 'cat':3 'fat':2,11 'mat':7 'rat':12 'sat':4
```

Dans l'exemple ci-dessus, nous voyons que le `tsvector` résultant ne contient pas les mots `a`, `on` et `it`, le mot `rats` est devenu `rat` et le signe de ponctuation `-` a été ignoré.

En interne, la fonction `to_tsvector` appelle un analyseur qui casse le texte en jetons et affecte un type à chaque jeton. Pour chaque jeton, une liste de dictionnaires (Section 12.6) est consultée, liste pouvant varier suivant le type de jeton. Le premier dictionnaire qui *reconnaît* le jeton émet un ou plusieurs *lexèmes* pour représenter le jeton. Par exemple, `rats` devient `rat`, car un des dictionnaires sait que le mot `rats` est la forme plurielle de `rat`. Certains mots sont reconnus comme des *termes courants* (Section 12.6.1), ce qui fait qu'ils sont ignorés, car ils surviennent trop fréquemment pour être utile dans une recherche. Dans notre exemple, il s'agissait de `a`, `on` et `it`. Si aucun dictionnaire de la liste ne reconnaît le jeton, il est aussi ignoré. Dans cet exemple, il s'agit du signe de ponctuation `-`, car il n'existe aucun dictionnaire affecté à ce type de jeton (`Space symbols`), ce qui signifie que les jetons espace ne seront jamais indexés. Le choix de l'analyseur, des dictionnaires et des types de jetons à indexer est déterminé par la configuration de recherche plein texte sélectionnée (Section 12.7). Il est possible d'avoir plusieurs configurations pour la même base, et des configurations prédéfinies sont disponibles pour différentes langues. Dans notre exemple, nous avons utilisé la configuration par défaut, à savoir `english` pour l'anglais.

La fonction `setweight` peut être utilisée pour ajouter un label aux entrées d'un `tsvector` avec un *poids* donné. Ce poids consiste en une lettre : `A`, `B`, `C` ou `D`. Elle est utilisée typiquement pour marquer

les entrées provenant de différentes parties d'un document, comme le titre et le corps. Plus tard, cette information peut être utilisée pour modifier le score des résultats.

Comme `to_tsvector(NULL)` renvoie `NULL`, il est recommandé d'utiliser `coalesce` quand un champ peut être NULL. Voici la méthode recommandée pour créer un `tsvector` à partir d'un document structuré :

```
UPDATE tt SET ti =
    setweight(to_tsvector(coalesce(title,'')), 'A')    ||
    setweight(to_tsvector(coalesce(keyword,'')), 'B')  ||
    setweight(to_tsvector(coalesce(abstract,'')), 'C') ||
    setweight(to_tsvector(coalesce(body,'')), 'D');
```

Ici, nous avons utilisé `setweight` pour ajouter un label à la source de chaque lexème dans le `tsvector` final, puis assemblé les valeurs `tsvector` en utilisant l'opérateur de concaténation des `tsvector`, `||`. (La Section 12.4.1 donne des détails sur ces opérations.)

12.3.2. Analyser des requêtes

PostgreSQL fournit les fonctions `to_tsquery`, `plainto_tsquery`, `phraseto_tsquery` et `websearch_to_tsquery` pour convertir une requête dans le type de données `tsquery`. `to_tsquery` offre un accès à d'autres fonctionnalités que `plainto_tsquery` et `phraseto_tsquery`, mais est moins indulgent sur ses arguments. `websearch_to_tsquery` est une version simplifiée de `to_tsquery` avec une syntaxe différente, similaire à celle utilisée par les moteurs web de recherche.

```
    to_tsquery([ config regconfig, ] querytext text)
 returns tsquery
```

`to_tsquery` crée une valeur `tsquery` à partir de *`querytext`* qui doit contenir un ensemble de jetons individuels séparés par les opérateurs `tsquery` `&` (AND), `|` (OR) et `!` (NOT), et l'opérateur de recherche de phrase `<->` (FOLLOWED BY), possiblement groupés en utilisant des parenthèses. En d'autres termes, les arguments de `to_tsquery` doivent déjà suivre les règles générales pour un `tsquery` comme décrit dans la Section 8.11.2. La différence est que, alors qu'un `tsquery` basique prend les jetons bruts, `to_tsquery` normalise chaque jeton en un lexème en utilisant la configuration spécifiée ou par défaut, et annule tout jeton qui est un terme courant d'après la configuration. Par exemple :

```
SELECT to_tsquery('english', 'The & Fat & Rats');
  to_tsquery
---------------
 'fat' & 'rat'
```

Comme une entrée `tsquery` basique, des poids peuvent être attachés à chaque lexème à restreindre pour établir une correspondance avec seulement des lexèmes `tsvector` de ces poids. Par exemple :

```
SELECT to_tsquery('english', 'Fat | Rats:AB');
    to_tsquery
------------------
 'fat' | 'rat':AB
```

De plus, * peut être attaché à un lexème pour demander la correspondance d'un préfixe :

```
SELECT to_tsquery('supern:*A & star:A*B');
        to_tsquery
--------------------------
 'supern':*A & 'star':*AB
```

Un tel lexème correspondra à tout mot dans un `tsvector` qui commence par la chaîne indiquée.

`to_tsquery` peut aussi accepter des phrases avec des guillemets simples. C'est utile quand la configuration inclut un dictionnaire thésaurus qui peut se déclencher sur de telles phrases. Dans l'exemple ci-dessous, un thésaurus contient la règle `supernovae stars : sn` :

```
SELECT to_tsquery('''supernovae stars'' & !crab');
  to_tsquery
---------------
 'sn' & !'crab'
```

Sans guillemets, `to_tsquery` génère une erreur de syntaxe pour les jetons qui ne sont pas séparés par un opérateur AND, ou FOLLOWED BY.

```
    plainto_tsquery([ config regconfig, ] querytext text)
 returns tsquery
```

`plainto_tsquery` transforme le texte non formaté *`querytext`* en `tsquery`. Le texte est analysé et normalisé un peu comme pour `to_tsvector`, ensuite l'opérateur `tsquery` & (AND) est inséré entre les mots restants.

Exemple :

```
 SELECT plainto_tsquery('english', 'The Fat Rats');
 plainto_tsquery
-----------------
 'fat' & 'rat'
```

Notez que `plainto_tsquery` ne reconnaîtra pas un opérateur `tsquery`, des labels de poids en entrée ou des labels de correspondance de préfixe :

```
SELECT plainto_tsquery('english', 'The Fat & Rats:C');
   plainto_tsquery
----------------------
 'fat' & 'rat' & 'c'
```

Ici, tous les symboles de ponctuation ont été annulés, car ce sont des symboles espace.

```
phraseto_tsquery([ config regconfig, ] querytext text)
 returns tsquery
```

`phraseto_tsquery` se comporte largement comme `plainto_tsquery`, sauf qu'elle insère l'opérateur `<->` (FOLLOWED BY) entre les mots restants plutôt que l'opérateur & (AND). De plus, les termes courants ne sont pas simplement écartés, mais sont comptabilisés par l'utilisation d'opérateurs *<N>* plutôt que d'opérateurs `<->`. Cette fonction est utile quand on recherche des séquences exactes de lexèmes, puisque l'opérateur FOLLOWED BY vérifie l'ordre des lexèmes et pas seulement la présence de tous les lexèmes.

Exemple :

```
SELECT phraseto_tsquery('english', 'The Fat Rats');
 phraseto_tsquery
------------------
 'fat' <-> 'rat'
```

Comme `plainto_tsquery`, la fonction `phraseto_tsquery` ne reconnait ni les opérateurs `tsquery`, ni les labels de poids, ni les labels de correspondance de préfixe dans ses arguments :

```
SELECT phraseto_tsquery('english', 'The Fat & Rats:C');
      phraseto_tsquery
-----------------------------
 'fat' <-> 'rat' <-> 'c'
```

```
websearch_to_tsquery([ config regconfig, ] querytext text)
 returns tsquery
```

`websearch_to_tsquery` crée une valeur `tsquery` à partir de *`querytext`* en utilisant une syntaxe différente dans laquelle un texte simple non formaté est une requête valide. Contrairement à `plainto_tsquery` et `phraseto_tsquery`, elle reconnaît aussi certains opérateurs. De plus, cette fonction ne doit jamais lever d'erreurs de syntaxe, ce qui permet de l'utiliser pour la recherche à partir d'entrées brutes fournies par un utilisateur. La syntaxe suivante est supportée :

- `unquoted text` : du texte en dehors de guillemets sera converti en des termes séparés par des opérateurs &, comme traité par `plainto_tsquery`.
- `"quoted text"` : du texte à l'intérieur de guillemets sera converti en termes séparés par des opérateurs `<->`, comme traité par `phraseto_tsquery`.
- `OR` : un OU logique sera converti vers l'opérateur `|`.
- `-` : l'opérateur logique NON sera converti vers l'opérateur `!`.

Exemples :

```
SELECT websearch_to_tsquery('english', 'The fat rats');
 websearch_to_tsquery
----------------------
 'fat' & 'rat'
(1 row)

SELECT websearch_to_tsquery('english', '"supernovae stars" -crab');
       websearch_to_tsquery
---------------------------------
 'supernova' <-> 'star' & !'crab'
(1 row)

SELECT websearch_to_tsquery('english', '"sad cat" or "fat rat"');
```

```
       websearch_to_tsquery
----------------------------------
 'sad' <-> 'cat' | 'fat' <-> 'rat'
(1 row)

SELECT websearch_to_tsquery('english', 'signal -"segmentation
 fault"');
        websearch_to_tsquery
---------------------------------------
 'signal' & !( 'segment' <-> 'fault' )
(1 row)

SELECT websearch_to_tsquery('english', '""" )( dummy \\ query <-
>');
 websearch_to_tsquery
----------------------
 'dummi' & 'queri'
(1 row)
```

12.3.3. Ajouter un score aux résultats d'une recherche

Les tentatives de score pour mesurer l'adéquation des documents se font par rapport à une certaine requête. Donc, quand il y a beaucoup de correspondances, les meilleurs doivent être montrés en premier. PostgreSQL fournit deux fonctions prédéfinies de score, prenant en compte l'information lexicale, la proximité et la structure ; en fait, elles considèrent le nombre de fois où les termes de la requête apparaissent dans le document, la proximité des termes de la recherche avec ceux de la requête et l'importance du passage du document où se trouvent les termes du document. Néanmoins, le concept d'adéquation pourrait demander plus d'informations pour calculer le score, par exemple la date et l'heure de modification du document. Les fonctions internes de calcul de score sont seulement des exemples. Vous pouvez écrire vos propres fonctions de score et/ou combiner leurs résultats avec des facteurs supplémentaires pour remplir un besoin spécifique.

Les deux fonctions de score actuellement disponibles sont :

`ts_rank([ *weights* float4[], ] *vector* tsvector, *query* tsquery [, *normalization* integer ]) returns float4`

Calcule un score sur les vecteurs en se basant sur la fréquence des lexèmes correspondant à la recherche.

`ts_rank_cd([ *weights* float4[], ] *vector* tsvector, *query* tsquery [, *normalization* integer ]) returns float4`

Cette fonction calcule le score de la *densité de couverture* pour le vecteur du document et la requête donnés, comme décrit dans l'article de Clarke, Cormack et Tudhope, « Relevance Ranking for One to Three Term Queries », article paru dans le journal « Information Processing and Management » en 1999. La densité de couverture est similaire au classement effectué par `ts_rank`, à la différence que la proximité de correspondance des lexèmes les uns par rapport aux autres est prise en compte.

Cette fonction a besoin d'information sur la position des lexèmes pour effectuer son travail. Par conséquent, elle ignore les lexèmes « stripés » dans le `tsvector`. S'il n'y a aucun lexème « non stripé » en entrée, le résultat sera zéro. (Voir Section 12.4.1 pour plus d'informations sur la fonction `strip` et les informations de position dans les `tsvector`.)

Pour ces deux fonctions, l'argument optionnel des *`poids`* offre la possibilité d'impacter certains mots plus ou moins suivant la façon dont ils sont marqués. Le tableau de poids indique à quel point chaque catégorie de mots est marquée. Dans l'ordre :

```
{poids-D, poids-C, poids-B, poids-A}
```

Si aucun *poids* n'est fourni, alors ces valeurs par défaut sont utilisées :

```
{0.1, 0.2, 0.4, 1.0}
```

Typiquement, les poids sont utilisés pour marquer les mots compris dans des aires spéciales du document, comme le titre ou le résumé initial, pour qu'ils puissent être traités avec plus ou moins d'importance que les mots dans le corps du document.

Comme un document plus long a plus de chances de contenir un terme de la requête, il est raisonnable de prendre en compte la taille du document, par exemple un document de cent mots contenant cinq fois un mot de la requête est probablement plus intéressant qu'un document de mille mots contenant lui aussi cinq fois un mot de la requête. Les deux fonctions de score prennent une option *normalization*, de type integer, qui précise si la longueur du document doit impacter son score. L'option contrôle plusieurs comportements, donc il s'agit d'un masque de bits : vous pouvez spécifier un ou plusieurs comportements en utilisant `|` (par exemple, `2|4`).

- 0 (valeur par défaut) ignore la longueur du document
- 1 divise le score par 1 + le logarithme de la longueur du document
- 2 divise le score par la longueur du document
- 4 divise le score par la moyenne harmonique de la distance entre les mots (ceci est implémenté seulement par `ts_rank_cd`)
- 8 divise le score par le nombre de mots uniques dans le document
- 16 divise le score par 1 + le logarithme du nombre de mots uniques dans le document
- 32 divise le score par lui-même + 1

Si plus d'un bit de drapeau est indiqué, les transformations sont appliquées dans l'ordre indiqué.

Il est important de noter que les fonctions de score n'utilisent aucune information globale, donc il est impossible de produire une normalisation de 1% ou 100%, comme c'est parfois demandé. L'option de normalisation 32 (`score/(score+1)`) peut s'appliquer pour échelonner tous les scores dans une échelle de zéro à un, mais, bien sûr, c'est une petite modification cosmétique, donc l'ordre des résultats ne changera pas.

Voici un exemple qui sélectionne seulement les dix correspondances de meilleur score :

```
SELECT title, ts_rank_cd(textsearch, query) AS rank
FROM apod, to_tsquery('neutrino|(dark & matter)') query
WHERE query @@ textsearch
ORDER BY rank DESC
LIMIT 10;
                     title                     |   rank
-----------------------------------------------+----------
 Neutrinos in the Sun                          |      3.1
 The Sudbury Neutrino Detector                 |      2.4
 A MACHO View of Galactic Dark Matter          |  2.01317
 Hot Gas and Dark Matter                       |  1.91171
 The Virgo Cluster: Hot Plasma and Dark Matter |  1.90953
 Rafting for Solar Neutrinos                   |      1.9
 NGC 4650A: Strange Galaxy and Dark Matter     |  1.85774
 Hot Gas and Dark Matter                       |   1.6123
 Ice Fishing for Cosmic Neutrinos              |      1.6
 Weak Lensing Distorts the Universe            | 0.818218
```

Voici le même exemple en utilisant un score normalisé :

```
SELECT title, ts_rank_cd(textsearch, query, 32 /* rank/(rank+1)
 */ ) AS rank
FROM apod, to_tsquery('neutrino|(dark & matter)') query
WHERE  query @@ textsearch
ORDER BY rank DESC
LIMIT 10;
                     title                     |        rank
-----------------------------------------------+-------------------
 Neutrinos in the Sun                          | 0.756097569485493
 The Sudbury Neutrino Detector                 | 0.705882361190954
 A MACHO View of Galactic Dark Matter          | 0.668123210574724
 Hot Gas and Dark Matter                       |  0.65655958650282
 The Virgo Cluster: Hot Plasma and Dark Matter | 0.656301290640973
 Rafting for Solar Neutrinos                   | 0.655172410958162
 NGC 4650A: Strange Galaxy and Dark Matter     | 0.650072921219637
 Hot Gas and Dark Matter                       | 0.617195790024749
 Ice Fishing for Cosmic Neutrinos              | 0.615384618911517
 Weak Lensing Distorts the Universe            | 0.450010798361481
```

Le calcul du score peut consommer beaucoup de ressources, car il demande de consulter le `tsvector` de chaque document correspondant, ce qui est très consommateur en entrées/sorties et du coup lent. Malheureusement, c'est presque impossible à éviter, car les requêtes intéressantes ont un grand nombre de correspondances.

12.3.4. Surligner les résultats

Pour présenter les résultats d'une recherche, il est préférable d'afficher une partie de chaque document et en quoi cette partie concerne la requête. Habituellement, les moteurs de recherche affichent des fragments du document avec des marques pour les termes recherchés. PostgreSQL fournit une fonction `ts_headline` qui implémente cette fonctionnalité.

```
    ts_headline([ config regconfig, ] document text, query tsquery
 [, options text ]) returns text
```

`ts_headline` accepte un document avec une requête et renvoie un résumé du document. Les termes de la requête sont surlignés dans les extractions. La configuration à utiliser pour analyser le document peut être précisée par *`config`* ; si *`config`* est omis, le paramètre `default_text_search_config` est utilisé.

Si une chaîne *`options`* est spécifiée, elle doit consister en une liste de une ou plusieurs paires *`option=valeur`* séparées par des virgules. Les options disponibles sont :

- `MaxWords`, `MinWords` (entiers) : ces nombres déterminent les limites minimum et maximum des résumés à afficher. Les valeurs par défaut sont respectivement 35 et 15.
- `ShortWord` (entier) : les mots de cette longueur et les mots plus petits seront supprimés au début et à la fin d'un résumé, sauf si ce sont des mots de la recherche. La valeur par défaut est de trois pour éliminer les articles anglais communs.
- `HighlightAll` (booléen) : si `true`, le document complet sera utilisé comme résumé, en ignorant les trois paramètres précédents. La valeur par défaut est `false`.

- `MaxFragments` (entier) : nombre maximum de fragments de texte à afficher. La valeur par défaut, 0, sélectionne une méthode de génération de résumés non basés sur des fragments. Une valeur positive sélectionne la génération de résumé basée sur les fragments (voir ci-dessous).
- `StartSel`, `StopSel` (chaînes) : les chaînes qui permettent de délimiter les mots de la requête apparaissant dans le document pour les distinguer des autres mots du résumé. Les valeurs par défaut sont « `<b>` » et « `</b>` », qui sont convenables pour une sortie HTML.
- `FragmentDelimiter` (chaîne) : quand plus d'un fragment est affiché, alors les fragments seront séparés par ce délimiteur. La valeur par défaut est « `...` ».

Les noms de ces options s'utilisent avec ou sans casse. Vous devez mettre les chaînes de caractères entre guillemets doubles si elles contiennent des espaces ou des virgules.

Pour la génération des résumés qui ne sont pas basés sur des fragments, `ts_headline` repère les correspondances pour la *`requete`* donnée et en choisit une seule à afficher, en préférant les correspondances qui ont le plus grand nombre de mots provenant de la requête dans la longueur autorisée pour le résumé. Pour la génération des résumés basés sur les fragments, `ts_headline` repère les correspondances pour la requête et divise chaque correspondance en « fragments » d'au plus `MaxWords` mots chacun, en préférant les fragments avec le plus de mots provenant de la requête, et si possible des fragments se prolongeant pour inclure les mots autour. Le mode basé sur les fragments est donc plus utile quand la requête correspond à de grosses sections du document ou quand il est préférable d'afficher plusieurs correspondances. Dans les deux modes, si aucune correspondance n'est identifiée, alors un seul fragment des `MinWords` premiers mots du document sera affiché.

Par exemple :

```
SELECT ts_headline('english',
  'The most common type of search
is to find all documents containing given query terms
and return them in order of their similarity to the
query.',
  to_tsquery('english', 'query & similarity'));
                        ts_headline
------------------------------------------------------------
 containing given <b>query</b> terms                       +
 and return them in order of their <b>similarity</b> to the+
 <b>query</b>.

SELECT ts_headline('english',
  'Search terms may occur
many times in a document,
requiring ranking of the search matches to decide which
occurrences to display in the result.',
  to_tsquery('english', 'search & term'),
  'MaxFragments=10, MaxWords=7, MinWords=3, StartSel=<<,
 StopSel=>>');
                        ts_headline
------------------------------------------------------------
 <<Search>> <<terms>> may occur                            +
 many times ... ranking of the <<search>> matches to decide
```

`ts_headline` utilise le document original, pas un résumé `tsvector`, donc elle peut être lente et doit être utilisée avec parcimonie et attention.

12.4. Fonctionnalités supplémentaires

Cette section décrit des fonctions et opérateurs supplémentaires qui sont utiles en relation avec la recherche plein texte.

12.4.1. Manipuler des documents

La Section 12.3.1 a montré comment des documents en texte brut peuvent être convertis en valeurs `tsvector`. PostgreSQL fournit aussi des fonctions et des opérateurs pouvant être utilisés pour manipuler des documents qui sont déjà au format `tsvector`.

`tsvector || tsvector`

L'opérateur de concaténation `tsvector` renvoie un vecteur qui combine les lexèmes et des informations de position pour les deux vecteurs donnés en argument. Les positions et les labels de poids sont conservés lors de la concaténation. Les positions apparaissant dans le vecteur droit sont décalées par la position la plus large mentionnée dans le vecteur gauche, pour que le résultat soit pratiquement équivalent au résultat du traitement de `to_tsvector` sur la concaténation des deux documents originaux. (L'équivalence n'est pas exacte, car tout terme courant supprimé de la fin de l'argument gauche n'affectera pas le résultat alors qu'ils auraient affecté les positions des lexèmes dans l'argument droit si la concaténation de texte avait été utilisée.)

Un avantage de l'utilisation de la concaténation au format vecteur, plutôt que la concaténation de texte avant d'appliquer `to_tsvector`, est que vous pouvez utiliser différentes configurations pour analyser les différentes sections du document. De plus, comme la fonction `setweight` marque tous les lexèmes du secteur donné de la même façon, il est nécessaire d'analyser le texte et de lancer `setweight` avant la concaténation si vous voulez des labels de poids différents sur les différentes parties du document.

`setweight(`*`vector`* `tsvector, `*`weight`* `"char") returns tsvector`

Cette fonction renvoie une copie du vecteur en entrée pour chaque position de poids *`weight`*, soit `A`, soit `B`, soit `C` soit `D`. (`D` est la valeur par défaut pour les nouveaux vecteurs et, du coup, n'est pas affichée en sortie.) Ces labels sont conservés quand les vecteurs sont concaténés, permettant aux mots des différentes parties d'un document de se voir attribuer un poids différent par les fonctions de score.

Notez que les labels de poids s'appliquent seulement aux *positions*, pas aux *lexèmes*. Si le vecteur en entrée se voit supprimer les positions, alors `setweight` ne pourra rien faire.

`length(`*`vector`* `tsvector) returns integer`

Renvoie le nombre de lexèmes enregistrés dans le vecteur.

`strip(`*`vector`* `tsvector) returns tsvector`

Renvoie un vecteur qui liste les mêmes lexèmes que le vecteur donné, mais à qui il manquera les informations de position et de poids. Alors que le vecteur renvoyé est bien moins utile qu'un vecteur normal pour calculer le score, il est habituellement bien plus petit. Le classement par pertinence ne fonctionne pas aussi bien sur les vecteurs stripés que sur les non-stripés. Par ailleurs, l'opérateur `tsquery <->` (FOLLOWED BY) ne trouvera jamais de correspondance pour des entrées stripées, puisqu'il ne peut pas déterminer la distance entre deux occurrences de lexèmes dans ce cas.

Une liste complète des fonctions relatives aux `tsvector` est disponible à Tableau 9.41.

12.4.2. Manipuler des requêtes

La Section 12.3.2 a montré comment des requêtes texte peuvent être converties en valeurs de type `tsquery`. PostgreSQL fournit aussi des fonctions et des opérateurs pouvant être utilisés pour manipuler des requêtes qui sont déjà de la forme `tsquery`.

`tsquery && tsquery`

Renvoie une combinaison AND des deux requêtes données.

`tsquery || tsquery`

Renvoie une combinaison OR des deux requêtes données.

`!! tsquery`

Renvoie la négation (NOT) de la requête donnée.

`tsquery <-> tsquery`

Renvoie une requête qui recherche une correspondance avec la première requête donnée suivie immédiatement par une correspondance avec la seconde requête donnée, en utilisant l'opérateur `tsquery <->` (FOLLOWED BY). Par exemple :

```
SELECT to_tsquery('fat') <-> to_tsquery('cat | rat');
             ?column?
-----------------------------------
 'fat' <-> 'cat' | 'fat' <-> 'rat'
```

`tsquery_phrase(`*`query1`* `tsquery,` *`query2`* `tsquery [,` *`distance`* `integer ]) returns tsquery`

Renvoie une requête qui recherche une correspondance avec la première requête donnée suivie par une correspondance avec la seconde requête donnée, à une distance d'au plus *`distance`* lexèmes, en utilisant l'opérateur `tsquery <`*`N`*`>`. Par exemple :

```
SELECT tsquery_phrase(to_tsquery('fat'), to_tsquery('cat'), 10);
  tsquery_phrase
------------------
 'fat' <10> 'cat'
```

`numnode(`*`query`* `tsquery) returns integer`

Renvoie le nombre de nœuds (lexèmes et opérateurs) dans un `tsquery`. Cette fonction est utile pour déterminer si la requête (*`query`*) a un sens (auquel cas elle renvoie > 0) ou si elle ne contient que des termes courants (auquel cas elle renvoie 0). Exemples :

```
SELECT numnode(plainto_tsquery('the any'));
NOTICE:  query contains only stopword(s) or doesn't contain
 lexeme(s), ignored
 numnode
---------
       0

SELECT numnode('foo & bar'::tsquery);
 numnode
---------
       3
```

`querytree(`*`query`* `tsquery) returns text`

Renvoie la portion d'un `tsquery` qui peut être utilisée pour rechercher dans un index. Cette fonction est utile pour détecter les requêtes qui ne peuvent pas utiliser un index, par exemple celles qui contiennent des termes courants ou seulement des négations de termes. Par exemple :

```
SELECT querytree(to_tsquery('!defined'));
 querytree
-----------
```

12.4.2.1. Ré-écriture des requêtes

La famille de fonctions `ts_rewrite` cherche dans un `tsquery` donné les occurrences d'une sous-requête cible et remplace chaque occurrence avec une autre sous-requête de substitution. En fait, cette opération est une version spécifique à `tsquery` d'un remplacement de sous-chaîne. Une combinaison cible et substitut peut être vue comme une *règle de ré-écriture de la requête*. Un ensemble de règles de ré-écriture peut être une aide puissante à la recherche. Par exemple, vous pouvez étendre la recherche en utilisant des synonymes (`new york`, `big apple`, `nyc`, `gotham`) ou restreindre la recherche pour diriger l'utilisateur vers des thèmes en vogue. Cette fonctionnalité n'est pas sans rapport avec les thésaurus (Section 12.6.4). Néanmoins, vous pouvez modifier un ensemble de règles de ré-écriture directement, sans réindexer, alors que la mise à jour d'un thésaurus nécessite une réindexation pour être pris en compte.

`ts_rewrite (`*`query`* `tsquery, `*`target`* `tsquery, `*`substitute`* `tsquery) returns tsquery`

Cette forme de `ts_rewrite` applique simplement une seule règle de ré-écriture : *`target`* est remplacé par *`substitute`* partout où il apparaît dans *`query`*. Par exemple :

```
SELECT ts_rewrite('a & b'::tsquery, 'a'::tsquery, 'c'::tsquery);
 ts_rewrite
------------
 'b' & 'c'
```

`ts_rewrite (`*`query`* `tsquery, `*`select`* `text) returns tsquery`

Cette forme de `ts_rewrite` accepte une *`query`* de début et une commande SQL *`select`*, qui est fournie comme une chaîne de caractères. *`select`* doit renvoyer deux colonnes de type `tsquery`. Pour chaque ligne de résultats du *`select`*, les occurrences de la valeur de la première colonne (la cible) sont remplacées par la valeur de la deuxième colonne (le substitut) dans la valeur actuelle de *`query`*. Par exemple :

```
CREATE TABLE aliases (t tsquery PRIMARY KEY, s tsquery);
INSERT INTO aliases VALUES('a', 'c');

SELECT ts_rewrite('a & b'::tsquery, 'SELECT t,s FROM aliases');
 ts_rewrite
------------
 'b' & 'c'
```

Notez que, quand plusieurs règles de ré-écriture sont appliquées de cette façon, l'ordre d'application peut être important ; donc, en pratique, vous voudrez que la requête source utilise `ORDER BY` avec un ordre précis.

Considérons un exemple réel pour l'astronomie. Nous étendons la requête `supernovae` en utilisant les règles de ré-écriture par la table :

```
CREATE TABLE aliases (t tsquery primary key, s tsquery);
```

```
INSERT INTO aliases VALUES(to_tsquery('supernovae'),
 to_tsquery('supernovae|sn'));

SELECT ts_rewrite(to_tsquery('supernovae & crab'), 'SELECT * FROM
 aliases');
          ts_rewrite
--------------------------------
 'crab' & ( 'supernova' | 'sn' )
```

Nous pouvons modifier les règles de ré-écriture simplement en mettant à jour la table :

```
UPDATE aliases SET s = to_tsquery('supernovae|sn & !nebulae') WHERE
 t = to_tsquery('supernovae');

SELECT ts_rewrite(to_tsquery('supernovae & crab'), 'SELECT * FROM
 aliases');
                ts_rewrite
-------------------------------------------
 'crab' & ( 'supernova' | 'sn' & !'nebula' )
```

La ré-écriture peut être lente quand il y a beaucoup de règles de ré-écriture, car elle vérifie l'intérêt de chaque règle. Pour filtrer les règles qui ne sont pas candidates de façon évidente, nous pouvons utiliser les opérateurs de contenant pour le type `tsquery`. Dans l'exemple ci-dessous, nous sélectionnons seulement les règles qui peuvent correspondre avec la requête originale :

```
SELECT ts_rewrite('a & b'::tsquery,
                  'SELECT t,s FROM aliases WHERE ''a & b''::tsquery
 @> t');
 ts_rewrite
------------
 'b' & 'c'
```

12.4.3. Triggers pour les mises à jour automatiques

Lors de l'utilisation d'une colonne séparée pour stocker la représentation `tsvector` de vos documents, il est nécessaire de créer un trigger pour mettre à jour la colonne `tsvector` quand le contenu des colonnes document change. Deux fonctions trigger intégrées sont disponibles pour cela, mais vous pouvez aussi écrire la vôtre.

```
 tsvector_update_trigger(tsvector_column_name, config_name, text_column_name
 [, ... ])

 tsvector_update_trigger_column(tsvector_column_name, config_column_name, text_
 [, ... ])
```

Ces fonctions trigger calculent automatiquement une colonne `tsvector` à partir d'une ou plusieurs colonnes texte sous le contrôle des paramètres spécifiés dans la commande `CREATE TRIGGER`. Voici un exemple de leur utilisation :

```
CREATE TABLE messages (
    title       text,
```

```
    body        text,
    tsv         tsvector
);

CREATE TRIGGER tsvectorupdate BEFORE INSERT OR UPDATE
ON messages FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION
tsvector_update_trigger(tsv, 'pg_catalog.english', title, body);

INSERT INTO messages VALUES('title here', 'the body text is here');

SELECT * FROM messages;
   title    |         body          |            tsv
------------+-----------------------+----------------------------
 title here | the body text is here | 'bodi':4 'text':5 'titl':1

SELECT title, body FROM messages WHERE tsv @@ to_tsquery('title &
 body');
   title    |         body
------------+----------------------
 title here | the body text is here
```

Après avoir créé ce trigger, toute modification dans `title` ou `body` sera automatiquement reflétée dans `tsv`, sans que l'application n'ait à s'en soucier.

Le premier argument du trigger doit être le nom de la colonne `tsvector` à mettre à jour. Le deuxième argument spécifie la configuration de recherche plein texte à utiliser pour réaliser la conversion. Pour `tsvector_update_trigger`, le nom de la configuration est donné en deuxième argument du trigger. Il doit être qualifié du nom du schéma comme indiqué ci-dessus pour que le comportement du trigger ne change pas avec les modifications de `search_path`. Pour `tsvector_update_trigger_column`, le deuxième argument du trigger est le nom d'une autre colonne de table qui doit être du type `regconfig`. Ceci permet une sélection par ligne de la configuration à faire. Les arguments restants sont les noms des colonnes texte (de type `text`, `varchar` ou `char`). Elles sont incluses dans le document suivant l'ordre donné. Les valeurs NULL sont ignorées (mais les autres colonnes sont toujours indexées).

Une limitation des triggers internes est qu'ils traitent les colonnes de façon identique. Pour traiter les colonnes différemment -- par exemple pour donner un poids plus important au titre qu'au corps -- il est nécessaire d'écrire un trigger personnalisé. Voici un exemple utilisant PL/pgSQL comme langage du trigger :

```
CREATE FUNCTION messages_trigger() RETURNS trigger AS $$
begin
  new.tsv :=
     setweight(to_tsvector('pg_catalog.english',
 coalesce(new.title,'')), 'A') ||
     setweight(to_tsvector('pg_catalog.english',
 coalesce(new.body,'')), 'D');
  return new;
end
$$ LANGUAGE plpgsql;

CREATE TRIGGER tsvectorupdate BEFORE INSERT OR UPDATE
ON messages FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION messages_trigger();
```

Gardez en tête qu'il est important de spécifier explicitement le nom de la configuration lors de la création de valeurs `tsvector` dans des triggers, pour que le contenu de la colonne ne soit pas affecté

par des modifications de `default_text_search_config`. Dans le cas contraire, des problèmes surviendront comme des résultats de recherche changeant après une sauvegarde/restauration.

12.4.4. Récupérer des statistiques sur les documents

La fonction `ts_stat` est utile pour vérifier votre configuration et pour trouver des candidats pour les termes courants.

```
ts_stat(sqlquery text, [ weights text, ]
        OUT word text, OUT ndoc integer,
        OUT nentry integer) returns setof record
```

`sqlquery` est une valeur de type texte contenant une requête SQL qui doit renvoyer une seule colonne `tsvector`. `ts_stat` exécute la requête et renvoie des statistiques sur chaque lexème (mot) contenu dans les données `tsvector`. Les colonnes renvoyées sont :

- *`word`* `text` -- la valeur d'un lexème
- *`ndoc`* `integer` -- le nombre de documents (`tsvector`) où le mot se trouve
- *`nentry`* `integer` -- le nombre total d'occurrences du mot

Si *`weights`* est précisé, seules les occurrences d'un de ces poids sont comptabilisées.

Par exemple, pour trouver les dix mots les plus fréquents dans un ensemble de document :

```
SELECT * FROM ts_stat('SELECT vector FROM apod')
ORDER BY nentry DESC, ndoc DESC, word
LIMIT 10;
```

De la même façon, mais en ne comptant que les occurrences de poids `A` ou `B` :

```
SELECT * FROM ts_stat('SELECT vector FROM apod', 'ab')
ORDER BY nentry DESC, ndoc DESC, word
LIMIT 10;
```

12.5. Analyseurs

Les analyseurs de recherche plein texte sont responsables du découpage d'un document brut en *jetons* et d'identifier le type des jetons. L'ensemble des types possibles est défini par l'analyseur lui-même. Notez qu'un analyseur ne modifie pas le texte -- il identifie les limites plausibles des mots. Comme son domaine est limité, il est moins important de pouvoir construire des analyseurs personnalisés pour une application. Actuellement, PostgreSQL fournit un seul analyseur interne qui s'est révélé utile pour un ensemble varié d'applications.

L'analyseur interne est nommé `pg_catalog.default`. Il reconnait 23 types de jeton, dont la liste est disponible dans Tableau 12.1.

Tableau 12.1. Types de jeton de l'analyseur par défaut

Alias	Description	Exemple
`asciiword`	Mot, toute lettre ASCII	`elephant`
`word`	Mot, toute lettre	`mañana`

Alias	Description	Exemple
numword	Mot, lettres et chiffres	beta1
asciihword	Mot composé, en ASCII	up-to-date
hword	Mot composé, toutes les lettres	lógico-matemática
numhword	Mot composé, lettre et chiffre	postgresql-beta1
hword_asciipart	Partie d'un mot composé, en ASCII	postgresql dans le contexte postgresql-beta1
hword_part	Partie d'un mot composé, toutes les lettres	lógico ou matemática dans le contexte lógico-matemática
hword_numpart	Partie d'un mot composé, lettres et chiffres	beta1 dans le contexte postgresql-beta1
email	Adresse email	foo@example.com
protocol	En-tête de protocole	http://
url	URL	example.com/stuff/index.html
host	Hôte	example.com
url_path	Chemin URL	/stuff/index.html, dans le contexte d'une URL
file	Fichier ou chemin	/usr/local/foo.txt, en dehors du contexte d'une URL
sfloat	Notation scientifique	-1.234e56
float	Notation décimale	-1.234
int	Entier signé	-1234
uint	Entier non signé	1234
version	Numéro de version	8.3.0
tag	Balise XML	<a href="dictionaries.html">
entity	Entité XML	&
blank	Symboles espaces	(tout espace blanc, ou signe de ponctuation non reconnu autrement)

> **Note**
>
> La notion de l'analyseur d'une « lettre » est déterminée par la configuration de la locale sur la base de données, spécifiquement par lc_ctype. Les mots contenant seulement des lettres ASCII basiques sont reportés comme un type de jeton séparé, car il est parfois utile de les distinguer. Dans la plupart des langues européennes, les types de jeton word et asciiword doivent toujours être traités de la même façon.

email ne supporte pas tous les caractères email valides tels qu'ils sont définis par la RFC 5322. Spécifiquement, les seuls caractères non alphanumériques supportés sont le point, le tiret et le tiret bas.

Il est possible que l'analyseur produise des jetons qui coïncident à partir du même texte. Comme exemple, un mot composé peut être reporté à la fois comme un mot entier et pour chaque composante :

```
SELECT alias, description, token FROM ts_debug('foo-bar-beta1');
      alias      |               description                |
 token
-----------------+------------------------------------------
+---------------
 numhword        | Hyphenated word, letters and digits      | foo-
bar-beta1
 hword_asciipart | Hyphenated word part, all ASCII          | foo
 blank           | Space symbols                            | -
 hword_asciipart | Hyphenated word part, all ASCII          | bar
 blank           | Space symbols                            | -
 hword_numpart   | Hyphenated word part, letters and digits | beta1
```

Ce comportement est souhaitable, car il autorise le bon fonctionnement de la recherche sur le mot composé et sur les composants. Voici un autre exemple instructif :

```
SELECT alias, description, token FROM ts_debug('http://example.com/
stuff/index.html');
  alias   |  description  |            token
----------+---------------+------------------------------
 protocol | Protocol head | http://
 url      | URL           | example.com/stuff/index.html
 host     | Host          | example.com
 url_path | URL path      | /stuff/index.html
```

12.6. Dictionnaires

Les dictionnaires sont utilisés pour éliminer des mots qui ne devraient pas être considérés dans une recherche (*termes courants*), et pour *normaliser* des mots pour que des formes dérivées de ce même mot établissent une correspondance. Un mot normalisé avec succès est appelé un *lexème*. En dehors du fait d'améliorer la qualité de la recherche, la normalisation et la suppression des termes courants réduisent la taille de la représentation d'un document en `tsvector`, et donc améliorent les performances. La normalisation n'a pas toujours une signification linguistique et dépend habituellement de la sémantique de l'application.

Quelques exemples de normalisation :

- Linguistique - les dictionnaires ispell tentent de réduire les mots en entrée en une forme normalisée ; les dictionnaires stemmer suppriment la fin des mots
- Les URL peuvent être réduites pour établir certaines correspondances :
  - http://www.pgsql.ru/db/mw/index.html
  - http://www.pgsql.ru/db/mw/
  - http://www.pgsql.ru/db/../db/mw/index.html
- Les noms de couleur peuvent être remplacés par leur valeur hexadécimale, par exemple `red, green, blue, magenta -> FF0000, 00FF00, 0000FF, FF00FF`
- En cas d'indexation de nombre, nous pouvons supprimer certains chiffres à fraction pour réduire les nombres possibles, donc par exemple *3.14*159265359, *3.14*15926, *3.14* seront identiques après normalisation si seuls deux chiffres sont conservés après le point décimal.

Un dictionnaire est un programme qui accepte un jeton en entrée et renvoie :

- un tableau de lexèmes si le jeton en entrée est connu dans le dictionnaire (notez qu'un jeton peut produire plusieurs lexèmes)
- un unique lexème avec le drapeau `TSL_FILTER` configuré, pour remplacer le jeton original avec un nouveau jeton à passer aux dictionnaires suivants (un dictionnaire de ce type est appelé un *dictionnaire filtrant*)

- un tableau vide si le dictionnaire connaît le jeton, mais que ce dernier est un terme courant
- `NULL` si le dictionnaire n'a pas reconnu le jeton en entrée

PostgreSQL fournit des dictionnaires prédéfinis pour de nombreuses langues. Il existe aussi plusieurs modèles prédéfinis qui peuvent être utilisés pour créer de nouveaux dictionnaires avec des paramètres personnalisés. Chaque modèle prédéfini de dictionnaire est décrit ci-dessous. Si aucun modèle ne convient, il est possible d'en créer de nouveaux ; voir le répertoire `contrib/` de PostgreSQL pour des exemples.

Une configuration de recherche plein texte lie un analyseur avec un ensemble de dictionnaires pour traiter les jetons en sortie de l'analyseur. Pour chaque type de jeton que l'analyseur peut renvoyer, une liste séparée de dictionnaires est indiquée par la configuration. Quand un jeton de ce type est trouvé par l'analyseur, chaque dictionnaire de la liste est consulté jusqu'à ce qu'un dictionnaire le reconnaisse comme un mot connu. S'il est identifié comme un terme courant ou si aucun dictionnaire ne le reconnaît, il sera ignoré et non indexé. Normalement, le premier dictionnaire qui renvoie une sortie non `NULL` détermine le résultat et tout dictionnaire restant n'est pas consulté ; par contre, un dictionnaire filtrant peut remplacer le mot donné avec un autre mot qui est ensuite passé aux dictionnaires suivants.

La règle générale pour la configuration de la liste des dictionnaires est de placer en premier les dictionnaires les plus précis, les plus spécifiques, puis les dictionnaires généralistes, en finissant avec un dictionnaire le plus général possible, comme un stemmer Snowball ou `simple`, qui reconnaît tout. Par exemple, pour une recherche en astronomie (configuration `astro_en`), vous pouvez lier le type de jeton `asciiword` (mot ASCII) vers un dictionnaire des synonymes des termes de l'astronomie, un dictionnaire anglais généraliste et un stemmer Snowball anglais :

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION astro_en
    ADD MAPPING FOR asciiword WITH astrosyn, english_ispell,
 english_stem;
```

Un dictionnaire filtrant peut être placé n'importe où dans la liste. Cependant, le placer à la fin n'a aucun intérêt. Les dictionnaires filtrants sont utiles pour normaliser partiellement les mots, ce qui permet de simplifier la tâche aux dictionnaires suivants. Par exemple, un dictionnaire filtrant peut être utilisé pour supprimer les accents des lettres accentuées. C'est ce que fait le module unaccent.

12.6.1. Termes courants

Les termes courants sont des mots très courants, apparaissant dans pratiquement chaque document et n'ont donc pas de valeur discriminatoire. Du coup, ils peuvent être ignorés dans le contexte de la recherche plein texte. Par exemple, tous les textes anglais contiennent des mots comme `a` et `the`, donc il est inutile de les stocker dans un index. Néanmoins, les termes courants n'affectent pas les positions dans `tsvector`, ce qui affecte le score :

```
SELECT to_tsvector('english', 'in the list of stop words');
        to_tsvector
----------------------------
 'list':3 'stop':5 'word':6
```

Les positions 1, 2, 4 manquantes sont dues aux termes courants. Les scores calculés pour les documents avec et sans termes courants sont vraiment différents :

```
SELECT ts_rank_cd (to_tsvector('english', 'in the list of stop
 words'), to_tsquery('list & stop'));
 ts_rank_cd
------------
```

```
       0.05

SELECT ts_rank_cd (to_tsvector('english', 'list stop words'),
 to_tsquery('list & stop'));
 ts_rank_cd
------------
        0.1
```

C'est au dictionnaire de savoir comment traiter les mots courants. Par exemple, les dictionnaires `Ispell` normalisent tout d'abord les mots puis cherchent les termes courants alors que les stemmers `Snowball` vérifient d'abord leur liste de termes courants. La raison de leur comportement différent est qu'ils tentent de réduire le bruit.

12.6.2. Dictionnaire simple

Le modèle du dictionnaire `simple` opère en convertissant le jeton en entrée en minuscules puis en vérifiant s'il fait partie de la liste des mots courants qu'il a sur fichier. S'il est trouvé dans ce fichier, un tableau vide est renvoyé. Le jeton sera alors ignoré. Dans le cas contraire, la forme minuscule du mot est renvoyée en tant que lexème normalisé. Autrement, le dictionnaire peut être configuré pour rapporter les termes courants comme étant non reconnus, ce qui permet de les passer au prochain dictionnaire de la liste.

Voici un exemple d'une définition de dictionnaire utilisant le modèle `simple` :

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY public.simple_dict (
    TEMPLATE = pg_catalog.simple,
    STOPWORDS = english
);
```

Dans ce cas, `english` est le nom de base du fichier contenant les termes courants. Le nom complet du fichier sera donc `$SHAREDIR/tsearch_data/english.stop`, où `$SHAREDIR` est le répertoire des données partagées de l'installation de PostgreSQL (souvent `/usr/local/share/postgresql`, mais utilisez `pg_config --sharedir` pour vous en assurer). Le format du fichier est une simple liste de mots, un mot par ligne. Les lignes vides et les espaces en fin de mot sont ignorées. Les mots en majuscules sont basculés en minuscules, mais aucun autre traitement n'est réalisé sur le contenu de ce fichier.

Maintenant, nous pouvons tester notre dictionnaire :

```
SELECT ts_lexize('public.simple_dict', 'YeS');
 ts_lexize
-----------
 {yes}

SELECT ts_lexize('public.simple_dict', 'The');
 ts_lexize
-----------
 {}
```

Nous pouvons aussi choisir de renvoyer `NULL` à la place du mot en minuscules s'il n'est pas trouvé dans le fichier des termes courants. Ce comportement est sélectionné en configurant le paramètre `Accept` du dictionnaire à `false`. En continuant l'exemple :

```
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY public.simple_dict ( Accept = false );

SELECT ts_lexize('public.simple_dict', 'YeS');
 ts_lexize
-----------


SELECT ts_lexize('public.simple_dict', 'The');
 ts_lexize
-----------
 {}
```

Avec le paramétrage par défaut d'`Accept` (à savoir, `true`), il est préférable de placer un dictionnaire `simple` à la fin de la liste des dictionnaires. `Accept` = `false` est seulement utile quand il y a au moins un dictionnaire après celui-ci.

> **Attention**
>
> La plupart des types de dictionnaires se basent sur des fichiers de configuration, comme les fichiers de termes courants. Ces fichiers *doivent* être dans l'encodage UTF-8. Ils seront traduits vers l'encodage actuel de la base de données, s'il est différent, quand ils seront lus.

> **Attention**
>
> Habituellement, une session lira un fichier de configuration du dictionnaire une seule fois, lors de la première utilisation. Si vous modifiez un fichier de configuration et que vous voulez forcer la prise en compte des modifications par les sessions en cours, exécutez une commande `ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY` sur le dictionnaire. Cela peut être une mise à jour « à vide », donc sans réellement modifier des valeurs.

12.6.3. Dictionnaire des synonymes

Ce modèle de dictionnaire est utilisé pour créer des dictionnaires qui remplacent un mot par un synonyme. Les phrases ne sont pas supportées (utilisez le modèle thésaurus pour cela, Section 12.6.4). Un dictionnaire des synonymes peut être utilisé pour contourner des problèmes linguistiques, par exemple pour empêcher un dictionnaire stemmer anglais de réduire le mot « Paris » en « pari ». Il suffit d'avoir une ligne `Paris paris` dans le dictionnaire des synonymes et de le placer avant le dictionnaire `english_stem`. Par exemple :

```
SELECT * FROM ts_debug('english', 'Paris');
   alias   |   description   | token |  dictionaries  |  dictionary
  | lexemes
-----------+-----------------+-------+----------------
+--------------+---------
 asciiword | Word, all ASCII | Paris | {english_stem} |
 english_stem | {pari}

CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY my_synonym (
    TEMPLATE = synonym,
    SYNONYMS = my_synonyms
);
```

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION english
    ALTER MAPPING FOR asciiword WITH my_synonym, english_stem;

SELECT * FROM ts_debug('english', 'Paris');
   alias   |   description   | token |       dictionaries        |
 dictionary | lexemes
-----------+-----------------+-------+---------------------------
+------------+---------
 asciiword | Word, all ASCII | Paris | {my_synonym,english_stem} |
 my_synonym | {paris}
```

Le seul paramètre requis par le modèle `synonym` est `SYNONYMS`, qui est le nom de base de son fichier de configuration -- `my_synonyms` dans l'exemple ci-dessus. Le nom complet du fichier sera `$SHAREDIR/tsearch_data/my_synonyms.syn` (où `$SHAREDIR` correspond au répertoire des données partagées de l'installation de PostgreSQL). Le format du fichier est une ligne par mot à substituer, avec le mot suivi par son synonyme séparé par une espace blanche. Les lignes vierges et les espaces après les mots sont ignorées, les lettres majuscules sont mises en minuscules.

Le modèle `synonym` a aussi un paramètre optionnel, appelé `CaseSensitive`, qui vaut par défaut `false`. Quand `CaseSensitive` vaut `false`, les mots dans le fichier des synonymes sont mis en minuscules, comme les jetons en entrée. Quand il vaut vrai, les mots et les jetons ne sont plus mis en minuscules, mais comparés tels quels..

Un astérisque (`*`) peut être placé à la fin d'un synonyme dans le fichier de configuration. Ceci indique que le synonyme est un préfixe. L'astérisque est ignoré quand l'entrée est utilisée dans `to_tsvector()`, mais quand il est utilisé dans `to_tsquery()`, le résultat sera un élément de la requête avec le marqueur de correspondance du préfixe (voir Section 12.3.2). Par exemple, supposons que nous ayons ces entrées dans `$SHAREDIR/tsearch_data/synonym_sample.syn` :

```
postgres        pgsql
postgresql      pgsql
postgre pgsql
gogle   googl
indices index*
```

Alors nous obtiendrons les résultats suivants :

```
mydb=# CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY syn (template=synonym,
 synonyms='synonym_sample');
mydb=# SELECT ts_lexize('syn', 'indices');
 ts_lexize
-----------
 {index}
(1 row)

mydb=# CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION tst (copy=simple);
mydb=# ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION tst ALTER MAPPING FOR
 asciiword WITH syn;
mydb=# SELECT to_tsvector('tst', 'indices');
 to_tsvector
-------------
 'index':1
(1 row)

mydb=# SELECT to_tsquery('tst', 'indices');
```

```
 to_tsquery
------------
 'index':*
(1 row)

mydb=# SELECT 'indexes are very useful'::tsvector;
            tsvector
--------------------------------
 'are' 'indexes' 'useful' 'very'
(1 row)

mydb=# SELECT 'indexes are very useful'::tsvector @@
 to_tsquery('tst', 'indices');
 ?column?
----------
 t
(1 row)
```

12.6.4. Dictionnaire thésaurus

Un dictionnaire thésaurus (parfois abrégé en TZ) est un ensemble de mots qui incluent des informations sur les relations des mots et des phrases, par exemple des termes plus lointains (BT), plus proches (NT), des termes préférés, des termes non aimés, des termes en relation, etc.

De façon simple, un dictionnaire thésaurus remplace tous les termes par des termes préférés et, en option, conserve les termes originaux pour l'indexage. L'implémentation actuelle du dictionnaire thésaurus par PostgreSQL est une extension du dictionnaire des synonymes avec un support additionnel des *phrases*. Un dictionnaire thésaurus nécessite un fichier de configuration au format suivant :

```
# ceci est un commentaire
mots(s) : mot(s) indexé(s)
d'autre(s) mot(s) : d'autre(s) mot(s) indexé(s)
...
```

où le deux-points (`:`) agit comme un délimiteur entre une phrase et son remplacement.

Un dictionnaire thésaurus utilise un *sous-dictionnaire* (qui est spécifié dans la configuration du dictionnaire) pour normaliser le texte en entrée avant la vérification des correspondances de phrases. Un seul sous-dictionnaire est sélectionnable. Une erreur est renvoyée si le sous-dictionnaire échoue dans la reconnaissance d'un mot. Dans ce cas, vous devez supprimer l'utilisation du mot ou le faire connaître au sous-dictionnaire. Vous pouvez placer un astérisque (`*`) devant un mot indexé pour ignorer l'utilisation du sous-dictionnaire, mais tous les mots *doivent* être connus du sous-dictionnaire.

Le dictionnaire thésaurus choisit la plus grande correspondance s'il existe plusieurs phrases correspondant à l'entrée.

Les mots spécifiques reconnus par le sous-dictionnaire ne peuvent pas être précisés ; à la place, utilisez `?` pour marquer tout emplacement où un terme courant peut apparaître. Par exemple, en supposant que `a` et `the` soient des termes courants d'après le sous-dictionnaire :

```
? one ? two : swsw
```

correspond à `a one the two` et à `the one a two`. Les deux pourraient être remplacés par `swsw`.

Comme un dictionnaire thésaurus a la possibilité de reconnaître des phrases, il doit se rappeler son état et interagir avec l'analyseur. Un dictionnaire thésaurus utilise ces assignations pour vérifier s'il doit gérer le mot suivant ou arrêter l'accumulation. Le dictionnaire thésaurus doit être configuré avec attention. Par exemple, si le dictionnaire thésaurus s'occupe seulement du type de jeton `asciiword`, alors une définition du dictionnaire thésaurus comme `one 7` ne fonctionnera pas, car le type de jeton `uint` n'est pas affecté au dictionnaire thésaurus.

> **Attention**
>
> Les thésaurus sont utilisés lors des indexages pour que toute modification dans les paramètres du dictionnaire thésaurus *nécessite* un réindexage. Pour la plupart des autres types de dictionnaires, de petites modifications comme l'ajout ou la suppression de termes courants ne demandent pas un réindexage.

12.6.4.1. Configuration du thésaurus

Pour définir un nouveau dictionnaire thésaurus, utilisez le modèle `thesaurus`. Par exemple :

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY thesaurus_simple (
    TEMPLATE = thesaurus,
    DictFile = mythesaurus,
    Dictionary = pg_catalog.english_stem
);
```

Dans ce cas :

- `thesaurus_simple` est le nom du nouveau dictionnaire
- `mythesaurus` est le nom de base du fichier de configuration du thésaurus. (Son nom complet est `$SHAREDIR/tsearch_data/mythesaurus.ths`, où `$SHAREDIR` est remplacé par le répertoire des données partagées de l'installation.)
- `pg_catalog.english_stem` est le sous-dictionnaire (ici un stemmer Snowball anglais) à utiliser pour la normalisation du thésaurus. Notez que le sous-dictionnaire aura sa propre configuration (par exemple, les termes courants) qui n'est pas affichée ici.

Maintenant, il est possible de lier le dictionnaire du thésaurus `thesaurus_simple` aux types de jetons désirés dans une configuration, par exemple :

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION russian
    ALTER MAPPING FOR asciiword, asciihword, hword_asciipart WITH
 thesaurus_simple;
```

12.6.4.2. Exemple de thésaurus

Considérez un thésaurus d'astronomie `thesaurus_astro`, contenant quelques combinaisons de mots d'astronomie :

```
supernovae stars : sn
crab nebulae : crab
```

Ci-dessous, nous créons un dictionnaire et lions certains types de jetons à un thésaurus d'astronomie et à un stemmer anglais :

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY thesaurus_astro (
    TEMPLATE = thesaurus,
    DictFile = thesaurus_astro,
    Dictionary = english_stem
);

ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION russian
    ALTER MAPPING FOR asciiword, asciihword, hword_asciipart WITH
 thesaurus_astro, english_stem;
```

Maintenant, nous pouvons voir comment cela fonctionne. `ts_lexize` n'est pas très utile pour tester un thésaurus, car elle traite l'entrée en tant que simple jeton. À la place, nous pouvons utiliser `plainto_tsquery` et `to_tsvector` qui cassera les chaînes en entrée en plusieurs jetons :

```
SELECT plainto_tsquery('supernova star');
 plainto_tsquery
-----------------
 'sn'

SELECT to_tsvector('supernova star');
 to_tsvector
-------------
 'sn':1
```

En principe, il est possible d'utiliser `to_tsquery` si vous placez l'argument entre guillemets :

```
SELECT to_tsquery('''supernova star''');
 to_tsquery
------------
 'sn'
```

Notez que `supernova  star` établit une correspondance avec `supernovae  stars` dans `thesaurus_astro`, car nous avions indiqué le stemmer `english_stem` dans la définition du thésaurus. Le stemmer a supprimé `e` et `s`.

Pour indexer la phrase originale ainsi que son substitut, incluez-le dans la partie droite de la définition :

```
supernovae stars : sn supernovae stars

SELECT plainto_tsquery('supernova star');
       plainto_tsquery
-----------------------------
 'sn' & 'supernova' & 'star'
```

12.6.5. Dictionnaire Ispell

Le modèle de dictionnaire Ispell ajoute le support des *dictionnaires morphologiques* qui peuvent normaliser plusieurs formes linguistiques différentes d'un mot en un même lexème. Par exemple, un dictionnaire Ispell anglais peut établir une correspondance avec toutes les déclinaisons et conjugaisons du terme `bank`, c'est-à-dire `banking`, `banked`, `banks`, `banks'` et `bank's`.

La distribution standard de PostgreSQL n'inclut aucun des fichiers de configuration Ispell. Les dictionnaires sont disponibles pour un grand nombre de langues à partir du site web Ispell[1]. De plus, certains formats de fichiers dictionnaires plus modernes sont supportés -- MySpell[2] (OO < 2.0.1) et Hunspell[3] (OO >= 2.0.2). Une large liste de dictionnaires est disponible sur le Wiki d'OpenOffice [4].

Pour créer un dictionnaire Ispell, réalisez les étapes suivantes :

- télécharger les fichiers de configuration de dictionnaires. Ces fichiers OpenOffice portent l'extension `.oxt`. Il est nécessaire d'extraire les fichiers `.aff` et `.dic`, et de changer ces extensions en `.affix` et `.dict`. Pour certains fichiers de dictionnaire, il faut aussi convertir les caractères en encodage UTF-8 avec les commandes suivantes (par exemple, pour le dictionnaire du norvégien) :

```
iconv -f ISO_8859-1 -t UTF-8 -o nn_no.affix nn_NO.aff
iconv -f ISO_8859-1 -t UTF-8 -o nn_no.dict nn_NO.dic
```

- copier les fichiers dans le répertoire `$SHAREDIR/tsearch_data`
- charger les fichiers dans PostgreSQL avec la commande suivante :

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY english_hunspell (
     TEMPLATE = ispell,
    DictFile = en_us,
    AffFile = en_us,
    Stopwords = english);
```

Ici, `DictFile`, `AffFile` et `StopWords` indiquent les noms de base des fichiers dictionnaire, affixes et termes courants. Le fichier des termes courants a le même format qu'indiqué ci-dessus pour le type de dictionnaire `simple`. Le format des autres fichiers n'est pas indiqué ici, mais est disponible sur les sites web mentionnés ci-dessus.

Les dictionnaires Ispell reconnaissent habituellement un ensemble limité de mots, pour qu'ils puissent être suivis par un dictionnaire encore plus généraliste ; par exemple un dictionnaire Snowball qui reconnaît tout.

Le fichier `.affix` de Ispell suit la structure suivante :

```
prefixes
flag *A:
    .           >   RE      # Comme dans enter > reenter
suffixes
flag T:
    E           >   ST      # Comme dans late > latest
    [^AEIOU]Y   >   -Y,IEST # Comme dans dirty > dirtiest
    [AEIOU]Y    >   EST     # Comme dans gray > grayest
    [^EY]       >   EST     # Comme dans small > smallest
```

Et le fichier `.dict` suit la structure suivante :

```
lapse/ADGRS
lard/DGRS
```

[1] https://www.cs.hmc.edu/~geoff/ispell.html
[2] https://en.wikipedia.org/wiki/MySpell
[3] https://hunspell.github.io/
[4] https://wiki.openoffice.org/wiki/Dictionaries

```
large/PRTY
lark/MRS
```

Le format du fichier `.dict` est :

```
basic_form/affix_class_name
```

Dans le fichier `.affix`, chaque règle d'affixe est décrite dans le format suivant :

```
condition > [-stripping_letters,] adding_affix
```

Ici, une condition a un format similaire au format des expressions régulières. Elle peut comporter des groupements `[...]` et `[^...]`. Par exemple, `[AEIOU]Y` signifie que la dernière lettre du mot est `"y"` et que l'avant-dernière lettre est `"a"`, `"e"`, `"i"`, `"o"` ou `"u"`. `[^EY]` signifie que la dernière lettre n'est ni `"e"` ni `"y"`.

Les dictionnaires Ispell supportent la séparation des mots composés, une fonctionnalité intéressante. Notez que le fichier d'affixes doit indiquer une option spéciale qui marque les mots du dictionnaire qui peuvent participer à une formation composée :

```
compoundwords  controlled z
```

Voici quelques exemples en norvégien :

```
SELECT ts_lexize('norwegian_ispell',
 'overbuljongterningpakkmesterassistent');
   {over,buljong,terning,pakk,mester,assistent}
SELECT ts_lexize('norwegian_ispell', 'sjokoladefabrikk');
   {sjokoladefabrikk,sjokolade,fabrikk}
```

Le format MySpell est un sous-ensemble du format Hunspell. Le fichier `.affix` de Hunspell suit la structure suivante :

```
PFX A Y 1
PFX A   0     re         .
SFX T N 4
SFX T   0     st         e
SFX T   y     iest       [^aeiou]y
SFX T   0     est        [aeiou]y
SFX T   0     est        [^ey]
```

La première ligne d'une classe d'affixe est l'en-tête. Les champs des règles d'affixes sont listés après l'en-tête.

- nom du paramètre (PFX ou SFX)
- flag (nom de la classe d'affixe)
- éliminer les caractères au début (au préfixe) ou à la fin (au suffixe) du mot
- ajouter l'affixe
- condition ayant un format similaire à celui des expressions régulières.

Le fichier `.dict` ressemble au fichier `.dict` de Ispell :

```
larder/M
lardy/RT
large/RSPMYT
largehearted
```

> **Note**
>
> MySpell ne supporte pas les mots composés. Hunspell a un support sophistiqué des mots composés. Actuellement, PostgreSQL implémente seulement les opérations basiques de Hunspell pour les mots composés.

12.6.6. Dictionnaire Snowball

Le modèle de dictionnaire Snowball est basé sur le projet de Martin Porter, inventeur du populaire algorithme stemming de Porter pour l'anglais. Snowball propose maintenant des algorithmes stemming pour un grand nombre de langues (voir le site Snowball[5] pour plus d'informations). Chaque algorithme sait comment réduire les variantes standard d'un mot vers une base, ou stem, en rapport avec la langue. Un dictionnaire Snowball réclame un paramètre `langue` pour identifier le stemmer à utiliser et, en option, un nom de fichier des `termes courants` donnant une liste de mots à éliminer. (Les listes de termes courants au standard PostgreSQL sont aussi fournies par le projet Snowball.) Par exemple, il existe un équivalent de la définition interne en

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY english_stem (
    TEMPLATE = snowball,
    Language = english,
    StopWords = english
);
```

Le format du fichier des termes courants est identique à celui déjà expliqué.

Un dictionnaire Snowball reconnaît tout, qu'il soit ou non capable de simplifier le mot, donc il doit être placé en fin de la liste des dictionnaires. Il est inutile de l'avoir avant tout autre dictionnaire, car un jeton ne passera jamais au prochain dictionnaire.

12.7. Exemple de configuration

Une configuration de recherche plein texte précise toutes les options nécessaires pour transformer un document en un `tsvector` : le planificateur à utiliser pour diviser le texte en jetons, et les dictionnaires à utiliser pour transformer chaque jeton en un lexème. Chaque appel à `to_tsvector` ou `to_tsquery` a besoin d'une configuration de recherche plein texte pour réaliser le traitement. Le paramètre de configuration default_text_search_config indique le nom de la configuration par défaut, celle utilisée par les fonctions de recherche plein texte si un paramètre explicite de configuration est oublié. Il se configure soit dans `postgresql.conf` soit dans une session individuelle en utilisant la commande SET.

Plusieurs configurations de recherche plein texte prédéfinies sont disponibles et vous pouvez créer des versions personnalisées facilement. Pour faciliter la gestion des objets de recherche plein texte,

[5] https://snowballstem.org/

un ensemble de commandes SQL est disponible, et il existe plusieurs commandes psql affichant des informations sur les objets de la recherche plein texte (Section 12.10).

Comme exemple, nous allons créer une configuration `pg` en commençant à partir d'une duplication de la configuration `english`.

```
CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION public.pg ( COPY =
 pg_catalog.english );
```

Nous allons utiliser une liste de synonymes spécifique à PostgreSQL et nous allons la stocker dans `$SHAREDIR/tsearch_data/pg_dict.syn`. Le contenu du fichier ressemble à ceci :

```
postgres    pg
pgsql       pg
postgresql  pg
```

Nous définissons le dictionnaire des synonymes ainsi :

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY pg_dict (
    TEMPLATE = synonym,
    SYNONYMS = pg_dict
);
```

Ensuite, nous enregistrons le dictionnaire Ispell `english_ispell` qui a ses propres fichiers de configuration :

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY english_ispell (
    TEMPLATE = ispell,
    DictFile = english,
    AffFile = english,
    StopWords = english
);
```

Maintenant, nous configurons la correspondance des mots dans la configuration `pg` :

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION pg
    ALTER MAPPING FOR asciiword, asciihword, hword_asciipart,
                      word, hword, hword_part
    WITH pg_dict, english_ispell, english_stem;
```

Nous choisissons de ne pas indexer certains types de jeton que la configuration par défaut peut gérer :

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION pg
    DROP MAPPING FOR email, url, url_path, sfloat, float;
```

Maintenant, nous pouvons tester notre configuration :

```
SELECT * FROM ts_debug('public.pg', '
```

```
PostgreSQL, the highly scalable, SQL compliant, open source object-
relational
database management system, is now undergoing beta testing of the
 next
version of our software.
');
```

La prochaine étape est d'initialiser la session pour utiliser la nouvelle configuration qui était créée dans le schéma `public` :

```
=> \dF
   List of text search configurations
 Schema  | Name | Description
---------+------+-------------
 public  | pg   |

SET default_text_search_config = 'public.pg';
SET

SHOW default_text_search_config;
 default_text_search_config
----------------------------
 public.pg
```

12.8. Tester et déboguer la recherche plein texte

Le comportement d'une configuration personnalisée de recherche plein texte peut facilement devenir confus. Les fonctions décrites dans cette section sont utiles pour tester les objets de recherche plein texte. Vous pouvez tester une configuration complète ou tester séparément analyseurs et dictionnaires.

12.8.1. Test d'une configuration

La fonction `ts_debug` permet un test facile d'une configuration de recherche plein texte.

```
ts_debug([ config regconfig, ] document text,
         OUT alias text,
         OUT description text,
         OUT token text,
         OUT dictionaries regdictionary[],
         OUT dictionary regdictionary,
         OUT lexemes text[])
         returns setof record
```

`ts_debug` affiche des informations sur chaque jeton d'un *`document`* tel qu'il est produit par l'analyseur et traité par les dictionnaires configurés. Elle utilise la configuration indiquée par *`config`*, ou `default_text_search_config` si cet argument est omis.

`ts_debug` renvoie une ligne pour chaque jeton identifié dans le texte par l'analyseur. Les colonnes renvoyées sont :

- *`alias`* `text` -- nom court du type de jeton

- *description* `text` -- description du type de jeton
- *token* `text` -- texte du jeton
- *dictionaries* `regdictionary[]` -- les dictionnaires sélectionnés par la configuration pour ce type de jeton
- *dictionary* `regdictionary` -- le dictionnaire qui a reconnu le jeton, ou `NULL` dans le cas contraire
- *lexemes* `text[]` -- le ou les lexèmes produits par le dictionnaire qui a reconnu le jeton, ou `NULL` dans le cas contraire ; un tableau vide (`{}`) signifie qu'il a été reconnu comme un terme courant

Voici un exemple simple :

```
SELECT * FROM ts_debug('english', 'a fat  cat sat on a mat - it ate
 a fat rats');
   alias   |   description   | token |  dictionaries  |  dictionary
  | lexemes
-----------+-----------------+-------+----------------
+--------------+---------
 asciiword | Word, all ASCII | a     | {english_stem} |
 english_stem | {}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | fat   | {english_stem} |
 english_stem | {fat}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | cat   | {english_stem} |
 english_stem | {cat}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | sat   | {english_stem} |
 english_stem | {sat}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | on    | {english_stem} |
 english_stem | {}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | a     | {english_stem} |
 english_stem | {}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | mat   | {english_stem} |
 english_stem | {mat}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 blank     | Space symbols   | -     | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | it    | {english_stem} |
 english_stem | {}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | ate   | {english_stem} |
 english_stem | {ate}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | a     | {english_stem} |
 english_stem | {}
```

```
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | fat   | {english_stem} |
 english_stem | {fat}
 blank     | Space symbols   |       | {}             |
  |
 asciiword | Word, all ASCII | rats  | {english_stem} |
 english_stem | {rat}
```

Pour une démonstration plus importante, nous créons tout d'abord une configuration `public.english` et un dictionnaire ispell pour l'anglais :

```
CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION public.english ( COPY =
 pg_catalog.english );

CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY english_ispell (
    TEMPLATE = ispell,
    DictFile = english,
    AffFile = english,
    StopWords = english
);

ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION public.english
   ALTER MAPPING FOR asciiword WITH english_ispell, english_stem;



SELECT * FROM ts_debug('public.english', 'The Brightest
 supernovaes');
   alias   |   description   |    token    |         dictionaries
        |   dictionary   |   lexemes
-----------+-----------------+-------------
+-------------------------------+----------------+-------------
 asciiword | Word, all ASCII | The         |
 {english_ispell,english_stem} | english_ispell | {}
 blank     | Space symbols   |             | {}
       |               |
 asciiword | Word, all ASCII | Brightest   |
 {english_ispell,english_stem} | english_ispell | {bright}
 blank     | Space symbols   |             | {}
       |               |
 asciiword | Word, all ASCII | supernovaes |
 {english_ispell,english_stem} | english_stem   | {supernova}
```

Dans cet exemple, le mot `Brightest` a été reconnu par l'analyseur comme un `mot ASCII` (alias `asciiword`). Pour ce type de jeton, la liste de dictionnaire est `english_ispell` et `english_stem`. Le mot a été reconnu par `english_ispell`, qui l'a réduit avec le mot `bright`. Le mot `supernovaes` est inconnu dans le dictionnaire `english_ispell` donc il est passé au dictionnaire suivant et, heureusement, est reconnu (en fait, `english_stem` est un dictionnaire Snowball qui reconnaît tout ; c'est pourquoi il est placé en dernier dans la liste des dictionnaires).

Le mot `The` est reconnu par le dictionnaire `english_ispell` comme étant un terme courant (Section 12.6.1) et n'est donc pas indexé. Les espaces sont aussi ignorées, car la configuration ne fournit aucun dictionnaire pour eux.

Vous pouvez réduire le volume en sortie en spécifiant explicitement les colonnes que vous voulez voir :

```
SELECT alias, token, dictionary, lexemes
FROM ts_debug('public.english', 'The Brightest supernovaes');
   alias   |    token    |   dictionary   |   lexemes
-----------+-------------+----------------+-------------
 asciiword | The         | english_ispell | {}
 blank     |             |                |
 asciiword | Brightest   | english_ispell | {bright}
 blank     |             |                |
 asciiword | supernovaes | english_stem   | {supernova}
```

12.8.2. Test de l'analyseur

Les fonctions suivantes permettent un test direct d'un analyseur de recherche plein texte.

```
   ts_parse(parser_name text, document text, OUT tokid integer,
 OUT token text) returns setof record
   ts_parse(parser_oid oid, document text, OUT tokid integer,
 OUT token text) returns setof record
```

`ts_parse` analyse le *`document`* indiqué et renvoie une série d'enregistrements, un pour chaque jeton produit par l'analyse. Chaque enregistrement inclut un `tokid` montrant le type de jeton affecté et un jeton (`token`) qui est le texte dudit jeton. Par exemple :

```
SELECT * FROM ts_parse('default', '123 - a number');
 tokid | token
-------+--------
    22 | 123
    12 |
    12 | -
     1 | a
    12 |
     1 | number
```

```
   ts_token_type(parser_name text, OUT tokid integer,
 OUT alias text, OUT description text) returns setof record
   ts_token_type(parser_oid oid, OUT tokid integer, OUT alias text,
 OUT description text) returns setof record
```

`ts_token_type` renvoie une table qui décrit chaque type de jeton que l'analyseur indiqué peut reconnaître. Pour chaque type de jeton, la table donne l'entier `tokid` que l'analyseur utilise pour labeliser un jeton de ce type, l'`alias` qui nomme le type de jeton dans les commandes de configuration et une courte `description`. Par exemple :

```
SELECT * FROM ts_token_type('default');
 tokid |      alias      |               description
-------+-----------------
+------------------------------------------
     1 | asciiword       | Word, all ASCII
     2 | word            | Word, all letters
```

```
 3 | numword         | Word, letters and digits
 4 | email           | Email address
 5 | url             | URL
 6 | host            | Host
 7 | sfloat          | Scientific notation
 8 | version         | Version number
 9 | hword_numpart   | Hyphenated word part, letters and digits
10 | hword_part      | Hyphenated word part, all letters
11 | hword_asciipart | Hyphenated word part, all ASCII
12 | blank           | Space symbols
13 | tag             | XML tag
14 | protocol        | Protocol head
15 | numhword        | Hyphenated word, letters and digits
16 | asciihword      | Hyphenated word, all ASCII
17 | hword           | Hyphenated word, all letters
18 | url_path        | URL path
19 | file            | File or path name
20 | float           | Decimal notation
21 | int             | Signed integer
22 | uint            | Unsigned integer
23 | entity          | XML entity
```

12.8.3. Test des dictionnaires

La fonction `ts_lexize` facilite le test des dictionnaires.

```
ts_lexize(dict regdictionary, token text) returns text[]
```

`ts_lexize` renvoie un tableau de lexèmes si le jeton (*`token`*) en entrée est connu du dictionnaire ou un tableau vide si le jeton est connu du dictionnaire en tant que terme courant, ou enfin `NULL` si le mot n'est pas connu.

Exemples :

```
SELECT ts_lexize('english_stem', 'stars');
 ts_lexize
-----------
 {star}

SELECT ts_lexize('english_stem', 'a');
 ts_lexize
-----------
 {}
```

> **Note**
>
> La fonction `ts_lexize` attend un seul jeton, pas du texte. Voici un cas où cela peut devenir source de confusion :
>
> ```
> SELECT ts_lexize('thesaurus_astro', 'supernovae stars') is
>  null;
>  ?column?
> ```

```
----------
 t
```

Le dictionnaire thésaurus `thesaurus_astro` connaît la phrase `supernovae stars`, mais `ts_lexize` échoue, car il ne peut pas analyser le texte en entrée, mais le traite bien en tant que simple jeton. Utilisez `plainto_tsquery` ou `to_tsvector` pour tester les dictionnaires thésaurus. Par exemple :

```
SELECT plainto_tsquery('supernovae stars');
 plainto_tsquery
-----------------
 'sn'
```

12.9. Types d'index préférées pour la recherche plein texte

Il existe deux types d'index qui peuvent être utilisés pour accélérer les recherches plein texte : GIN et GiST. Notez que les index ne sont pas obligatoires pour la recherche plein texte, mais, dans les cas où une colonne est utilisée fréquemment dans une recherche, un index sera suffisamment intéressant.

Pour créer un tel index, faites l'un des deux :

`CREATE INDEX` *`name`* `ON` *`table`* `USING GIN(`*`column`*`);`

Crée un index GIN (Generalized Inverted Index). La *`colonne`* doit être de type `tsvector`.

`CREATE INDEX` *`name`* `ON` *`table`* `USING gist(`*`colonne`*`);`

Crée un index GiST (Generalized Search Tree). La *`colonne`* peut être de type `tsvector` ou `tsquery`.

Les index GIN sont le type d'index préféré pour la recherche plein texte. En tant qu'index inversés, ils contiennent une entrée d'index pour chaque mot (lexème), avec une liste compressée des emplacements correspondants. Les recherches multimots peuvent trouver la première correspondance, puis utiliser l'index pour supprimer les lignes qui ne disposent pas des autres mots recherchés. Les index GIN stockent uniquement les mots (lexèmes) des valeurs de type `tsvector`, et non pas les labels de poids. De ce fait, une vérification de la ligne de table est nécessaire quand une recherche implique les poids.

Un index GiST est *à perte*, signifiant que l'index peut produire des faux positifs, et il est nécessaire de vérifier la ligne de la table pour les éliminer. PostgreSQL le fait automatiquement si nécessaire. Les index GiST sont à perte, car chaque document est représenté dans l'index par une signature à longueur fixe. La signature est générée par le hachage de chaque mot en un bit aléatoire dans une chaîne à n bits, tous ces bits étant assemblés dans une opération OR qui produit une signature du document sur n bits. Quand deux hachages de mots sont identiques, nous avons un faux positif. Si tous les mots de la requête ont une correspondance (vraie ou fausse), alors la ligne de la table doit être récupérée pour voir si la correspondance est correcte.

La perte implique une dégradation des performances à cause de récupérations inutiles d'enregistrements de la table qui s'avèrent être de fausses correspondances. Comme les accès aléatoires aux enregistrements de la table sont lents, ceci limite l'utilité des index GiST. La probabilité de faux positifs dépend de plusieurs facteurs, en particulier le nombre de mots uniques, donc l'utilisation de dictionnaires qui réduisent ce nombre est recommandée.

Notez que le temps de construction de l'index GIN peut souvent être amélioré en augmentant maintenance_work_mem alors qu'un index GiST n'est pas sensible à ce paramètre.

Le partitionnement de gros ensembles et l'utilisation intelligente des index GIN et GiST autorise l'implémentation de recherches très rapides avec une mise à jour en ligne. Le partitionnement peut se faire au niveau de la base en utilisant l'héritage, ou en distribuant les documents sur des serveurs et en récupérant les résultats de la recherche, par exemple via un accès Foreign Data. Ce dernier est possible, car les fonctions de score utilisent les informations locales.

12.10. Support de psql

Des informations sur les objets de configuration de la recherche plein texte peuvent être obtenues dans psql en utilisant l'ensemble de commandes :

```
\dF{d,p,t}[+] [MODÈLE]
```

Un + supplémentaire affiche plus de détails.

Le paramètre optionnel *`MODÈLE`* doit être le nom d'un objet de la recherche plein texte, pouvant être qualifié du nom du schéma. Si *`MODÈLE`* est omis, alors l'information sur tous les objets visibles est affichée. *`MODÈLE`* peut être une expression rationnelle et peut fournir des modèles *séparés* pour les noms du schéma et de l'objet. Les exemples suivants illustrent ceci :

```
=> \dF *fulltext*
       List of text search configurations
 Schema |  Name        | Description
--------+--------------+-------------
 public | fulltext_cfg |


=> \dF *.fulltext*
       List of text search configurations
 Schema   |  Name        | Description
----------+--------------------------
 fulltext | fulltext_cfg |
 public   | fulltext_cfg |
```

Les commandes suivantes sont :

`\dF[+] [MODÈLE]`

Liste les configurations de recherche plein texte (ajouter + pour plus de détails).

```
=> \dF russian
            List of text search configurations
   Schema   |  Name   |            Description
------------+---------+-----------------------------------
 pg_catalog | russian | configuration for russian language

=> \dF+ russian
Text search configuration "pg_catalog.russian"
Parser: "pg_catalog.default"
      Token      | Dictionaries
-----------------+--------------
 asciihword      | english_stem
 asciiword       | english_stem
 email           | simple
```

```
 file            | simple
 float           | simple
 host            | simple
 hword           | russian_stem
 hword_asciipart | english_stem
 hword_numpart   | simple
 hword_part      | russian_stem
 int             | simple
 numhword        | simple
 numword         | simple
 sfloat          | simple
 uint            | simple
 url             | simple
 url_path        | simple
 version         | simple
 word            | russian_stem
```

`\dFd[+] [MODÈLE]`

Liste les dictionnaires de recherche plein texte (ajouter + pour plus de détails).

```
=> \dFd
                            List of text search dictionaries
   Schema   |      Name       |
 Description
------------+-----------------
+------------------------------------------------------------
 pg_catalog | danish_stem     | snowball stemmer for danish
 language
 pg_catalog | dutch_stem      | snowball stemmer for dutch
 language
 pg_catalog | english_stem    | snowball stemmer for english
 language
 pg_catalog | finnish_stem    | snowball stemmer for finnish
 language
 pg_catalog | french_stem     | snowball stemmer for french
 language
 pg_catalog | german_stem     | snowball stemmer for german
 language
 pg_catalog | hungarian_stem  | snowball stemmer for hungarian
 language
 pg_catalog | italian_stem    | snowball stemmer for italian
 language
 pg_catalog | norwegian_stem  | snowball stemmer for norwegian
 language
 pg_catalog | portuguese_stem | snowball stemmer for portuguese
 language
 pg_catalog | romanian_stem   | snowball stemmer for romanian
 language
 pg_catalog | russian_stem    | snowball stemmer for russian
 language
 pg_catalog | simple          | simple dictionary: just lower
 case and check for stopword
 pg_catalog | spanish_stem    | snowball stemmer for spanish
 language
 pg_catalog | swedish_stem    | snowball stemmer for swedish
 language
```

```
 pg_catalog | turkish_stem    | snowball stemmer for turkish
 language
```

`\dFp[+] [MODÈLE]`

Liste les analyseurs de recherche plein texte (ajouter + pour plus de détails).

```
=> \dFp
         List of text search parsers
   Schema   |  Name   |     Description
------------+---------+---------------------
 pg_catalog | default | default word parser
=> \dFp+
    Text search parser "pg_catalog.default"
     Method      |    Function    | Description
-----------------+----------------+-------------
 Start parse     | prsd_start     |
 Get next token  | prsd_nexttoken |
 End parse       | prsd_end       |
 Get headline    | prsd_headline  |
 Get token types | prsd_lextype   |

        Token types for parser "pg_catalog.default"
   Token name    |               Description
-----------------+------------------------------------------
 asciihword      | Hyphenated word, all ASCII
 asciiword       | Word, all ASCII
 blank           | Space symbols
 email           | Email address
 entity          | XML entity
 file            | File or path name
 float           | Decimal notation
 host            | Host
 hword           | Hyphenated word, all letters
 hword_asciipart | Hyphenated word part, all ASCII
 hword_numpart   | Hyphenated word part, letters and digits
 hword_part      | Hyphenated word part, all letters
 int             | Signed integer
 numhword        | Hyphenated word, letters and digits
 numword         | Word, letters and digits
 protocol        | Protocol head
 sfloat          | Scientific notation
 tag             | HTML tag
 uint            | Unsigned integer
 url             | URL
 url_path        | URL path
 version         | Version number
 word            | Word, all letters
(23 rows)
```

`\dFt[+] [MODÈLE]`

Liste les modèles de recherche plein texte (ajouter + pour plus de détails).

```
=> \dFt
```

```
                            List of text search templates
   Schema   |   Name    |                        Description
------------+-----------
+-------------------------------------------------------------
 pg_catalog | ispell    | ispell dictionary
 pg_catalog | simple    | simple dictionary: just lower case and
 check for stopword
 pg_catalog | snowball  | snowball stemmer
 pg_catalog | synonym   | synonym dictionary: replace word by
 its synonym
 pg_catalog | thesaurus | thesaurus dictionary: phrase by phrase
 substitution
```

12.11. Limites

Les limites actuelles de la recherche plein texte de PostgreSQL sont :

- La longueur de chaque lexème doit être inférieure à 2 Ko
- La longueur d'un `tsvector` (lexèmes + positions) doit être inférieure à 1 Mo
- Le nombre de lexèmes doit être inférieur à 2^{64}
- Les valeurs de position dans un `tsvector` doivent être supérieures à 0 et inférieures ou égales à 16383
- La distance de correspondance dans un opérateur `tsquery` <*N*> (FOLLOWED BY) ne peut pas dépasser 16384
- Pas plus de 256 positions par lexème
- Le nombre de nœuds (lexèmes + opérateurs) dans un `tsquery` doit être inférieur à 32768

Pour comparaison, la documentation de PostgreSQL 8.1 contient 10441 mots uniques, un total de 335420 mots, et le mot le plus fréquent, « postgresql », est mentionné 6127 fois dans 655 documents.

Un autre exemple -- les archives de la liste de discussions de PostgreSQL contenaient 910989 mots uniques avec 57491343 lexèmes dans 461020 messages.

Chapitre 13. Contrôle d'accès simultané

Ce chapitre décrit le comportement de PostgreSQL lorsque deux sessions, ou plus essaient d'accéder aux mêmes données au même moment. Le but dans cette situation est de permettre un accès efficace pour toutes les sessions tout en maintenant une intégrité stricte des données. Chaque développeur d'applications utilisant des bases de données doit avoir une bonne compréhension des thèmes couverts dans ce chapitre.

13.1. Introduction

PostgreSQL fournit un ensemble d'outils pour les développeurs qui souhaitent gérer des accès simultanés aux données. En interne, la cohérence des données est obtenue avec l'utilisation d'un modèle multiversion (Multiversion Concurrency Control, MVCC). Cela signifie que chaque requête SQL voit une image des données (une *version de la base de données*) telle qu'elles étaient quelques temps auparavant, quel que soit l'état actuel des données sous-jacentes. Cela évite que les requêtes puissent voir des données non cohérentes produites par des transactions concurrentes effectuant des mises à jour sur les mêmes lignes de données, fournissant ainsi une *isolation des transactions* pour chaque session de la base de données. MVCC, en évitant les méthodes des verrous des systèmes de bases de données traditionnels, minimise la durée des verrous pour permettre des performances raisonnables dans des environnements multiutilisateurs.

Le principal avantage de l'utilisation du modèle MVCC pour le contrôle des accès simultanés, contrairement au verrouillage, est que, dans les verrous acquis par MVCC pour récupérer (en lecture) des données, aucun conflit n'intervient avec les verrous acquis pour écrire des données. Du coup, lire ne bloque jamais l'écriture et écrire ne bloque jamais la lecture. PostgreSQL maintient cette garantie même quand il fournit le niveau d'isolation le plus strict au moyen d'un niveau *Serializable Snapshot Isolation* (SSI) innovant.

Des possibilités de verrouillage des tables ou des lignes sont aussi disponibles dans PostgreSQL pour les applications qui n'ont pas besoin en général d'une isolation complète des transactions et préfèrent gérer explicitement les points de conflits particuliers. Néanmoins, un bon usage de MVCC fournira généralement de meilleures performances que les verrous. De plus, les verrous informatifs définis par l'utilisateur fournissent un mécanisme d'acquisition de verrous qui n'est pas lié à une transaction.

13.2. Isolation des transactions

Le standard SQL définit quatre niveaux d'isolation de transaction. Le plus strict est Serializable, qui est défini par le standard dans un paragraphe qui déclare que toute exécution concurrente d'un jeu de transactions sérialisables doit apporter la garantie de produire le même effet que l'exécution consécutive de chacune d'entre elles dans un certain ordre. Les trois autres niveaux sont définis en termes de phénomènes résultant de l'interaction entre les transactions concurrentes, qui ne doivent pas se produire à chaque niveau. Le standard note qu'en raison de la définition de Serializable, aucun de ces phénomènes n'est possible à ce niveau. (Cela n'a rien de surprenant -- si l'effet des transactions doit être cohérent avec l'exécution consécutive de chacune d'entre elles, comment pourriez-vous voir un phénomène causé par des interactions?).

Les phénomènes qui sont interdits à chaque niveau sont:

lecture sale

Une transaction lit des données écrites par une transaction concurrente non validée (dirty read).

lecture non reproductible

Une transaction relit des données qu'elle a lues précédemment et trouve que les données ont été modifiées par une autre transaction (validée depuis la lecture initiale) (non repeatable read).

lecture fantôme

Une transaction réexécute une requête renvoyant un ensemble de lignes satisfaisant une condition de recherche et trouve que l'ensemble des lignes satisfaisant la condition a changé du fait d'une autre transaction récemment validée (phantom read).

anomalie de sérialisation

Le résultat de la validation réussie d'un groupe de transactions est incohérent avec tous les ordres possibles d'exécutions de ces transactions, une par une.

Les niveaux d'isolation des transactions proposés par le standard SQL et implémentés par PostgreSQL sont décrits dans le Tableau 13.1.

Tableau 13.1. Niveaux d'isolation des transactions

Niveau d'isolation	Lecture sale	Lecture non reproductible	Lecture fantôme	Anomalie de sérialisation
Read Uncommited (en français, « Lecture de données non validées »)	Autorisé, mais pas dans PostgreSQL	Possible	Possible	Possible
Read Commited (en français, « Lecture de données validées »)	Impossible	Possible	Possible	Possible
Repeatable Read (en français, « Lecture répétée »)	Impossible	Impossible	Autorisé, mais pas dans PostgreSQL	Possible
Serializable (en français, « Sérialisable »)	Impossible	Impossible	Impossible	Impossible

Dans PostgreSQL, vous pouvez demander un des quatre niveaux standards d'isolation des transactions, mais seuls trois niveaux distincts sont implémentés (le mode Read Uncommited de PostgreSQL se comporte comme le mode Read Commited). Ceci est dû au fait qu'il s'agit de la seule façon logique de faire correspondre les niveaux d'isolation standards à l'architecture de contrôle de la concurrence de PostgreSQL.

Le tableau montre aussi que l'implémentation Repeatable Read de PostgreSQL n'autorise pas les lectures fantômes. Ceci est acceptable pour le standard SQL car le standard spécifie les anomalies qui ne doivent *pas* survenir pour certains niveaux d'isolation ; des garanties plus hautes sont acceptables. Le comportement des niveaux d'isolation disponibles est détaillé dans les sous-sections suivantes.

Pour initialiser le niveau d'isolation d'une transaction, utilisez la commande SET TRANSACTION.

> **Important**
>
> Certains types de données et certaines fonctions de PostgreSQL ont des règles spéciales sur le comportement des transactions. En particulier, les modifications réalisées sur une séquence (et du coup sur le compteur d'une colonne déclarée `serial`) sont immédiatement visibles de toutes les autres transactions et ne sont pas annulées si la transaction qui a fait la modification est annulée. Voir Section 9.16 et Section 8.1.4.

13.2.1. Niveau d'isolation Read committed (lecture uniquement des données validées)

Read Committed est le niveau d'isolation par défaut dans PostgreSQL. Quand une transaction utilise ce niveau d'isolation, une requête SELECT (sans clause FOR UPDATE/SHARE) voit seulement les données validées avant le début de la requête ; il ne voit jamais les données non validées et les modifications validées pendant l'exécution de la requête par des transactions exécutées en parallèle. En effet, une requête SELECT voit une image de la base de données datant du moment où l'exécution de la requête commence. Néanmoins, SELECT voit les effets de mises à jour précédentes exécutées dans sa propre transaction, même si celles-ci n'ont pas encore été validées. De plus, notez que deux commandes SELECT successives peuvent voir des données différentes, même si elles sont exécutées dans la même transaction si d'autres transactions valident des modifications après que le premier SELECT a démarré et avant que le second SELECT ne commence.

Les commandes UPDATE, DELETE, SELECT FOR UPDATE et SELECT FOR SHARE se comportent de la même façon que SELECT en ce qui concerne la recherche des lignes cibles : elles ne trouveront que les lignes cibles qui ont été validées avant le début de la commande. Néanmoins, une telle ligne cible pourrait avoir déjà été mise à jour (ou supprimée ou verrouillée) par une autre transaction concurrente au moment où elle est découverte. Dans ce cas, le processus de mise à jour attendra que la première transaction soit validée ou annulée (si elle est toujours en cours). Si la première mise à jour est annulée, alors ses effets sont niés et le deuxième processus peut exécuter la mise à jour des lignes originellement trouvées. Si la première mise à jour est validée, la deuxième mise à jour ignorera la ligne si la première mise à jour l'a supprimée, sinon elle essaiera d'appliquer son opération à la version mise à jour de la ligne. La condition de la recherche de la commande (la clause WHERE) est réévaluée pour savoir si la version mise à jour de la ligne correspond toujours à la condition de recherche. Dans ce cas, la deuxième mise à jour continue son opération en utilisant la version mise à jour de la ligne. Dans le cas des commandes SELECT FOR UPDATE et SELECT FOR SHARE, cela signifie que la version mise à jour de la ligne est verrouillée et renvoyée au client.

INSERT avec une clause ON CONFLICT DO UPDATE se comporte de la même façon. Dans le mode Read Committed, chaque ligne proposée à l'insertion sera soit insérée soit mise à jour. Sauf s'il y a des erreurs sans rapport, une des deux solutions est garantie. Si un conflit survient d'une autre transaction dont les effets ne sont pas encore visibles à INSERT, la clause UPDATE affectera cette ligne, même s'il est possible qu'il n'existe *pas* de version de cette ligne visible à cette commande.

INSERT avec une clause ON CONFLICT DO NOTHING pourrait avoir une insertion non terminée pour une ligne à cause du résultat d'une autre transaction dont les effets ne sont pas visibles à l'image de base de la commande INSERT. Là encore, c'est seulement le cas du mode Read Committed.

À cause de la règle ci-dessus, une commande de mise à jour a la possibilité de voir une image non cohérente : elle peut voir les effets de commandes de mises à jour concurrentes sur les mêmes lignes que celles qu'elle essaie de mettre à jour, mais elle ne voit pas les effets de ces commandes sur les autres lignes de la base de données. Ce comportement rend le mode de lecture validée non convenable pour les commandes qui impliquent des conditions de recherche complexes ; néanmoins, il est intéressant pour les cas simples. Par exemple, considérons la mise à jour de balances de banque avec des transactions comme :

```
BEGIN;
UPDATE comptes SET balance = balance + 100.00 WHERE no_compte =
 12345;
UPDATE comptes SET balance = balance - 100.00 WHERE no_compte =
 7534;
COMMIT;
```

Si deux transactions comme celle-ci essaient de modifier en même temps la balance du compte 12345, nous voulons clairement que la deuxième transaction commence à partir de la version mise à jour de la ligne du compte. Comme chaque commande n'affecte qu'une ligne prédéterminée, la laisser voir la version mise à jour de la ligne ne crée pas de soucis de cohérence.

Des utilisations plus complexes peuvent produire des résultats non désirés dans le mode Read Committed. Par exemple, considérez une commande DELETE opérant sur des données qui sont à la fois ajoutées et supprimées du critère de restriction par une autre commande. Supposons que website est une table sur deux lignes avec website.hits valant 9 et 10 :

```
BEGIN;
UPDATE website SET hits = hits + 1;
-- exécuté par une autre session :  DELETE FROM website WHERE hits
 = 10;
COMMIT;
```

La commande DELETE n'aura pas d'effet même s'il existe une ligne website.hits = 10 avant et après la commande UPDATE. Cela survient parce que la valeur 9 de la ligne avant mise à jour est ignorée et que lorsque l'UPDATE termine et que DELETE obtient un verrou, la nouvelle valeur de la ligne n'est plus 10, mais 11, ce qui ne correspond plus au critère.

Comme le mode Read Committed commence chaque commande avec une nouvelle image qui inclut toutes les transactions validées jusqu'à cet instant, les commandes suivantes dans la même transaction verront les effets de la transaction validée en parallèle dans tous les cas. Le problème en question est de savoir si une *seule* commande voit une vue absolument cohérente ou non de la base de données.

L'isolation partielle des transactions fournie par le mode Read Committed est adéquate pour de nombreuses applications, et ce mode est rapide et simple à utiliser. Néanmoins, il n'est pas suffisant dans tous les cas. Les applications qui exécutent des requêtes et des mises à jour complexes pourraient avoir besoin d'une vue plus rigoureusement cohérente de la base de données, une vue que le mode Read Committed ne fournit pas.

13.2.2. Repeatable Read Isolation Level

Le niveau d'isolation *Repeatable Read* ne voit que les données validées avant que la transaction ait démarré; il ne voit jamais ni les données non validées, ni les données validées par des transactions concurrentes durant son exécution. (Toutefois, la requête voit les effets de mises à jour précédentes effectuées dans sa propre transaction, bien qu'elles ne soient pas encore validées). C'est une garantie plus élevée que celle requise par le standard SQL pour ce niveau d'isolation, et elle évite le phénomène décrit dans Tableau 13.1 sauf pour les anomalies de sérialisation. Comme mentionné plus haut, c'est permis par le standard, qui ne définit que la protection *minimale* que chaque niveau d'isolation doit fournir.

Ce niveau est différent de Read Committed parce qu'une requête dans une transaction repeatable read voit un instantané au début de la *transaction*, et non pas du début de la requête en cours à l'intérieur de la transaction. Du coup, les commandes SELECT successives à l'intérieur d'une *seule* transaction voient toujours les mêmes données, c'est-à-dire qu'elles ne voient jamais les modifications faites par les autres transactions qui ont été validées après le début de leur propre transaction.

Les applications utilisant ce niveau d'isolation doivent être préparées à retenter des transactions à cause d'échecs de sérialisation.

Les commandes UPDATE, DELETE, SELECT FOR UPDATE et SELECT FOR SHARE se comportent de la même façon que SELECT en ce qui concerne la recherche de lignes cibles : elles trouveront seulement les lignes cibles qui ont été validées avant le début de la transaction. Néanmoins, une telle ligne cible pourrait avoir été mise à jour (ou supprimée ou verrouillée) par une autre transaction concurrente au moment où elle est utilisée. Dans ce cas, la transaction repeatable read attendra que la première transaction de mise à jour soit validée ou annulée (si celle-ci est toujours en cours). Si la première mise à jour est annulée, les effets sont inversés et la transaction repeatable read peut continuer avec la mise à jour de la ligne trouvée à l'origine. Mais si la mise à jour est validée (et que la ligne est mise à jour ou supprimée, pas simplement verrouillée), alors la transaction repeatable read sera annulée avec le message

```
ERROR:  could not serialize access due to concurrent update
```

parce qu'une transaction sérialisable ne peut pas modifier ou verrouiller les lignes changées par d'autres transactions après que la transaction sérialisable a commencé.

Quand une application reçoit ce message d'erreurs, elle devrait annuler la transaction actuelle et réessayer la transaction complète. La seconde fois, la transaction voit les modifications déjà validées comme faisant partie de sa vue initiale de la base de données, donc il n'y a pas de conflit logique en utilisant la nouvelle version de la ligne comme point de départ pour la mise à jour de la nouvelle transaction.

Notez que seules les transactions de modifications ont besoin d'être tentées de nouveau ; les transactions en lecture seule n'auront jamais de conflits de sérialisation.

Le mode Repeatable Read fournit une garantie rigoureuse que chaque transaction voit un état complètement stable de la base de données. Toutefois cette vue ne sera pas nécessairement toujours cohérente avec l'exécution sérielle (un à la fois) de transactions concurrentes du même niveau d'isolation. Par exemple, même une transaction en lecture seule à ce niveau pourrait voir un enregistrement de contrôle mis à jour pour indiquer qu'un traitement par lot a été terminé, mais *ne pas* voir un des enregistrements de détail qui est une partie logique du traitement par lot parce qu'il a lu une ancienne version de l'enregistrement de contrôle. L'implémentation correcte de règles de gestion par des transactions s'exécutant à ce niveau d'isolation risque de ne pas marcher correctement sans une utilisation prudente de verrouillages explicites qui bloquent les transactions en conflit.

Le niveau d'isolation Repeatable Read est implémenté en utilisant une technique connue dans la littérature académique sur les bases de données et dans certains produits de bases de données sous le nom de *Snapshot Isolation*. Des différences en comportement et en performance peuvent être observées lors de comparaisons avec des systèmes qui utilisent une technique de verrouillage traditionnelle qui réduit la concurrence. Quelques autres systèmes peuvent même proposer Repeatable Read et Snapshot Isolation sous la forme de niveaux d'isolation distincts avec des comportements différents. Les phénomènes qui distinguent les deux techniques n'ont pas été formalisés par les chercheurs en bases de données jusqu'à ce que le standard SQL ne soit écrit. Pour un traitement complet, voir [berenson95].

Avant la version 9.1 de PostgreSQL, une demande d'isolation de transaction Serializable fournissait exactement le comportement décrit ici. Pour maintenir l'ancien niveau Serializable, il faudra maintenant demander Repeatable Read.

13.2.3. Niveau d'Isolation Serializable

Le niveau d'isolation *Serializable* fournit le niveau d'isolation le plus strict. Ce niveau émule l'exécution sérielle de transactions pour toutes les transactions validées, comme si les transactions avaient été exécutées les unes après les autres, séquentiellement, plutôt que simultanément. Toutefois, comme pour le niveau Repeatable Read, les applications utilisant ce niveau d'isolation doivent être prêtes à répéter leurs transactions en cas d'échec de sérialisation. En fait, ce niveau d'isolation fonctionne exactement comme Repeatable Read, excepté qu'il surveille les conditions qui pourraient amener l'exécution d'un jeu de transactions concurrentes à se comporter d'une manière incompatible avec les exécutions séquentielles (une à la fois) de toutes ces transactions. Cette surveillance n'introduit aucun blocage supplémentaire par rapport à repeatable read, mais il y a un coût à cette surveillance, et la détection des conditions pouvant amener une *anomalie de sérialisation* déclenchera un *échec de sérialisation*.

Comme exemple, considérons la table `ma_table`, contenant initialement :

```
 classe | valeur
--------+-------
      1 |    10
      1 |    20
      2 |   100
      2 |   200
```

Supposons que la transaction sérialisable A calcule :

```
SELECT SUM(valeur) FROM ma_table WHERE classe = 1;
```

puis insère le résultat (30) comme `valeur` dans une nouvelle ligne avec `classe = 2`. En même temps, la transaction sérialisable B calcule :

```
SELECT SUM(valeur) FROM ma_table WHERE classe = 2;
```

et obtient le résultat 300, qu'elle insère dans une nouvelle ligne avec `classe = 1`. Puis, les deux transactions essaient de valider. Si l'une des transactions fonctionnait au niveau d'isolation Repeatable Read, les deux seraient autorisées à valider ; mais puisqu'il n'y a pas d'ordre d'exécution séquentiel cohérent avec le résultat, l'utilisation de transactions Serializable permettra à une des deux transactions de valider, et annulera l'autre avec ce message :

```
ERREUR:  n'a pas pu sérialiser un accès à cause d'une mise à jour
 en parallèle"
```

En effet, si A avait été exécuté avant B, B aurait trouvé la somme 330, et non pas 300. De façon similaire, l'autre ordre aurait eu comme résultat une somme différente pour le calcul par A.

Si on se fie aux transactions sérialisées pour empêcher les anomalies, il est important que toute donnée lue depuis une table utilisateur permanente ne soit pas considérée comme valide, et ce jusqu'à ce que la transaction qui l'a lue soit validée avec succès. Ceci est vrai même pour les transactions en lecture, sauf pour les données lues dans une transaction en lecture seule et *déferrable*, dont les données sont considérées valides dès leur lecture. En effet, une telle transaction, avant de lire quoi que ce soit, attend jusqu'à l'obtention d'une image garantie libre de tout problème. Dans tous les autres cas, les applications ne doivent pas dépendre des lectures d'une transaction annulée par la suite. Elles doivent plutôt retenter la transaction jusqu'à ce qu'elle réussisse.

Pour garantir une vraie sérialisation PostgreSQL utilise le *verrouillage de prédicats*, ce qui signifie qu'il conserve des verrous qui lui permettent de déterminer si une écriture aurait eu un impact sur le résultat d'une lecture antérieure par une transaction concurrente, si elle s'était exécutée d'abord. Dans PostgreSQL, ces verrous ne causent pas de blocage, et ne peuvent donc *pas* jouer un rôle dans un verrou mortel (deadlock). Ces verrous sont utilisés pour identifier et marquer les dépendances entre des transactions sérialisables concurrentes qui, dans certaines combinaisons, peuvent entraîner des anomalies de sérialisation. Par contraste, une transaction Read Committed ou Repeatable Read qui voudrait garantir la cohérence des données devra prendre un verrou sur la table entière, ce qui pourrait bloquer d'autres utilisateurs voulant utiliser cette table, ou pourrait utiliser `SELECT FOR UPDATE` ou `SELECT FOR SHARE` qui non seulement peut bloquer d'autres transactions, mais entraîne un accès au disque.

Les verrous de prédicats dans PostgreSQL, comme dans la plupart des autres systèmes de bases de données, s'appuient sur les données réellement accédées par une transaction. Ils seront visibles dans la vue système `pg_locks` avec un `mode` de `SIReadLock`. Les verrous acquis pendant l'exécution d'une requête dépendront du plan utilisé par la requête, et plusieurs verrous fins (par exemple des verrous d'enregistrement) peuvent être combinés en verrous plus grossiers (comme des verrous de page) pendant le déroulement de la transaction, pour éviter d'épuiser la mémoire utilisée par le suivi des verrous. Une transaction `READ ONLY` peut libérer ses verrous SIRead avant sa fin, si elle détecte que ne peut plus se produire un conflit qui entraînerait une anomalie de sérialisation. En fait, les transactions `READ ONLY` seront souvent capables d'établir ce fait dès leur démarrage, et ainsi éviteront de prendre des verrous de prédicat. Si vous demandez explicitement une transaction `SERIALIZABLE READ ONLY DEFERRABLE`, elle bloquera jusqu'à ce qu'elle puisse établir ce fait. (C'est le *seul* cas où une transaction Serializable bloque, mais pas une transaction Repeatable Read.) D'autre part, les verrous SIRead doivent souvent être gardés après la fin d'une transaction, jusqu'à ce que toutes les lectures-écritures s'étant déroulées simultanément soient terminées.

L'utilisation systématique de transactions Serializable peut simplifier le développement. La garantie que tout ensemble de transactions sérialisées, concurrentes, et validées avec succès, aura le même effet que si elles avaient été exécutées une par une signifie que, si vous pouvez démontrer qu'une transaction exécutée seule est correcte, alors vous pouvez être certain qu'elle le restera dans tout mélange de

transactions sérialisées, même sans informations sur ce que font les autres transactions, ou qu'elle ne sera pas validée. Il est important qu'un environnement qui utilise cette technique ait une méthode générale pour traiter les erreurs de sérialisation (qui retournent toujours un SQLSTATE valant '40001'). En effet, il sera très difficile de prédire correctement quelles transactions pourront contribuer à des dépendances lecture/écriture, et auront besoin d'être annulées pour éviter les anomalies de sérialisation. La surveillance des dépendances lecture/écriture a un coût, tout comme la répétition des transactions annulées pour un échec de sérialisation. Mais les transactions sérialisables sont le meilleur choix en termes de performances pour certains environnements, en regard du coût et du blocage de verrous explicites, de `SELECT FOR UPDATE` ou de `SELECT FOR SHARE`, .

Bien que le niveau d'isolation Serializable de PostgreSQL ne permette à des transactions parallèles de valider leurs modifications que s'il est prouvé qu'une exécution dans l'ordre produirait le même résultat, il n'empêche pas toujours la levée d'erreurs qui ne surviendraient pas dans une véritable exécution en série. En particulier, il est possible de voir des violations de contraintes uniques suite à des conflits entre transactions Serializable qui se surchargent, même vérification explicite que la clé n'est pas présente avant de tenter de l'insérer. Ceci peut s'éviter en s'assurant que *toutes* les transactions Serializable qui peuvent insérer des clés en conflit vérifient explicitement avant si elles peuvent l'insérer. Par exemple, imaginez une application qui demande à un utilisateur une nouvelle clé, puis vérifie si elle n'existe pas déjà en cherchant à la lire d'abord, ou génère une nouvelle clé en sélectionnant la clé pré-existante la plus grande puis en ajoutant un. Si certaines transactions Serializable insèrent de nouvelles clés directement sans suivre ce protocole, des violations de contraintes uniques peuvent être rapportées, même dans des cas où elles ne pourraient pas survenir dans le cas d'une exécution en série de transactions concurrentes.

Pour une performance optimale quand on s'appuie sur les transactions Serializable pour le contrôle de la concurrence, ces points doivent être pris en considération :

- Déclarer les transactions comme `READ ONLY` quand c'est possible.
- Contrôler le nombre de connexions actives, au besoin en utilisant un pool de connexions. C'est toujours un point important pour les performances, mais cela peut être particulièrement important pour un système chargé qui utilise des transactions Serializable.
- Ne mettez pas plus dans une transaction seule qu'il n'est nécessaire pour l'intégrité.
- Ne laissez pas des connexions traîner en « idle in transaction » plus longtemps que nécessaire. Le paramètre de configuration idle_in_transaction_session_timeout peut être utilisé pour déconnecter automatiquement les sessions persistantes.
- Supprimez les verrous explicites, `SELECT FOR UPDATE`, et `SELECT FOR SHARE`, quand ils ne sont plus nécessaires grâce aux protections fournies automatiquement par les transactions Serializable.
- Quand le système est forcé à combiner plusieurs verrous de prédicat de niveau page en un seul verrou de niveau relation (parce que la table des verrous de prédicat est à court de mémoire), une augmentation du taux d'échecs de sérialisation peut survenir. Vous pouvez éviter ceci en augmentant max_pred_locks_per_transaction, max_pred_locks_per_relation, et/ou max_pred_locks_per_page.
- Un parcours séquentiel nécessitera toujours un verrou de prédicat au niveau relation. Ceci peut résulter en un taux plus important d'échecs de sérialisation. Il peut être utile d'encourager l'utilisation de parcours d'index en diminuant random_page_cost et/ou en augmentant cpu_tuple_cost. Assurez-vous de bien mettre en balance toute diminution du nombre d'annulations et de redémarrages de transactions et l'évolution globale du temps d'exécution des requêtes.

Le niveau d'isolation Serializable est implémenté en utilisant une technique connue dans la littérature académique sur les bases de données sous le nom de Serializable Snapshot Isolation, qui ajoute à une isolation de snapshot en ajoutant des vérifications sur les anomalies de sérialisation. Quelques différences dans le comportement et les performances sont observables si on le compare à d'autres systèmes qui utilisent une technique de verrouillage traditionnelle. Merci de lire [ports12] pour des informations détaillées.

13.3. Verrouillage explicite

PostgreSQL fournit de nombreux modes de verrous pour contrôler les accès simultanés aux données des tables. Ces modes peuvent être utilisés pour contrôler le verrouillage par l'application dans des situations où MVCC n'a pas le comportement désiré. De plus, la plupart des commandes PostgreSQL acquièrent automatiquement des verrous avec les modes appropriés pour s'assurer que les tables référencées ne sont pas supprimées ou modifiées de façon incompatible lorsque la commande s'exécute (par exemple, `TRUNCATE` ne peut pas être exécuté de façon sûre en même temps que d'autres opérations sur la même table, donc il obtient un verrou de type `ACCESS EXCLUSIVE` sur la table pour s'assurer d'une bonne exécution).

Pour examiner une liste des verrous en cours, utilisez la vue système `pg_locks`. Pour plus d'informations sur la surveillance du statut du sous-système de gestion des verrous, référez-vous au Chapitre 28.

13.3.1. Verrous de niveau table

La liste ci-dessous affiche les modes de verrous disponibles et les contextes dans lesquels ils sont automatiquement utilisés par PostgreSQL. Vous pouvez aussi acquérir explicitement n'importe lequel de ces verrous avec la commande LOCK. Rappelez-vous que tous ces modes de verrous sont des verrous au niveau table, même si le nom contient le mot « row » (NdT : ligne) ; les noms des modes de verrous sont historiques. Dans une certaine mesure, les noms reflètent l'utilisation typique de chaque mode de verrou -- mais la sémantique est identique. La seule vraie différence entre un mode verrou et un autre est l'ensemble des modes verrous avec lesquels ils rentrent en conflit (voir Tableau 13.2). Deux transactions ne peuvent pas conserver des verrous de modes en conflit sur la même table au même moment (néanmoins, une transaction n'entre jamais en conflit avec elle-même. Par exemple, elle pourrait acquérir un verrou `ACCESS EXCLUSIVE` et acquérir plus tard un verrou `ACCESS SHARE` sur la même table). Des modes de verrou sans conflit peuvent être détenus en même temps par plusieurs transactions. Notez, en particulier, que certains modes de verrous sont en conflit avec eux-mêmes (par exemple, un verrou `ACCESS EXCLUSIVE` ne peut pas être détenu par plus d'une transaction à la fois) alors que d'autres n'entrent pas en conflit avec eux-mêmes (par exemple, un verrou `ACCESS SHARE` peut être détenu par plusieurs transactions).

Modes de verrous au niveau table

`ACCESS SHARE` (`AccessShareLock`)

En conflit avec le mode verrou `ACCESS EXCLUSIVE`.

Les commandes `SELECT` acquièrent un verrou de ce mode avec les tables référencées. En général, toute requête *lisant* seulement une table et ne la modifiant pas obtient ce mode de verrou.

`ROW SHARE` (`RowShareLock`)

En conflit avec les modes de verrous `EXCLUSIVE` et `ACCESS EXCLUSIVE`.

La commande `SELECT FOR UPDATE` et `SELECT FOR SHARE` acquièrent un verrou de ce mode avec la table cible (en plus des verrous `ACCESS SHARE` des autres tables référencées, mais pas sélectionnées `FOR UPDATE/FOR SHARE`).

`ROW EXCLUSIVE` (`RowExclusiveLock`)

En conflit avec les modes de verrous `SHARE`, `SHARE ROW EXCLUSIVE`, `EXCLUSIVE` et `ACCESS EXCLUSIVE`.

Les commandes `UPDATE`, `DELETE` et `INSERT` acquièrent ce mode de verrou sur la table cible (en plus des verrous `ACCESS SHARE` sur toutes les autres tables référencées). En général, ce mode de verrouillage sera acquis par toute commande *modifiant* des données de la table.

`SHARE UPDATE EXCLUSIVE` (`ShareUpdateExclusiveLock`)

En conflit avec les modes de verrous `SHARE UPDATE EXCLUSIVE`, `SHARE`, `SHARE ROW EXCLUSIVE`, `EXCLUSIVE` et `ACCESS EXCLUSIVE`. Ce mode protège une table contre les modifications simultanées de schéma et l'exécution d'un `VACUUM`.

Acquis par `VACUUM` (sans `FULL`), `ANALYZE`, `CREATE INDEX CONCURRENTLY`, `CREATE STATISTICS`, `COMMENT ON` et `ALTER TABLE VALIDATE` et toutes les autres variantes d'`ALTER TABLE` (pour plus de détail voir ALTER TABLE).

`SHARE` (`ShareLock`)

En conflit avec les modes de verrous `ROW EXCLUSIVE`, `SHARE UPDATE EXCLUSIVE`, `SHARE ROW EXCLUSIVE`, `EXCLUSIVE` et `ACCESS EXCLUSIVE`. Ce mode protège une table contre les modifications simultanées des données.

Acquis par `CREATE INDEX` (sans `CONCURRENTLY`).

`SHARE ROW EXCLUSIVE` (`ShareRowExclusiveLock`)

En conflit avec les modes de verrous `ROW EXCLUSIVE`, `SHARE UPDATE EXCLUSIVE`, `SHARE`, `SHARE ROW EXCLUSIVE`, `EXCLUSIVE` et `ACCESS EXCLUSIVE`. Ce mode protège une table contre les modifications concurrentes de données, et est en conflit avec elle-même, afin qu'une seule session puisse le posséder à un moment donné.

Acquis par `CREATE COLLATION`, `CREATE TRIGGER` et différentes formes de `ALTER TABLE` (voir ALTER TABLE).

`EXCLUSIVE` (`ExclusiveLock`)

En conflit avec les modes de verrous `ROW SHARE`, `ROW EXCLUSIVE`, `SHARE UPDATE EXCLUSIVE`, `SHARE`, `SHARE ROW EXCLUSIVE`, `EXCLUSIVE` et `ACCESS EXCLUSIVE`. Ce mode autorise uniquement les verrous `ACCESS SHARE` concurrents, c'est-à-dire que seules les lectures à partir de la table peuvent être effectuées en parallèle avec une transaction contenant ce mode de verrouillage.

Acquis par `REFRESH MATERIALIZED VIEW CONCURRENTLY`.

`ACCESS EXCLUSIVE` (`AccessExclusiveLock`)

Entre en conflit avec tous les modes (`ACCESS SHARE`, `ROW SHARE`, `ROW EXCLUSIVE`, `SHARE UPDATE EXCLUSIVE`, `SHARE`, `SHARE ROW EXCLUSIVE`, `EXCLUSIVE` et `ACCESS EXCLUSIVE`). Ce mode garantit que le détenteur est la seule transaction à accéder à la table de quelque façon que ce soit.

Acquis par les commandes `DROP TABLE`, `TRUNCATE`, `REINDEX`, `CLUSTER`, `VACUUM FULL`, `REFRESH MATERIALIZED VIEW` (sans l'option `CONCURRENTLY`). De nombreuses forme d'`ALTER TABLE` acquièrent également un verrou de ce niveau. C'est aussi le mode de verrou par défaut des instructions `LOCK TABLE` qui ne spécifient pas explicitement de mode de verrouillage.

> **Astuce**
>
> Seul un verrou `ACCESS EXCLUSIVE` bloque une instruction `SELECT` (sans `FOR UPDATE/SHARE`).

Une fois acquis, un verrou est normalement détenu jusqu'à la fin de la transaction. Mais si un verrou est acquis après l'établissement d'un point de sauvegarde, le verrou est relâché immédiatement si le point de sauvegarde est annulé. Ceci est cohérent avec le principe du `ROLLBACK` annulant tous les effets des commandes depuis le dernier point de sauvegarde. Il se passe la même chose pour les verrous

acquis à l'intérieur d'un bloc d'exception PL/pgSQL : un échappement d'erreur à partir du bloc lâche les verrous acquis dans le bloc.

Tableau 13.2. Modes de verrou conflictuels

Verrou demandé	Verrou déjà détenu							
	ACCESS SHARE	ROW SHARE	ROW EXCLUSIVE	SHARE UPDATE EXCLUSIVE	SHARE	SHARE ROW EXCLUSIVE	EXCLUSIVE	ACCESS EXCLUSIVE
ACCESS SHARE								X
ROW SHARE							X	X
ROW EXCLUSIVE					X	X	X	X
SHARE UPDATE EXCLUSIVE				X	X	X	X	X
SHARE			X	X		X	X	X
SHARE ROW EXCLUSIVE			X	X	X	X	X	X
EXCLUSIVE		X	X	X	X	X	X	X
ACCESS EXCLUSIVE	X	X	X	X	X	X	X	X

13.3.2. Verrous au niveau ligne

En plus des verrous au niveau table, il existe des verrous au niveau ligne. Ils sont listés ci-dessous, avec les contextes de leur utilisation automatique par PostgreSQL. Voir Tableau 13.3 pour une table complète des conflits de verrou niveau ligne. Notez qu'une transaction peut détenir des verrous en conflit sur la même ligne, y compris sur des sous-transactions différentes ; mais en dehors de cela, deux transactions ne peuvent jamais détenir des verrous en conflit pour la même ligne. Les verrous au niveau ligne n'affectent pas les lectures des données ; elles bloquent seulement les *écrivains et verrouilleurs* sur la même ligne. Les verrous au niveau ligne sont relachés à la fin de la transaction ou lors de l'annulation du savepoint, tout comme les verrous de niveau table.

Modes des verrous au niveau ligne

`FOR UPDATE`

`FOR UPDATE` verrouille pour modification les lignes récupérées par l'instruction `SELECT`. Cela les empêche d'être modifiées ou supprimées par les autres transactions jusqu'à la fin de la transaction en cours. Les autres transactions qui tentent des `UPDATE`, `DELETE`, `SELECT FOR UPDATE`, `SELECT FOR NO KEY UPDATE`, `SELECT FOR SHARE` ou `SELECT FOR KEY SHARE` sur ces lignes sont bloquées jusqu'à la fin de la transaction courante ; et inversement, `SELECT FOR UPDATE` attendra après une transaction concurrente qui a exécuté une de ces commandes sur la même ligne et qui verrouillera et renverra la ligne mise à jour (ou aucune ligne si elle a été supprimée). Néanmoins, à l'intérieur d'une transaction `REPEATABLE READ` ou `SERIALIZABLE`, une erreur sera renvoyée si une ligne à verrouiller a changé depuis que la transaction a commencé. Pour plus de détails, voir Section 13.4.

Le mode de verrouillage `FOR UPDATE` est aussi acquis par toute commande `DELETE` sur une ligne ainsi que par un `UPDATE` qui modifie les valeurs de certaines colonnes. Actuellement, l'ensemble de colonnes considéré par le cas `UPDATE` est celui qui a un index unique lors de son

utilisation par une clé étrangère (donc les index partiels et fonctionnels ne sont pas considérés), mais cela pourra être modifié dans le futur.

`FOR NO KEY UPDATE`

`FOR NO KEY UPDATE` se comporte de la même façon que `FOR UPDATE` sauf que le verrou acquis est moins fort : ce verrou ne bloquera pas les commandes `SELECT FOR KEY SHARE` qui tenteraient d'acquérir un verrou sur les mêmes lignes. Ce mode de verrou est aussi acquis par tout `UPDATE` qui ne nécessite pas un verrou `FOR UPDATE`.

`FOR SHARE`

`FOR SHARE` a un comportement similaire à `FOR NO KEY UPDATE`, sauf qu'il obtient un verrou partagé plutôt qu'un verrou exclusif sur chaque ligne récupérée. Un verrou partagé bloque les autres transactions réalisant des `UPDATE`, `DELETE`, `SELECT FOR UPDATE` et `SELECT FOR NO KEY UPDATE` sur ces lignes, mais il n'empêche pas les `SELECT FOR SHARE` et `SELECT FOR KEY SHARE`.

`FOR KEY SHARE`

`FOR KEY SHARE` a un comportement similaire à `FOR SHARE`, sauf que le verrou est plus faible : `SELECT FOR UPDATE` est bloqué alors que `SELECT FOR NO KEY UPDATE` ne l'est pas. Un verrou à clé partagée bloque les autres transactions lors de l'exécution d'un `DELETE` ou d'un `UPDATE` qui modifie les valeurs clés, mais pas les autres `UPDATE`. Il n'empêche pas non plus les `SELECT FOR NO KEY UPDATE`, `SELECT FOR SHARE` et `SELECT FOR KEY SHARE`.

PostgreSQL ne garde en mémoire aucune information sur les lignes modifiées, il n'y a donc aucune limite sur le nombre de lignes verrouillées à un moment donné. Néanmoins, verrouiller une ligne peut causer une écriture disque ; ainsi, `SELECT FOR UPDATE` modifie les lignes sélectionnées pour les marquer verrouillées et cela aboutit à des écritures disques.

Tableau 13.3. Verrous en conflit au niveau ligne

Verrou demandé	**Verrou en cours**			
	FOR KEY SHARE	**FOR SHARE**	**FOR NO KEY UPDATE**	**FOR UPDATE**
FOR KEY SHARE				X
FOR SHARE			X	X
FOR NO KEY UPDATE		X	X	X
FOR UPDATE	X	X	X	X

13.3.3. Verrous au niveau page

En plus des verrous tables et lignes, les verrous partagés/exclusifs sur les pages sont utilisés pour contrôler la lecture et l'écriture des pages de table dans l'ensemble des tampons partagées. Ces verrous sont immédiatement relâchés une fois la ligne récupérée ou mise à jour. Les développeurs d'applications ne sont normalement pas concernés par les verrous au niveau page, mais nous les mentionnons dans un souci d'exhaustivité.

13.3.4. Verrous morts (blocage)

L'utilisation de verrous explicites accroît le risque de *verrous morts* lorsque deux transactions (voire plus) détiennent chacune un verrou que l'autre convoite. Par exemple, si la transaction 1 a acquis un verrou exclusif sur la table A puis essaie d'acquérir un verrou exclusif sur la table B alors que la transaction 2 possède déjà un verrou exclusif sur la table B et souhaite maintenant un verrou exclusif sur la table A, alors aucun des deux ne peut continuer. PostgreSQL détecte automatiquement ces

situations de blocage et les résout en annulant une des transactions impliquées, permettant ainsi à l'autre (aux autres) de se terminer (savoir quelle transaction est réellement annulée est difficile à prévoir, mais vous ne devriez pas vous en préoccuper).

Notez que les verrous morts peuvent aussi se produire suite à des verrous de niveau ligne (et du coup, ils peuvent se produire même si le verrouillage explicite n'est pas utilisé). Considérons le cas où il existe deux transactions concurrentes modifiant une table. La première transaction exécute :

```
UPDATE comptes SET balance = balance + 100.00 WHERE no_compte =
 11111;
```

Elle acquiert un verrou au niveau ligne sur la ligne spécifiée par le numéro de compte (no_compte). Ensuite, la deuxième transaction exécute :

```
UPDATE comptes SET balance = balance + 100.00 WHERE no_compte =
 22222;
UPDATE comptes SET balance = balance - 100.00 WHERE no_compte =
 11111;
```

La première instruction UPDATE acquiert avec succès un verrou au niveau ligne sur la ligne spécifiée, donc elle réussit à mettre à jour la ligne. Néanmoins, la deuxième instruction UPDATE trouve que la ligne qu'elle essaie de mettre à jour a déjà été verrouillée, alors elle attend la fin de la transaction ayant acquis le verrou. Maintenant, la première transaction exécute :

```
UPDATE comptes SET balance = balance - 100.00 WHERE no_compte =
 22222;
```

La première transaction essaie d'acquérir un verrou au niveau ligne sur la ligne spécifiée, mais ne le peut pas : la deuxième transaction détient déjà un verrou. Donc, elle attend la fin de la transaction deux. Du coup, la première transaction est bloquée par la deuxième et la deuxième est bloquée par la première : une condition de blocage, un verrou mort. PostgreSQL détectera cette situation et annulera une des transactions.

La meilleure défense contre les verrous morts est généralement de les éviter en s'assurant que toutes les applications utilisant une base de données acquièrent des verrous sur des objets multiples dans un ordre cohérent. Dans l'exemple ci-dessus, si les deux transactions avaient mis à jour les lignes dans le même ordre, aucun blocage n'aurait eu lieu. Vous devez vous assurer que le premier verrou acquis sur un objet dans une transaction est dans le mode le plus restrictif pour cet objet. S'il n'est pas possible de vérifier ceci à l'avance, alors les blocages doivent être gérés à l'exécution en réessayant les transactions annulées à cause du blocage.

Tant qu'aucune situation de blocage n'est détectée, une transaction cherchant soit un verrou de niveau table soit un verrou de niveau ligne attend indéfiniment que les verrous en conflit soient relâchés. Ceci signifie que maintenir des transactions ouvertes sur une longue période de temps (par exemple en attendant une saisie de l'utilisateur) est parfois une mauvaise idée.

13.3.5. Verrous informatifs

PostgreSQL fournit un moyen pour créer des verrous qui ont une signification définie par l'application. Ils sont qualifiés d'*informatifs*, car le système ne force pas leur utilisation -- c'est à l'application de les utiliser correctement. Les verrous informatifs peuvent être utiles pour des manières d'utiliser le verrouillage qui ne sont pas en phase avec le modèle MVCC. Par exemple, une utilisation habituelle des verrous informatifs est l'émulation de stratégie de verrouillage pessimiste typique des systèmes de gestion de données à partir de « fichiers à plat ». Bien qu'un drapeau stocké dans une table puisse être utilisé pour la même raison, les verrous informatifs sont plus rapides, évitent la fragmentation de la table et sont nettoyés automatiquement par le serveur à la fin de la session.

Il existe deux façons pour acquérir un verrou informatif dans PostgreSQL : au niveau de la session ou au niveau de la transaction. Une fois acquis au niveau de la session, un verrou informatif est

détenu jusqu'à ce que le verrou soit explicitement relâché ou à la fin de la session. Contrairement aux demandes de verrou standard, les demandes de verrous informatifs au niveau session n'honorent pas la sémantique de la transaction : un verrou acquis lors d'une transaction qui est annulée plus tard sera toujours acquis après le ROLLBACK, et de la même façon, un verrou relâché reste valide même si la transaction appelante a échoué après. Un verrou peut être acquis plusieurs fois par le processus qui le détient ; pour chaque demande de verrou terminée, il doit y avoir une demande de relâche du verrou correspondant avant que ce dernier ne soit réellement relâché. D'un autre côté, les demandes de verrou au niveau transaction se comportent plutôt comme des demandes de verrous standards : les verrous sont automatiquement relâchés à la fin de la transaction, et il n'y a pas d'opération explicite de déverrouillage. Ce comportement est souvent plus intéressant que le comportement au niveau session pour un usage rapide d'un verrou informatif. Les demandes de verrou au niveau session et transaction pour le même identifiant de verrou informatif se bloqueront de la façon attendue. Si une session détient déjà un verrou informatif donné, les demandes supplémentaires par le même processus réussiront toujours, même si d'autres sessions sont en attente ; ceci est vrai, quel que soit le niveau (session ou transaction) du verrou détenu et des verrous demandés.

Comme tous les verrous dans PostgreSQL, une liste complète des verrous informatifs détenus actuellement par toute session est disponible dans la vue système `pg_locks`.

Les verrous informatifs et les verrous standards sont stockés dans une partie de la mémoire partagée, dont la taille est définie par les variables de configuration max_locks_per_transaction et max_connections. Attention à ne pas vider cette mémoire, sinon le serveur ne serait plus capable d'accorder des verrous. Ceci impose une limite supérieure au nombre de verrous informatifs que le serveur peut accorder, typiquement entre des dizaines et des centaines de milliers suivant la façon dont le serveur est configuré.

Dans certains cas utilisant cette méthode, tout spécialement les requêtes impliquant un tri explicite et des clauses `LIMIT`, une grande attention doit être portée au contrôle des verrous acquis, à cause de l'ordre dans lequel les expressions SQL sont évaluées. Par exemple :

```
SELECT pg_advisory_lock(id) FROM foo WHERE id = 12345; -- ok
SELECT pg_advisory_lock(id) FROM foo WHERE id > 12345 LIMIT 100; --
 danger !
SELECT pg_advisory_lock(q.id) FROM
(
  SELECT id FROM foo WHERE id > 12345 LIMIT 100
) q; -- ok
```

Dans les requêtes ci-dessus, la deuxième forme est dangereuse parce qu'il n'est pas garanti que l'application de `LIMIT` ait lieu avant que la fonction du verrou soit exécutée. Ceci pourrait entraîner l'acquisition de certains verrous que l'application n'attendait pas, donc qu'elle ne pourrait, du coup, pas relâcher (sauf à la fin de la session). Du point de vue de l'application, de tels verrous sont en attente, bien qu'ils soient visibles dans `pg_locks`.

Les fonctions fournies pour manipuler les verrous informatifs sont décrites dans Section 9.26.10.

13.4. Vérification de cohérence des données au niveau de l'application

Il est très difficile d'implémenter des règles de gestion sur l'intégrité des données en utilisant des transactions Read Committed parce que la vue des données est changeante avec chaque ordre, et même un seul ordre peut ne pas se cantonner à son propre instantané si un conflit en écriture se produit.

Bien qu'une transaction Repeatable Read ait une vue stable des données dans toute la durée de son exécution, il y a un problème subtil quand on utilise les instantanés MVCC pour vérifier la cohérence des données, impliquant quelque chose connu sous le nom de *conflits lecture/écriture*. Si une transaction écrit des données et qu'une transaction concurrente essaie de lire la même donnée

(que ce soit avant ou après l'écriture), elle ne peut pas voir le travail de l'autre transaction. Le lecteur donne donc l'impression de s'être exécuté le premier, quel que soit celui qui a commencé le premier ou qui a validé le premier. Si on s'en tient là, ce n'est pas un problème, mais si le lecteur écrit aussi des données qui sont lues par une transaction concurrente, il y a maintenant une transaction qui semble s'être exécutée avant les transactions précédemment mentionnées. Si la transaction qui semble s'être exécutée en dernier valide en premier, il est très facile qu'un cycle apparaisse dans l'ordre d'exécution des transactions. Quand un cycle de ce genre apparaît, les contrôles d'intégrité ne fonctionneront pas correctement sans aide.

Comme mentionné dans Section 13.2.3, les transactions Serializable ne sont que des transactions Repeatable Read qui ajoutent une supervision non bloquante de formes dangereuses de conflits lecture/écriture. Quand une de ces formes est détectée qui pourrait entraîner un cycle dans l'ordre apparent d'exécution, une des transactions impliquées est annulée pour casser le cycle.

13.4.1. Garantir la Cohérence avec des Transactions Serializable

Si le niveau d'isolation de transactions Serializable est utilisé pour toutes les écritures et toutes les lectures qui ont besoin d'une vue cohérente des données, aucun autre effort n'est requis pour garantir la cohérence. Un logiciel d'un autre environnement écrit pour utiliser des transactions Serializable pour garantir la cohérence devrait « fonctionner sans modification » de ce point de vue dans PostgreSQL.

L'utilisation de cette technique évitera de créer une charge de travail inutile aux développeurs d'applications si le logiciel utilise un framework qui réessaie automatiquement les transactions annulées pour échec de sérialisation. Cela pourrait être une bonne idée de positionner `default_transaction_isolation` à `serializable`. Il serait sage, par ailleurs, de vous assurer qu'aucun autre niveau d'isolation n'est utilisé, soit par inadvertance, soit pour contourner les contrôles d'intégrité, en vérifiant les niveaux d'isolations dans les triggers.

Voyez Section 13.2.3 pour des suggestions sur les performances.

> **Avertissement**
>
> Ce niveau de protection de l'intégrité en utilisant des transactions Serializable ne s'étend pour le moment pas jusqu'au mode standby (Section 26.5). Pour cette raison, les utilisateurs du hot standby voudront peut-être utiliser Repeatable Read et un verrouillage explicite sur le maître.

13.4.2. Garantir la Cohérence avec des Verrous Bloquants Explicites

Quand des écritures non sérialisables sont possibles, pour garantir la validité courante d'un enregistrement et le protéger contre des mises à jour concurrentes, on doit utiliser `SELECT FOR UPDATE`, `SELECT FOR SHARE`, ou un ordre `LOCK TABLE` approprié. (`SELECT FOR UPDATE` et `SELECT FOR SELECT` ne verrouillent que les lignes retournées contre les mises à jour concurrentes, tandis que `LOCK TABLE` verrouille toute la table.) Cela doit être pris en considération quand vous portez des applications PostgreSQL à partir d'autres environnements.

Il est aussi important de noter pour ceux qui convertissent à partir d'autres environnements le fait que `SELECT FOR UPDATE` ne garantit pas qu'une transaction concurrente ne mettra pas à jour ou n'effacera pas l'enregistrement sélectionné. Pour faire cela dans PostgreSQL, vous devez réellement modifier l'enregistrement, même si vous n'avez pas besoin de modifier une valeur. `SELECT FOR UPDATE` *empêche temporairement* les autres transactions d'acquérir le même verrou ou d'exécuter un `UPDATE` ou `DELETE` qui modifierait l'enregistrement verrouillé, mais une fois que la transaction possédant ce verrou valide ou annule, une transaction bloquée pourra continuer avec son opération en conflit, sauf si un réel `UPDATE` de l'enregistrement a été effectué pendant que le verrou était possédé.

Les vérifications globales de validité demandent davantage de réflexion sous un MVCC non sérialisable. Par exemple, une application bancaire pourrait vouloir vérifier que la somme de tous les crédits d'une table est égale à la somme de tous les débits d'une autre, alors que les deux tables sont en cours de mise à jour. La comparaison des résultats de deux `SELECT sum(...)` successifs ne fonctionnera pas correctement en mode Read Committed, puisque la seconde requête inclura probablement les résultats de transactions non prises en compte dans la première. Effectuer les deux sommes dans une seule transaction repeatable read donnera uniquement une image précise des effets des transactions qui ont validé avant le début de la transaction repeatable read — mais on pourrait légitimement se demander si la réponse est toujours valide au moment où elle est fournie. Si la transaction repeatable read a elle-même effectué des modifications avant d'effectuer le test de cohérence, l'utilité de la vérification devient encore plus sujette à caution, puisque maintenant elle inclut des modifications depuis le début de la transaction, mais pas toutes. Dans ce genre de cas, une personne prudente pourra vouloir verrouiller toutes les tables nécessaires à la vérification, afin d'avoir une vision incontestable de la réalité courante. Un mode SHARE (ou plus élevé) garantit qu'il n'y a pas de changements non validés dans la table verrouillée, autres que ceux de la transaction courante.

Notez aussi que si on se fie au verrouillage explicite pour empêcher les mises à jour concurrentes, on devrait soit utiliser Read Committed, soit utiliser Repeatable Read et faire attention à obtenir les verrous avant d'effectuer les requêtes. Un verrou obtenu par une transaction repeatable read garantit qu'aucune autre transaction modifiant la table n'est en cours d'exécution, mais si l'instantané vu par la transaction est antérieur à l'obtention du verrou, il pourrait aussi précéder des modifications maintenant validées dans la table. Un instantané de transaction repeatable read est en fait figé à l'exécution de sa première requête ou commande de modification de données (`SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, ou `DELETE`), il est donc possible d'obtenir les verrous explicitement avant que l'instantané ne soit figé.

13.5. Avertissements

Certaines commandes DDL, actuellement seulement TRUNCATE et les formes d'ALTER TABLE qui réécrivent la table, ne sont pas sûres au niveau MVCC. Ceci signifie que, après la validation d'une troncature ou d'une réécriture, la table apparaîtra vide aux transactions concurrentes si elles utilisaient une image de la base datant d'avant la validation de la commande DDL. Ceci ne sera un problème que pour une transaction qui n'a pas encore accédé à la table en question avant le lancement de la commande DDL -- toute transaction qui a fait cela détiendra au moins un verrou de type ACCESS SHARE sur la table, ce qui bloquera la commande DDL jusqu'à la fin de la transaction. Donc ces commandes ne causeront pas d'incohérence apparente dans le contenu de la table pour des requêtes successives sur la table cible, mais elles seront la cause d'incohérence visible entre le contenu de la table cible et les autres tables de la base.

L'accès interne aux catalogues systèmes n'est pas réalisée en utilisant le niveau d'isolation de la transaction courante. Cela signifie que les objets nouvellement créés d'une base, comme les tables, sont visibles aux transactions Repeatable Read et Serializable, même si les lignes qu'elles contiennent ne le sont pas. À l'inverse, les requêtes qui examinent explicitement les catalogues systèmes ne voient pas les lignes représentant les objets nouvellement créés en concurrence, dans les plus hauts niveaux d'isolation.

13.6. Verrous et index

Bien que PostgreSQL fournisse un accès en lecture/écriture non bloquant aux données de la table, l'accès en lecture/écriture non bloquant n'est pas proposé pour chaque méthode d'accès aux index implémentés dans PostgreSQL. Les différents types d'index sont gérés ainsi :

Index B-tree, GiST et SP-GiST

> Des verrous partagés/exclusifs au niveau page à court terme sont utilisés pour les accès en lecture/écriture. Les verrous sont relâchés immédiatement après que chaque ligne d'index est lue ou insérée. Ces types d'index fournissent la plus grande concurrence d'accès, sans condition de verrous mortels.

Index hash

Des verrous partagés/exclusifs au niveau des blocs de hachage sont utilisés pour l'accès en lecture/écriture. Les verrous sont relâchés après qu'un bloc a été traité entièrement. Les verrous au niveau bloc fournissent une meilleur concurrence d'accès que les verrous au niveau index, mais les verrous mortels sont possibles, car les verrous sont détenus plus longtemps que l'opération sur l'index.

Index GIN

Des verrous partagés/exclusifs au niveau page à court terme sont utilisés pour les accès en lecture/écriture. Les verrous sont relâchés immédiatement après que chaque ligne d'index est lue ou insérée. Cependant, notez que l'insertion d'une valeur indexée par GIN produit généralement plusieurs insertions de clés d'index par ligne, donc GIN peut avoir un travail important à réaliser pour l'insertion d'une seule valeur.

Actuellement, les index B-tree offrent les meilleures performances pour les applications concurrentes. Comme ils ont plus de fonctionnalités que les index hash, ils sont le type d'index recommandé pour les applications concurrentes qui ont besoin d'indexer des données scalaires. Lors du traitement de données non scalaires, les index B-tree ne sont pas utiles. Les index GiST, SP-GiST ou GIN doivent être utilisés à la place.

Chapitre 14. Conseils sur les performances

La performance des requêtes peut être affectée par un grand nombre d'éléments. Certains peuvent être contrôlés par l'utilisateur, d'autres sont fondamentaux au concept sous-jacent du système. Ce chapitre fournit des conseils sur la compréhension et sur la configuration fine des performances de PostgreSQL.

14.1. Utiliser `EXPLAIN`

PostgreSQL réalise un *plan de requête* pour chaque requête qu'il reçoit. Choisir le bon plan correspondant à la structure de la requête et aux propriétés des données est absolument critique pour de bonnes performances, donc le système inclut un *planificateur* complexe qui tente de choisir les bons plans. Vous pouvez utiliser la commande EXPLAIN pour voir quel plan de requête le planificateur crée pour une requête particulière. La lecture du plan est un art qui requiert de l'expérience pour le maîtriser, mais cette section essaie de couvrir les bases.

Les exemples dans cette section sont tirés de la base de données pour les tests de régression après avoir effectué un `VACUUM ANALYZE`, avec les sources de la version de développement 9.3. Vous devriez obtenir des résultats similaires si vous essayez les exemples vous-même, mais vos estimations de coût et de nombre de lignes pourraient légèrement varier, car les statistiques d'`ANALYZE` sont basées sur des échantillons aléatoires, et parce que les coûts sont dépendants de la plateforme utilisée.

Les exemples utilisent le format de sortie par défaut (« text ») d'`EXPLAIN`, qui est compact et pratique pour la lecture. Si vous voulez utiliser la sortie d'`EXPLAIN` avec un programme pour une analyse ultérieure, vous devriez utiliser un des formats de sortie au format machine (XML, JSON ou YAML) à la place.

14.1.1. `EXPLAIN` Basics

La structure d'un plan de requête est un arbre de *nœuds de plan*. Les nœuds de bas niveau sont les nœuds de parcours : ils renvoient les lignes brutes d'une table. Il existe différents types de nœuds de parcours pour les différentes méthodes d'accès aux tables : parcours séquentiel, parcours d'index et parcours d'index bitmap. Il y a également des sources de lignes qui ne proviennent pas de tables, telles que les clauses `VALUES` ainsi que les fonctions renvoyant des ensembles dans un `FROM`, qui ont leurs propres types de nœuds de parcours. Si la requête requiert des jointures, agrégations, tris ou d'autres opérations sur les lignes brutes, ce seront des nœuds supplémentaires au-dessus des nœuds de parcours pour réaliser ces opérations. Encore une fois, il existe plus d'une façon de réaliser ces opérations, donc différents types de nœuds peuvent aussi apparaître ici. La sortie d'`EXPLAIN` comprend une ligne pour chaque nœud dans l'arbre du plan, montrant le type de nœud basique avec les estimations de coût que le planificateur a faites pour l'exécution de ce nœud du plan. Des lignes supplémentaires peuvent apparaître, indentées par rapport à la ligne de résumé du nœud, pour montrer les propriétés supplémentaires du nœud. La première ligne (le nœud tout en haut) comprend le coût d'exécution total estimé pour le plan ; c'est ce nombre que le planificateur cherche à minimiser.

Voici un exemple trivial, juste pour montrer à quoi ressemble l'affichage.

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1;

                         QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tenk1  (cost=0.00..458.00 rows=10000 width=244)
```

Puisque la requête n'a pas de clause `WHERE`, il faut parcourir toutes les lignes de la table, c'est pourquoi le planificateur a choisi d'utiliser un plan avec un simple parcours séquentiel. Les nombres affichés entre parenthèses sont (de gauche à droite) :

- Coût estimé du lancement. Cela correspond au temps passé avant que l'affichage de la sortie ne commence, par exemple le temps de faire un tri dans un nœud de tri ;
- Coût total estimé. Cela suppose que le nœud du plan d'exécution est exécuté entièrement, c'est-à-dire que toutes les lignes disponibles sont récupérées. En pratique, un nœud parent peut arrêter la récupération de toutes les lignes disponibles avant la fin (voir l'exemple `LIMIT` ci-dessous) ;
- Nombre de lignes estimé en sortie par ce nœud de plan. Encore une fois, on suppose que le nœud est exécuté entièrement.
- Largeur moyenne estimée (en octets) des lignes en sortie par ce nœud de plan.

Les coûts sont mesurés en unités arbitraires déterminées par les paramètres de coût du planificateur (voir Section 19.7.2). La pratique habituelle est de mesurer les coûts en unité de récupération de pages disque ; autrement dit, seq_page_cost est initialisé à `1.0` par convention et les autres paramètres de coût sont relatifs à cette valeur. Les exemples de cette section sont exécutés avec les paramètres de coût par défaut.

Il est important de comprendre que le coût d'un nœud de haut niveau inclut le coût de tous les nœuds fils. Il est aussi important de réaliser que le coût reflète seulement les éléments d'importance pour le planificateur. En particulier, le coût ne considère pas le temps dépensé dans la transmission des lignes de résultat au client, ce qui pourrait être un facteur important dans le temps réel passé ; mais le planificateur l'ignore parce qu'il ne peut pas le changer en modifiant le plan (chaque plan correct sortira le même ensemble de lignes).

La valeur `rows` est un peu difficile, car il ne s'agit pas du nombre de lignes traitées ou parcourues par le plan de nœuds, mais plutôt le nombre émis par le nœud. C'est habituellement moins, reflétant la sélectivité estimée des conditions de la clause `WHERE` qui sont appliquées au nœud. Idéalement, les estimations des lignes de haut niveau seront une approximation des nombres de lignes déjà renvoyées, mises à jour, supprimées par la requête.

Quand un `UPDATE` ou un `DELETE` affecte une hiérarchie d'héritage, la sortie pourrait ressembler à ceci :

```
EXPLAIN UPDATE parent SET f2 = f2 + 1 WHERE f1 = 101;
                                      QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Update on parent  (cost=0.00..24.53 rows=4 width=14)
   Update on parent
   Update on child1
   Update on child2
   Update on child3
   ->  Seq Scan on parent  (cost=0.00..0.00 rows=1 width=14)
         Filter: (f1 = 101)
   ->  Index Scan using child1_f1_key on child1  (cost=0.15..8.17
 rows=1 width=14)
         Index Cond: (f1 = 101)
   ->  Index Scan using child2_f1_key on child2  (cost=0.15..8.17
 rows=1 width=14)
         Index Cond: (f1 = 101)
   ->  Index Scan using child3_f1_key on child3  (cost=0.15..8.17
 rows=1 width=14)
         Index Cond: (f1 = 101)
```

Dans cet exemple, le nœud Update doit prendre en compte les trois tables filles ainsi que la table parente mentionnée dans la requête. Donc il y a quatre sous-plans de parcours en entrée, un par table. Pour plus de clarté, le nœud Update est annoté pour afficher les tables cibles spécifiques à mettre à jour, dans le même ordre que les sous-plans correspondants. (Ces annotations commencent avec

PostgreSQL 9.5 ; dans les versions précédentes, l'en-tête doit conduire aux tables cibles en inspectant les sous-plans.)

Le `Temps de planification (Planning time)` affiché est le temps qu'il a fallu pour générer le plan d'exécution de la requête analysée et pour l'optimiser. Cela n'inclut pas le temps de réécriture ni le temps d'analyse.

Pour revenir à notre exemple :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1;

                         QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tenk1  (cost=0.00..458.00 rows=10000 width=244)
```

Ces nombres sont directement dérivés. Si vous faites :

```
SELECT relpages, reltuples FROM pg_class WHERE relname = 'tenk1';
```

vous trouverez que `tenk1` a 358 pages disque et 10000 lignes. Le coût estimé est calculé avec (nombre de pages lues * seq_page_cost) + (lignes parcourues * cpu_tuple_cost). Par défaut, `seq_page_cost` vaut 1.0 et `cpu_tuple_cost` vaut 0.01. Donc le coût estimé est de (358 * 1.0) + (10000 * 0.01), soit 458.

Maintenant, modifions la requête originale pour ajouter une condition `WHERE` :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 7000;

                         QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tenk1  (cost=0.00..483.00 rows=7001 width=244)
   Filter: (unique1 < 7000)
```

Notez que l'affichage d'`EXPLAIN` montre la clause `WHERE` appliquée comme une condition de « filtre » rattachée au nœud de parcours séquentiel ; ceci signifie que le nœud de plan vérifie la condition pour chaque ligne qu'il parcourt et ne conserve que celles qui satisfont la condition. L'estimation des lignes en sortie a baissé à cause de la clause `WHERE`. Néanmoins, le parcours devra toujours visiter les 10000 lignes, donc le coût n'a pas baissé ; en fait, il a un peu augmenté (par 10000 * cpu_operator_cost pour être exact) dans le but de refléter le temps CPU supplémentaire dépensé pour vérifier la condition `WHERE`.

Le nombre réel de lignes que cette requête sélectionnera est 7000, mais l'estimation `rows` est approximative. Si vous tentez de dupliquer cette expérience, vous obtiendrez probablement une estimation légèrement différente ; de plus, elle changera après chaque commande `ANALYZE` parce que les statistiques produites par `ANALYZE` sont prises à partir d'un extrait au hasard de la table.

Maintenant, rendons la condition plus restrictive :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 100;

                                  QUERY PLAN
------------------------------------------------------------------------------
 Bitmap Heap Scan on tenk1  (cost=5.07..229.20 rows=101 width=244)
   Recheck Cond: (unique1 < 100)
   ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..5.04
 rows=101 width=0)
         Index Cond: (unique1 < 100)
```

Ici, le planificateur a décidé d'utiliser un plan en deux étapes : le nœud en bas du plan visite un index pour trouver l'emplacement des lignes correspondant à la condition de l'index, puis le nœud du plan du dessus récupère réellement ces lignes de la table. Récupérer séparément les lignes est bien plus coûteux

que de les lire séquentiellement, mais comme toutes les pages de la table n'ont pas à être visitées, cela revient toujours moins cher qu'un parcours séquentiel (la raison de l'utilisation d'un plan à deux niveaux est que le nœud du plan du dessus trie les emplacements des lignes identifiés par l'index dans l'ordre physique avant de les lire pour minimiser les coûts des récupérations séparées. Le « bitmap » mentionné dans les noms de nœuds est le mécanisme qui s'occupe du tri).

Maintenant, ajoutons une autre condition à la clause `WHERE` :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 100 AND stringu1 =
 'xxx';

                                  QUERY PLAN
------------------------------------------------------------------------------
 Bitmap Heap Scan on tenk1  (cost=5.04..229.43 rows=1 width=244)
   Recheck Cond: (unique1 < 100)
   Filter: (stringu1 = 'xxx'::name)
   ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..5.04
 rows=101 width=0)
         Index Cond: (unique1 < 100)
```

L'ajout de la condition `stringu1 = 'xxx'` réduit l'estimation du nombre de lignes renvoyées, mais pas son coût, car il faut toujours parcourir le même ensemble de lignes. Notez que la clause `stringu1` ne peut être appliquée comme une condition d'index, car l'index ne porte que sur la colonne `unique1`. À la place, un filtre a été appliqué sur les lignes récupérées par l'index. C'est pourquoi le coût a légèrement augmenté pour refléter la vérification supplémentaire.

Dans certains cas, le planificateur préfèrera un plan « simple » d'index :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 = 42;

                                  QUERY PLAN
------------------------------------------------------------------------------
 Index Scan using tenk1_unique1 on tenk1  (cost=0.29..8.30 rows=1
 width=244)
   Index Cond: (unique1 = 42)
```

Dans ce type de plan, les lignes de la table sont récupérées dans l'ordre de l'index, ce qui les rend encore plus coûteuses à récupérer, mais il y en a tellement peu que le coût supplémentaire pour trier l'ordre des lignes n'est pas rentable. Vous verrez principalement ce type de plan pour les requêtes qui ne récupèrent qu'une seule ligne, ou pour les requêtes qui ont une condition `ORDER BY` qui correspond à l'ordre de l'index, car cela ne nécessite aucune étape supplémentaire pour satisfaire l'`ORDER BY`.

S'il y a des index sur plusieurs colonnes référencées dans la clause `WHERE`, le planificateur pourrait choisir d'utiliser une combinaison binaire (AND et OR) des index :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 100 AND unique2 >
9000;

                                     QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
Bitmap Heap Scan on tenk1  (cost=25.08..60.21 rows=10 width=244)
   Recheck Cond: ((unique1 < 100) AND (unique2 > 9000))
  ->  BitmapAnd  (cost=25.08..25.08 rows=10 width=0)
        ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..5.04
rows=101 width=0)
              Index Cond: (unique1 < 100)
        ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique2  (cost=0.00..19.78
rows=999 width=0)
```

```
                Index Cond: (unique2 > 9000)
```

Mais ceci requiert de visiter plusieurs index, donc ce n'est pas nécessairement un gain comparé à l'utilisation d'un seul index et au traitement de l'autre condition par un filtre. Si vous variez les échelles de valeurs impliquées, vous vous apercevrez que le plan change en accord.

Voici un exemple montrant les effets d'un `LIMIT` :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 100 AND unique2 > 9000
 LIMIT 2;

                                     QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Limit  (cost=0.29..14.48 rows=2 width=244)
   ->  Index Scan using tenk1_unique2 on tenk1  (cost=0.29..71.27
 rows=10 width=244)
         Index Cond: (unique2 > 9000)
         Filter: (unique1 < 100)
```

C'est la même requête qu'au-dessus, mais avec l'ajout de `LIMIT`, ce qui fait que toutes les lignes ne seront pas récupérées, et donc que le planificateur change sa façon de procéder. Notez que le coût total ainsi que le nombre de lignes du nœud de parcours d'index sont affichés comme si le nœud devait être exécuté entièrement. Cependant, le nœud Limit s'attend à s'arrêter après avoir récupéré seulement un cinquième de ces lignes, c'est pourquoi son coût total n'est qu'un cinquième du coût précédent, ce qui est le vrai coût estimé de la requête. Ce plan est préférable à l'ajout d'un nœud Limit au plan précédent, car le Limit ne pourrait pas empêcher le coût de départ du parcours d'index Bitmap, ce qui augmenterait le coût d'environ 25 unités avec cette approche.

Maintenant, essayons de joindre deux tables, en utilisant les colonnes dont nous avons discuté :

```
 EXPLAIN SELECT *
 FROM tenk1 t1, tenk2 t2
WHERE t1.unique1 < 10 AND t1.unique2 = t2.unique2;

                                       QUERY PLAN
 ------------------------------------------------------------------------------
 Nested Loop  (cost=4.65..118.62 rows=10 width=488)
   ->  Bitmap Heap Scan on tenk1 t1  (cost=4.36..39.47 rows=10
 width=244)
         Recheck Cond: (unique1 < 10)
         ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..4.36
 rows=10 width=0)
               Index Cond: (unique1 < 10)
   ->  Index Scan using tenk2_unique2 on tenk2 t2  (cost=0.29..7.91
 rows=1 width=244)
          Index Cond: (unique2 = t1.unique2)
```

Dans ce plan, nous avons un nœud de jointure en boucle imbriquée sur deux parcours de tables en entrée. L'indentation des lignes de sommaire des nœuds reflète la structure en arbre du plan. Le premier nœud, ou nœud « externe », utilise le même parcours de bitmap que celui vu précédemment, et donc ses coût et nombre de lignes sont les mêmes que ce que l'on aurait obtenu avec `SELECT ... WHERE unique1 < 10`, car la même clause `WHERE unique1 < 10` est appliquée à ce nœud. La clause `t1.unique2 = t2.unique2` n'a pas encore d'intérêt, elle n'affecte donc pas le nombre de lignes du parcours externe. Le nœud de jointure en boucle imbriquée s'exécutera sur le deuxième nœud, ou nœud « interne », pour chaque ligne obtenue du nœud externe. Les valeurs de colonne de la ligne externe courante peuvent être utilisées dans le parcours interne ; ici, la valeur `t1.unique2` de la ligne externe est disponible, et on peut obtenir un plan et un coût similaires à ce que l'on a vu plus haut pour le cas simple `SELECT ... WHERE t2.unique2 = constant`. (Le coût estimé

est ici un peu plus faible que celui vu précédemment, en prévision de la mise en cache des données durant les parcours d'index répétés sur `t2`.) Les coûts du nœud correspondant à la boucle sont ensuite initialisés sur la base du coût du parcours externe, avec une répétition du parcours interne pour chaque ligne externe (ici 10 * 7.91), plus un petit temps CPU pour traiter la jointure.

Dans cet exemple, le nombre de lignes en sortie de la jointure est identique au nombre de lignes des deux parcours, mais ce n'est pas vrai en règle générale, car vous pouvez avoir des clauses `WHERE` mentionnant les deux tables et qui, donc, peuvent seulement être appliquées au point de jointure, et non pas aux parcours d'index. Voici un exemple :

```
EXPLAIN SELECT *
FROM tenk1 t1, tenk2 t2
WHERE t1.unique1 < 10 AND t2.unique2 < 10 AND t1.hundred <
 t2.hundred;

                                        QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Nested Loop  (cost=4.65..49.46 rows=33 width=488)
   Join Filter: (t1.hundred < t2.hundred)
   ->  Bitmap Heap Scan on tenk1 t1  (cost=4.36..39.47 rows=10
 width=244)
         Recheck Cond: (unique1 < 10)
         ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..4.36
 rows=10 width=0)
               Index Cond: (unique1 < 10)
   ->  Materialize  (cost=0.29..8.51 rows=10 width=244)
         ->  Index Scan using tenk2_unique2 on tenk2 t2
 (cost=0.29..8.46 rows=10 width=244)
               Index Cond: (unique2 < 10)
```

La condition `t1.hundred < t2.hundred` ne peut être testée dans l'index `tenk2_unique2`, elle est donc appliquée au nœud de jointure. Cela réduit l'estimation du nombre de lignes dans le nœud de jointure, mais ne change aucun parcours d'entrée.

Notez qu'ici le planificateur a choisi de matérialiser (« materialize ») la relation interne de la jointure en plaçant un nœud Materialize au-dessus. Cela signifie que le parcours d'index de `t2` ne sera réalisé qu'une seule fois, même si le nœud de jointure par boucle imbriquée va lire dix fois les données, une fois par ligne de la relation externe. Le nœud Materialize conserve les données en mémoire lors de leur première lecture, puis renvoie les données depuis la mémoire à chaque lecture supplémentaire.

Quand vous utilisez des jointures externes, vous pouvez voir des nœuds de plan de jointure avec à la fois des conditions « Join Filter » et « Filter » simple attachées. Les conditions Join Filter viennent des clauses de jointures externes `ON`, pour qu'une ligne ne satisfaisant pas la condition Join Filter puisse toujours être récupérée comme une colonne null-extended. Mais une condition Filter simple est appliquée après la règle de jointure externe et supprime donc les lignes de manière inconditionnelles. Dans une jointure interne, il n'y a pas de différence sémantique entre ces types de filtres.

Si nous changeons un peu la sélectivité de la requête, on pourrait obtenir un plan de jointure très différent :

```
EXPLAIN SELECT *
FROM tenk1 t1, tenk2 t2
WHERE t1.unique1 < 100 AND t1.unique2 = t2.unique2;

                                        QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Hash Join  (cost=230.47..713.98 rows=101 width=488)
    Hash Cond: (t2.unique2 = t1.unique2)
```

```
   ->  Seq Scan on tenk2 t2  (cost=0.00..445.00 rows=10000
 width=244)
   ->  Hash  (cost=229.20..229.20 rows=101 width=244)
         ->  Bitmap Heap Scan on tenk1 t1  (cost=5.07..229.20
 rows=101 width=244)
               Recheck Cond: (unique1 < 100)
               ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1
 (cost=0.00..5.04 rows=101 width=0)
                     Index Cond: (unique1 < 100)
```

Ici, le planificateur a choisi d'utiliser une jointure de hachage, dans laquelle les lignes d'une table sont entrées dans une table de hachage en mémoire, après quoi l'autre table est parcourue et la table de hachage sondée pour faire correspondre chaque ligne. Notez encore une fois comment l'indentation reflète la structure du plan : le parcours d'index bitmap sur `tenk1` est l'entrée du nœud de hachage, qui construit la table de hachage. C'est alors retourné au nœud de jointure de hachage, qui lit les lignes depuis le plan du fils externe et cherche dans la table de hachage pour chaque ligne.

Un autre type de jointure possible est la jointure d'assemblage, illustrée ici :

```
EXPLAIN SELECT *
FROM tenk1 t1, onek t2
WHERE t1.unique1 < 100 AND t1.unique2 = t2.unique2;

                                      QUERY PLAN
------------------------------------------------------------------------------
 Merge Join  (cost=198.11..268.19 rows=10 width=488)
   Merge Cond: (t1.unique2 = t2.unique2)
   ->  Index Scan using tenk1_unique2 on tenk1 t1
 (cost=0.29..656.28 rows=101 width=244)
         Filter: (unique1 < 100)
   ->  Sort  (cost=197.83..200.33 rows=1000 width=244)
         Sort Key: t2.unique2
         ->  Seq Scan on onek t2  (cost=0.00..148.00 rows=1000
 width=244)
```

La jointure d'assemblage nécessite que les données en entrée soient triées sur la clé de jointure. Dans ce plan, les données de `tenk1` sont triées grâce à l'utilisation d'un parcours d'index pour visiter les lignes dans le bon ordre, mais un parcours séquentiel suivi d'un tri sont préférables pour `onek`, car il y a beaucoup plus de lignes à visiter dans cette table. (Un parcours séquentiel suivi d'un tri bat fréquemment un parcours d'index pour trier de nombreuses lignes, du fait des accès disques non séquentiels requis par le parcours d'index.)

Une façon de rechercher des plans différents est de forcer le planificateur à oublier certaines stratégies qu'il aurait trouvées moins coûteuses en utilisant les options d'activation (enable)/désactivation (disable) décrites dans la Section 19.7.1 (c'est un outil complexe, mais utile ; voir aussi la Section 14.3). Par exemple, si nous n'étions pas convaincus qu'un parcours séquentiel suivi d'un tri soit la meilleure façon de parcourir la table `onek` dans l'exemple précédent, nous pourrions essayer

```
SET enable_sort = off;
EXPLAIN SELECT *
FROM tenk1 t1, onek t2
 WHERE t1.unique1 < 100 AND t1.unique2 = t2.unique2;

                                      QUERY PLAN
 ------------------------------------------------------------------------------
 Merge Join  (cost=0.56..292.65 rows=10 width=488)
   Merge Cond: (t1.unique2 = t2.unique2)
```

```
   ->  Index Scan using tenk1_unique2 on tenk1 t1
 (cost=0.29..656.28 rows=101 width=244)
         Filter: (unique1 < 100)
   ->  Index Scan using onek_unique2 on onek t2  (cost=0.28..224.79
 rows=1000 width=244)
```

ce qui montre que le planificateur pense que le tri de `onek` par un parcours d'index est plus coûteux d'environ 12% par rapport à un parcours séquentiel suivi d'un tri. Bien sûr, la question suivante est de savoir s'il a raison sur ce point. Nous pourrions vérifier cela en utilisant `EXPLAIN ANALYZE`, comme expliqué ci-dessous.

14.1.2. EXPLAIN ANALYZE

Il est possible de vérifier l'exactitude des estimations du planificateur en utilisant l'option `ANALYZE` de `EXPLAIN`. Avec cette option, `EXPLAIN` exécute vraiment la requête, puis affiche le vrai nombre de lignes et les vrais temps passés dans chaque nœud, avec ceux estimés par un simple `EXPLAIN`. Par exemple, nous pourrions avoir un résultat tel que :

```
 EXPLAIN ANALYZE SELECT *
 FROM tenk1 t1, tenk2 t2
WHERE t1.unique1 < 10 AND t1.unique2 = t2.unique2;

                                                                  QUERY
 PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Nested Loop  (cost=4.65..118.62 rows=10 width=488) (actual
 time=0.128..0.377 rows=10 loops=1)
   ->  Bitmap Heap Scan on tenk1 t1  (cost=4.36..39.47 rows=10
 width=244) (actual time=0.057..0.121 rows=10 loops=1)
         Recheck Cond: (unique1 < 10)
         ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..4.36
 rows=10 width=0) (actual time=0.024..0.024 rows=10 loops=1)
               Index Cond: (unique1 < 10)
   ->  Index Scan using tenk2_unique2 on tenk2 t2  (cost=0.29..7.91
 rows=1 width=244) (actual time=0.021..0.022 rows=1 loops=10)
         Index Cond: (unique2 = t1.unique2)
 Planning time: 0.181 ms
 Execution time: 0.501 ms
```

Notez que les valeurs « temps réel » sont en millisecondes alors que les estimations de « coût » sont exprimées dans des unités arbitraires ; il y a donc peu de chances qu'elles correspondent. L'information qu'il faut généralement rechercher est si le nombre de lignes estimées est raisonnablement proche de la réalité. Dans cet exemple, les estimations étaient toutes rigoureusement exactes, mais c'est en pratique plutôt inhabituel.

Dans certains plans de requête, il est possible qu'un nœud de sous-plan soit exécuté plus d'une fois. Par exemple, le parcours d'index interne est exécuté une fois par ligne externe dans le plan de boucle imbriquée ci-dessus. Dans de tels cas, la valeur `loops` renvoie le nombre total d'exécutions du nœud, et le temps réel et les valeurs des lignes affichées sont une moyenne par exécution. Ceci est fait pour que les nombres soient comparables avec la façon dont les estimations de coûts sont affichées. Multipliez par la valeur de `loops` pour obtenir le temps total réellement passé dans le nœud. Dans l'exemple précédent, le parcours d'index sur `tenk2` a pris un total de 0,220 milliseconde.

Dans certains cas, `EXPLAIN ANALYZE` affiche des statistiques d'exécution supplémentaires après le temps et nombre de lignes de l'exécution d'un nœud du plan. Par exemple, les nœuds de tri et de hachage fournissent des informations supplémentaires :

```
EXPLAIN ANALYZE SELECT *
FROM tenk1 t1, tenk2 t2
WHERE t1.unique1 < 100 AND t1.unique2 = t2.unique2 ORDER BY
 t1.fivethous;


 QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Sort  (cost=717.34..717.59 rows=101 width=488) (actual
 time=7.761..7.774 rows=100 loops=1)
    Sort Key: t1.fivethous
    Sort Method: quicksort  Memory: 77kB
    ->  Hash Join  (cost=230.47..713.98 rows=101 width=488) (actual
 time=0.711..7.427 rows=100 loops=1)
          Hash Cond: (t2.unique2 = t1.unique2)
          ->  Seq Scan on tenk2 t2  (cost=0.00..445.00 rows=10000
 width=244) (actual time=0.007..2.583 rows=10000 loops=1)
          ->  Hash  (cost=229.20..229.20 rows=101 width=244)
 (actual time=0.659..0.659 rows=100 loops=1)
                Buckets: 1024  Batches: 1  Memory Usage: 28kB
                ->  Bitmap Heap Scan on tenk1 t1  (cost=5.07..229.20
 rows=101 width=244) (actual time=0.080..0.526 rows=100 loops=1)
                      Recheck Cond: (unique1 < 100)
                      ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1
 (cost=0.00..5.04 rows=101 width=0) (actual time=0.049..0.049
 rows=100 loops=1)
                            Index Cond: (unique1 < 100)
 Planning time: 0.194 ms
 Execution time: 8.008 ms
```

Le nœud de tri donne la méthode de tri utilisée (en particulier, si le tri s'est effectué en mémoire ou sur disque) ainsi que la quantité de mémoire ou d'espace disque requis. Le nœud de hachage montre le nombre de paquets de hachage, le nombre de lots ainsi la quantité maximum de mémoire utilisée pour la table de hachage (si le nombre de lots est supérieur à un, il y aura également l'utilisation de l'espace disque impliqué, mais cela n'est pas montré dans cet exemple).

Un autre type d'information supplémentaire est le nombre de lignes supprimées par une condition de filtrage :

```
EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM tenk1 WHERE ten < 7;

                                                  QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tenk1  (cost=0.00..483.00 rows=7000 width=244) (actual
 time=0.016..5.107 rows=7000 loops=1)
   Filter: (ten < 7)
   Rows Removed by Filter: 3000
 Planning time: 0.083 ms
 Execution time: 5.905 ms
```

Ces nombres peuvent être particulièrement précieux pour les conditions de filtres appliquées aux nœuds de jointure. La ligne « Rows Removed » n'apparait que si au moins une ligne parcourue, ou une ligne potentiellement appairée dans le cas d'un nœud de jointure, est rejetée par la condition de filtre.

Un cas similaire aux conditions de filtre apparaît avec des parcours d'index « avec perte ». Par exemple, regardez cette recherche de polygone contenant un point spécifique :

```
EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM polygon_tbl WHERE f1 @> polygon
 '(0.5,2.0)';

                                                QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Seq Scan on polygon_tbl  (cost=0.00..1.05 rows=1 width=32) (actual
 time=0.044..0.044 rows=0 loops=1)
   Filter: (f1 @> '((0.5,2))'::polygon)
   Rows Removed by Filter: 4
 Planning time: 0.040 ms
 Execution time: 0.083 ms
```

Le planificateur pense (plutôt correctement) que cette table d'échantillon est trop petite pour s'embêter avec un parcours d'index, et utilise donc un parcours séquentiel dans lequel toutes les lignes sont rejetées par la condition de filtre. Mais si nous forçons l'utilisation d'un parcours d'index, nous voyons :

```
SET enable_seqscan TO off;

EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM polygon_tbl WHERE f1 @> polygon
 '(0.5,2.0)';

                                                      QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------------------------------
 Index Scan using gpolygonind on polygon_tbl  (cost=0.13..8.15
 rows=1 width=32) (actual time=0.062..0.062 rows=0 loops=1)
   Index Cond: (f1 @> '((0.5,2))'::polygon)
   Rows Removed by Index Recheck: 1
 Planning time: 0.034 ms
 Execution time: 0.144 ms
```

L'index retourne une ligne candidate, qui est ensuite rejetée par une deuxième vérification de la condition de l'index. Cela arrive, car un index GiST est « avec perte » pour les tests de contenance de polygone : il retourne en fait les lignes pour lesquelles les polygones chevauchent la cible, ce qui nécessite après coup un test de contenance exacte sur ces lignes.

`EXPLAIN` a une option `BUFFERS` qui peut être utilisée avec `ANALYZE` pour obtenir encore plus de statistiques d'exécution:

```
EXPLAIN (ANALYZE, BUFFERS) SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 100
 AND unique2 > 9000;

                                                            QUERY
 PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Bitmap Heap Scan on tenk1  (cost=25.08..60.21 rows=10 width=244)
 (actual time=0.323..0.342 rows=10 loops=1)
    Recheck Cond: ((unique1 < 100) AND (unique2 > 9000))
    Buffers: shared hit=15
   ->  BitmapAnd  (cost=25.08..25.08 rows=10 width=0) (actual
 time=0.309..0.309 rows=0 loops=1)
          Buffers: shared hit=7
          ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..5.04
 rows=101 width=0) (actual time=0.043..0.043 rows=100 loops=1)
                Index Cond: (unique1 < 100)
```

```
               Buffers: shared hit=2
         ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique2  (cost=0.00..19.78
 rows=999 width=0) (actual time=0.227..0.227 rows=999 loops=1)
               Index Cond: (unique2 > 9000)
               Buffers: shared hit=5
 Planning time: 0.088 ms
 Execution time: 0.423 ms
```

Les nombres fournis par BUFFERS aident à identifier les parties de la requête les plus intensives en termes d'entrées sorties.

Il faut garder en tête que comme EXPLAIN ANALYZE exécute vraiment la requête, tous les effets secondaires se produiront comme d'habitude, même si, quel que soit l'affichage de la requête, il est remplacé par la sortie des données d'EXPLAIN. Si vous voulez analyser une requête modifiant les données sans changer les données en table, vous pouvez annuler les modifications après, par exemple :

```
BEGIN;

EXPLAIN ANALYZE UPDATE tenk1 SET hundred = hundred + 1 WHERE
 unique1 < 100;

                                                                QUERY
 PLAN
------------------------------------------------------------------------------
 Update on tenk1  (cost=5.07..229.46 rows=101 width=250) (actual
 time=14.628..14.628 rows=0 loops=1)
    ->  Bitmap Heap Scan on tenk1  (cost=5.07..229.46 rows=101
 width=250) (actual time=0.101..0.439 rows=100 loops=1)
          Recheck Cond: (unique1 < 100)
          ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..5.04
 rows=101 width=0) (actual time=0.043..0.043 rows=100 loops=1)
                Index Cond: (unique1 < 100)
 Planning time: 0.079 ms
 Execution time: 14.727 ms

ROLLBACK;
```

Comme vous pouvez le voir dans cet exemple, quand la requête contient une commande INSERT, UPDATE ou DELETE l'application des changements est faite au niveau du nœud principal Insert, Update ou Delete du plan. Les nœuds du plan sous celui-ci effectuent le travail de recherche des anciennes lignes et/ou le calcul des nouvelles données. Ainsi au-dessus, on peut voir les mêmes tris de parcours de bitmap déjà vus précédemment, et leur sortie est envoyée à un nœud de mise à jour qui stocke les lignes modifiées. Il est intéressant de noter que bien que le nœud de modification de données puisse prendre une part considérable sur le temps d'exécution (ici, c'est la partie la plus gourmande), le planificateur n'ajoute rien au coût estimé pour considérer ce travail. C'est dû au fait que le travail à effectuer est le même pour chaque plan de requête correct, et n'affecte donc pas les décisions du planificateur.

La phrase Planning time affichée par EXPLAIN ANALYZE correspond au temps pris pour générer et optimiser le plan de requêtes à partir de la requête analysée. Cela n'inclut pas l'analyse syntaxique et la réécriture.

Le Temps total d'exécution donné par EXPLAIN ANALYZE inclut le temps de démarrage et d'arrêt de l'exécuteur, ainsi que le temps d'exécution de tous les triggers pouvant être déclenchés, mais n'inclut pas les temps d'analyse, de réécriture ou de planification. Le temps passé a exécuter les triggers BEFORE, s'il y en a, est inclus dans le temps passé à l'exécution des nœuds Insert, Update ou Delete

associés, mais le temps passé à exécuter les triggers AFTER n'est pas compté, car les triggers AFTER sont déclenchés après l'achèvement du plan entier. Le temps total passé dans chaque trigger (que ce soit BEFORE ou AFTER) est affiché séparément. Notez que les triggers de contrainte ne seront pas exécutés avant la fin de la transaction et par conséquent ne seront pas affichés du tout par EXPLAIN ANALYZE.

14.1.3. Avertissements

Il existe deux raisons importantes pour lesquelles les temps d'exécution mesurés par EXPLAIN ANALYZE peuvent dévier de l'exécution normale de la même requête. Tout d'abord, comme aucune ligne n'est réellement envoyée au client, les coûts de conversion réseau et les coûts de formatage des entrées/sorties ne sont pas inclus. Ensuite, le surcoût de mesure induit par EXPLAIN ANALYZE peut être significatif, plus particulièrement sur les machines avec un appel système `gettimeofday()` lent. Vous pouvez utiliser l'outil pg_test_timing pour mesurer le surcoût du calcul du temps sur votre système.

Les résultats de EXPLAIN ne devraient pas être extrapolés pour des situations autres que celles de vos tests en cours ; par exemple, les résultats sur une petite table ne peuvent être appliqués à des tables bien plus importantes. Les estimations de coût du planificateur ne sont pas linéaires et, du coup, il pourrait bien choisir un plan différent pour une table plus petite ou plus grande. Un exemple extrême est celui d'une table occupant une page disque. Vous obtiendrez pratiquement toujours un parcours séquentiel, que des index soient disponibles ou non. Le planificateur réalise que cela va nécessiter la lecture d'une seule page disque pour traiter la table dans ce cas, il n'y a donc pas d'intérêt à étendre des lectures de pages supplémentaires pour un index. (Nous voyons cela arriver dans l'exemple `polygon_tbl` au-dessus.)

Ici, ce sont des cas dans lesquels les valeurs réelles et estimées ne correspondent pas vraiment, mais qui ne sont pas totalement fausses. Un tel cas peut se produire quand un nœud d'exécution d'un plan est arrêté par un LIMIT ou effet similaire. Par exemple, dans la requête LIMIT utilisée précédemment,

```
EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 100 AND unique2
 > 9000 LIMIT 2;

                                                                  QUERY
 PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Limit  (cost=0.29..14.71 rows=2 width=244) (actual
 time=0.177..0.249 rows=2 loops=1)
   ->  Index Scan using tenk1_unique2 on tenk1  (cost=0.29..72.42
 rows=10 width=244) (actual time=0.174..0.244 rows=2 loops=1)
         Index Cond: (unique2 > 9000)
         Filter: (unique1 < 100)
         Rows Removed by Filter: 287
 Planning time: 0.096 ms
 Execution time: 0.336 ms
```

les estimations de coût et de nombre de lignes pour le nœud de parcours d'index sont affichées comme s'ils devaient s'exécuter jusqu'à la fin. Mais en réalité le nœud Limit arrête la récupération des lignes après la seconde, et donc le vrai nombre de lignes n'est que de 2 et le temps d'exécution est moindre que ne le suggérait le coût estimé. Ce n'est pas une erreur d'estimation, juste une contradiction entre la façon dont l'estimation et les valeurs réelles sont affichées.

Les jointures d'assemblage ont également leurs artefacts de mesure qui peuvent embrouiller une personne non avertie. Une jointure d'assemblage arrêtera la lecture d'une entrée si l'autre entrée est épuisée et que la prochaine valeur clé dans la première entrée est supérieure à la dernière valeur clé de l'autre entrée ; dans un cas comme ça, il ne peut plus y avoir de correspondance et il est donc inutile de parcourir le reste de la première entrée. Cela a donc pour conséquence de ne pas lire entièrement

un des fils, avec des résultats similaires à ceux mentionnés pour `LIMIT`. De même, si le fils externe (premier fils) contient des lignes avec des valeurs de clé dupliquées, le fils externe (second fils) est sauvegardé et les lignes correspondant à cette valeur clé sont parcourues de nouveau. `EXPLAIN ANALYZE` compte ces émissions répétées de mêmes lignes internes comme si elles étaient de vraies lignes supplémentaires. Quand il y a de nombreux doublons externes, le nombre réel de lignes affiché pour le nœud de plan du fils interne peut être significativement plus grand que le nombre de lignes qu'il y a vraiment dans la relation interne.

Les nœuds BitmapAnd et BitmapOr affichent toujours un nombre de lignes réel à 0, du fait des limitations d'implémentation.

Habituellement, la sortie d'`EXPLAIN` affichera chaque nœud de plan généré par le planificateur de requêtes. Néanmoins, il existe des cas où l'exécuteur peut déterminer que certains nœuds n'ont pas besoin d'être exécutés, car ils ne produisent aucune ligne. (Actuellement, ceci peut n'arriver qu'aux nœuds enfants du nœud `Append` qui parcourt une table partitionnée.) Quand cela arrive, ces nœuds sont omis de la sortie de la commande `EXPLAIN` et une annotation `Subplans Removed: N` apparaît à la place.

14.2. Statistiques utilisées par le planificateur

14.2.1. Statistiques monocolonne

Comme nous l'avons vu dans la section précédente, le planificateur de requêtes a besoin d'estimer le nombre de lignes récupérées par une requête pour faire les bons choix dans ses plans de requêtes. Cette section fournit un aperçu sur les statistiques que le système utilise pour ces estimations.

Un élément des statistiques est le nombre total d'entrées dans chaque table et index, ainsi que le nombre de blocs disque occupés par chaque table et index. Cette information est conservée dans la table `pg_class` sur les colonnes `reltuples` et `relpages`. Nous pouvons la regarder avec des requêtes comme celle-ci :

```
SELECT relname, relkind, reltuples, relpages
FROM pg_class
WHERE relname LIKE 'tenk1%';

       relname        | relkind | reltuples | relpages
----------------------+---------+-----------+----------
 tenk1                | r       |     10000 |      358
 tenk1_hundred        | i       |     10000 |       30
 tenk1_thous_tenthous | i       |     10000 |       30
 tenk1_unique1        | i       |     10000 |       30
 tenk1_unique2        | i       |     10000 |       30
(5 rows)
```

Ici, nous pouvons voir que `tenk1` contient 10000 lignes, comme pour ses index, mais que les index sont bien plus petits que la table (ce qui n'est pas surprenant).

Pour des raisons d'efficacité, `reltuples` et `relpages` ne sont pas mises à jour en temps réel, et contiennent alors souvent des valeurs un peu obsolètes. Elles sont mises à jour par les commandes `VACUUM`, `ANALYZE` et quelques commandes DDL comme `CREATE INDEX`. Une opération `VACUUM` ou `ANALYZE` qui ne parcourt pas la table entièrement (ce qui est le cas le plus fréquent) augmentera de façon incrémentale la valeur de `reltuples` sur la base de la partie de la table qu'elle a parcourue, résultant en une valeur approximative. Dans tous les cas, le planificateur mettra à l'échelle les valeurs qu'il aura trouvées dans `pg_class` pour correspondre à la taille physique de la table, obtenant ainsi une approximation plus proche de la réalité.

La plupart des requêtes ne récupèrent qu'une fraction des lignes dans une table à cause de clauses `WHERE` qui restreignent les lignes à examiner. Du coup, le planificateur a besoin d'une estimation de la

sélectivité des clauses WHERE, c'est-à-dire la fraction des lignes qui correspondent à chaque condition de la clause WHERE. L'information utilisée pour cette tâche est stockée dans le catalogue système pg_statistic. Les entrées de pg_statistic sont mises à jour par les commandes ANALYZE et VACUUM ANALYZE et sont toujours approximatives même si elles ont été mises à jour récemment.

Plutôt que de regarder directement dans pg_statistic, il vaut mieux voir sa vue pg_stats lors d'un examen manuel des statistiques. pg_stats est conçue pour être plus facilement lisible. De plus, pg_stats est lisible par tous alors que pg_statistic n'est lisible que par un superutilisateur (ceci empêche les utilisateurs non privilégiés d'apprendre certaines choses sur le contenu des tables appartenant à d'autres personnes à partir des statistiques. La vue pg_stats est restreinte pour n'afficher que les lignes des tables lisibles par l'utilisateur courant). Par exemple, nous pourrions lancer :

```
SELECT attname, inherited, n_distinct,
       array_to_string(most_common_vals, E'\n') as most_common_vals
FROM pg_stats
WHERE tablename = 'road';

 attname | inherited | n_distinct |          most_common_vals
---------+-----------+------------
+-----------------------------------
 name    | f         |  -0.363388 | I- 580
 Ramp+
         |           |            | I- 880
 Ramp+
         |           |            | Sp Railroad
   +
         |           |            | I- 580
   +
         |           |            | I- 680
 Ramp
 name    | t         |  -0.284859 | I- 880
 Ramp+
         |           |            | I- 580
 Ramp+
         |           |            | I- 680
 Ramp+
         |           |            | I- 580
   +
         |           |            | State Hwy 13
 Ramp
(2 rows)
```

Notez que deux lignes sont affichées pour la même colonne, une correspondant à la hiérarchie d'héritage complète commençant à la table road (inherited=t), et une autre incluant seulement la table road elle-même (inherited=f).

Les informations stockées dans pg_statistic par ANALYZE, en particulier le nombre maximum d'éléments dans les tableaux most_common_vals et histogram_bounds pour chaque colonne, peuvent être définies colonne par colonne en utilisant la commande ALTER TABLE SET STATISTICS ou globalement en initialisant la variable de configuration default_statistics_target. La limite par défaut est actuellement de 100 entrées. Augmenter la limite pourrait permettre des estimations plus précises du planificateur, en particulier pour les colonnes ayant des distributions de données irrégulières, au prix d'un plus grand espace consommé dans pg_statistic et d'un temps plus long pour calculer les estimations. En revanche, une limite plus basse pourrait être suffisante pour des colonnes avec des distributions de données simples.

Le Chapitre 71 donne plus de détails sur l'utilisation des statistiques par le planificateur.

14.2.2. Statistiques étendues

Il est habituel de voir des requêtes lentes tourner avec de mauvais plans d'exécution, car plusieurs colonnes utilisées dans les clauses de la requête sont corrélées. L'optimiseur part normalement du principe que toutes les conditions sont indépendantes les unes des autres, ce qui est faux quand les valeurs des colonnes sont corrélées. Les statistiques classiques, du fait qu'il s'agit par nature de statistiques sur une seule colonne, ne peuvent pas capturer d'information sur la corrélation entre colonnes. Toutefois, PostgreSQL a la possibilité de calculer des *statistiques multivariées*, qui peuvent capturer une telle information.

Comme le nombre de combinaisons de colonnes est très important, il n'est pas possible de calculer les statistiques multivariées automatiquement. À la place, des *objets statistiques étendus*, plus souvent appelés simplement *objets statistiques*, peuvent être créés pour indiquer au serveur qu'il faut obtenir des statistiques sur un ensemble intéressant de colonnes.

Les objets statistiques sont créés en utilisant la commande CREATE STATISTICS. La création de tels objets crée seulement une entrée dans le catalogue pour exprimer l'intérêt dans cette statistique. La vraie récupération de données est effectuée par ANALYZE (soit une commande manuelle, soit une analyse automatique en tâche de fond). Les valeurs collectées peuvent être examinées dans le catalogue `pg_statistic_ext`.

ANALYZE calcule des statistiques étendues basées sur le même ensemble de lignes de la table qu'il utilise pour calculer les statistiques standard sur une seule colonne. Puisque la taille d'échantillon peut être augmentée en augmentant la cible de statistiques de la table ou de n'importe laquelle de ses colonnes (comme décrit dans la section précédente), une plus grande cible de statistiques donnera normalement des statistiques étendues plus précises, mais nécessitera également plus de temps pour les calculer.

La section suivante décrit les types de statistiques étendues qui sont actuellement supportées.

14.2.2.1. Dépendances fonctionnelles

Le type le plus simple de statistiques étendues trace les *dépendances fonctionnelles* , un concept utilisé dans les définitions des formes normales des bases de données. On dit qu'une colonne b est fonctionnellement dépendante d'une colonne a si la connaissance de la valeur de a est suffisante pour déterminer la valeur de b, et donc qu'il n'existe pas deux lignes ayant la même valeur de a avec des valeurs différentes de b. Dans une base de données complètement normalisée, les dépendances fonctionnelles ne devraient exister que sur la clé primaire et les superclés. Toutefois, dans la pratique, beaucoup d'ensembles de données ne sont pas totalement normalisés pour de nombreuses raisons ; une dénormalisation intentionnelle pour des raisons de performances est un exemple courant. Même dans une base de données totalement normalisée, il peut y avoir une corrélation partielle entre des colonnes, qui peuvent être exprimées comme une dépendance fonctionnelle partielle.

L'existence de dépendances fonctionnelles a un impact direct sur la précision de l'estimation pour certaines requêtes. Si une requête contient des conditions à la fois sur des colonnes indépendantes et sur des colonnes dépendantes, les conditions sur les colonnes dépendantes ne réduisent plus la taille du résultat ; mais sans la connaissance de cette dépendance fonctionnelle, l'optimiseur de requêtes supposera que les conditions sont indépendantes, avec pour résultat une taille de résultat sous-estimée.

Pour informer l'optimiseur des dépendances fonctionnelles, ANALYZE peut collecter des mesures sur des dépendances entre colonnes. Évaluer le degré de dépendance entre tous les ensembles de colonnes aurait un coût prohibitif, c'est pourquoi la collecte de données est limitée aux groupes de colonnes apparaissant ensemble dans un objet statistique défini avec l'option `dependencies`. Il est conseillé de ne créer des `dépendences` statistiques que pour des groupes de colonnes fortement corrélées, pour éviter un surcoût à la fois dans ANALYZE et plus tard lors de la planification de requête.

Voici un exemple de collecte de statistiques fonctionnellement dépendantes :

```
CREATE STATISTICS stts (dependencies) ON zip, city FROM zipcodes;

ANALYZE zipcodes;

SELECT stxname, stxkeys, stxdependencies
  FROM pg_statistic_ext
  WHERE stxname = 'stts';
 stxname | stxkeys |             stxdependencies
---------+---------+-----------------------------------------
 stts    | 1 5     | {"1 => 5": 1.000000, "5 => 1": 0.423130}
(1 row)
```

On peut voir ici que la colonne 1 (zip code) détermine complètement la colonne 5 (city) et que donc le coefficient est 1.0, alors que la ville ne détermine le code postal qu'environ 42% du temps, ce qui veut dire qu'il y a beaucoup de villes (58%) qui sont représentées par plus d'un seul code postal.

Lors du calcul de la sélectivité d'une requête impliquant des colonnes fonctionnellement dépendantes, le planificateur ajoute l'estimation de sélectivité par condition en utilisant les coefficients de dépendance afin de ne pas produire de résultats sous-estimés.

14.2.2.1.1. Limites des dépendances fonctionnelles

Les dépendances fonctionnelles sont pour le moment uniquement appliquées pour les conditions sur une simple égalité entre une colonne et une valeur constante. Elles ne sont pas utilisées pour améliorer l'estimation sur les conditions d'égalité entre deux colonnes ou la comparaison d'une colonne avec une expression ni pour les clauses d'intervalle, `LIKE` ou tout autre type de condition.

Lors d'une estimation avec des dépendances fonctionnelles, l'optimiseur part du principe que les conditions sur les colonnes impliquées sont compatibles et donc redondantes. Si elles sont incompatibles, l'estimation correcte devrait être zéro ligne, mais cette possibilité n'est pas envisagée. Par exemple, dans une requête telle que

```
SELECT * FROM zipcodes WHERE city = 'San Francisco' AND zip =
 '94105';
```

l'optimiseur négligera la clause `city` puisqu'elle ne changera pas la sélectivité, ce qui est correct. Par contre, il fera la même supposition pour

```
SELECT * FROM zipcodes WHERE city = 'San Francisco' AND zip =
 '90210';
```

bien qu'il n'y ait en réalité aucune ligne satisfaisant cette requête. Toutefois, les statistiques de dépendances fonctionnelles ne fournissent pas suffisamment d'information pour en arriver à cette conclusion.

Pour beaucoup de situations pratiques, cette supposition est généralement correcte ; par exemple, l'application pourrait contenir une interface graphique qui n'autorise que la sélection de villes et codes postaux compatibles pour l'utilisation dans une requête. Mais si ce n'est pas le cas, les dépendances fonctionnelles pourraient ne pas être une solution viable.

14.2.2.2. Nombre N-Distinct multivarié

Les statistiques sur une seule colonne stockent le nombre de valeurs distinctes pour chaque colonne. Les estimations du nombre de valeurs distinctes combinant plus d'une colonne (par exemple, pour

`GROUP BY a, b`) sont souvent fausses quand l'optimiseur ne dispose que de données statistiques par colonne, avec pour conséquence le choix de mauvais plans.

Afin d'améliorer de telles estimations, `ANALYZE` peut collecter des statistiques n-distinct pour des groupes de colonne. Comme précédemment, il n'est pas envisageable de le faire pour tous les regroupements possibles, ainsi les données ne sont collectées que pour ceux apparaissant ensemble dans un objet statistique défini avec l'option `ndistinct`. Des données seront collectées pour chaque combinaison possible de deux colonnes ou plus dans l'ensemble de colonnes listées.

En continuant avec l'exemple précédent, le nombre n-distinct dans une table de code postaux pourrait ressembler à ceci :

```
CREATE STATISTICS stts2 (ndistinct) ON zip, state, city FROM
 zipcodes;

ANALYZE zipcodes;

SELECT stxkeys AS k, stxndistinct AS nd
  FROM pg_statistic_ext
  WHERE stxname = 'stts2';
-[ RECORD
 1 ]-----------------------------------------------------
k  | 1 2 5
nd | {"1, 2": 33178, "1, 5": 33178, "2, 5": 27435, "1, 2, 5":
 33178}
(1 row)
```

Cela indique qu'il y a trois combinaisons de colonnes qui ont 33178 valeurs distinctes : le code postal et l'état; le code postal et la ville; et le code postal, la ville et l'état (le fait qu'ils soient tous égaux est attendu puisque le code postal seul est unique dans cette table). D'un autre côté, la combinaison de la ville et de l'état n'a que 27435 valeurs distinctes.

Il est conseillé de créer des objets statistiques `ndistinct` uniquement sur les combinaisons de colonnes réellement utilisées pour des regroupements, et pour lesquelles les mauvaises estimations du nombre de groupe a pour conséquence de mauvais plans. Sinon le temps consommé par `ANALYZE` serait gaspillé.

14.3. Contrôler le planificateur avec des clauses `JOIN` explicites

Il est possible de contrôler le planificateur de requêtes à un certain point en utilisant une syntaxe `JOIN` explicite. Pour voir en quoi ceci est important, nous avons besoin de quelques connaissances.

Dans une simple requête de jointure, telle que :

```
SELECT * FROM a, b, c WHERE a.id = b.id AND b.ref = c.id;
```

le planificateur est libre de joindre les tables données dans n'importe quel ordre. Par exemple, il pourrait générer un plan de requête qui joint A à B en utilisant la condition `WHERE a.id = b.id`, puis joint C à cette nouvelle table jointe en utilisant l'autre condition `WHERE`. Ou il pourrait joindre B à C, puis A au résultat de cette jointure précédente. Ou il pourrait joindre A à C, puis les joindre avec B, mais cela pourrait ne pas être efficace, car le produit cartésien complet de A et C devra être formé alors qu'il n'y a pas de condition applicable dans la clause `WHERE` pour permettre une optimisation de la jointure (toutes les jointures dans l'exécuteur PostgreSQL arrivent entre deux tables en entrées, donc il est nécessaire de construire le résultat de l'une ou de l'autre de ces façons). Le point important est

que ces différentes possibilités de jointures donnent des résultats sémantiquement équivalents, mais pourraient avoir des coûts d'exécution grandement différents. Du coup, le planificateur va toutes les explorer pour trouver le plan de requête le plus efficace.

Quand une requête implique seulement deux ou trois tables, il y a peu d'ordres de jointures à préparer. Mais le nombre d'ordres de jointures possibles grandit de façon exponentielle au fur et à mesure que le nombre de tables augmente. Au-delà de dix tables en entrée, il n'est plus possible de faire une recherche exhaustive de toutes les possibilités et même la planification de six ou sept tables pourrait prendre beaucoup de temps. Quand il y a trop de tables en entrée, le planificateur PostgreSQL basculera d'une recherche exhaustive à une recherche *génétique* probabiliste via un nombre limité de possibilités (la limite de bascule est initialisée par le paramètre en exécution geqo_threshold). La recherche génétique prend moins de temps, mais elle ne trouvera pas nécessairement le meilleur plan possible.

Quand la requête implique des jointures externes, le planificateur est moins libre qu'il ne l'est lors de jointures internes. Par exemple, considérez :

```
SELECT * FROM a LEFT JOIN (b JOIN c ON (b.ref = c.id)) ON (a.id =
 b.id);
```

Bien que les restrictions de cette requête semblent superficiellement similaires à l'exemple précédent, les sémantiques sont différentes, car une ligne doit être émise pour chaque ligne de A qui n'a pas de ligne correspondante dans la jointure entre B et C. Du coup, le planificateur n'a pas de choix dans l'ordre de la jointure ici : il doit joindre B à C puis joindre A à ce résultat. Du coup, cette requête prend moins de temps à planifier que la requête précédente. Dans d'autres cas, le planificateur pourrait être capable de déterminer que plus d'un ordre de jointure est sûr. Par exemple, étant donné :

```
SELECT * FROM a LEFT JOIN b ON (a.bid = b.id) LEFT JOIN c ON (a.cid
 = c.id);
```

il est valide de joindre A à soit B soit C en premier. Actuellement, seul un `FULL JOIN` contraint complètement l'ordre de jointure. La plupart des cas pratiques impliquant un `LEFT JOIN` ou un `RIGHT JOIN` peuvent être arrangés jusqu'à un certain degré.

La syntaxe de jointure interne explicite (`INNER JOIN`, `CROSS JOIN` ou `JOIN`) est sémantiquement identique à lister les relations en entrées du `FROM`, donc il ne contraint pas l'ordre de la jointure.

Même si la plupart des types de `JOIN` ne contraignent pas complètement l'ordre de jointure, il est possible d'instruire le planificateur de requête de PostgreSQL pour qu'il traite toutes les clauses `JOIN` de façon à contraindre quand même l'ordre de jointure. Par exemple, ces trois requêtes sont logiquement équivalentes :

```
SELECT * FROM a, b, c WHERE a.id = b.id AND b.ref = c.id;
SELECT * FROM a CROSS JOIN b CROSS JOIN c WHERE a.id = b.id AND
 b.ref = c.id;
SELECT * FROM a JOIN (b JOIN c ON (b.ref = c.id)) ON (a.id = b.id);
```

Mais si nous disons au planificateur d'honorer l'ordre des `JOIN`, la deuxième et la troisième prendront moins de temps à planifier que la première. Cet effet n'est pas inquiétant pour seulement trois tables, mais cela pourrait bien nous aider avec un nombre important de tables.

Pour forcer le planificateur à suivre l'ordre de jointure demandé par les `JOIN` explicites, initialisez le paramètre en exécution join_collapse_limit à 1 (d'autres valeurs possibles sont discutées plus bas).

Vous n'avez pas besoin de restreindre l'ordre de jointure pour diminuer le temps de recherche, car il est bien d'utiliser les opérateurs `JOIN` dans les éléments d'une liste `FROM`. Par exemple, considérez :

```
SELECT * FROM a CROSS JOIN b, c, d, e WHERE ...;
```

Avec `join_collapse_limit` = 1, ceci force le planificateur à joindre A à B avant de les joindre aux autres tables, mais sans restreindre ses choix. Dans cet exemple, le nombre d'ordres de jointures possibles est réduit par un facteur de cinq.

Restreindre la recherche du planificateur de cette façon est une technique utile pour réduire les temps de planification et pour diriger le planificateur vers un bon plan de requêtes. Si le planificateur choisit un mauvais ordre de jointure par défaut, vous pouvez le forcer à choisir un meilleur ordre via la syntaxe `JOIN` -- en supposant que vous connaissiez un meilleur ordre. Une expérimentation est recommandée.

Un problème très proche et affectant le temps de planification est le regroupement de sous-requêtes dans leurs requêtes parentes. Par exemple, considérez :

```
SELECT *
FROM x, y,
    (SELECT * FROM a, b, c WHERE quelquechose) AS ss
WHERE quelquechosedautre;
```

Cette requête pourrait survenir suite à l'utilisation d'une vue contenant une jointure ; la règle `SELECT` de la vue sera insérée à la place de la référence de la vue, produisant une requête plutôt identique à celle ci-dessus. Normalement, le planificateur essaiera de regrouper la sous-requête avec son parent, donnant :

```
SELECT * FROM x, y, a, b, c WHERE quelquechose AND
 quelquechosedautre;
```

Ceci résulte habituellement en un meilleur plan que de planifier séparément la sous-requête (par exemple, les conditions `WHERE` externes pourraient être telles que joindre X à A élimine en premier lieu un bon nombre de lignes de A, évitant ainsi le besoin de former la sortie complète de la sous-requête). Mais en même temps, nous avons accru le temps de planification ; ici, nous avons un problème de jointure à cinq tables remplaçant un problème de deux jointures séparées à trois tables. À cause de l'augmentation exponentielle du nombre de possibilités, ceci fait une grande différence. Le planificateur essaie d'éviter de se retrouver coincé dans des problèmes de recherche de grosses jointures en ne regroupant pas une sous-requête si plus de `from_collapse_limit` éléments sont la résultante de la requête parent. Vous pouvez comparer le temps de planification avec la qualité du plan en ajustant ce paramètre en exécution.

from_collapse_limit et join_collapse_limit sont nommés de façon similaire parce qu'ils font pratiquement la même chose : l'un d'eux contrôle le moment où le planificateur « aplatira » les sous-requêtes et l'autre contrôle s'il y a aplatissement des jointures explicites. Typiquement, vous initialiserez `join_collapse_limit` comme `from_collapse_limit` (de façon à ce que les jointures explicites et les sous-requêtes agissent de la même façon) ou vous initialiserez `join_collapse_limit` à 1 (si vous voulez contrôler l'ordre de jointure des jointures explicites). Mais vous pourriez les initialiser différemment si vous tentez de configurer finement la relation entre le temps de planification et le temps d'exécution.

14.4. Remplir une base de données

Vous pourriez avoir besoin d'insérer un grand nombre de données pour remplir une base de données tout au début. Cette section contient quelques suggestions pour réaliser cela de la façon la plus efficace.

14.4.1. Désactivez la validation automatique (autocommit)

Lors d'`INSERT` multiples, désactivez la validation automatique et faites une seule validation à la fin (en SQL, ceci signifie de lancer `BEGIN` au début et `COMMIT` à la fin. Quelques bibliothèques client pourraient le faire derrière votre dos, auquel cas vous devez vous assurer que la bibliothèque le fait quand vous le voulez). Si vous permettez à chaque insertion d'être validée séparément, PostgreSQL fait

un gros travail pour chaque ligne ajoutée. Un bénéfice supplémentaire de réaliser toutes les insertions dans une seule transaction est que si l'insertion d'une ligne échoue alors les lignes insérées jusqu'à maintenant seront annulées. Vous ne serez donc pas bloqué avec des données partiellement chargées.

14.4.2. Utilisez COPY

Utilisez COPY pour charger toutes les lignes en une seule commande, plutôt que d'utiliser une série de commandes `INSERT`. La commande `COPY` est optimisée pour charger un grand nombre de lignes ; elle est moins flexible que `INSERT`, mais introduit significativement moins de surcharge lors du chargement de grosses quantités de données. Comme `COPY` est une seule commande, il n'y a pas besoin de désactiver la validation automatique (autocommit) si vous utilisez cette méthode pour remplir une table.

Si vous ne pouvez pas utiliser `COPY`, utiliser PREPARE pourrait vous aider à créer une instruction préparée `INSERT`, puis utilisez `EXECUTE` autant de fois que nécessaire. Ceci évite certaines surcharges lors d'une analyse et d'une planification répétées de commandes `INSERT`. Différentes interfaces fournissent cette fonctionnalité de plusieurs façons ; recherchez « instructions préparées » dans la documentation de l'interface.

Notez que charger un grand nombre de lignes en utilisant `COPY` est pratiquement toujours plus rapide que d'utiliser `INSERT`, même si `PREPARE ... INSERT` est utilisé lorsque de nombreuses insertions sont groupées en une seule transaction.

`COPY` est plus rapide quand il est utilisé dans la même transaction que la commande `CREATE TABLE` ou `TRUNCATE` précédente. Dans ce cas, les journaux de transactions ne sont pas impactés, car, en cas d'erreur, les fichiers contenant les données nouvellement chargées seront supprimés de toute façon. Néanmoins, cette considération ne s'applique que quand wal_level vaut `minimal` pour les tables non partitionnées, car toutes les commandes doivent écrire dans les journaux de transaction dans les autres cas.

14.4.3. Supprimez les index

Si vous chargez une table tout juste créée, la méthode la plus rapide est de créer la table, de charger en lot les données de cette table en utilisant `COPY`, puis de créer tous les index nécessaires pour la table. Créer un index sur des données déjà existantes est plus rapide que de mettre à jour de façon incrémentale à chaque ligne ajoutée.

Si vous ajoutez beaucoup de données à une table existante, il pourrait être avantageux de supprimer les index, de charger la table, puis de recréer les index. Bien sûr, les performances de la base de données pour les autres utilisateurs pourraient souffrir tout le temps où les index seront manquants. Vous devez aussi y penser à deux fois avant de supprimer des index uniques, car la vérification d'erreur apportée par la contrainte unique sera perdue tout le temps où l'index est manquant.

14.4.4. Suppression des contraintes de clés étrangères

Comme avec les index, une contrainte de clé étrangère peut être vérifiée « en gros volume » plus efficacement que ligne par ligne. Donc, il pourrait être utile de supprimer les contraintes de clés étrangères, de charger les données et de créer de nouveau les contraintes. De nouveau, il y a un compromis entre la vitesse de chargement des données et la perte de la vérification des erreurs lorsque la contrainte manque.

De plus, quand vous chargez des données dans une table contenant des contraintes de clés étrangères, chaque nouvelle ligne requiert une entrée dans la liste des événements de déclencheur en attente (puisque c'est le lancement d'un déclencheur qui vérifie la contrainte de clé étrangère de la ligne). Le chargement de plusieurs millions de lignes peut amener la taille de la file d'attente des déclencheurs à dépasser la mémoire disponible, causant ainsi une mise en mémoire swap intolérable, voire l'échec de

la commande. Dans ce cas, il peut être *nécessaire*, pas seulement souhaitable, de supprimer et recréer la clé étrangère lors de chargements de grandes quantités de données. Si la suppression temporaire de la contrainte n'est pas acceptable, le seul recours possible est de découper les opérations de chargement en de plus petites transactions.

14.4.5. Augmentez `maintenance_work_mem`

Augmenter temporairement la variable maintenance_work_mem lors du chargement de grosses quantités de données peut amener une amélioration des performances. Ceci aidera à l'accélération des commandes `CREATE INDEX` et `ALTER TABLE ADD FOREIGN KEY`. Cela ne changera pas grand-chose pour la commande `COPY`. Donc, ce conseil est seulement utile quand vous utilisez une des deux ou les deux techniques ci-dessus.

14.4.6. Augmenter `max_wal_size`

Augmenter temporairement la variable de configuration max_wal_size peut aussi aider à un chargement rapide de grosses quantités de données. Ceci est dû au fait que charger une grosse quantité de données dans PostgreSQL causera la venue trop fréquente de points de vérification (la fréquence de ces points de vérification est spécifiée par la variable de configuration `checkpoint_timeout`). Quand survient un point de vérification, toutes les pages modifiées sont écrites sur le disque. En augmentant `max_wal_size` temporairement lors du chargement des données, le nombre de points de vérification requis peut être diminué.

14.4.7. Désactiver l'archivage des journaux de transactions et la réplication en flux

Lors du chargement de grosse quantité de données dans une instance qui utilise l'archivage des journaux de transactions ou la réplication en flux, il pourrait être plus rapide de prendre une nouvelle sauvegarde de base après que le chargement a terminé, plutôt que de traiter une grosse quantité de données incrémentales dans les journaux de transactions. Pour empêcher un accroissement de la journalisation des transactions lors du chargement, vous pouvez désactiver l'archivage et la réplication en flux lors du chargement en configurant wal_level à `minimal`, archive_mode à `off` et max_wal_senders à zéro). Mais notez que le changement de ces paramètres requiert un redémarrage du serveur.

En dehors d'éviter le temps de traitement des données des journaux de transactions par l'archiveur ou l'émetteur des journaux de transactions, le faire rendrait certaines commandes plus rapides parce qu'elles sont conçues pour ne pas écrire du tout dans les journaux de transactions si `wal_level` vaut `minimal`. (Elles peuvent garantir la sûreté des données de façon moins coûteuse en exécutant un `fsync` à la fin plutôt qu'en écrivant les journaux de transactions :

- `CREATE TABLE AS SELECT`
- `CREATE INDEX` (et les variantes telles que `ALTER TABLE ADD PRIMARY KEY`)
- `ALTER TABLE SET TABLESPACE`
- `CLUSTER`
- `COPY FROM`, quand la table cible vient d'être créée ou vidée auparavant dans la transaction

14.4.8. Lancez `ANALYZE` après

Quand vous avez changé significativement la distribution des données à l'intérieur d'une table, lancer ANALYZE est fortement recommandé. Ceci inclut le chargement de grosses quantités de données dans la table. Lancer `ANALYZE` (ou `VACUUM ANALYZE`) vous assure que le planificateur dispose de statistiques à jour sur la table. Sans statistiques ou avec des statistiques obsolètes, le

planificateur pourrait prendre de mauvaises décisions lors de la planification de la requête, amenant des performances pauvres sur toutes les tables sans statistiques ou avec des statistiques inexactes. Notez que si le démon autovacuum est activé, il pourrait exécuter ANALYZE automatiquement ; voir Section 24.1.3 et Section 24.1.6 pour plus d'informations.

14.4.9. Quelques notes sur pg_dump

Les scripts de sauvegarde générés par pg_dump appliquent automatiquement plusieurs des indications ci-dessus, mais pas toutes. Pour recharger une sauvegarde pg_dump aussi rapidement que possible, vous avez besoin de faire quelques étapes supplémentaires manuellement (notez que ces points s'appliquent lors de la *restauration* d'une sauvegarde, et non pas lors de sa *création*. Les mêmes points s'appliquent soit lors de la restauration d'une sauvegarde texte avec psql soit lors de l'utilisation de pg_restore pour charger un fichier de sauvegarde pg_dump).

Par défaut, pg_dump utilise COPY et, lorsqu'il génère une sauvegarde complexe, schéma et données, il est préférable de charger les données avant de créer les index et les clés étrangères. Donc, dans ce cas, plusieurs lignes de conduite sont gérées automatiquement. Ce qui vous reste à faire est de :

- Configurer des valeurs appropriées (c'est-à-dire plus importantes que la normale) pour maintenance_work_mem et max_wal_size.
- Si vous utilisez l'archivage des journaux de transactions ou la réplication en flux, considérer leur désactivation lors de la restauration. Pour faire cela, configurez archive_mode à off, wal_level à minimal et max_wal_senders à zéro avant de charger le script de sauvegarde. Après coup, remettez les anciennes valeurs et effectuez une nouvelle sauvegarde de base.
- Tester le mode parallélisé de la sauvegarde et de la restauration des outils pg_dump et pg_restore, et trouver le nombre optimal de tâches parallélisées à utiliser. La sauvegarde et la restauration en parallèle avec l'option -j devraient vous donner de meilleures performances.
- Se demander si la sauvegarde complète doit être restaurée dans une seule transaction. Pour cela, passez l'option -1 ou --single-transaction à psql ou pg_restore. Lors de l'utilisation de ce mode, même les erreurs les plus petites annuleront la restauration complète, peut-être en annulant des heures de traitements. Suivant à quel point les données sont en relation, il peut être préférable de faire un nettoyage manuel. Les commandes COPY s'exécuteront plus rapidement si vous utilisez une transaction simple et que vous avez désactivé l'archivage des journaux de transaction.
- Si plusieurs processeurs sont disponibles sur le serveur, penser à utiliser l'option --jobs de pg_restore. Cela permet la parallélisation du chargement des données et de la création des index.
- Exécuter ANALYZE après coup.

Une sauvegarde des données seules utilise toujours COPY, mais elle ne supprime ni ne recrée les index et elle ne touche généralement pas les clés étrangères. [1] Donc, lorsque vous chargez une sauvegarde ne contenant que les données, c'est à vous de supprimer et recréer les index et clés étrangères si vous souhaitez utiliser ces techniques. Il est toujours utile d'augmenter max_wal_size lors du chargement des données, mais ne vous embêtez pas à augmenter maintenance_work_mem ; en fait, vous le ferez lors d'une nouvelle création manuelle des index et des clés étrangères. Et n'oubliez pas ANALYZE une fois que vous avez terminé ; voir Section 24.1.3 et Section 24.1.6 pour plus d'informations.

14.5. Configuration avec une perte acceptée

La durabilité est une fonctionnalité des serveurs de bases de données permettant de garantir l'enregistrement des transactions validées même si le serveur s'arrête brutalement, par exemple en cas de coupure électrique. Néanmoins, la durabilité ajoute une surcharge significative. Si votre base

[1] Vous pouvez obtenir l'effet de désactivation des clés étrangères en utilisant l'option --disable-triggers -- mais réalisez que cela élimine, plutôt que repousse, la validation des clés étrangères et qu'il est du coup possible d'insérer des données mauvaises si vous l'utilisez.

de données n'a pas besoin de cette garantie, PostgreSQL peut être configuré pour fonctionner bien plus rapidement. Voici des modifications de configuration que vous pouvez faire pour améliorer les performances dans ce cas. Sauf indication contraire, la durabilité des transactions est garantie dans le cas d'un crash du serveur de bases de données ; seul un arrêt brutal du système d'exploitation crée un risque de perte de données ou de corruption quand ces paramètres sont utilisés.

- Placer le répertoire des données dans un système de fichiers en mémoire (par exemple un disque RAM). Ceci élimine toutes les entrées/sorties disque de la base de données. Cela limite aussi la quantité de mémoire disponible (et peut-être aussi du swap).

- Désactiver fsync ; il n'est pas nécessaire d'écrire les données sur disque.

- Désactiver synchronous_commit ; il n'est pas forcément nécessaire d'écrire les journaux de transactions WAL à chaque validation de transaction. Ce paramètre engendre un risque de perte de transactions (mais pas de corruption de données) dans le cas d'un arrêt brutal de la *base de données*.

- Désactiver full_page_writes ; il n'est pas nécessaire de se prémunir contre les écritures de pages partielles.

- Augmenter max_wal_size et checkpoint_timeout ; cela réduit les fréquences des CHECKPOINT, mais augmente l'espace disque nécessaire dans `pg_wal`.

- Créer des tables non journalisées pour éviter des écritures dans les WAL, bien que cela rende les tables non résistantes à un arrêt brutal.

Chapitre 15. Requêtes parallélisées

PostgreSQL peut préparer des plans de requêtes utilisant plusieurs CPU pour répondre plus rapidement à certaines requêtes. Cette fonctionnalité est connue sous le nom de requêtes parallélisées. Un grand nombre de requêtes ne peuvent pas bénéficier de cette fonctionnalité, soit à cause de la limitation de l'implémentation actuelle, soit parce qu'il n'existe pas de plan imaginable qui soit plus rapide qu'un plan sériel. Néanmoins, pour les requêtes pouvant en bénéficier, l'accélération due à une requête parallélisée est souvent très significative. Beaucoup de ces requêtes peuvent s'exécuter au moins deux fois plus rapidement grâce à la parallélisation, et certaines requêtes quatre fois voire plus. Les requêtes touchant à une grande quantité de données, mais ne retournant que quelques lignes à l'utilisateur sont généralement celles qui bénéficient le plus de cette fonctionnalité. Ce chapitre explique quelques détails sur le fonctionnement des requêtes parallélisées et dans quelles situations elles peuvent être utilisées pour que les utilisateurs intéressés sachent quoi en attendre.

15.1. Comment fonctionne la parallélisation des requêtes

Quand l'optimiseur détermine que la parallélisation est la stratégie la plus rapide pour une requête particulière, il crée un plan d'exécution incluant un *nœud Gather* ou un *nœud Gather Merge*. En voici un exemple simple :

```
EXPLAIN SELECT * FROM pgbench_accounts WHERE filler LIKE '%x%';
                                     QUERY PLAN
------------------------------------------------------------------------------
 Gather  (cost=1000.00..217018.43 rows=1 width=97)
   Workers Planned: 2
   ->  Parallel Seq Scan on pgbench_accounts  (cost=0.00..216018.33
 rows=1 width=97)
         Filter: (filler ~~ '%x%'::text)
(4 rows)
```

Dans tous les cas, le nœud `Gather` ou `Gather Merge` aura exactement un noœud enfant, qui est la portion du plan exécutée en parallèle. Si le nœud `Gather` ou `Gather Merge` est à la racine du plan, alors la requête entière est parallélisée. S'il est placé ailleurs dans le plan, alors seule cette portion du plan s'exécutera en parallèle. Dans l'exemple ci-dessus, la requête accède à une seule table, donc il n'existe qu'un seul autre nœud de plan que le nœud `Gather` lui-même ; comme ce nœud est un enfant du nœud `Gather`, il s'exécutera en parallèle.

En utilisant EXPLAIN, vous pouvez voir le nombre de processus auxiliaires (appelés *workers*) choisis par le planificateur. Quand le nœud `Gather` est atteint lors de l'exécution de la requête, le processus en charge de la session demandera un nombre de processus d'arrière-plan (background workers) égal au nombre de workers choisi par le planificateur. Le nombre de *background workers* que le planificateur envisagera est limité à au plus la valeur de max_parallel_workers_per_gather. Le nombre total de *background workers* pouvant exister à un même moment est limité par les paramètres max_worker_processes et max_parallel_workers. De ce fait, il est possible qu'une requête parallélisée s'exécute avec moins de *workers* que prévu, voire sans *worker* du tout. Le plan optimal peut dépendre du nombre de *workers* disponibles, ce qui peut résulter en de médiocres performances des requêtes. Si cela survient fréquemment, envisagez l'augmentation de `max_worker_processes` et de `max_parallel_workers` pour qu'un plus grand nombre de *workers* puissent travailler simultanément ou la diminution de `max_parallel_workers_per_gather` pour que le planificateur réclame moins de *workers*.

Chaque processus *background worker* démarré avec succès dans une requête parallélisée donnée exécutera la portion parallélisée du plan. Le processus principal, appelé *leader*, exécutera aussi cette

portion du plan bien qu'il ait des responsabilités supplémentaires : il doit aussi lire toutes les lignes générées par les *workers*. Quand la portion parallélisée du plan ne génère qu'un petit nombre de lignes, le *leader* se comportera souvent comme un *worker* supplémentaire, accélérant l'exécution de la requête. Par contre, quand la portion parallèle du plan génère un grand nombre de lignes, le *leader* peut être accaparé par la lecture des lignes générées par les *workers* et par le traitement des autres étapes au-dessus du nœud `Gather` ou du nœud `Gather Merge`. Dans de tels cas, le *leader* travaillera très peu sur la portion parallélisée du plan.

Quand le nœud principal de la portion parallélisée est `Gather Merge` au lieu de `Gather`, cela indique que chaque processus exécutant la portion parallélisée du plan produit des lignes triées, et que le processus principal s'occupe de conserver l'ordre des lignes pendant leur assemblage. Par contre, `Gather` lit les lignes de processus d'aide dans n'importe quel ordre, détruisant tout ordre qui aurait pu exister.

15.2. Quand la parallélisation des requêtes peut-elle être utilisée ?

Il existe plusieurs paramètres pouvant empêcher le planificateur de la requête de générer un plan parallélisé quelles que soient les circonstances. Pour faire en sorte que des plans parallélisés puissent être générés, les paramètres suivants doivent être configurés ainsi :

- max_parallel_workers_per_gather doit être configuré à une valeur strictement positive. Ceci est un cas spécial du principe plus général qu'il n'y aura pas plus de *workers* que le nombre configuré via `max_parallel_workers_per_gather`.

- dynamic_shared_memory_type doit être configuré à une valeur autre que `none`. Les requêtes parallélisées nécessitent de la mémoire partagée dynamique pour fournir des données entre les processus participant à la parallélisation.

De plus, le système ne doit pas fonctionner en mode mono-utilisateur. Comme le système de bases de données entier fonctionne alors avec un seul processus, aucun *background worker* ne sera disponible.

Même quand il est possible, dans l'absolu, de générer des plans pour des requêtes parallélisées, le planificateur n'en générera pas pour une requête donnée si une des conditions suivantes se vérifie :

- La requête écrit des données ou verrouille des lignes de la base. Si une requête contient une opération de modification de données, soit au niveau supérieur, soit dans une CTE, aucun plan parallèle ne peut être généré pour cette requête. Il existe des exceptions : les commandes `CREATE TABLE ... AS`, `SELECT INTO` et `CREATE MATERIALIZED VIEW`, qui créent une nouvelle table et la peuplent, peuvent utiliser un plan parallélisé.

- La requête est susceptible d'être suspendue durant l'exécution. Dans des situations où le système pense qu'une exécution pourrait être partielle ou incrémentale, aucun plan parallèle n'est généré. Par exemple, un curseur créé avec DECLARE CURSOR n'utilisera jamais un plan parallélisé. De façon similaire, une boucle PL/pgSQL de la forme `FOR x IN query LOOP .. END LOOP` n'utilisera jamais un plan parallélisé, car le système est incapable de vérifier que le code dans la boucle peut s'exécuter en toute sécurité avec une requête parallélisée.

- La requête utilise une fonction marquée `PARALLEL UNSAFE` (à parallélisation non sûre). La plupart des fonctions systèmes sont `PARALLEL SAFE` (à parallélisation sûre), mais les fonctions utilisateurs sont marquées `PARALLEL UNSAFE` par défaut. Voir la discussion de Section 15.4.

- La requête est exécutée à l'intérieur d'une autre requête qui est déjà parallélisée. Par exemple, si une fonction appelée par une requête parallélisée exécute elle-même une requête SQL, celle-ci n'utilisera jamais un plan parallélisé. Ceci est une limitation de l'implémentation actuelle, mais il ne serait pas forcément souhaitable de la supprimer, car cela pourrait mener à ce qu'une seule requête utilise un très grand nombre de processus.

- Le niveau d'isolation de la transaction est *serializable*. Ceci est une limitation de l'implémentation actuelle.

Même quand un plan parallélisé est généré pour une requête donnée, certaines circonstances rendront impossible l'exécution en parallèle. Si cela arrive, le *leader* exécutera tout seul la portion du plan sous le nœud `Gather`, pratiquement comme s'il n'était pas là. Ceci surviendra si une des conditions suivantes est vérifiée :

- Aucun *background worker* ne peut être obtenu à cause de la limitation sur le nombre total de *background workers*, due au paramètre max_worker_processes.

- Aucun background worker ne peut être obtenu à cause de la limitation sur le nombre total de *background workers*, démarrés dans le cadre de requêtes parallèles, qui ne peut pas dépasser max_parallel_workers.

- Le client envoie un message Execute avec un nombre de lignes à récupérer différent de zéro. Voir la discussion sur le protocole de requête étendu. Comme la bibliothèque libpq ne fournit actuellement aucun moyen pour envoyer ce type de message, cela ne peut survenir qu'en utilisant un client qui ne se base pas sur la libpq. Si cela arrive fréquemment, ce pourrait être une bonne idée de configurer max_parallel_workers_per_gather à zéro pour les sessions concernées, pour éviter de générer des plans de requêtes non optimaux s'ils sont exécutés de façon sérialisée.

- Le niveau de transaction est *serializable*. Cette situation ne doit normalement pas survenir car des plans de requêtes parallélisés ne sont pas générés dans une transaction *serializable*. Néanmoins, il peut arriver que le niveau d'isolation de la transaction soit modifié après la génération du plan et avant son exécution.

15.3. Plans parallélisés

Comme chaque *worker* exécute la portion parallélisée du plan jusqu'à la fin, il n'est pas possible de prendre un plan de requête ordinaire et de l'exécuter en utilisant plusieurs *workers*. Chaque *worker* produirait une copie complète du jeu de résultats, donc la requête ne s'exécuterait pas plus rapidement qu'à la normale, et produirait des résultats incorrects. À la place, en interne, l'optimiseur considère la portion parallélisée du plan comme un *plan partiel* ; c'est-à-dire construit pour que chaque processus exécutant le plan ne génère qu'un sous-ensemble des lignes en sortie, et que chacune ait la garantie d'être générée par exactement un des processus participants. Habituellement, cela signifie que le parcours de la table directrice de la requête sera un parcours parallélisable (*parallel-aware*).

15.3.1. Parcours parallélisés

Les types suivants de parcours de table sont actuellement parallélisables :

- Lors d'un *parcours séquentiel parallèle*, les blocs de la table seront divisés entre les processus participant au parcours. Les blocs sont retournés un à la fois, afin que l'accès à la table reste séquentiel.

- Lors d'un *parcours de bitmap parallèle*, un processus est choisi pour être le dirigeant (*leader*). Ce processus effectue le parcours d'un ou plusieurs index et construit un bitmap indiquant quels blocs de la table doivent être visités. Ces blocs sont alors divisés entre les processus participants comme lors d'un parcours d'accès séquentiel. En d'autres termes, le parcours de la table est effectué en parallèle, mais le parcours d'index associé ne l'est pas.

- Lors d'un *parcours d'index parallèle* ou d'un *parcours d'index seul parallèle*, les processus participants lisent les données depuis l'index chacun à leur tour. Actuellement, les parcours d'index parallèles ne sont supportés que pour les index btree. Chaque processus réclamera un seul bloc de l'index, et scannera et retournera toutes les lignes référencées par ce bloc ; les autres processus peuvent être en train de retourner des lignes d'un bloc différent de l'index au même moment. Les résultats d'un parcours d'index parallèle sont retournés triés au sein de chaque worker parallèle.

Dans le futur, d'autres types de parcours pourraient supporter la parallélisation, comme les parcours d'index autres que btree.

15.3.2. Jointures parallélisées

Tout comme dans les plans non parallélisés, la table conductrice peut être jointe à une ou plusieurs autres tables en utilisant une boucle imbriquée, une jointure par hachage ou une jointure par tri-fusion. Le côté interne de la jointure peut être n'importe quel type de plan non parallélisé par ailleurs supporté par l'optimiseur, pourvu qu'il soit sans danger de le lancer au sein d'un worker parallèle. Suivant le type de jointure, la relation interne peut aussi être un plan parallélisé.

- Dans une *boucle imbriquée*, le côté interne n'est jamais parallèle. Bien qu'il soit exécuté intégralement, c'est efficace si le côté interne est un parcours d'index, car les enregistrements extérieurs sont partagés entre les processus d'aide, et donc aussi les boucles qui recherchent les valeurs dans l'index.

- Dans une *jointure par tri-fusion*, le côté intérieur n'est jamais parallélisé et donc toujours exécuté intégralement. Ce peut être inefficace, surtout s'il faut faire un tri, car le travail et les résultats sont dupliqués dans tous les processus participants.

- Dans une *jointure par hachage* (sans l'adjectif « parallélisée »), le côté intérieur est exécuté intégralement par chaque processus participant pour fabriquer des copies identiques de la table de hachage. Cela peut être inefficace si cette table est grande ou le plan coûteux. Dans une *jointure par hachage parallélisée*, le côté interne est un *hachage parallèle* qui divise le travail sur une table de hachage partagée entre les processus participants.

15.3.3. Agrégations parallélisées

PostgreSQL procède à l'agrégation parallélisée en deux étapes. Tout d'abord, chaque processus de la partie parallélisée de la requête réalise une étape d'agrégation, produisant un résultat partiel pour chaque regroupement qu'il connaît. Ceci se reflète dans le plan par le nœud `PartialAggregate`. Puis les résultats partiels sont transférés au *leader* via le nœud `Gather` ou `Gather Merge`. Enfin, le *leader* réagrège les résultats partiels de tous les *workers* pour produire le résultat final. Ceci apparaît dans le plan sous la forme d'un nœud `Finalize Aggregate`.

Comme le nœud `Finalize Aggregate` s'exécute sur le processus leader, les requêtes produisant un nombre relativement important de groupes en comparaison du nombre de lignes en entrée apparaîtront comme moins favorables au planificateur de requêtes. Par exemple, dans le pire scénario, le nombre de groupes vus par le nœud `Finalize Aggregate` pourrait être aussi grand que le nombre de lignes en entrée traitées par les processus workers à l'étape `Partial Aggregate`. Dans de tels cas, au niveau des performances il n'y a clairement aucun intérêt à utiliser l'agrégation parallélisée. Le planificateur de requêtes prend cela en compte lors du processus de planification et a peu de chances de choisir un agrégat parallélisé sur ce scénario.

L'agrégation parallélisée n'est pas supportée dans toutes les situations. Chaque agrégat doit être à parallélisation sûre et doit avoir une fonction de combinaison. Si l'agrégat a un état de transition de type `internal`, il doit avoir des fonctions de sérialisation et de désérialisation. Voir CREATE AGGREGATE pour plus de détails. L'agrégation parallélisée n'est pas supportée si un appel à la fonction d'agrégat contient une clause `DISTINCT` ou `ORDER BY` ainsi que pour les agrégats d'ensembles triés ou quand la requête contient une clause `GROUPING SETS`. Elle ne peut être utilisée que si toutes les jointures impliquées dans la requête sont dans la partie parallélisée du plan.

15.3.4. Parallel Append

Quand PostgreSQL a besoin de combiner des lignes de plusieurs sources dans un seul ensemble de résultats, il utilise un nœud `Append` ou `MergeAppend`. Cela arrive souvent en implémentant un `UNION ALL` ou en parcourant une table partitionnée. Ces nœuds peuvent être utilisés dans des plans

parallélisés aussi bien que dans n'importe quel autre plan. Cependant, dans un plan parallélisé, le planificateur peut utiliser un nœud `Parallel Append` à la place.

Quand un nœud `Append` est utilisé au sein d'un plan parallélisé, chaque processus exécutera les plans enfants dans l'ordre où ils apparaissent, de manière à ce que tous les processus participants coopèrent pour exécuter le premier plan enfant jusqu'à la fin, et passent au plan suivant à peu près au même moment. Quand un `Parallel Append` est utilisé à la place, l'exécuteur va par contre répartir les processus participants aussi uniformément que possible entre ses plans enfants, pour que les multiples plans enfants soient exécutés simultanément. Cela évite la contention, et évite aussi de payer le coût de démarrage d'un plan enfant dans les processus qui ne l'exécutent jamais.

À l'inverse d'un nœud `Append` habituel, qui ne peut avoir des enfants partiels que s'il est utilisé dans un plan parallélisé, un nœud `Parallel Append` peut avoir à la fois des plans enfants partiels et non partiels. Les enfants non partiels seront parcourus par un seul processus, puisque les parcourir plus d'une fois provoquerait une duplication des résultats. Les plans qui impliquent l'ajout de plusieurs ensembles de résultat peuvent alors parvenir à un parallélisme « à gros grains » même si des plans partiels efficaces ne sont pas possibles. Par exemple, soit une requête sur une table partitionnée, qui ne peut être implémentée efficacement qu'en utilisant un index qui ne supporte pas les parcours parallélisés. Le planificateur peut choisir un `Parallel Append` de l'`Index Scan` habituel chaque parcours séparé de l'index devra être exécuté jusqu'à la fin par un seul processus, mais des parcours différents peuvent être exécutés au même moment par des processus différents.

enable_parallel_append peut être utilisé pour désactiver cette fonctionnalité.

15.3.5. Conseils pour les plans parallélisés

Si une requête ne produit pas un plan parallélisé comme attendu, vous pouvez tenter de réduire parallel_setup_cost ou parallel_tuple_cost. Bien sûr, ce plan pourrait bien se révéler plus lent que le plan sériel préféré par le planificateur, mais ce ne sera pas toujours le cas. Si vous n'obtenez pas un plan parallélisé même pour de très petites valeurs de ces paramètres (par exemple après les avoir définis tous les deux à zéro), le planificateur a peut-être une bonne raison pour ne pas le faire pour votre requête. Voir Section 15.2 et Section 15.4 pour des explications sur les causes possibles.

Lors de l'exécution d'un plan parallélisé, vous pouvez utiliser `EXPLAIN (ANALYZE, VERBOSE)` qui affichera des statistiques par *worker* pour chaque nœud du plan. Ce peut être utile pour déterminer si le travail est correctement distribué entre les nœuds du plan et plus généralement pour comprendre les caractéristiques de performance du plan.

15.4. Sécurité de la parallélisation

Le planificateur classifie les opérations impliquées dans une requête comme étant à *parallélisation sûre*, *parallélisation restreinte*, ou *parallélisation non sûre*. Une opération à parallélisation sûre est une opération n'entrant pas en conflit avec une requête parallélisée. Une opération à parallélisation restreinte ne peut pas être exécutée par un *worker* parallélisé, mais peut l'être par le *leader* pendant l'exécution. De ce fait, les opérations à parallélisation restreinte ne peuvent jamais survenir sous un nœud `Gather` ou `Gather Merge`. Une opération à parallélisation non sûre ne peut être exécutée dans une requête parallélisée, y compris au niveau du *leader*. Quand une requête contient quoi que ce soit de non sûr à paralléliser, la parallélisation y est complètement désactivée.

Les opérations suivantes sont toujours à parallélisation restreinte.

- Parcours de CTE (*Common Table Expressions*).
- Parcours de tables temporaires.
- Parcours de tables externes, sauf si le wrapper de données distantes a une API `IsForeignScanParallelSafe` qui indique le contraire.
- Nœuds du plan pour lesquels un `InitPlan` est attaché.

- Nœuds du plan qui référencent un SubPlan corrélé.

15.4.1. Marquage de parallélisation pour les fonctions et agrégats

Le planificateur ne peut pas déterminer automatiquement si une fonction ou un agrégat définis par un utilisateur est à parallélisation sûre, restreinte ou non sûre, car cela nécessiterait de pouvoir prédire chaque opération réalisable par la fonction. En général, c'est équivalent au problème de l'arrêt et de ce fait, impossible. Même pour des fonctions simples où cela pourrait se faire, nous n'essayons pas, car ce serait coûteux et sujet à erreurs. À la place, toutes les fonctions définies par des utilisateurs sont supposées à parallélisation non sûre sauf indication contraire. Lors de l'utilisation des instructions CREATE FUNCTION et ALTER FUNCTION, un marquage est possible en spécifiant PARALLEL SAFE, PARALLEL RESTRICTED ou PARALLEL UNSAFE suivant ce qui est approprié. Lors de l'utilisation de CREATE AGGREGATE, l'option PARALLEL peut être spécifiée comme SAFE, RESTRICTED ou UNSAFE.

Les fonctions et agrégats doivent être marqués PARALLEL UNSAFE s'ils écrivent dans la base, accèdent à des séquences, modifient l'état de la transaction même temporairement (par exemple, une fonction PL/pgSQL qui définit un bloc EXCEPTION pour récupérer des erreurs), ou font des modifications persistantes sur les paramètres. De façon similaire, les fonctions doivent être marquées PARALLEL RESTRICTED si elles accèdent à des tables temporaires, à l'état de connexion du client, à des curseurs, à des requêtes préparées ou à un quelconque état local du processus serveur que le système ne peut pas synchroniser entre les différents *workers*. Par exemple, setseed et random sont à parallélisation restreinte pour cette dernière raison.

En général, si une fonction est marquée comme étant sûre alors qu'elle ne l'est pas, ou si elle est marquée restreinte alors que sa parallélisation en fait n'est pas sûre, elle peut être cause d'erreurs ou de réponses fausses lors de l'utilisation dans une requête parallélisée. Les fonctions en langage C peuvent en théorie avoir des comportements indéfinis en cas de mauvais marquage, car le système n'a aucun moyen de se défendre contre du code C arbitraire. Cela étant dit, dans la plupart des cas, le résultat ne sera pas pire qu'avec toute autre fonction. En cas de doute, le mieux est probablement de marquer les fonctions en tant que UNSAFE.

Si une fonction exécutée avec un *worker* parallèle acquiert des verrous non détenus par le *leader*, par exemple en exécutant une requête sur une table non référencée dans la requête, ces verrous seront relâchés à la sortie du *worker*, et non pas à la fin de la transaction. Si vous écrivez une fonction qui fait cela et que cette différence de comportement a une importance pour vous, marquez ces fonctions comme PARALLEL RESTRICTED pour vous assurer qu'elles ne s'exécutent qu'au sein du *leader*.

Notez que le planificateur de requêtes ne cherche pas à différer l'évaluation des fonctions ou agrégats à parallélisation restreinte impliqués dans la requête pour obtenir un meilleur plan. Donc, par exemple, si une clause WHERE appliquée à une table particulière est à parallélisation restreinte, le planificateur ne tentera pas de placer le parcours de cette table dans une portion parallélisée du plan. Dans certains cas, il serait possible (voire efficace) d'inclure le parcours de cette table dans la partie parallélisée de la requête et de différer l'évaluation de la clause WHERE afin qu'elle se déroule au-dessus du nœud Gather. Néanmoins, le planificateur ne le fait pas.

Partie III. Administration du serveur

Cette partie couvre des thèmes de grand intérêt pour un administrateur de bases de données PostgreSQL, à savoir l'installation du logiciel, la mise en place et la configuration du serveur, la gestion des utilisateurs et des bases de données et la maintenance. Tout administrateur d'un serveur PostgreSQL, même pour un usage personnel, mais plus particulièrement en production, doit être familier des sujets abordés dans cette partie.

Les informations sont ordonnées de telle sorte qu'un nouvel utilisateur puisse les lire linéairement du début à la fin. Cependant les chapitres sont indépendants et peuvent être lus séparément. L'information est présentée dans un style narratif, regroupée en unités thématiques. Les lecteurs qui recherchent une description complète d'une commande particulière peuvent se référer à la Partie VI.

Les premiers chapitres peuvent être compris sans connaissances préalables. Ainsi, de nouveaux utilisateurs installant leur propre serveur peuvent commencer leur exploration avec cette partie.

Le reste du chapitre concerne l'optimisation (tuning) et la gestion. Le lecteur doit être familier avec l'utilisation générale du système de bases de données PostgreSQL. Les lecteurs sont encouragés à regarder la Partie I et la Partie II pour obtenir des informations complémentaires.

Table des matières

Chapitre 16. Procédure d'installation du code source

Ce chapitre décrit l'installation de PostgreSQL en utilisant le code source. Ce chapitre peut être ignoré lors de l'installation d'une distribution pré-empaquetée, paquet RPM ou Debian, par exemple. Il est alors plus utile de lire les instruction du mainteneur du paquet.)

16.1. Version courte

```
./configure
make
su
make install
adduser postgres
mkdir /usr/local/pgsql/data
chown postgres /usr/local/pgsql/data
su - postgres
/usr/local/pgsql/bin/initdb -D /usr/local/pgsql/data
/usr/local/pgsql/bin/postgres -D /usr/local/pgsql/data >logfile
 2>&1 &
/usr/local/pgsql/bin/createdb test
/usr/local/pgsql/bin/psql test
```

Le reste du chapitre est la version longue.

16.2. Prérequis

En général, les plateformes style unix modernes sont capables d'exécuter PostgreSQL. Les plateformes sur lesquelles des tests ont été effectués sont listées dans la Section 16.6 ci-après. Dans le répertoire `doc` de la distribution, il y a plusieurs FAQ spécifiques à des plateformes particulières à consulter en cas de difficultés.

Les logiciels suivants sont nécessaires pour compiler PostgreSQL :

- GNU make version 3.80 (ou une version plus récente) est nécessaire ; les autres programmes make ou les versions plus anciennes de GNU make *ne* fonctionnent *pas*. (GNU make est parfois installé sous le nom `gmake`). Pour connaître la version utilisée, saisir

  ```
  make --version
  ```

- Il est nécessaire d'avoir un compilateur C ISO/ANSI (au minimum compatible avec C89). Une version récente de GCC est recommandée, mais PostgreSQL est connu pour être compilable avec de nombreux compilateurs de divers vendeurs.

- tar est requis pour déballer la distribution des sources, associé à gzip ou bzip2.

- La bibliothèque GNU Readline est utilisée par défaut. Elle permet à psql (l'interpréteur de ligne de commandes SQL de PostgreSQL) de se souvenir de chaque commande saisie, et permet d'utiliser les touches de flèches pour rappeler et éditer les commandes précédentes. C'est très pratique et fortement recommandé. Pour ne pas l'utiliser, il faut préciser `--without-readline` au moment de l'exécution de la commande `configure`. Une alternative possible est l'utilisation de la bibliothèque `libedit` sous licence BSD, développée au début sur NetBSD. La bibliothèque `libedit` est compatible GNU Readline et est utilisée si cette dernière n'est pas trouvée ou si `--with-libedit-preferred` est utilisé sur la ligne de commande de `configure`. Lorsqu'une distribution Linux à base de paquets est utilisée, si les paquets `readline` et `readline-devel` sont séparés, il faut impérativement installer les deux.

- La bibliothèque de compression zlib est utilisée par défaut. Pour ne pas l'utiliser, il faut préciser `--without-zlib` à `configure`. Cela a pour conséquence de désactiver le support des archives compressées dans pg_dump et pg_restore.

Les paquets suivants sont optionnels. S'ils ne sont pas obligatoires lors d'une compilation par défaut de PostgreSQL, ils le deviennent lorsque certaines options sont utilisées, comme cela est expliqué par la suite.

- Pour installer le langage procédural PL/Perl, une installation complète de Perl, comprenant la bibliothèque `libperl` et les fichiers d'en-tête est nécessaire. La version minimale requise est Perl 5.8.3.

  Comme PL/Perl est une bibliothèque partagée, la bibliothèque `libperl` doit aussi être partagée sur la plupart des plateformes. C'est désormais le choix par défaut dans les versions récentes de Perl, mais ce n'était pas le cas dans les versions plus anciennes. Dans tous les cas, c'est du ressort de celui qui installe Perl. `configure` échouera si la construction de PL/Perl est sélectionnée mais qu'il ne trouve pas une bibliothèque partagée `libperl`. Dans ce cas, vous devrez reconstruire et installer Perl manuellement pour être capable de construire PL/Perl. Lors du processus de configuration pour Perl, demandez une bibliothèque partagée.

  Si vous avez l'intention d'avoir plus qu'une utilisation occasionnelle de PL/Perl, vous devez vous assurer que l'installation de Perl a été faite avec l'option `usemultiplicity` activée (`perl -V` vous indiquera si c'est le cas).

- Pour compiler le langage de programmation serveur PL/Python, il faut que Python soit installé avec les fichiers d'en-tête et le module distutils. La version minimum requise est Python 2.7. Python 3 est supporté s'il s'agit d'une version 3.2 ou ultérieure ; voir la Section 46.1 lors de l'utilisation de Python 3.

  Puisque PL/Python doit être une bibliothèque partagée, la bibliothèque `libpython` doit l'être aussi sur la plupart des plateformes. Ce n'est pas le cas des installations par défaut de Python construits à partir des sources mais, une bibliothèque partagée est disponible dans de nombreuses distributions de systèmes d'exploitation. `configure` échouera si la construction de PL/Python est sélectionnée et qu'il ne peut pas trouver une bibliothèque partagée `libpython`. Cela pourrait signifier que vous avez soit besoin d'installer des packages supplémentaires soit reconstruire (une partie de) l'installation Python pour fournir cette bibliothèque partagée. Lors de la construction à partir des sources, exécutez le configure de Python avec l'option `--enable-shared`.

- Pour construire le langage procédural PL/Tcl, Tcl doit être installé. La version minimale requise de Tcl est la 8.4.

- Pour activer le support de langage natif (NLS), qui permet d'afficher les messages d'un programme dans une langue autre que l'anglais, une implantation de l'API Gettext est nécessaire. Certains systèmes d'exploitation l'intègrent (par exemple, Linux, NetBSD, Solaris). Pour les autres systèmes, un paquet additionnel peut être téléchargé sur http://www.gnu.org/software/gettext/. Pour utiliser l'implantation Gettext des bibliothèques C GNU, certains utilitaires nécessitent le paquet GNU Gettext. Il n'est pas nécessaire dans les autres implantations.

- Vous aurez besoin de OpenSSL, si vous voulez utiliser du chiffrement pour vos connexions clientes. La version minimale requise est la 0.9.8.

- Vous avez besoin de Kerberos, OpenLDAP ou PAM pour bénéficier de l'authentification ou du chiffrement en utilisant ces services.

- Pour construire la documentation PostgreSQL, il existe un ensemble de prérequis séparé ; voir Section J.2.

En cas de compilation à partir d'une arborescence Git et non d'un paquet de sources publié, ou pour faire du développement au niveau serveur, les paquets suivants seront également nécessaires :

- GNU Flex et Bison sont nécessaires pour compiler à partir d'un export du Git ou lorsque les fichiers de définition de l'analyseur ou du « scanner » sont modifiés. Les versions nécessaires sont Flex 2.5.31 ou ultérieure et Bison 1.875 ou ultérieure. Les autres programmes lex et yacc ne peuvent pas être utilisés.
- Perl 5.8.3 ou ultérieur est aussi nécessaire pour construire les sources du Git, ou lorsque les fichiers en entrée pour n'importe laquelle des étapes de construction qui utilisent des scripts Perl ont été modifiés. Sous Windows, Perl est nécessaire dans tous les cas. Perl est aussi requis pour exécuter certains tests unitaires.

Si d'autres paquets GNU sont nécessaires, ils peuvent être récupérés sur un site miroir de GNU (voir https://www.gnu.org/order/ftp.html pour la liste) ou sur ftp://ftp.gnu.org/gnu/.

Il est important de vérifier qu'il y a suffisamment d'espace disque disponible. 100 Mo sont nécessaires pour la compilation et 20 Mo pour le répertoire d'installation. Un groupe de bases de données vide nécessite 35 Mo ; les fichiers des bases prennent cinq fois plus d'espace que des fichiers texte contenant les mêmes données. Si des tests de régression sont prévus, 150 Mo supplémentaires sont temporairement nécessaires. On peut utiliser la commande `df` pour vérifier l'espace disque disponible.

16.3. Obtenir les sources

Les sources de PostgreSQL 11.22 peuvent être obtenues dans la section de téléchargement de notre site web : téléchargement[1]. Vous devriez obtenir un fichier nommé `postgresql-11.22.tar.gz` ou `postgresql-11.22.tar.bz2`. Après avoir obtenu le fichier, on le décompresse :

```
gunzip postgresql-11.22.tar.gz
tar xf postgresql-11.22.tar
```

(Utilisez `bunzip2` à la place de `gunzip` si vous avez le fichier `.bz2`.) Cela crée un répertoire `postgresql-11.22` contenant les sources de PostgreSQL dans le répertoire courant. Le reste de la procédure d'installation s'effectue depuis ce répertoire.

Les sources peuvent également être obtenues directement à partir du système de contrôle de version. Pour plus d'informations, voir Annexe I.

16.4. Procédure d'installation

1. **Configuration**

   La première étape de la procédure d'installation est de configurer l'arborescence système et de choisir les options intéressantes. Ce qui est fait en exécutant le script `configure`. Pour une installation par défaut, entrer simplement

   ```
   ./configure
   ```

   Ce script exécutera de nombreux tests afin de déterminer les valeurs de certaines variables dépendantes du système et de détecter certains aléas relatifs au système d'exploitation. Il créera divers fichiers dans l'arborescence de compilation pour enregistrer ce qui a été trouvé. `configure` peut aussi être exécuté à partir d'un répertoire hors de l'arborescence des sources pour conserver l'arborescence de compilation séparée. Cette procédure est aussi appelée une construction de type *VPATH*. Voici comment la faire :

   ```
   mkdir build_dir
   cd build_dir
   /path/to/source/tree/configure [les options vont ici]
   make
   ```

[1] https://www.postgresql.org/download/

La configuration par défaut compilera le serveur et les utilitaires, aussi bien que toutes les applications clientes et interfaces qui requièrent seulement un compilateur C. Tous les fichiers seront installés par défaut sous `/usr/local/pgsql`.

Les processus de compilation et d'installation peuvent être personnalisés par l'utilisation d'une ou plusieurs options sur la ligne de commande après `configure` :

`--prefix=`*`PREFIX`*

Installe tous les fichiers dans le répertoire *`PREFIX`* au lieu du répertoire `/usr/local/pgsql`. Les fichiers actuels seront installés dans divers sous-répertoires ; aucun fichier ne sera directement installé sous *`PREFIX`*.

Pour satisfaire des besoins spécifiques, les sous-répertoires peuvent être personnalisés à l'aide des options qui suivent. Toutefois, en laissant les options par défaut, l'installation est déplaçable, ce qui signifie que le répertoire peut être déplacé après installation. (Cela n'affecte pas les emplacements de `man` et `doc`.)

Pour les installations déplaçables, on peut utiliser l'option `--disable-rpath` de `configure`. De plus, il faut indiquer au système d'exploitation comment trouver les bibliothèques partagées.

`--exec-prefix=`*`EXEC-PREFIX`*

Les fichiers qui dépendent de l'architecture peuvent être installés dans un répertoire différent, *`EXEC-PREFIX`*, de celui donné par *`PREFIX`*. Cela peut être utile pour partager les fichiers indépendant de l'architecture entre plusieurs machines. S'il est omis, *`EXEC-PREFIX`* est égal à *`PREFIX`* et les fichiers dépendants seront installés sous la même arborescence que les fichiers indépendants de l'architecture, ce qui est probablement le but recherché.

`--bindir=`*`REPERTOIRE`*

Précise le répertoire des exécutables. Par défaut, il s'agit de *`EXEC-PREFIX`*`/bin`, ce qui signifie `/usr/local/pgsql/bin`.

`--sysconfdir=`*`REPERTOIRE`*

Précise le répertoire de divers fichiers de configuration. Par défaut, il s'agit de *`PREFIX`*`/etc`.

`--libdir=`*`REPERTOIRE`*

Précise le répertoire d'installation des bibliothèques et des modules chargeables dynamiquement. Par défaut, il s'agit de *`EXEC-PREFIX`*`/lib`.

`--includedir=`*`REPERTOIRE`*

Précise le répertoire d'installation des en-têtes C et C++. Par défaut, il s'agit de *`PREFIX`*`/include`.

`--datarootdir=`*`REPERTOIRE`*

Indique le répertoire racine de différents types de fichiers de données en lecture seule. Cela ne sert qu'à paramétrer des valeurs par défaut pour certaines des options suivantes. La valeur par défaut est *`PREFIX`*`/share`.

`--datadir=`*`REPERTOIRE`*

Indique le répertoire pour les fichiers de données en lecture seule utilisés par les programmes installés. La valeur par défaut est *`DATAROOTDIR`*. Cela n'a aucun rapport avec l'endroit où les fichiers de base de données seront placés.

`--localedir=`*`REPERTOIRE`*

Indique le répertoire pour installer les données locales, en particulier les fichiers catalogues de traductions de messages. La valeur par défaut est *`DATAROOTDIR`*`/locale`.

`--mandir=`*`REPERTOIRE`*

Les pages man fournies avec PostgreSQL seront installées sous ce répertoire, dans leur sous-répertoire `man`*`x`* respectif. Par défaut, il s'agit de *`DATAROOTDIR`*`/man`.

`--docdir=`*`RÉPERTOIRE`*

Configure le répertoire racine pour installer les fichiers de documentation, sauf les pages « man ». Ceci ne positionne la valeur par défaut que pour les options suivantes. La valeur par défaut pour cette option est *`DATAROOTDIR`*`/doc/postgresql`.

`--htmldir=`*`RÉPERTOIRE`*

La documentation formatée en HTML pour PostgreSQL sera installée dans ce répertoire. La valeur par défaut est *`DATAROOTDIR`*.

> **Note**
>
> Une attention toute particulière a été prise afin de rendre possible l'installation de PostgreSQL dans des répertoires partagés (comme `/usr/local/include`) sans interférer avec des noms de fichiers relatifs au reste du système. En premier lieu, le mot « `/postgresql` » est automatiquement ajouté aux répertoires `datadir`, `sysconfdir` et `docdir`, à moins que le nom du répertoire à partir de la racine ne contienne déjà le mot « `postgres` » ou « `pgsql` ». Par exemple, si `/usr/local` est choisi comme préfixe, la documentation sera installée dans `/usr/local/doc/postgresql`, mais si le préfixe est `/opt/postgres`, alors il sera dans `/opt/postgres/doc`. Les fichiers d'en-tête publiques C de l'interface cliente seront installés sous `includedir` et sont indépendants des noms de fichiers relatifs au reste du système. Les fichiers d'en-tête privés et les fichiers d'en-tête du serveur sont installés dans des répertoires privés sous `includedir`. Voir la documentation de chaque interface pour savoir comment obtenir ces fichiers d'en-tête. Enfin, un répertoire privé sera aussi créé si nécessaire sous `libdir` pour les modules chargeables dynamiquement.

`--with-extra-version=`*`STRING`*

Ajoute *`STRING`* au numéro de version de PostgreSQL. Cela peut être utilisé, par exemple, pour marquer des binaires compilés depuis des instantanés Git ne faisant pas encore partie d'une version officielle ou contenant des patchs particuliers avec une chaîne de texte supplémentaire telle qu'un identifiant `git describe` ou un numéro de version d'un paquet d'une distribution.

`--with-includes=`*`REPERTOIRES`*

`REPERTOIRES` est une liste de répertoires séparés par le caractère deux points (`:`) qui sera ajoutée à la liste de recherche des fichiers d'en-tête du compilateur. Si vous avez des paquetages optionnels (tels que Readline GNU) installés dans des répertoires non

conventionnels, vous devez utiliser cette option et probablement aussi l'option `--with-libraries` correspondante.

Exemple : `--with-includes=/opt/gnu/include:/usr/sup/include`.

`--with-libraries=`*`REPERTOIRES`*

`REPERTOIRES` est une liste de recherche de répertoires de bibliothèques séparés par le caractère deux points (`:`). Si des paquets sont installés dans des répertoires non conventionnels, il peut s'avérer nécessaire d'utiliser cette option (ainsi que l'option correspondante `--with-includes`).

Exemple : `--with-libraries=/opt/gnu/lib:/usr/sup/lib`.

`--enable-nls[=`*`LANGUES`*`]`

Permet de mettre en place le support des langues natives (NLS). C'est la capacité d'afficher les messages d'un programme dans une langue autre que l'anglais. *`LANGUES`* est une liste optionnelle des codes de langue que vous voulez supporter séparés par un espace. Par exemple, `--enable-nls='de fr'` (l'intersection entre la liste et l'ensemble des langues traduites actuellement sera calculée automatiquement). En l'absence de liste, toutes les traductions disponibles seront installées.

Pour utiliser cette option, une implantation de l'API Gettext est nécessaire ; voir ci-dessous.

`--with-pgport=`*`NUMERO`*

Positionne *`NUMERO`* comme numéro de port par défaut pour le serveur et les clients. La valeur par défaut est 5432. Le port peut toujours être modifié ultérieurement mais, s'il est précisé ici, les exécutables du serveur et des clients auront la même valeur par défaut, ce qui est vraiment très pratique. Habituellement, la seule bonne raison de choisir une autre valeur que celle par défaut est l'exécution de plusieurs serveurs PostgreSQL sur la même machine.

`--with-perl`

Permet l'utilisation du langage de procédures PL/Perl côté serveur.

`--with-python`

Permet la compilation du langage de procédures PL/Python.

`--with-tcl`

Permet la compilation du langage de procédures PL/Tcl.

`--with-tclconfig=`*`REPERTOIRE`*

Tcl installe les fichiers `tclConfig.sh`, contenant certaines informations de configuration nécessaires pour compiler le module d'interfaçage avec Tcl. Ce fichier est trouvé automatiquement mais pour utiliser une version différente de Tcl, il faut indiquer le répertoire dans lequel il se trouve.

`--with-gssapi`

Permet la compilation avec le support de l'authentification GSSAPI. Sur de nombreux systèmes, GSSAPI (qui fait habituellement partie d'une installation Kerberos) n'est pas installé dans un emplacement recherché par défaut (c'est-à-dire `/usr/include`, `/usr/lib`), donc vous devez utiliser les options `--with-includes` et `--with-libraries` en plus de cette option. `configure` vérifiera les fichiers d'en-tête et les bibliothèques nécessaires pour s'assurer que votre installation GSSAPI est suffisante avant de continuer.

`--with-krb-srvnam=`*`NOM`*

Le nom par défaut du service principal de Kerberos utilisé. `postgres` est pris par défaut. Il n'y a habituellement pas de raison de le changer sauf dans le cas d'un environnement Windows, auquel cas il doit être mis en majuscule, `POSTGRES`.

`--with-llvm`

Permet la compilation avec le support de JIT basée sur LLVM (voir Chapitre 32). Ceci nécessite l'installation de la bibliothèque LLVM. La version minimale requise de LLVM est actuellement la 3.9.

`llvm-config` sera utilisé pour trouver les options de compilation requises. `llvm-config`, puis `llvm-config-$major-$minor` pour toutes les versions supportées, seront recherché dans `PATH`. Dans le cas où les bons binaires ne sont pas trouvés, il faut utiliser la variable `LLVM_CONFIG` afin de spécifier le chemin à `llvm-config`. Par exemple :

```
./configure ... --with-llvm LLVM_CONFIG='/path/to/llvm/bin/
llvm-config'
```

Le support de LLVM nécessite un compilateur `clang` compatible (qui peut être spécifié, si nécessaire, en utilisant la variable d'environnement `CLANG`, et un compilateur C++ fonctionnel (qui peut être spécifié, si nécessaire, en utilisant la variable d'environnement `CXX`).

`--with-icu`

Installer PostgreSQL avec la bibliothèque ICU L'installation des paquets ICU4C et pkg-config sont un pré-requis. La version minimale requise de ICU4C est actuellement la 4.2.

Par défaut, pkg-config sera utilisé pour trouver les options requises de compilation. C'est supporté par les versions 4.6 et ultérieures de ICU4C. Pour les versions plus anciennes ou si pkg-config n'est pas disponible, les variables `ICU_CFLAGS` et `ICU_LIBS` peuvent être données à `configure`, comme dans cet exemple :

```
./configure ... --with-icu ICU_CFLAGS='-I/some/where/
include' ICU_LIBS='-L/some/where/lib -licui18n -licuuc -
licudata'
```

(Si ICU4C est dans le chemin de recherche par défaut du compilateur, alors vous aurez besoin d'indiquer une chaîne non vide pour éviter l'utilisation de pkg- config, par exemple `ICU_CFLAGS=' '`.)

`--with-openssl`

Compile le support de connexion SSL (chiffrement). Le paquetage OpenSSL doit être installé. `configure` vérifiera que les fichiers d'en-tête et les bibliothèques soient installés pour s'assurer que votre installation d'OpenSSL est suffisante avant de continuer.

`--with-pam`

Compile le support PAM (*Modules d'Authentification Pluggable*).

`--with-bsd-auth`

Compile le support de l'authentification BSD (l'environnement d'authentification BSD est uniquement disponible sur OpenBSD actuellement.)

`--with-ldap`

Demande l'ajout du support de LDAP pour l'authentification et la recherche des paramètres de connexion (voir Section 34.17 et Section 20.10). Sur Unix, cela requiert l'installation du paquet OpenLDAP. Sur Windows, la bibliothèque WinLDAP est utilisée par défaut. `configure` vérifiera l'existence des fichiers d'en-tête et des bibliothèques requis pour s'assurer que votre installation d'OpenLDAP est suffisante avant de continuer.

`--with-systemd`

Compile le support des notifications du service systemd . Ceci améliore l'intégration si le binaire du serveur est lancé par systemd mais n'a pas d'impact dans le cas contraire (voir Section 18.3 pour plus d'informations). libsystemd et les fichiers en-têtes associés doivent être installés pour pouvoir utiliser cette option.

`--without-readline`

Évite l'utilisation de la bibliothèque Readline (et de celle de libedit). Cela désactive l'édition de la ligne de commande et l'historique dans psql, ce n'est donc pas recommandé.

`--with-libedit-preferred`

Favorise l'utilisation de la bibliothèque libedit (sous licence BSD) plutôt que Readline (GPL). Cette option a seulement un sens si vous avez installé les deux bibliothèques ; dans ce cas, par défaut, Readline est utilisé.

`--with-bonjour`

Compile le support de Bonjour. Ceci requiert le support de Bonjour dans votre système d'exploitation. Recommandé sur macOS.

`--with-uuid=`*`LIBRARY`*

Compile le module uuid-ossp (qui fournit les fonctions pour générer les UUID), en utilisant la bibliothèque UUID spécifiée. *`LIBRARY`* doit correspondre à une de ces valeurs :

- `bsd` pour utiliser les fonctions UUID trouvées dans FreeBSD et quelques autres systèmes dérivés de BSD
- `e2fs` pour utiliser la bibliothèque UUID créée par le projet `e2fsprogs` ; cette bibliothèque est présente sur la plupart des systèmes Linux et sur macOS, et peut être obtenu sur d'autres plateformes également
- `ossp` pour utiliser la bibliothèque OSSP UUID[2]

`--with-ossp-uuid`

Équivalent obsolète de `--with-uuid=ossp`.

`--with-libxml`

Construit avec libxml2, activant ainsi le support de SQL/XML. Une version 2.6.23 ou ultérieure de libxml2 est requise pour cette fonctionnalité.

[2] http://www.ossp.org/pkg/lib/uuid/

Pour détecter les options requises pour le compilateur et l'éditeur de liens, PostgreSQL va demander à `pkg-config`, s'il est installé et s'il connaît libxml2. Sinon, le programme `xml2-config`, qui est installé par libxml2, sera utilisé s'il est trouvé. L'utilisation de `pkg-config` est préférée, parce qu'elle gère mieux les installations multiarchitectures.

Pour utiliser une installation libxml2 se trouvant dans un emplacement inhabituel, vous pouvez configurer les variables d'environnement relatives à `pkg-config` (voir sa documentation), ou configurer la variable d'environnement `XML2_CONFIG` pour qu'elle pointe sur le programme `xml2-config` appartenant à l'installation libxml2, ou configurer les variables `XML2_CFLAGS` et `XML2_LIBS`. (Si `pkg-config` est installé, alors pour surcharger son idée de l'emplacement de libxml2 vous devez soit configurer `XML2_CONFIG` soit `XML2_CFLAGS` et `XML2_LIBS` avec des chaînes non vides.)

`--with-libxslt`

Utilise libxslt pour construire le module xml2. Le module `contrib/xml2` se base sur cette bibliothèque pour réaliser les transformations XSL du XML.

`--disable-float4-byval`

Désactive le passage « par valeur » des valeurs float4, entraînant leur passage « par référence » à la place. Cette option a un coût en performance, mais peut être nécessaire pour maintenir la compatibilité avec des anciennes fonctions créées par l'utilisateur qui sont écrites en C et utilisent la convention d'appel « version 0 ». Une meilleure solution à long terme est de mettre à jour toutes ces fonctions pour utiliser la convention d'appel « version 1 ».

`--disable-float8-byval`

Désactive le passage « par valeur » des valeurs float8, entraînant leur passage « par référence » à la place. Cette option a un coût en performance, mais peut être nécessaire pour maintenir la compatibilité avec des anciennes fonctions créées par l'utilisateur qui sont écrites en C et utilisent la convention d'appel « version 0 ». Une meilleure solution à long terme est de mettre à jour toutes ces fonctions pour utiliser la convention d'appel « version 1 ». Notez que cette option n'affecte pas que float8, mais aussi int8 et quelques types apparentés comme timestamp. Sur les plateformes 32 bits, `--disable-float8-byval` est la valeur par défaut, et il n'est pas permis de sélectionner `--enable-float8-byval`.

`--with-segsize=`*`TAILLESEG`*

Indique la *taille d'un segment*, en gigaoctets. La valeur par défaut est de 1 gigaoctet, valeur considérée comme sûre pour toutes les plateformes prises en charge. Les grandes tables sont divisées en plusieurs fichiers du système d'exploitation, chacun de taille égale à la taille de segment. Cela évite les problèmes avec les limites de tailles de fichiers qui existent sur de nombreuses plateformes. Si votre système d'exploitation supporte les fichiers de grande taille (« largefile »), ce qui est le cas de la plupart d'entre eux de nos jours, vous pouvez utiliser une plus grande taille de segment. Cela peut être utile pour réduire le nombre de descripteurs de fichiers qui peuvent être utilisés lors de travail sur des très grandes tables. Attention à ne pas sélectionner une valeur plus grande que ce qui est supporté par votre plateforme et le(s) système(s) de fichiers que vous prévoyez d'utiliser. D'autres outils que vous pourriez vouloir utiliser, tels que tar, pourraient aussi limiter la taille maximum utilisable pour un fichier. Il est recommandé, même si pas vraiment nécessaire, que cette valeur soit une puissance de 2. Notez que changer cette valeur impose de faire un initdb.

`--with-blocksize=`*`TAILLEBLOC`*

Indique la *taille d'un bloc*, en kilooctets. C'est l'unité de stockage et d'entrée/sortie dans les tables. La valeur par défaut, 8 kilooctets, est appropriée pour la plupart des cas ; mais d'autres valeurs peuvent être utilisées dans des cas particuliers. Cette valeur doit être une puissance de 2 entre 1 et 32 (kilooctets). Notez que changer cette valeur impose de faire un initdb.

`--with-wal-blocksize=`*`TAILLEBLOC`*

Indique la *taille d'un bloc WAL*, en kilooctets. C'est l'unité de stockage et d'entrée/sortie dans le journal des transactions. La valeur par défaut, 8 kilooctets, est appropriée pour la plupart des cas ; mais d'autres valeurs peuvent être utilises dans des cas particuliers. La valeur doit être une puissance de 2 comprise entre 1 et 64 (kilooctets).

`--disable-spinlocks`

Autorise le succès de la construction y compris lorsque PostgreSQL n'a pas le support spinlock du CPU pour la plateforme. Ce manque de support résultera en des performances faibles ; du coup, cette option devra seulement être utilisée si la construction échoue et vous informe du manque de support de spinlock sur votre plateforme. Si cette option est requise pour construire PostgreSQL sur votre plateforme, merci de rapporter le problème aux développeurs de PostgreSQL.

`--disable-strong-random`

Autorise le succès de la construction y compris lorsque PostgreSQL n'a pas le support pour les nombres aléatoires forts sur la plateforme. Une source de nombres aléatoires est nécessaire pour certains protocoles d'authentification, de même que certaines procédures du module pgcrypto. Le paramètre `--disable-strong-random` désactive toutes les fonctionnalités qui nécessitent des nombres aléatoires forts pour la cryptographie et y substitue un générateur fragile de nombres pseudo aléatoires pour générer les valeurs pour l'authentification salée et les clés d'annulation de requêtes. Cela rend l'authentification moins sécurisée.

`--disable-thread-safety`

Désactive la sécurité des threads pour les bibliothèques clients. Ceci empêche les threads concurrents dans les programmes libpq et ECPG de contrôler en toute sécurité leurs pointeurs de connexion privés.

`--with-system-tzdata=`*`RÉPERTOIRE`*

PostgreSQL inclut sa propre base de données des fuseaux horaires, nécessaire pour les opérations sur les dates et les heures. Cette base de données est en fait compatible avec la base de fuseaux horaires IANA fournie par de nombreux systèmes d'exploitation comme FreeBSD, Linux et Solaris, donc ce serait redondant de l'installer une nouvelle fois. Quand cette option est utilisée, la base des fuseaux horaires, fournie par le système, dans *`RÉPERTOIRE`* est utilisée à la place de celle incluse dans la distribution des sources de PostgreSQL. *`RÉPERTOIRE`* doit être indiqué avec un chemin absolu. `/usr/share/zoneinfo` est un répertoire très probable sur certains systèmes d'exploitation. Notez que la routine d'installation ne détectera pas les données de fuseau horaire différentes ou erronées. Si vous utilisez cette option, il vous est conseillé de lancer les tests de régression pour vérifier que les données de fuseau horaire que vous pointez fonctionnent correctement avec PostgreSQL.

Cette option a pour cible les distributeurs de paquets binaires qui connaissent leur système d'exploitation. Le principal avantage d'utiliser cette option est que le package PostgreSQL n'aura pas besoin d'être mis à jour à chaque fois que les règles des fuseaux horaires changent. Un autre avantage est que PostgreSQL peut être cross-compilé plus simplement si les fichiers des fuseaux horaires n'ont pas besoin d'être construits lors de l'installation.

`--without-zlib`

Évite l'utilisation de la bibliothèque Zlib. Cela désactive le support des archives compressées dans pg_dump et pg_restore. Cette option est seulement là pour les rares systèmes qui ne disposent pas de cette bibliothèque.

`--enable-debug`

Compile tous les programmes et bibliothèques en mode de débogage. Cela signifie que vous pouvez exécuter les programmes via un débogueur pour analyser les problèmes. Cela grossit considérablement la taille des exécutables et, avec des compilateurs autres que GCC, habituellement, cela désactive les optimisations du compilateur, provoquant des ralentissements. Cependant, mettre ce mode en place est extrêmement utile pour repérer les problèmes. Actuellement, cette option est recommandée pour les installations en production seulement si vous utilisez GCC. Néanmoins, vous devriez l'utiliser si vous développez ou si vous utilisez une version béta.

`--enable-coverage`

Si vous utilisez GCC, les programmes et bibliothèques sont compilés avec de l'instrumentation de test de couverture de code. Quand ils sont exécutés, ils génèrent des fichiers dans le répertoire de compilation avec des métriques de couverture de code. Voir Section 33.5 pour davantage d'informations. Cette option ne doit être utilisée qu'avec GCC et uniquement en phase de développement.

`--enable-profiling`

En cas d'utilisation de GCC, tous les programmes et bibliothèques sont compilés pour qu'elles puissent être profilées. À la sortie du processus serveur, un sous-répertoire sera créé pour contenir le fichier `gmon.out` à utiliser pour le profilage. Cette option est à utiliser uniquement avec GCC lors d'un développement.

`--enable-cassert`

Permet la vérification des *assertions* par le serveur qui teste de nombreux cas de conditions « impossibles ». Ce qui est inestimable dans le cas de développement, mais les tests peuvent ralentir sensiblement le système. Activer cette option n'influe pas sur la stabilité de votre serveur ! Les assertions vérifiées ne sont pas classées par ordre de sévérité et il se peut qu'un bogue anodin fasse redémarrer le serveur s'il y a un échec de vérification. Cette option n'est pas recommandée dans un environnement de production mais vous devriez l'utiliser lors de développement ou pour les versions béta.

`--enable-depend`

Active la recherche automatique des dépendances. Avec cette option, les fichiers makefile sont appelés pour recompiler les fichiers objet dès qu'un fichier d'en-tête est modifié. C'est pratique si vous faites du développement, mais inutile si vous ne voulez que compiler une fois et installer. Pour le moment, cette option ne fonctionne qu'avec GCC.

`--enable-dtrace`

Compile PostgreSQL avec le support de l'outil de trace dynamique, DTrace. Voir Section 28.5 pour plus d'informations.

Pour pointer vers le programme `dtrace`, la variable d'environnement `DTRACE` doit être configurée. Ceci sera souvent nécessaire car `dtrace` est typiquement installé sous `/usr/sbin`, qui pourrait ne pas être dans le chemin.

Des options supplémentaires en ligne de commande peuvent être indiquées dans la variable d'environnement `DTRACEFLAGS` pour le programme `dtrace`. Sur Solaris, pour inclure le support de DTrace dans un exécutable 64-bit, ajoutez l'option `DTRACEFLAGS="-64"` pour configure. Par exemple, en utilisant le compilateur GCC :

```
./configure CC='gcc -m64' --enable-dtrace
 DTRACEFLAGS='-64' ...
```

En utilisant le compilateur de Sun :

```
./configure CC='/opt/SUNWspro/bin/cc -xtarget=native64' --
enable-dtrace DTRACEFLAGS='-64' ...
```

`--enable-tap-tests`

Active les tests utilisant les outils TAP de Perl. Cela nécessite une installation de Perl et de son module `IPC::Run`. Voir Section 33.4 pour plus d'informations.

Si vous préférez utiliser un compilateur C différent de ceux listés par `configure`, positionnez la variable d'environnement `CC` pour qu'elle pointe sur le compilateur de votre choix. Par défaut, `configure` pointe sur `gcc` s'il est disponible, sinon il utilise celui par défaut de la plateforme (habituellement `cc`). De façon similaire, vous pouvez repositionner les options par défaut du compilateur à l'aide de la variable `CFLAGS`.

Les variables d'environnement peuvent être indiquées sur la ligne de commande `configure`, par exemple :

```
./configure CC=/opt/bin/gcc CFLAGS='-O2 -pipe'
```

Voici une liste des variables importantes qui sont configurables de cette façon :

`BISON`

programme Bison

`CC`

compilateur C

`CFLAGS`

options à passer au compilateur C

`CLANG`

chemin vers le programme `clang` utilisé pour l'optimisation inline du code source lors de la compilation avec `--with-llvm`

`CPP`

préprocesseur C

`CPPFLAGS`

options à passer au préprocesseur C

`CXX`

C++ compiler

`CXXFLAGS`

options to pass to the C++ compiler

`DTRACE`

emplacement du programme `dtrace`

`DTRACEFLAGS`

options à passer au programme `dtrace`

`FLEX`

programme Flex

`LDFLAGS`

options à utiliser lors de l'édition des liens des exécutables et des bibliothèques partagées

`LDFLAGS_EX`

options supplémentaires valables uniquement lors de l'édition des liens des exécutables

`LDFLAGS_SL`

options supplémentaires valables uniquement lors de l'édition des liens des bibliothèques partagées

`LLVM_CONFIG`

`llvm-config` program used to locate the LLVM installation.

`MSGFMT`

programme `msgfmt` pour le support des langues

`PERL`

programme interpréteur Perl. Il sera utilisé pour déterminer les dépendances pour la construction de PL/Perl. La valeur par défaut est `perl`.

`PYTHON`

chemin complet vers l'interpréteur Python. Il sera utilisé pour déterminer les dépendances pour la construction de PL/Python. De plus, si Python 2 ou 3 est spécifié ici (ou implicitement choisi), il détermine la variante de PL/Python qui devient disponible. Voir Section 33.4 pour plus d'informations.

Si vous préférez utiliser un compilateur C différent de ceux listés par `configure`, positionnez la variable d'environnement `CC` pour qu'elle pointe sur le compilateur de votre choix. Par défaut, `configure` pointe sur `gcc` s'il est disponible, sinon il utilise celui par défaut de la plateforme (habituellement `cc`). De façon similaire, vous pouvez repositionner les options par défaut du compilateur à l'aide de la variable `CFLAGS`.

Les variables d'environnement peuvent être indiquées sur la ligne de commande `configure`, par exemple :

```
./configure CC=/opt/bin/gcc CFLAGS='-O2 -pipe'
```

Voici une liste des variables importantes qui sont configurables de cette façon :

`BISON`

programme Bison

`CC`

compilateur C

`CFLAGS`

options à passer au compilateur C

`CPP`

préprocesseur C

`CPPFLAGS`

options à passer au préprocesseur C

`DTRACE`

emplacement du programme `dtrace`

`DTRACEFLAGS`

options à passer au programme `dtrace`

`FLEX`

programme Flex

`LDFLAGS`

options à utiliser lors de l'édition des liens des exécutables et des bibliothèques partagées

`LDFLAGS_EX`

options supplémentaires valables uniquement lors de l'édition des liens des exécutables

`LDFLAGS_SL`

options supplémentaires valables uniquement lors de l'édition des liens des bibliothèques partagées

`MSGFMT`

programme `msgfmt` pour le support des langues

`PERL`

chemin complet vers l'interpréteur Perl. Il sera utilisé pour déterminer les dépendances pour la construction de PL/Perl.

`PYTHON`

programme interpréteur Python. Il sera utilisé pour déterminer les dépendances pour la construction de PL/Python. De plus, si Python 2 ou 3 est spécifié ici (ou implicitement choisi), il détermine la variante de PL/Python qui devient disponible. Voir Section 46.1 pour plus d'informations. Si cette variable n'est pas configurée, les suivantes sont testées dans cet ordre : `python python3 python2`.

`TCLSH`

programme interpréteur Tcl. Il sera utilisé pour déterminer les dépendances pour la construction de PL/Tcl, et il sera substitué dans des scripts Tcl.

`XML2_CONFIG`

programme `xml2-config` utilisé pour localiser l'installation de libxml2.

Il est parfois utile d'ajouter des options de compilation à l'ensemble choisi par `configure` après coup. Un exemple parlant concerne l'option `-Werror` de gcc qui ne peut pas être incluse dans la variable `CFLAGS` passée à `configure`, car il cassera un grand nombre de tests internes de `configure`. Pour ajouter de telles options, incluez- les dans la variable d'environnement `COPT` lors de l'exécution de `gmake`. Le contenu de `COPT` est ajouté aux variables `CFLAGS` et `LDFLAGS` configurées par `configure`. Par exemple, vous pouvez faire :

```
gmake COPT='-Werror'
```

ou

```
export COPT='-Werror'
gmake
```

> **Note**
>
> Lors de l'écriture de code à l'intérieur du serveur, il est recommandé d'utiliser les options `--enable-cassert` (qui active un grand nombre de vérifications d'erreur à l'exécution) et `--enable-debug` (qui améliore l'utilité des outils de débogage) de configure.
>
> Si vous utilisez GCC, il est préférable de construire avec un niveau d'optimisation d'au moins `-O1` parce que désactiver toute optimisation (`-O0`) désactive aussi certains messages importants du compilateur (comme l'utilisation de variables non initialisées). Néanmoins, les niveaux d'optimisations peuvent compliquer le débuggage parce que faire du pas-à-pas sur le code compilé ne correspondra pas forcément aux lignes de code une-à-une. Si vous avez du mal à débugger du code optimisé, recompilez les fichiers intéressants avec `-O0`. Une façon simple de le faire est de passer une option à make: `make PROFILE=-O0 file.o`.
>
> Les variables d'environnement `COPT` et `PROFILE` sont gérées de façon identique par les fichiers makefile de PostgreSQL. Laquelle utiliser est une affaire de préférence, mais un usage commun parmi les développeurs est d'utiliser `PROFILE` pour les ajustements inhabituels alors que `COPT` servirait aux variables à configurer à chaque fois.

2. **Compilation**

Pour démarrer la compilation, saisissez soit

```
make
make all
```

(Rappelez-vous d'utiliser GNU make). La compilation prendra quelques minutes, selon votre matériel. La dernière ligne affichée devrait être

```
All of PostgreSQL successfully made. Ready to install.
```

Si vous voulez lancer la construction à partir d'un autre fichier makefile, vous devez configurer `MAKELEVEL` ou l'initialiser à zéro, par exemple ainsi :

```
build-postgresql:
        $(MAKE) -C postgresql MAKELEVEL=0 all
```

Ne pas le faire amène des messages d'erreur étranges, typiquement sur des fichiers d'en-tête manquants.

Si vous voulez construire tout ce qui peut être construit, ceci incluant la documentation (HTML et pages man) et les modules supplémentaires (`contrib`), saisissez à la place :

```
make world
```

La dernière ligne affichée doit être :

```
PostgreSQL, contrib, and documentation successfully made. Ready
 to install.
```

Si vous voulez compiler tout ce qui peut être compilé, en incluant les modules supplémentaires (`contrib`), mais sans la documentation, saisissez à la place :

```
make world-bin
```

3. **Tests de régression**

   Si vous souhaitez tester le serveur nouvellement compilé avant de l'installer, vous pouvez exécuter les tests de régression à ce moment. Les tests de régression sont une suite de tests qui vérifient que PostgreSQL fonctionne sur votre machine tel que les développeurs l'espèrent. Saisissez

   ```
   make check
   ```

   (cela ne fonctionne pas en tant que root ; faites-le en tant qu'utilisateur sans droits). Le Chapitre 33 contient des détails sur l'interprétation des résultats de ces tests. Vous pouvez les répéter autant de fois que vous le voulez en utilisant la même commande.

4. **Installer les fichiers**

   > **Note**
   >
   > Si vous mettez à jour une version existante, assurez-vous d'avoir bien lu Section 18.6 qui donne les instructions sur la mise à jour d'un cluster.

   Pour installer PostgreSQL, saisissez

   ```
   make install
   ```

Cela installera les fichiers dans les répertoires spécifiés dans l'Étape 1. Assurez-vous d'avoir les droits appropriés pour écrire dans ces répertoires. Normalement, vous avez besoin d'être superutilisateur pour cette étape. Une alternative consiste à créer les répertoires cibles à l'avance et à leur donner les droits appropriés.

Pour installer la documentation (HTML et pages man), saisissez :

```
make install-docs
```

Si vous construisez tout, saisissez ceci à la place :

```
make install-world
```

Cela installe aussi la documentation.

Si vous voulez tout construire, sauf la documentation, saisissez à la place :

```
make install-world-bin
```

Vous pouvez utiliser `make install-strip` en lieu et place de `make install` pour dépouiller l'installation des exécutables et des bibliothèques. Cela économise un peu d'espace disque. Si vous avez effectué la compilation en mode de débogage, ce dépouillage l'enlèvera, donc ce n'est à faire seulement si ce mode n'est plus nécessaire. `install-strip` essaie d'être raisonnable en sauvegardant de l'espace disque mais il n'a pas une connaissance parfaite de la façon de dépouiller un exécutable de tous les octets inutiles. Ainsi, si vous voulez sauvegarder le maximum d'espace disque, vous devrez faire le travail à la main.

L'installation standard fournit seulement les fichiers en-têtes nécessaires pour le développement d'applications clientes ainsi que pour le développement de programmes côté serveur comme des fonctions personnelles ou des types de données écrits en C (avant PostgreSQL 8.0, une commande `make install-all-headers` séparée était nécessaire pour ce dernier point, mais cette étape a été intégrée à l'installation standard).

Installation du client uniquement : Si vous voulez uniquement installer les applications clientes et les bibliothèques d'interface, alors vous pouvez utilisez ces commandes :

```
make -C src/bin install
make -C src/include install
make -C src/interfaces install
make -C doc install
```

`src/bin` comprend quelques exécutables utilisés seulement par le serveur mais ils sont petits.

Désinstallation : Pour désinstaller, utilisez la commande `make uninstall`. Cependant, cela ne supprimera pas les répertoires créés.

Nettoyage : Après l'installation, vous pouvez libérer de l'espace en supprimant les fichiers issus de la compilation des répertoires sources à l'aide de la commande `make clean`. Cela conservera les fichiers créés par la commande `configure`, ainsi vous pourrez tout recompiler ultérieurement avec `make`. Pour remettre l'arborescence source dans l'état initial, utilisez `make distclean`. Si vous voulez effectuer la compilation pour diverses plateformes à partir des mêmes sources vous devrez d'abord refaire la configuration à chaque fois (autrement, utilisez un répertoire de construction séparé pour chaque plateforme, de façon à ce que le répertoire des sources reste inchangé).

Si vous avez compilé et que vous vous êtes rendu compte que les options de `configure` sont fausses ou si vous changez quoi que ce soit que `configure` prenne en compte (par exemple, la mise à jour d'applications), alors faire un `make distclean` avant de reconfigurer et recompiler est une bonne idée. Sans ça, vos changements dans la configuration ne seront pas répercutés partout où il faut.

16.5. Initialisation post-installation

16.5.1. Bibliothèques partagées

Sur certains systèmes qui utilisent les bibliothèques partagées (ce que font de nombreux systèmes), vous avez besoin de leurs spécifier comment trouver les nouvelles bibliothèques partagées. Les systèmes sur lesquels ce *n'est* pas nécessaire comprennent FreeBSD, HP-UX, Linux, NetBSD, OpenBSD et Solaris.

La méthode pour le faire varie selon la plateforme, mais la méthode la plus répandue consiste à positionner des variables d'environnement comme `LD_LIBRARY_PATH` : avec les shells Bourne (`sh`, `ksh`, `bash`, `zsh`) :

```
LD_LIBRARY_PATH=/usr/local/pgsql/lib
export LD_LIBRARY_PATH
```

ou en `csh` ou `tcsh` :

```
setenv LD_LIBRARY_PATH /usr/local/pgsql/lib
```

Remplacez `/usr/local/pgsql/lib` par la valeur donnée à `--libdir` dans l'Étape 1. Vous pouvez mettre ces commandes dans un script de démarrage tel que `/etc/profile` ou `~/.bash_profile`. Certaines informations pertinentes au sujet de mises en garde associées à cette méthode peuvent être trouvées sur http://xahlee.info/UnixResource_dir/_/ldpath.html.

Sur certains systèmes, il peut être préférable de renseigner la variable d'environnement `LD_RUN_PATH` *avant* la compilation.

Avec Cygwin, placez le répertoire des bibliothèques dans la variable `PATH` ou déplacez les fichiers `.dll` dans le répertoire `bin`.

En cas de doute, référez-vous aux pages de man de votre système (peut-être `ld.so` ou `rld`). Si vous avez ultérieurement un message tel que

```
psql: error in loading shared libraries
libpq.so.2.1: cannot open shared object file: No such file or
 directory
```

alors cette étape est vraiment nécessaire. Faites-y attention.

Si votre système d'exploitation est Linux et que vous avez les accès de superutilisateur, vous pouvez exécuter :

```
/sbin/ldconfig /usr/local/pgsql/lib
```

(ou le répertoire équivalent) après l'installation pour permettre à l'éditeur de liens de trouver les bibliothèques partagées plus rapidement. Référez-vous aux pages man portant sur `ldconfig` pour plus d'informations. Pour les systèmes d'exploitation FreeBSD, NetBSD et OpenBSD, la commande est :

```
/sbin/ldconfig -m /usr/local/pgsql/lib
```

Les autres systèmes d'exploitation ne sont pas connus pour avoir de commande équivalente.

16.5.2. Variables d'environnement

Si l'installation a été réalisée dans `/usr/local/pgsql` ou à un autre endroit qui n'est pas dans les répertoires contenant les exécutables par défaut, vous devez ajouter `/usr/local/pgsql/bin` (ou le répertoire fourni à `--bindir` au moment de l'Étape 1) dans votre `PATH`. Techniquement, ce n'est pas une obligation mais cela rendra l'utilisation de PostgreSQL plus confortable.

Pour ce faire, ajoutez ce qui suit dans le fichier d'initialisation de votre shell, par exemple `~/.bash_profile` (ou `/etc/profile`, si vous voulez que tous les utilisateurs l'aient) :

```
PATH=/usr/local/pgsql/bin:$PATH
export PATH
```

Si vous utilisez le `csh` ou le `tcsh`, alors utilisez la commande :

```
set path = ( /usr/local/pgsql/bin $path )
```

Pour que votre système trouve la documentation man, il vous faut ajouter des lignes telles que celles qui suivent à votre fichier d'initialisation du shell, à moins que vous installiez ces pages dans un répertoire où elles sont mises normalement :

```
MANPATH=/usr/local/pgsql/share/man:$MANPATH
export MANPATH
```

Les variables d'environnement `PGHOST` et `PGPORT` indiquent aux applications clientes l'hôte et le port du serveur de base. Elles surchargent les valeurs utilisées lors de la compilation. Si vous exécutez des applications clientes à distance, alors c'est plus pratique si tous les utilisateurs peuvent paramétrer `PGHOST`. Ce n'est pas une obligation, cependant, la configuration peut être communiquée via les options de lignes de commande à la plupart des programmes clients.

16.6. Plateformes supportées

Une plateforme (c'est-à-dire une combinaison d'un processeur et d'un système d'exploitation) est considérée supportée par la communauté de développeur de PostgreSQL si le code permet le fonctionnement sur cette plateforme et que la construction et les tests de régression ont été récemment vérifiés sur cette plateforme. Actuellement, la plupart des tests de compatibilité de plateforme se font automatiquement par des machines de tests dans la ferme de construction de PostgreSQL[3]. Si vous êtes intéressés par l'utilisation de PostgreSQL sur une plateforme qui n'est pas représentée dans la ferme de construction, mais pour laquelle le code fonctionne ou peut fonctionner, nous vous suggérons fortement de construire une machine qui sera membre de la ferme pour que la compatibilité puisse être assurée dans la durée.

En général, PostgreSQL doit fonctionner sur les architectures processeur suivantes : x86, x86_64, IA64, PowerPC, PowerPC 64, S/390, S/390x, Sparc, Sparc 64, ARM, MIPS, MIPSEL et PA-RISC. Un support du code existe pour M68K, M32R et VAX, mais ces architectures n'ont pas été testées récemment à notre connaissance. Il est souvent possible de construire PostgreSQL sur un type de processeur non supporté en précisant `--disable-spinlocks`. Cependant, les performances en souffriront.

PostgreSQL doit fonctionner sur les systèmes d'exploitation suivants : Linux (toutes les distributions récentes), Windows (Win2000 SP4 et ultérieures), FreeBSD, OpenBSD, NetBSD, macOS, AIX, HP/UX et Solaris. D'autres systèmes style Unix peuvent aussi fonctionner mais n'ont pas été récemment testés. Dans la plupart des cas, toutes les architectures processeurs supportées par un système d'exploitation donné fonctionneront. Cherchez dans le répertoire Section 16.7 ci-dessous pour voir s'il y a des informations spécifiques à votre système d'exploitation, tout particulièrement dans le cas d'un vieux système.

[3] https://buildfarm.postgresql.org/

Si vous avez des problèmes d'installation sur une plateforme qui est connue comme étant supportée d'après les récents résultats de la ferme de construction, merci de rapporter cette information à <pgsql-bugs@lists.postgresql.org>. Si vous êtes intéressé pour porter PostgreSQL sur une nouvelle plateforme, <pgsql-hackers@lists.postgresql.org> est l'endroit approprié pour en discuter.

16.7. Notes spécifiques à des plateformes

Cette section documente des problèmes spécifiques additionnels liés à des plateformes, en ce qui concerne l'installation et le paramétrage de PostgreSQL. Assurez-vous de lire aussi les instructions d'installation, et en particulier Section 16.2. Par ailleurs, consultez Chapitre 33 à propos de l'interprétation des tests de régression.

Les plateformes qui ne sont pas traitées ici n'ont pas de problèmes d'installation spécifiques connus.

16.7.1. AIX

PostgreSQL fonctionne sur AIX, mais réussir à l'installer correctement peut s'avérer difficile. Les versions AIX de la 4.3.3 à la 6.1 sont considérées comme supportées en théorie. Vous pouvez utiliser GCC ou le compilateur natif IBM `xlc`. En général, utiliser des versions récentes d'AIX et PostgreSQL rend la tâche plus simple. Vérifiez la ferme de compilation pour avoir des informations à jour sur les versions d'AIX connues pour être compatibles.

Les niveaux minimums recommandés de correctifs pour les versions supportées de AIX sont :

AIX 4.3.3

Maintenance Level 11 + post ML11 bundle

AIX 5.1

Maintenance Level 9 + post ML9 bundle

AIX 5.2

Technology Level 10 Service Pack 3

AIX 5.3

Technology Level 7

AIX 6.1

Base Level

Pour vérifier votre niveau de correctif, utilisez `oslevel -r` de AIX 4.3.3 à AIX 5.2 ML 7, et `oslevel -s` pour les versions ultérieures.

Utilisez les options de `configure` en plus de vos propres options si vous avez installé Readline ou libz dans `/usr/local`: `--with-includes=/usr/local/include --with-libraries=/usr/local/lib`.

16.7.1.1. Problèmes avec GCC

Sur AIX 5.3, il y a des problèmes pour compiler et faire fonctionner PostgreSQL avec GCC.

Vous voudrez utiliser une version de GCC supérieure à 3.3.2, en particulier si vous utilisez une version pré-packagée. Nous avons eu de bons résultats avec la 4.0.1. Les problèmes avec les versions précédentes semblent être davantage liés à la façon dont IBM a packagé GCC qu'à des problèmes

réels, avec GCC, ce qui fait que si vous compilez GCC vous-même, vous pourriez réussir avec une version plus ancienne de GCC.

16.7.1.2. Sockets du domaine Unix inutilisables

Dans AIX 5.3, la structure `sockaddr_storage` n'est pas définie avec une taille suffisante. En version 5.3, IBM a augmenté la taille de `sockaddr_un`, la structure d'adresse pour une socket de domaine Unix, mais n'a pas augmenté en conséquence la taille de `sockaddr_storage`. La conséquence est que les tentatives d'utiliser une socket de domaine Unix avec PostgreSQL amènent libpq à dépasser la taille de la structure de données. Les connexions TCP/IP fonctionnent, mais pas les sockets de domaine Unix, ce qui empêche les tests de régression de fonctionner.

Le problème a été rapporté à IBM, et est enregistré en tant que rapport de bogue PMR29657. Si vous mettez à jour vers le niveau de maintenance 5300-03 et ultérieur, le correctif sera inclus. Une résolution immédiate est de corriger `_SS_MAXSIZE` à 1025 dans `/usr/include/sys/socket.h`. Dans tous les cas, recompilez PostgreSQL une fois que vous avez l'en-tête corrigé.

16.7.1.3. Problèmes avec les adresses internet

PostgreSQL se base sur la fonction système `getaddrinfo` pour analyser les adresses IP dans `listen_addresses` et dans `pg_hba.conf`, etc. Les anciennes versions d'AIX ont quelques bogues dans cette fonction. Si vous avez des problèmes relatifs à ces paramètres, la mise à jour vers le niveau de correctif AIX approprié indiqué ci-dessus devrait résoudre cela.

Un utilisateur a rapporté :

Lors de l'implémentation de PostgreSQL version 8.1 sur AIX 5.3, nous tombions périodiquement sur des problèmes quand le collecteur de statistiques ne voulait « mystérieusement » pas démarrer. Cela se trouvait être le résultat d'un comportement inattendu dans l'implémentation d'IPv6. Il semble que PostgreSQL et IPv6 ne fonctionnent pas bien ensemble sur AIX 5.3.

Chacune des actions suivantes « corrige » le problème.

- Supprimer l'adresse IPv6 pour localhost :

```
(as root)
# ifconfig lo0 inet6 ::1/0 delete
```

- Supprimer IPv6 des services réseau. Le fichier `/etc/netsvc.conf` sur AIX est en gros équivalent à `/etc/nsswitch.conf` sur Solaris/Linux. La valeur par défaut, sur AIX, est donc :

```
hosts=local,bind
```

  Remplacez ceci avec :

```
hosts=local4,bind4
```

  pour désactiver la recherche des adresses IPv6.

> **Avertissement**
>
> Ceci est en réalité un contournement des problèmes relatifs à l'immaturité du support IPv6, qui a amélioré la visibilité pour les versions 5.3 d'AIX. Cela a fonctionné avec les versions 5.3

d'AIX mais n'en fait pas pour autant une solution élégante à ce problème. Certaines personnes ont indiqué que ce contournement est non seulement inutile, mais pose aussi des problèmes sur AIX 6.1, où le support IPv6 est beaucoup plus mature.

16.7.1.4. Gestion de la mémoire

AIX est particulier dans la façon dont il gère la mémoire. Vous pouvez avoir un serveur avec des gigaoctets de mémoire libre, et malgré tout avoir des erreurs de mémoire insuffisante ou des erreurs d'espace d'adressage quand vous lancez des applications. Un exemple est le chargement d'extensions qui échoue avec des erreurs inhabituelles. Par exemple, en exécutant en tant que propriétaire de l'installation PostgreSQL :

```
=# CREATE EXTENSION plperl;
ERROR:  could not load library "/opt/dbs/pgsql/lib/plperl.so": A
 memory address is not in the address space for the process.
```

En l'exécutant en tant que non-propriétaire, mais dans le groupe propriétaire de l'installation PostgreSQL :

```
=# CREATE EXTENSION plperl;
ERROR:  could not load library "/opt/dbs/pgsql/lib/plperl.so": Bad
 address
```

On a un autre exemple avec les erreurs *out of memory* dans les traces du serveur PostgreSQL, avec toutes les allocations de mémoire vers 256 Mo ou plus qui échouent.

La cause générale de ces problèmes est le nombre de bits et le modèle mémoire utilisés par le processus serveur. Par défaut, tous les binaires compilés sur AIX sont 32 bits. Cela ne dépend pas du matériel ou du noyau en cours d'utilisation. Ces processus 32 bits sont limités à 4 Go de mémoire, présentée en segments de 256 Mo utilisant un modèle parmi quelques-uns. Le modèle par défaut permet moins de 256 Mo dans le tas, comme il partage un seul segment avec la pile.

Dans le cas de l'exemple `plperl` ci-dessus, vérifiez votre umask et les droits des binaires de l'installation PostgreSQL. Les binaires de l'exemple étaient 32-bits et installés en mode 750 au lieu de 755. En raison des droits, seul le propriétaire ou un membre du groupe propriétaire peut charger la bibliothèque. Puisqu'il n'est pas lisible par tout le mode, le chargeur place l'objet dans le tas du processus au lieu d'un segment de mémoire de bibliothèque où il aurait été sinon placé.

La solution « idéale » pour ceci est d'utiliser une version 64-bits de PostgreSQL, mais ce n'est pas toujours pratique, parce que les systèmes équipés de processeurs 32-bits peuvent compiler mais ne peuvent pas exécuter de binaires 64-bits.

Si un binaire 32-bits est souhaité, positionnez `LDR_CNTRL` à `MAXDATA=0x`*n*`0000000`, où 1<=n <= 8 avant de démarrer le serveur PostgreSQL, et essayez différentes valeurs et paramètres de `postgresql.conf` pour trouver une configuration qui fonctionne de façon satisfaisante. Cette utilisation de `LDR_CNTRL` notifie à AIX que vous voulez que le serveur réserve `MAXDATA` octets pour le tas, alloués en segments de 256 Mo. Quand vous avez trouvé une configuration utilisable, `ldedit` peut être utilisé pour modifier les binaires pour qu'ils utilisent par défaut la taille de tas désirée. PostgreSQL peut aussi être recompilé, en passant à `configure LDFLAGS="-Wl,-bmaxdata:0x`*n*`0000000"` pour obtenir le même résultat.

Pour une compilation 64-bits, positionnez `OBJECT_MODE` à 64 et passez `CC="gcc -maix64"` et `LDFLAGS="-Wl,-bbigtoc"` à `configure`. (Les options pour `xlc` pourraient différer.) Si vous

omettez les exports de `OBJECT_MODE`, votre compilation échouera avec des erreurs de l'éditeur de liens. Lorsque `OBJECT_MODE` est positionné, il indique aux outils de compilation d'AIX comme `ar`, `as` et `ld` quel type de fichiers à manipuler par défaut.

Par défaut, de la surallocation d'espace de pagination peut se produire. Bien que nous ne l'ayons jamais constaté, AIX tuera des processus quand il se trouvera à court de mémoire et que la zone surallouée sera accédée. Le comportement le plus proche de ceci que nous ayons constaté est l'échec d'un *fork*, parce que le système avait décidé qu'il n'y avait plus de suffisamment de mémoire disponible pour un nouveau processus. Comme beaucoup d'autres parties d'AIX, la méthode d'allocation de l'espace de pagination et le « out-of-memory kill » sont configurables soit pour le système soit pour un processus, si cela devient un problème.

16.7.2. Cygwin

PostgreSQL peut être construit avec Cygwin, un environnement similaire à Linux pour Windows, mais cette méthode est inférieure à la version native Windows (voir Chapitre 17) et faire tourner un serveur sur Cygwin n'est plus recommandé.

Quand vous compilez à partir des sources, suivant la procédure normale d'installation (c'est-à-dire `./configure; make`; etc...), notez les différences suivantes spécifiques à Cygwin :

- Positionnez le path pour utiliser le répertoire binaire Cygwin avant celui des utilitaires Windows. Cela permettra d'éviter des problèmes avec la compilation.

- La commande `adduser` n'est pas supportée ; utilisez les outils appropriés de gestion d'utilisateurs sous Windows NT, 2000 ou XP. Sinon, sautez cette étape.

- La commande `su` n'est pas supportée ; utilisez ssh pour simuler la commande `su` sous Windows NT, 2000 ou XP. Sinon, sautez cette étape.

- OpenSSL n'est pas supporté.

- Démarrez `cygserver` pour le support de la mémoire partagée. Pour cela, entrez la commande `/usr/sbin/cygserver &`. Ce programme doit fonctionner à chaque fois que vous démarrez le serveur PostgreSQL ou que vous initialisez un cluster de bases de données (`initdb`). La configuration par défaut de `cygserver` pourrait nécessiter des changements (par exemple, augmenter `SEMMNS`) pour éviter à PostgreSQL d'échouer en raison d'un manque de ressources système.

- Il se peut que la construction échoue sur certains système quand une locale autre que C est utilisée. Pour résoudre ce problème, positionnez la locale à C avec la commande `export LANG=C.utf8` avant de lancer la construction, et ensuite, une fois que vous avez installé PostgreSQL, repositionnez-là à son ancienne valeur.

- Les tests de régression en parallèle (`make check`) peuvent générer des échecs de tests de régression aléatoires en raison d'un dépassement de capacité de la file d'attente de `listen()` qui cause des erreurs de connexion refusée ou des blocages. Vous pouvez limiter le nombre de connexions en utilisant la variable de make `MAX_CONNECTIONS` comme ceci :

  ```
  make MAX_CONNECTIONS=5 check
  ```

  (Sur certains systèmes, vous pouvez avoir jusqu'à 10 connexions simultanées).

Il est possible d'installer `cygserver` et le serveur PostgreSQL en tant que services Windows NT. Pour plus d'informations sur comment le faire, veuillez vous référer au document `README` inclus avec le package binaire PostgreSQL sur Cygwin. Il est installé dans le répertoire `/usr/share/doc/Cygwin`.

16.7.3. HP-UX

PostgreSQL 7.3 et plus devraient fonctionner sur les machines PA-RISC Séries 700/800 sous HP-UX 10.X ou 11.X, si les correctifs appropriés sur le système et les outils de compilation sont bien appliqués. Au moins un développeur teste de façon régulière sur HP-UX 10.20, et nous avons des rapports d'installations réussies sur HP-UX 11.00 et 11.11.

En plus de la distribution source de PostgreSQL, vous aurez besoin de GNU make (le make HP ne fonctionnera pas) et soit GCC soit le compilateur ANSI HP. Si vous avez l'intention de compiler à partir des sources Git plutôt que d'une distribution tar, vous aurez aussi besoin de Flex (les GNU) et Bison (yacc GNU). Nous vous recommandons aussi de vous assurer que vous êtes assez à jour sur les correctifs HP. Au minimum, si vous compilez des binaires 64 bits sur HP-UX 11.11, vous aurez probablement besoin de PHSS_30966 (11.11) ou d'un correctif supérieur, sinon `initdb` pourrait bloquer :

```
PHSS_30966  s700_800 ld(1) and linker tools cumulative patch
```

De façon générale, vous devriez être à jour sur les correctifs libc et ld/dld, ainsi que sur les correctifs du compilateur si vous utilisez le compilateur C de HP. Voir les sites de support HP comme ftp://us-ffs.external.hp.com/ pour télécharger gratuitement leurs derniers correctifs.

Si vous compilez sur une machine PA-RISC 2.0 et que vous voulez avoir des binaires 64 bits en utilisant GCC, vous devez utiliser la version 64 bits de GCC.

Si vous compilez sur une machine PA-RISC 2.0 et que vous voulez que les binaires compilés fonctionnent sur une machine PA-RISC 1.1, vous devez spécifier `+DAportable` comme `CFLAGS`.

Si vous compilez sur une machine HP-UX Itanium, vous aurez besoin du dernier compilateur C ANSI HP avec les correctifs qui en dépendent :

```
PHSS_30848  s700_800 HP C Compiler (A.05.57)
PHSS_30849  s700_800 u2comp/be/plugin library Patch
```

Si vous avez à la fois le compilateur C HP et celui de GCC, vous voudrez peut être spécifier explicitement le compilateur à utiliser quand vous exécuterez `configure` :

```
./configure CC=cc
```

pour le compilateur HP, ou

```
./configure CC=gcc
```

pour GCC. Si vous omettez ce paramètre, configure choisira `gcc` s'il en a la possibilité.

Le répertoire par défaut d'installation est `/usr/local/pgsql`, que vous voudrez peut être remplacer par quelque chose dans `/opt`. Si c'est le cas, utilisez l'option `--prefix` de `configure`.

Dans les tests de régression, il pourrait y avoir des différences dans les chiffres les moins significatifs des tests de géométrie, qui varient suivant les versions de compilateur et de bibliothèque mathématique utilisées. Toute autre erreur est suspecte.

16.7.4. macOS

Pour construire PostgreSQL à partir des sources sur macOS, vous aurez besoin d'installer les outils développeur en ligne de commande d'Apple, ce qui se fait en exécutant

```
xcode-select --install
```

(notez que cela affichera une fenêtre graphique pour confirmation). Vous pouvez aussi installer Xcode.

Sur les versions récentes de macOS, il est nécessaire d'embarquer le chemin « sysroot » dans les options d'inclusion utilisées pour trouver les fichiers d'en-tête système. Ceci a pour résultat la génération d'un script configure variant suivant la version du SDK utilisée durant configure. Ceci ne devrait pas poser de problèmes dans les scénarios simples mais si vous essayez de faire quelque chose comme la construction d'une extension sur une machine différente que celle sur laquelle le code serveur a été construit, vous pourriez avoir besoin de forcer l'utilisation d'un chemin sysroot différent. Pour cela, configurez `PG_SYSROOT` ainsi par exemple

```
make PG_SYSROOT=/desired/path all
```

Pour trouver le chemin approprié sur votre machine, lancez

```
xcrun --show-sdk-path
```

Notez que compiler une extension en utilisant une version sysroot différente de celle utilisée pour compiler le serveur n'est pas vraiment recommandée ; dans le pire des cas, cela peut entraîner des incohérences d'ABI difficiles à débugger.

Vous pouvez aussi sélectionner un chemin sysroot différent de celui par défaut lors du configure en indiquant `PG_SYSROOT` à configure :

```
./configure ... PG_SYSROOT=/desired/path
```

Ceci sera principalement utile pour faire de la cross-compilation pour d'autres versions de macOS. Il n'y a pas de garantie que les exécutables qui vont en résulter fonctionneront sur l'hôte actuel.

Pour supprimer les options `-isysroot`, utilisez

```
./configure ... PG_SYSROOT=none
```

(tout nom de chemin non existant fonctionnera). Ceci pourrait être utile si vous souhaitez compiler avec un compilateur autre que celui d'Apple, mais attention au fait que ce cas n'est ni testé ni supporté par les développeurs PostgreSQL.

La fonctionnalité « System Integrity Protection » (SIP) de macOS casse `make check` parce qu'elle empêche de passer la configuration nécessaire de `DYLD_LIBRARY_PATH` vers les exécutables en cours de tests. Vous pouvez contourner cela en exécutant `make install` avant `make check`. Ceci étant dit, la plupart des développeurs Postgres désactivent SIP.

16.7.5. MinGW/Windows Natif

PostgreSQL pour Windows peut être compilé en utilisant MinGW, un environnement de compilation similaire à celui disponible sous Unix pour les systèmes d'exploitation Microsoft, ou en utilisant la suite de compilation Visual C++ de Microsoft. La variante de compilation MinGW utilise le système de compilation normal décrit dans ce chapitre ; la compilation via Visual C++ fonctionne de façon totalement différente et est décrite dans Chapitre 17. C'est une compilation totalement native qui

n'utilise aucun logiciel supplémentaire comme MinGW. Un installeur est disponible sur le serveur web officiel de PostgreSQL.

Le port natif Windows requiert une version 32 ou 64 bits de Windows 2000 ou ultérieurs. Les systèmes d'exploitation antérieurs n'ont pas l'infrastructure nécessaire (mais Cygwin peut être utilisé pour ceux-ci). MinGW, le système de compilation similaire à Unix, et MSYS, une suite d'outils Unix nécessaires pour exécuter des scripts shell tels que `configure`, peuvent être téléchargés à partir de http://www.mingw.org/. Aucun de ces outils n'est nécessaire pour exécuter les binaires générés ; ils ne sont nécessaires que pour créer les binaires.

Pour construire les binaires 64 bits avec MinGW, installez l'ensemble d'outils 64 bits à partir de https://mingw-w64.org/, ajoutez le répertoire des binaires de MinGW dans la variable d'environnement `PATH`, et lancez la commande `configure` avec l'option `--host=x86_64-w64-mingw32`.

Après que vous ayez tout installé, il vous est conseillé de lancer psql dans `CMD.EXE`, car la console MSYS a des problèmes de tampons.

16.7.5.1. Récupérer des dumps suite aux plantages sous Windows

Si PostgreSQL sous Windows plante, il peut générer des minidumps qui peuvent être utilisés pour dépister la cause du plantage ; ils sont semblables aux *core dumps* d'Unix. Vous pouvez lire ces dumps avec Windows Debugger Tools ou avec Visual Studio. Pour permettre la génération des dumps sous Windows, créez un sous-répertoire nommé `crashdumps` dans le répertoire des données du cluster. Ainsi les dumps seront écrits dans ce répertoire avec un nom unique généré à partir de l'identifiant du processus planté et du moment du plantage.

16.7.6. Solaris

PostgreSQL est bien supporté sous Solaris. Plus le système d'exploitation est à jour, moins de problèmes vous aurez ; les détails sont ci-dessous.

16.7.6.1. Outils requis

Vous pouvez compiler soit avec GCC, soit avec le compilateur de Sun. Pour une meilleure optimisation du code, le compilateur de Sun est fortement recommandé sur l'architecture SPARC. Il y a eu des problèmes rapportés à l'utilisation de GCC 2.95.1 ; des versions de GCC 2.95.3 ou supérieure sont recommandées. Si vous utilisez le compilateur de Sun, attention à ne pas sélectionner `/usr/ucb/cc` ; utilisez `/opt/SUNWspro/bin/cc`.

Vous pouvez télécharger Sun Studio sur https://www.oracle.com/technetwork/server-storage/solarisstudio/downloads/. De nombreux outils GNU sont intégrés dans Solaris 10, ou sont présents sur le Solaris companion CD. Si vous voulez des packages pour des plus anciennes versions de Solaris, vous pouvez trouver ces outils sur http://www.sunfreeware.com. Si vous préférez les sources, allez sur https://www.gnu.org/order/ftp.html.

16.7.6.2. configure se plaint d'un programme de test en échec

Si `configure` se plaint d'un programme de test en échec, c'est probablement un cas de l'éditeur de lien à l'exécution qui ne trouve pas une bibliothèque, probablement libz, libreadline ou une autre bibliothèque non standard telle que libssl. Pour l'amener au bon endroit, positionnez la variable d'environnement `LDFLAGS` sur la ligne de commande de `configure`, par exemple,

```
configure ... LDFLAGS="-R /usr/sfw/lib:/opt/sfw/lib:/usr/local/lib"
```

Voir la man page de ld pour plus d'informations.

16.7.6.3. La compilation 64-bit plante parfois

Dans Solaris 7 et précédentes, la version 64 bits de la libc a une routine `vsnprintf` boguée, qui génère des « core dumps » aléatoires dans PostgreSQL. Le contournement le plus simple connu est de forcer PostgreSQL à utiliser sa propre version de `vsnprintf` plutôt que celle de la bibliothèque. Pour faire ceci, après avoir exécuté `configure`, éditez un des fichiers produits par `configure`. Dans `src/Makefile.global`, modifiez la ligne

```
LIBOBJS =
```

par

```
LIBOBJS = snprintf.o
```

(Il pourrait y avoir d'autres fichiers déjà listés dans cette variable. L'ordre est sans importance.) Puis compilez comme d'habitude.

16.7.6.4. Compiler pour des performances optimales

Sur l'architecture SPARC, Sun Studio est fortement recommandé pour la compilation. Essayez d'utiliser l'option d'optimisation `-xO5` pour générer des binaires sensiblement plus rapides. N'utilisez pas d'options qui modifient le comportement des opérations à virgule flottante et le traitement de `errno` (par exemple, `-fast`). Ces options pourraient amener des comportements PostgreSQL non standard, par exemple dans le calcul des dates/temps.

Si vous n'avez pas de raison d'utiliser des binaires 64 bits sur SPARC, préférez la version 32 bits. Les opérations et les binaires 64 bits sont plus lents que les variantes 32 bits. D'un autre côté, le code 32 bits sur un processeur de la famille AMD64 n'est pas natif, ce qui fait que le code 32 bits est significativement plus lent sur cette famille de processeurs.

16.7.6.5. Utiliser DTrace pour tracer PostgreSQL

Oui, l'utilisation de DTrace est possible. Voir Section 28.5 pour davantage d'informations.

Si vous voyez l'édition de liens de l'exécutable `postgres` échouer avec un message d'erreur similaire à :

```
Undefined                       first referenced
 symbol                             in file
AbortTransaction                    utils/probes.o
CommitTransaction                   utils/probes.o
ld: fatal: Symbol referencing errors. No output written to postgres
collect2: ld returned 1 exit status
make: *** [postgres] Error 1
```

l'installation DTrace est trop ancienne pour gérer les sondes dans les fonctions statiques. Solaris 10u4 ou plus récent est nécessaire.

Chapitre 17. Installation à partir du code source sur Windows

Il est recommandé que la plupart des utilisateurs téléchargent la distribution binaire pour Windows, disponible sous la forme d'un package d'installation graphique à partir du site web du projet PostgreSQL. Construire à partir des sources a pour seule cible les personnes qui développent PostgreSQL ou des extensions.

Il existe différentes façons de construire PostgreSQL sur Windows. La façon la plus simple de le faire est d'utiliser les outils Microsoft. Pour cela, il faut installer une version supportée de Visual Studio 2022 et utiliser le compilateur inclus. Il est aussi possible de construire PostgreSQL avec Microsoft Visual C++ 2005 à 2022. Dans certains cas, il faut installer le Windows SDK en plus du compilateur.

Il est aussi possible de construire PostgreSQL en utilisant les outils de compilation GNU fournis par MinGW ou en utilisant Cygwin pour les anciennes versions de Windows.

La construction par MinGW ou Cygwin utilise le système habituel de construction, voir Chapitre 16 et les notes spécifiques dans Section 16.7.5 et Section 16.7.2. Pour produire des binaires natifs 64 bits dans ces environnements, utilisez les outils de MinGW-w64. Ces outils peuvent également être utilisés pour faire de la cross-compilation pour les systèmes Windows 32 et 64 bits sur d'autres machines, telles que Linux et macOS. Il n'est pas recommandé d'utiliser Cygwin pour faire fonctionner un serveur de production. Il devrait uniquement être utilisé pour le fonctionnement sur d'anciennes versions de Windows, où la construction native ne fonctionne pas, comme Windows 98. Les exécutables officiels sont construits avec Visual Studio.

Les constructions natives de psql ne supportent pas l'édition de la ligne de commande. La version de psql construite avec Cygwin supporte l'édition de ligne de commande, donc elle devrait être utilisée là où on a besoin de psql pour des besoins interactifs sous Windows.

17.1. Construire avec Visual C++ ou le Microsoft Windows SDK

PostgreSQL peut être construit en utilisant la suite de compilation Visual C++ de Microsoft. Ces compilateurs peuvent être soit Visual Studio, soit Visual Studio Express soit certaines versions du Microsoft Windows SDK. Si vous n'avez pas déjà un environnement Visual Studio configuré, le plus simple est d'utiliser les compilateurs disponibles dans Visual Studio 2022 ou ceux fournis dans le Windows SDK 10, qui sont tous disponibles en téléchargement libre sur le site de Microsoft.

Les constructions 32 bits et 64 bits sont possibles avec la suite Microsoft Compiler. Les constructions 32 bits sont possibles avec Visual Studio 2005 jusqu'à Visual Studio 2022, ainsi que les versions autonomes Windows SDK, de la version 6.0 à la version 10. Les constructions 64 bits sont supportées avec Microsoft Windows SDK, de la version 6.0a à la version 10, ou Visual Studio 2008 et les versions ultérieures. La compilation est supportée depuis Windows XP et Windows Server 2003 lors de la construction avec Visual Studio 2005 et jusqu'à Visual Studio 2013. Construire avec Visual Studio 2015 est supportée depuis Windows Vista et Windows Server 2008. Construire avec Visual Studio 2017 jusqu'à Visual Studio 2022 est supportée jusqu'à la version Windows 7 SP1 et Windows Server 2008 R2 SP1.

Les outils pour compiler avec Visual C++ ou Platform SDK sont dans le répertoire `src/tools/msvc`. Lors de la construction, assurez-vous qu'il n'y a pas d'outils provenant de MinGW ou Cygwin présents dans le chemin des applications du système. De plus, assurez-vous que vous avez tous les outils Visual C++ requis disponibles dans le chemin des applications (variable d'environnement `PATH`). Dans Visual Studio, lancez le Visual Studio Command Prompt. Si vous souhaitez construire une version 64 bits, vous devez utiliser une version 64 bits de la commande, et vice-versa. Dans Microsoft Windows SDK, lancez la commande shell CMD listé dans le menu SDK du menu de

démarrage. Dans les versions récentes du SDK, vous pouvez changer l'architecture CPU ciblée, le type de construction et le système cible en utilisant la commande `setenv`, par exemple `setenv /x86 /release /xp` pour cibler Windows XP ou supérieur avec une construction 32 bits. Voir `/?` pour les autres options de `setenv`. Toutes les commandes doivent être exécutées du répertoire `src\tools\msvc`.

Avant de lancer la construction, vous pouvez créer le fichier `config.pl` pour y modifier toutes les options de configuration nécessaires, ainsi que les chemins utilisés par les bibliothèques de tierces parties. La configuration complète est déterminée tout d'abord en lisant et en analysant le fichier `config_default.pl`, puis en appliquant les modifications provenant du fichier `config.pl`. Par exemple, pour indiquer l'emplacement de votre installation de Python, placez la ligne suivante dans `config.pl` :

```
$config->{python} = 'c:\python26';
```

Vous avez seulement besoin de spécifier les paramètres qui sont différents de la configuration par défaut, ce qui est à faire dans le fichier `config_default.pl`.

Si vous avez besoin de configurer d'autres variables d'environnement, créez un fichier appelé `buildenv.pl` et placez-y les commandes souhaitées. Par exemple, pour ajouter le chemin vers bison s'il ne se trouve pas dans le chemin, créez un fichier contenant :

```
$ENV{PATH}=$ENV{PATH} . ';c:\chemin\vers\bison\bin';
```

Pour passer des arguments en ligne de commande supplémentaires à la commande de compilation de Visual Studio (msbuild or vcbuild) :

```
$ENV{MSBFLAGS}="/m";
```

17.1.1. Prérequis

Les outils supplémentaires suivants sont requis pour construire PostgreSQL. Utilisez le fichier `config.pl` pour indiquer les répertoires où se trouvent les bibliothèques.

Microsoft Windows SDK

Si votre environnement de compilation ne contient pas une version supportée du Microsoft Windows SDK, il est recommandé de mettre à jour avec la dernière version supportée (actuellement la version 10), téléchargeable sur le site de Microsoft[1].

Vous devez toujours inclure la partie Windows Headers and Libraries du SDK. Si vous installez un Windows SDK incluant les compilateurs (Visual C++ Compilers), vous n'avez pas de Visual Studio. Notez que la version 8.0a du Windows SDK ne contient plus d'environnement complet de compilation en ligne de commande.

ActiveState Perl

ActiveState Perl est requis pour exécuter les scripts de construction. La commande Perl de MinGW et de Cygwin ne fonctionnera pas. Elle doit aussi être présente dans le chemin (PATH). Les binaires de cet outil sont téléchargeables à partir du site officiel[2] (la version 5.8.3 ou ultérieure est requise, la distribution standard libre est suffisante).

[1] https://www.microsoft.com/download/
[2] https://www.activestate.com

Les produits suivants ne sont pas nécessaires pour commencer, mais sont requis pour installer la distribution complète. Utilisez le fichier `config.pl` pour indiquer les répertoires où sont placées les bibliothèques.

ActiveState TCL

Requis pour construire PL/Tcl (la version 8.4 est requise, la distribution standard libre est suffisante).

Bison et Flex

Bison et Flex sont requis pour construire à partir de Git, mais ne le sont pas pour construire à partir d'une version distribuée. Seul Bison 1.875 ou les versions 2.2 et ultérieures fonctionneront. Flex doit être en version 2.5.31 ou supérieure.

Bison et Flex sont inclus dans la suite d'outils msys, disponible à partir de son site officiel[3] et faisant partie de la suite de compilation MinGW.

Vous aurez besoin d'ajouter le répertoire contenant `flex.exe` et `bison.exe` à la variable d'environnement PATH dans `buildenv.pl` sauf s'ils y sont déjà. Dans le cas de MinGW, le répertoire est le sous-répertoire `\msys\1.0\bin` de votre répertoire d'installation de MinGW.

> **Note**
>
> La distribution Bison de GnuWin32 a apparemment un bug qui cause des dysfonctionnements de Bison lorsqu'il est installé dans un répertoire dont le nom contient des espaces, tels que l'emplacement par défaut dans les installations en anglais : `C:\Program Files\GnuWin32`. Installez donc plutôt dans `C:\GnuWin32` ou utilisez le chemin court NTFS de GnuWin32 dans votre variable d'environnement PATH (par exemple `C:\PROGRA~1\GnuWin32`).

> **Note**
>
> Les binaires obsolètes `winflex` distribués sur le site FTP de PostgreSQL et référencés dans les anciennes documentations échoueront avec le message « flex: fatal internal error, exec failed » sur des serveurs Windows 64 bits. Utilisez Flex à partir du paquet MSYS.

Diff

Diff est nécessaire pour exécuter les tests de régression, et peut être téléchargé à partir de la page du projet gnuwin32 du site sourceforge.net[4].

Gettext

Gettext est requis pour construire le support des langues (NLS), et peut être téléchargé à partir de la page du projet gnuwin32 du site sourceforge.net[5]. Notez que les binaires, dépendances et fichiers d'en-tête sont tous nécessaires.

MIT Kerberos

Requis pour le support de l'authentification GSSAPI. MIT Kerberos est téléchargeable sur le site du MIT[6].

[3] http://www.mingw.org/wiki/MSYS
[4] http://gnuwin32.sourceforge.net
[5] http://gnuwin32.sourceforge.net
[6] https://web.mit.edu/Kerberos/dist/index.html

libxml2 et libxslt

Requis pour le support du XML. Les binaires sont disponibles sur le site zlatkovic.com[7] et les sources sur le site xmlsoft.org[8]. Notez que libxml2 nécessite iconv, qui est disponible sur le même site web.

OpenSSL

Requis pour le support de SSL. Les binaires peuvent être téléchargés à partir du site slproweb.com[9] alors que les sources sont disponibles sur le site openssl.org[10].

ossp-uuid

Requis pour le support d'UUID-OSSP (seulement en contrib). Les sources peuvent être récupérées sur le site ossp.org[11].

Python

Requis pour la construction de PL/Python. Les binaires sont téléchargeables sur le site officiel du langage Python[12].

zlib

Requis pour le support de la compression dans pg_dump et pg_restore. Les binaires sont disponibles à partir du site officiel[13].

17.1.2. Considérations spéciales pour Windows 64 bits

PostgreSQL ne peut être compilé pour l'architecture x64 que sur Windows 64 bits. De plus, il n'y a pas de support pour les processeurs Itanium.

Mixer des versions 32 bits et des versions 64 bits dans le même répertoire de construction n'est pas supporté. Le système de compilation détecte automatiquement si l'environnement est 32 bits ou 64 bits, et construit PostgreSQL en accord. Pour cette raison, il est important de commencer avec la bonne invite de commande avant de lancer la compilation.

Pour utiliser une bibliothèque de tierce partie côté serveur comme Python ou OpenSSL, cette bibliothèque *doit* aussi être en 64 bits. Il n'y a pas de support pour le chargement d'une bibliothèque 32 bits sur un serveur 64 bits. Plusieurs bibliothèques de tierce partie que PostgreSQL supporte ne sont disponibles qu'en version 32 bits, auquel cas elles ne peuvent pas être utilisées avec un serveur PostgreSQL 64 bits.

17.1.3. Construction

Pour construire tout PostgreSQL dans la configuration par défaut, exécutez la commande :

```
build
```

Pour construire tout PostgreSQL dans la configuration de débogage, exécutez la commande :

```
build DEBUG
```

Pour construire un seul projet, par exemple psql, exécutez l'une des deux commandes ci-dessous, suivant que vous souhaitez la configuration par défaut ou la configuration de débogage :

[7] https://zlatkovic.com/pub/libxml
[8] http://xmlsoft.org
[9] https://slproweb.com/products/Win32OpenSSL.html
[10] https://www.openssl.org
[11] http://www.ossp.org/pkg/lib/uuid/
[12] https://www.python.org
[13] https://www.zlib.net

```
build psql
build DEBUG psql
```

Pour modifier la configuration de construction par défaut, placez ce qui suit dans le fichier `buildenv.pl` :

Il est aussi possible de construire à partir de l'interface de Visual Studio. Dans ce cas, vous devez exécuter :

```
perl mkvcbuild.pl
```

à partir de l'invite, puis ouvrir le fichier `pgsql.sln` généré (dans le répertoire racine des sources) dans Visual Studio.

17.1.4. Nettoyage et installation

La plupart du temps, la récupération automatique des dépendances dans Visual Studio prendra en charge les fichiers modifiés. Mais, s'il y a eu trop de modifications, vous pouvez avoir besoin de nettoyer l'installation. Pour cela, exécutez simplement la commande `clean.bat`, qui nettoiera automatiquement les fichiers générés. Vous pouvez aussi l'exécuter avec le paramètre *`dist`*, auquel cas il se comporte comme **`make distclean`** et supprime les fichiers flex/bison en sortie.

Par défaut, tous les fichiers sont écrits dans un sous-répertoire de `debug` ou `release`. Pour installer ces fichiers en utilisant les emplacements standards et pour générer aussi les fichiers requis pour initialiser et utiliser la base de données, exécutez la commande :

```
install c:\destination\directory
```

Si vous voulez seulement installer les applications clientes et les bibliothèques, vous pouvez utiliser ces commandes :

```
install c:\destination\directory client
```

17.1.5. Exécuter les tests de régression

Pour exécuter les tests de régression, assurez-vous que vous avez terminé la construction de toutes les parties requises. Ensuite, assurez-vous que les DLL nécessaires au chargement de toutes les parties du système (comme les DLL Perl et Python pour les langages de procédure) sont présentes dans le chemin système. Dans le cas contraire, configurez-les dans le fichier `buildenv.pl`. Pour lancer les tests, exécutez une des commandes suivantes à partir du répertoire `src\tools\msvc` :

```
vcregress check
vcregress installcheck
vcregress plcheck
vcregress contribcheck
vcregress ecpgcheck
vcregress isolationcheck
vcregress bincheck
vcregress recoverycheck
vcregress taptest
vcregress upgradecheck
```

Pour modifier la planification utilisée (en parallèle par défaut), ajoutez-la à la ligne de commande, comme :

```
vcregress check serial
```

`vcregress taptest` peut être utilisé pour exécuter les tests TAP d'un répertoire cible comme :

```
vcregress taptest src\bin\initdb\
```

Pour plus d'informations sur les tests de régression, voir Chapitre 33.

Exécuter les tests de régression sur les programmes clients, avec `vcregress bincheck`, sur les tests de restauration, avec `vcregress recoverycheck` ou sur les tests TAP avec `vcregress taptest`, nécessite l'installation d'un module Perl supplémentaire :

IPC::Run

> Lors de l'écriture de cette partie, `IPC::Run` n'était pas inclus dans l'installation de ActiveState Perl, pas plus que dans la bibliothèque ActiveState Perl Package Manager (PPM). Pour l'installer, téléchargez l'archive source `IPC-Run-<version>.tar.gz` à partir du site CPAN[14], et déballez-la. Modifiez le fichier `buildenv.pl` en ajoutant une variable PERL5LIB pointant vers le sous-répertoire `lib` des fichiers extraits de l'archive. Par exemple :
>
> ```
> $ENV{PERL5LIB}=$ENV{PERL5LIB} . ';c:\IPC-Run-0.94\lib';
> ```

Certains des tests TAP dépendent d'un ensemble de commandes externes qui pourraient, en option, déclencher des tests de trigger en relation. Chacune de ces variables peuvent être initialisées ou désinitialisées dans le fichier `buildenv.pl` :

`GZIP_PROGRAM`

> Chemin vers une commande gzip. La valeur par défaut est `gzip`, qui serait la commande trouvée dans le `PATH`.

`TAR`

> Chemin vers une commande tar. La valeur par défaut est `tar`, qui serait la commande trouvée dans le `PATH`.

17.1.6. Construire la documentation

Construire la documentation PostgreSQL au format HTML nécessite plusieurs outils et fichiers. Créez un répertoire racine pour tous ces fichiers et stockez-les dans des sous-répertoires conformément à la liste ci-dessous.

OpenJade 1.3.1-2

> À télécharger à partir de la page du projet openjade sur le site sourceforge.net[15] et à décompresser dans le sous-répertoire `openjade-1.3.1`.

DocBook DTD 4.2

> À télécharger à partir de site oasis-open.org[16] et à décompresser dans le sous-répertoire `docbook`.

Entités de caractères ISO

> À télécharger à partir du site oasis-open.org[17] et à décompresser dans le sous-répertoire `docbook`.

[14] https://metacpan.org/release/IPC-Run
[15] https://sourceforge.net/projects/openjade/files/openjade/1.3.1/openjade-1_3_1-2-bin.zip/download
[16] https://www.oasis-open.org/docbook/sgml/4.2/docbook-4.2.zip
[17] https://www.oasis-open.org/cover/ISOEnts.zip

Modifiez le fichier `buildenv.pl` et ajoutez une variable pour l'emplacement du répertoire racine, par exemple :

```
$ENV{DOCROOT}='c:\docbook';
```

Pour construire la documentation, exécutez la commande `builddoc.bat`. Notez que ceci exécutera la construction une deuxième fois, pour générer les index. Les fichiers HTML générés seront dans le répertoire `doc\src\sgml`.

Chapitre 18. Configuration du serveur et mise en place

Ce chapitre discute de la configuration, du lancement du serveur de bases de données et de ses interactions avec le système d'exploitation.

18.1. Compte utilisateur PostgreSQL

Comme avec tout démon serveur accessible au monde externe, il est conseillé de lancer PostgreSQL sous un compte utilisateur séparé. Ce compte devrait seulement être le propriétaire des données gérées par le serveur et ne devrait pas être partagé avec d'autres démons (par exemple, utiliser l'utilisateur `nobody` est une mauvaise idée). Il n'est pas conseillé de changer le propriétaire des exécutables par cet utilisateur car les systèmes compromis pourraient alors se voir modifier leur propres binaires.

Pour ajouter un compte utilisateur Unix, jetez un œil à la commande `useradd` ou `adduser` de votre système. Le nom de l'utilisateur postgres est souvent utilisé et l'est sur tout le livre, mais vous pouvez utiliser un autre nom si vous le souhaitez.

18.2. Créer un groupe de base de données

Avant de faire quoi que ce soit, vous devez initialiser un emplacement de stockage pour la base de données. Nous appelons ceci un *groupe de bases de données* (le standard SQL utilise le terme de groupe de catalogues). Un groupe de bases de données est une collection de bases données et est géré par une seule instance d'un serveur de bases de données en cours d'exécution. Après initialisation, un groupe de bases de données contiendra une base de données nommée `postgres`, qui a pour but d'être la base de données par défaut utilisée par les outils, les utilisateurs et les applications tiers. Le serveur de la base de données lui-même ne requiert pas la présence de la base de données `postgres` mais beaucoup d'outils supposent son existence. Une autre base de données est créée à l'intérieur de chaque groupe lors de l'initialisation. Elle est appelée `template1`. Comme le nom le suggère, elle sera utilisée comme modèle pour les bases de données créées après ; elle ne devrait pas être utilisée pour un vrai travail (voir le Chapitre 22 pour des informations sur la création de nouvelles bases de données dans le groupe).

En terme de système de fichiers, un groupe de bases de données est un simple répertoire sous lequel les données seront stockées. Nous l'appelons le *répertoire de données* ou l'*emplacement des données*. Le choix de cet emplacement vous appartient complètement. Il n'existe pas de valeur par défaut bien que les emplacements tels que `/usr/local/pgsql/data` ou `/var/lib/pgsql/data` sont populaires. Pour initialiser un groupe de bases de données, utilisez la commande initdb, installée avec PostgreSQL. L'emplacement désiré sur le groupe de fichier est indiqué par l'option `-D`, par exemple

```
$ initdb -D /usr/local/pgsql/data
```

Notez que vous devez exécuter cette commande en étant connecté sous le compte de l'utilisateur PostgreSQL décrit dans la section précédente.

> **Astuce**
>
> Comme alternative à l'option `-d`, vous pouvez initialiser la variable d'environnement `pgdata`.

Autrement, vous pouvez exécuter `initdb` via le programme pg_ctl ainsi :

```
$ pg_ctl -D /usr/local/pgsql/data initdb
```

C'est peut-être plus intuitif si vous utilisez déjà `pg_ctl` pour démarrer et arrêter le serveur (voir Section 18.3 pour les détails). Un gros intérêt est de ne connaître que cette seule commande pour gérer l'instance du serveur de bases de données.

`initdb` tentera de créer le répertoire que vous avez spécifié si celui-ci n'existe pas déjà. Bien sûr, cela peut échouer si `initdb` n'a pas les droits pour écrire dans le répertoire parent. Il est généralement recommandé que l'utilisateur PostgreSQL soit propriétaire du répertoire des données, mais aussi du répertoire parent pour que ce problème ne se présente pas. Si le répertoire parent souhaité n'existe pas plus, vous aurez besoin de le créer, en utilisant les droits de l'utilisateur root si nécessaire. Le processus pourrait ressembler à ceci :

```
root# mkdir /usr/local/pgsql
root# chown postgres /usr/local/pgsql
```

`initdb` refusera de s'exécuter si le répertoire des données existe et contient déjà des fichiers. Cela permet de prévenir tout écrasement accidentel d'une installation existante.

Comme le répertoire des données contient toutes les données stockées dans la base, il est essentiel qu'il soit protégé contre les accès non autorisés. En conséquence, `initdb` supprime les droits d'accès à tout le monde sauf à l'utilisateur PostgreSQL, et optionnellement au groupe. L'accès au groupe, s'il est autorisé, est en lecture seule. Cela permet à un utilisateur non privilégié, du même groupe que le propriétaire de l'instance, de faire une sauvegarde des fichiers ou d'effectuer des opérations qui ne requièrent qu'un accès en lecture.

Notez qu'activer ou désactiver l'accès au groupe sur une instance préexistante exige qu'elle soit arrêtée et que les droits soient mis en place sur tous les répertoires et fichiers avant de redémarrer PostgreSQL. Sinon, un mélange des droits pourrait exister dans le répertoire de données. Pour les instances qui ne donnent accès qu'au propriétaire, les droits appropriés sont `0700` sur les répertoires et `0600` sur les fichiers. Pour les instances qui permettent aussi la lecture par le groupe, les droits appropriés sont `0750` sur les répertoires et `0640` sur les fichiers.

Néanmoins, bien que le contenu du répertoire soit sécurisé, la configuration d'authentification du client par défaut permet à tout utilisateur local de se connecter à la base de données et même à devenir le super-utilisateur de la base de données. Si vous ne faites pas confiance aux utilisateurs locaux, nous vous recommandons d'utiliser une des options `-w` ou `--pwprompt` de la commande `initdb` pour affecter un mot de passe au super-utilisateur de la base de données . De plus, spécifiez `-a md5` ou `-a mot_de_passe` de façon à ce que la méthode d'authentification `trust` par défaut ne soit pas utilisée ; ou modifiez le fichier `pg_hba.conf` généré après l'exécution d'`initdb` (d'autres approches raisonnables incluent l'utilisation de l'authentification `peer` ou les droits du système de fichiers pour restreindre les connexions. Voir le Chapitre 20 pour plus d'informations).

`initdb` initialise aussi la locale par défaut du groupe de bases de données. Normalement, elle prends seulement le paramétrage local dans l'environnement et l'applique à la base de données initialisée. Il est possible de spécifier une locale différente pour la base de données ; la Section 23.1 propose plus d'informations là-dessus. L'ordre de tri utilisé par défaut pour ce cluster de bases de données est initialisé par `initdb` et, bien que vous pouvez créer de nouvelles bases de données en utilisant des ordres de tris différents, l'ordre utilisé dans les bases de données modèle que initdb a créé ne peut pas être modifié sans les supprimer et les re-créer. Cela a aussi un impact sur les performances pour l'utilisation de locales autres que `C` ou `posix`. Du coup, il est important de faire ce choix correctement la première fois.

`initdb` configure aussi le codage par défaut de l'ensemble de caractères pour le groupe de bases de données. Normalement, cela doit être choisi pour correspondre au paramétrage de la locale. Pour les détails, voir la Section 23.3.

Les locales différentes de `C` et `POSIX` se basent sur la bibliothèque de collationnement du système pour le tri dépendant du jeu de caractères. Cela contrôle l'ordre des clés stockées dans les index. Pour cette raison, une instance ne peut pas basculer vers une version incompatible de la bibliothèque de collationnement, que ce soit pour une restauration d'une sauvegarde PITR mais aussi pour de la

réplication binaire en flux ou pour un système d'exploitation différent, ou une mise à jour du système d'exploitation.

18.2.1. Utilisation de systèmes de fichiers secondaires

Beaucoup d'installations créent leur instance sur des systèmes de fichiers (volumes) autres que le volume racine de la machine. Si vous choisissez de le faire, il n'est pas conseiller d'essayer d'utiliser le répertoire principal du volume secondaire (le point de montage) comme répertoire des données. Une meilleure pratique est de créer un répertoire dans le répertoire du point de montage dont l'utilisateur PostgreSQL est propriétaire, puis de créer le répertoire de données à l'intérieur. Ceci évite des problèmes de droits, tout particulièrement pour des opérations telles que pg_upgrade, et cela vous assure aussi d'échecs propres si le volume secondaire n'est pas disponible.

18.2.2. Utilisation de systèmes de fichiers réseaux

Beaucoup d'installations créent les clusters de bases de données sur des systèmes de fichiers réseau. Parfois, cela utilise directement par NFS. Cela peut aussi passer par un NAS (acronyme de *Network Attached Storage*), périphérique qui utilise NFS en interne. PostgreSQL ne fait rien de particulier avec les systèmes de fichiers NFS, ceci signifiant que PostgreSQL suppose que NFS se comporte exactement comme les lecteurs connectés en local. Si les implémentations du client et du serveur NFS ne fournissent pas les sémantiques des systèmes de fichiers standards, cela peut poser des problèmes de fiabilité (voir https://www.time-travellers.org/shane/papers/NFS_considered_harmful.html). En particulier, des écritures asynchrones (décalées dans le temps) sur le serveur NFS peuvent poser des soucis de fiabilité. Si possible, montez les systèmes de fichiers NFS en synchrone (sans cache) pour éviter tout problème. De même, le montage soft NFS n'est pas recommandé.

Les SAN (acronyme de *Storage Area Networks*) utilisent typiquement des protocoles de communication autres que NFS, et pourraient être sujet ou pas à des problèmes de ce type. Il est préférable de consulter la documentation du vendeur concernant les garanties de cohérence des données. PostgreSQL ne peut pas être plus fiable que le système de fichiers qu'il utilise.

18.3. Lancer le serveur de bases de données

Avant qu'une personne ait accès à la base de données, vous devez démarrer le serveur de bases de données. Le programme serveur est appelé `postgres`. Le programme `postgres` doit savoir où trouver les données qu'il est supposé utiliser. Ceci se fait avec l'option `-d`. Du coup, la façon la plus simple de lancer le serveur est :

```
$ postgres -D /usr/local/pgsql/data
```

qui laissera le serveur s'exécuter en avant plan. Pour cela, vous devez être connecté en utilisant le compte de l'utilisateur PostgreSQL. Sans l'option `-d`, le serveur essaiera d'utiliser le répertoire de données nommé par la variable d'environnement `pgdata`. Si cette variable ne le fournit pas non plus, le lancement échouera.

Habituellement, il est préférable de lancer `postgres` en tâche de fond. Pour cela, utilisez la syntaxe shell Unix habituelle :

```
$ postgres -D /usr/local/pgsql/data >journaux_trace 2>&1 &
```

Il est important de sauvegarder les sorties stdout et stderr du serveur quelque part, comme montré ci-dessus. Cela vous aidera dans des buts d'audits ou pour diagnostiquer des problèmes (voir la Section 24.3 pour une discussion plus détaillée de la gestion de journaux de trace).

Le programme `postgres` prend aussi un certain nombre d'autres options en ligne de commande. Pour plus d'informations, voir la page de référence postmaster ainsi que le Chapitre 19 ci-dessous.

Cette syntaxe shell peut rapidement devenir ennuyante. Donc, le programme d'emballage pg_ctl est fourni pour simplifier certaines tâches. Par exemple :

```
pg_ctl start -l journaux_trace
```

lancera le serveur en tâche de fond et placera les sorties dans le journal de trace indiqué. L'option `-d` a la même signification ici que pour `postgres`. `pg_ctl` est aussi capable d'arrêter le serveur.

Normalement, vous lancerez le serveur de bases de données lors du démarrage de l'ordinateur . Les scripts de lancement automatique sont spécifiques au système d'exploitation. Certains sont distribués avec PostgreSQL dans le répertoire `contrib/start-scripts`. En installer un demandera les droits de root.

Différents systèmes ont différentes conventions pour lancer les démons au démarrage. La plupart des systèmes ont un fichier `/etc/rc.local` ou `/etc/rc.d/rc.local`. D'autres utilisent les répertoires `init.d` ou `rc.d`. Quoi que vous fassiez, le serveur doit être exécuté par le compte utilisateur PostgreSQL *et non pas par root* ou tout autre utilisateur. Donc, vous devriez probablement former vos commandes en utilisant `su postgres -c '...'` . Par exemple :

```
su postgres -c 'pg_ctl start -D /usr/local/pgsql/data -l serverlog'
```

Voici quelques suggestions supplémentaires par système d'exploitation (dans chaque cas, assurez-vous d'utiliser le bon répertoire d'installation et le bon nom de l'utilisateur où nous montrons des valeurs génériques).

- Pour freebsd, regardez le fichier `contrib/start-scripts/freebsd` du répertoire des sources de PostgreSQL.
- Sur openbsd, ajoutez les lignes suivantes à votre fichier `/etc/rc.local` :

  ```
  if [ -x /usr/local/pgsql/bin/pg_ctl -a -x /usr/local/pgsql/bin/
  postgres ]; then
      su -l postgres -c '/usr/local/pgsql/bin/pg_ctl start -s -l /
  var/postgresql/log -D /usr/local/pgsql/data'
      echo -n ' PostgreSQL'
  fi
  ```

- Sur les systèmes linux, soit vous ajoutez

  ```
  /usr/local/pgsql/bin/pg_ctl start -l journaux_trace -D /usr/
  local/pgsql/data
  ```

  à `/etc/rc.d/rc.local` ou `/etc/rc.local` soit vous jetez un œil à `contrib/start-scripts/linux` dans le répertoire des sources de PostgreSQL.

  Si vous utilisez systemd, vous pouvez utiliser le fichier de service (par exemple dans `/etc/systemd/system/postgresql.service`) :

  ```
  [Unit]
  Description=PostgreSQL database server
  Documentation=man:postgres(1)
  After=network-online.target
  Wants=network-online.target

  [Service]
  Type=notify
  User=postgres
  ExecStart=/usr/local/pgsql/bin/postgres -D /usr/local/pgsql/data
  ExecReload=/bin/kill -HUP $MAINPID
  KillMode=mixed
  KillSignal=SIGINT
  TimeoutSec=infinity
  ```

```
[Install]
WantedBy=multi-user.target
```

Utiliser `Type=notify` nécessite que le binaire du serveur soit construit avec `configure --with-systemd`.

Faites bien attention au paramètre de délai. systemd a un délai par défaut de 90 secondes (au moment de l'écriture de cette documentation) et tuera un processus qui n'indique pas sa disponibilité après ce délai. Cependant, un serveur PostgreSQL qui aurait à réaliser une restauration suite à un crash pourrait prendre beaucoup plus de temps à démarrer. La valeur suggérée, `infinity`, désactive ce comportement.

- Sur netbsd, vous pouvez utiliser les scripts de lancement de freebsd ou de linux suivant vos préférences.
- Sur solaris, créez un fichier appelé `/etc/init.d/PostgreSQL` et contenant la ligne suivante :

```
su - postgres -c "/usr/local/pgsql/bin/pg_ctl start -l
 journaux_trace -D /usr/local/pgsql/data"
```

Puis, créez un lien symbolique vers lui dans `/etc/rc3.d` de nom `s99PostgreSQL`.

Tant que le serveur est lancé, son pid est stocké dans le fichier `postmaster.pid` du répertoire de données. C'est utilisé pour empêcher plusieurs instances du serveur d'être exécutées dans le même répertoire de données et peut aussi être utilisé pour arrêter le processus le serveur.

18.3.1. Échecs de lancement

Il existe de nombreuses raisons habituelles pour lesquelles le serveur échouerait au lancement. Vérifiez le journal des traces du serveur ou lancez-le manuellement (sans redirection des sorties standard et d'erreur) et regardez les messages d'erreurs qui apparaissent. Nous en expliquons certains ci-dessous parmi les messages d'erreurs les plus communs.

```
LOG:  could not bind IPv4 address "127.0.0.1": Address already in
 use
HINT:  Is another postmaster already running on port 5432? If not,
 wait a few seconds and retry.
FATAL:  could not create any TCP/IP sockets
```

Ceci signifie seulement ce que cela suggère : vous avez essayé de lancer un autre serveur sur le même port où un autre est en cours d'exécution. Néanmoins, si le message d'erreur du noyau n'est pas `address already in use` ou une quelconque variante, il pourrait y avoir un autre problème. Par exemple, essayer de lancer un serveur sur un numéro de port réservé pourrait avoir ce résultat :

```
$ postgres -p 666
LOG:  could not bind IPv4 address "127.0.0.1": Permission denied
HINT:  Is another postmaster already running on port 666? If not,
 wait a few seconds and retry.
FATAL:  could not create any TCP/IP sockets
```

Un message du type

```
FATAL:  could not create shared memory segment: Invalid argument
DETAIL:  Failed system call was shmget(key=5440001,
 size=4011376640, 03600).
```

signifie probablement que les limites de votre noyau sur la taille de la mémoire partagée est plus petite que l'aire de fonctionnement que PostgreSQL essaie de créer (4011376640 octets dans cet exemple). Ou il pourrait signifier que vous n'avez pas du tout configuré le support de la mémoire partagée de

type System-V dans votre noyau. Comme contournement temporaire, vous pouvez essayer de lancer le serveur avec un nombre de tampons plus petit que la normale (shared_buffers). Éventuellement, vous pouvez reconfigurer votre noyau pour accroître la taille de mémoire partagée autorisée. Vous pourriez voir aussi ce message en essayant d'exécuter plusieurs serveurs sur la même machine si le total de l'espace qu'ils requièrent dépasse la limite du noyau.

Une erreur du type

```
FATAL:  could not create semaphores: No space left on device
DETAIL:  Failed system call was semget(5440126, 17, 03600).
```

ne signifie *pas* qu'il vous manque de l'espace disque. Elle signifie que la limite de votre noyau sur le nombre de sémaphores system v est inférieure au nombre que PostgreSQL veut créer. Comme ci-dessus, vous pouvez contourner le problème en lançant le serveur avec un nombre réduit de connexions autorisées (max_connections) mais vous voudrez éventuellement augmenter la limite du noyau.

Si vous obtenez une erreur « illegal system call », il est probable que la mémoire partagée ou les sémaphores ne sont pas du tout supportés par votre noyau. Dans ce cas, votre seule option est de reconfigurer le noyau pour activer ces fonctionnalités.

Des détails sur la configuration des capacités ipc System V sont donnés dans la Section 18.4.1.

18.3.2. Problèmes de connexion du client

Bien que les conditions d'erreurs possibles du côté client sont assez variées et dépendantes de l'application, certaines pourraient être en relation direct avec la façon dont le serveur a été lancé. Les conditions autres que celles montrées ici devraient être documentées avec l'application client respective.

```
psql: could not connect to server: Connection refused
        Is the server running on host "server.joe.com" and
 accepting
        TCP/IP connections on port 5432?
```

Ceci est l'échec générique « je n'ai pas trouvé de serveur à qui parler ». Cela ressemble au message ci-dessus lorsqu'une connexion TCP/IP est tentée. Une erreur commune est d'oublier de configurer le serveur pour qu'il autorise les connexions TCP/IP.

Autrement, vous obtiendrez ceci en essayant une communication de type socket de domaine Unix vers un serveur local :

```
psql: could not connect to server: No such file or directory
        Is the server running locally and accepting
        connections on Unix domain socket "/tmp/.s.PGSQL.5432"?
```

La dernière ligne est utile pour vérifier si le client essaie de se connecter au bon endroit. Si aucun serveur n'est exécuté ici, le message d'erreur du noyau sera typiquement soit `connection refused` soit `no such file or directory`, comme ce qui est illustré (il est important de réaliser que `connection refused`, dans ce contexte, ne signifie *pas* que le serveur a obtenu une demande de connexion et l'a refusé. Ce cas produira un message différent comme indiqué dans la Section 20.15). D'autres messages d'erreurs tel que `connection timed out` pourraient indiquer des problèmes plus fondamentaux comme un manque de connexion réseau.

18.4. Gérer les ressources du noyau

PostgreSQL peut quelque fois dépasser les limites des ressources du système d'exploitation, tout spécialement quand plusieurs copies du serveur s'exécutent sur le même système, ou sur des très grosses installations. Cette section explique les ressources du noyau utilisées par PostgreSQL et les étapes à suivre pour résoudre les problèmes liés à la consommation des ressources du noyau.

18.4.1. Mémoire partagée et sémaphore

PostgreSQL a besoin que le système d'exploitation fournisse des fonctionnalités de communication inter-processus (IPC), en particulier de la mémoire partagée et des sémaphores. Les systèmes dérivés d'Unix fournissent « System V » IPC, « POSIX » IPC ou les deux. Windows qui fournit sa propre implémentation de ces fonctionnalités ne sera pas approfondi ici.

Le manque complet de fonctionnalités est généralement manifesté par une erreur « illegal system call » au lancement du serveur. Dans ce cas, il n'y a rien à faire à part reconfigurer votre noyau. PostgreSQL ne fonctionnera pas sans. Néanmoins, cette situation est rare parmi les systèmes d'exploitation modernes.

Au démarrage du serveur, PostgreSQL alloue normalement une très petite quantité de mémoire partagée System V, ainsi qu'une quantité bien plus importante de mémoire partagée POSIX (`mmap`). De plus, un nombre important de sémaphores de style System V ou POSIX sont créés au démarrage du serveur. Actuellement, les sémaphores POSIX sont utilisés sur les systèmes Linux et FreeBSD alors que les autres plateformes utilisent les sémaphores System V.

> **Note**
>
> Avant la version 9.3 de PostgreSQL mémoire partagée System V était utilisée, ce qui fait que la quantité de mémoire partagée System V nécessaire pour démarrer le serveur était bien plus importante. Si vous utilisez une version plus ancienne, référez vous à la documentation de votre version.

Les fonctionnalités System V IPC sont habituellement restreintes par les limites d'allocation au niveau système. Quand PostgreSQL dépasse une des nombreuses limites ipc, le serveur refusera de s'exécuter et lèvera un message d'erreur instructif décrivant le problème rencontré et que faire avec (voir aussi la Section 18.3.1). Les paramètres adéquats du noyau sont nommés de façon cohérente parmi les différents systèmes ; le Tableau 18.1 donne un aperçu. Néanmoins, les méthodes pour les obtenir varient. Les suggestions pour quelques plateformes sont données ci-dessous.

Tableau 18.1. Paramètres system v ipc

Nom	Description	Valeurs nécessaires pour faire fonctionner une instance PostgreSQL
`shmmax`	taille maximum du segment de mémoire partagée (octets)	au moins 1 Ko, mais la valeur par défaut est normalement bien plus grande
`shmmin`	taille minimum du segment de mémoire partagée (octets)	1
`shmall`	total de la mémoire partagée disponible (octets ou pages)	si octets, identique à `SHMMAX`; si pages, `ceil(SHMMAX/PAGE_SIZE)`, plus de la marge pour les autres applications
`shmseg`	nombre maximum de segments de mémoire partagée par processus	seul un segment est nécessaire mais la valeur par défaut est bien plus importante
`shmmni`	nombre maximum de segments de mémoire partagée pour tout le système	comme `shmseg` plus la place pour les autres applications
`semmni`	nombre maximum d'identifiants de sémaphores (c'est-à-dire d'ensembles)	au moins `ceil((max_connections + autovacuum_max_workers + max_worker_processes + 5) /`

Nom	Description	Valeurs nécessaires pour faire fonctionner une instance PostgreSQL
		16) plus de la marge pour les autres applications
semmns	nombre maximum de sémaphores répartis dans le système	ceil((max_connections + autovacuum_max_workers + 5) / 16) * 17 plus la place pour les autres applications
semmsl	nombre maximum de sémaphores par ensemble	au moins 17
semmap	nombre d'entrées dans la carte des sémaphores	voir le texte
semvmx	valeur maximum d'un sémaphore	au moins 1000 (vaut souvent par défaut 32767, ne pas changer sauf si vous êtes forcé.)

PostgreSQL requiert quelques octets de mémoire partagée System V (typiquement 48 octets sur des plateformes 64 bits) pour chaque copie du serveur. Sur la plupart des systèmes d'exploitation modernes, cette quantité est facilement allouable. Néanmoins, si vous exécutez plusieurs copies du serveur ou si d'autres applications utilisent aussi de la mémoire partagée System V, il pourrait être nécessaire d'augmenter SHMALL, correspondant à la quantité totale de mémoire partagée System V pour tout le système. Notez que SHMALL est en nombre de blocs disques, et non pas en nombre d'octets sur de nombreux systèmes.

La taille minimum des segments de mémoire partagée (shmmin) est moins sensible aux problèmes. Elle devrait être au plus à environ 32 octets pour PostgreSQL (il est habituellement à 1). Le nombre maximum de segments au travers du système (shmmni) ou par processus (shmseg) a peu de chances de causer un problème sauf s'ils sont configurés à zéro sur votre système.

Lors de l'utilisation de sémaphores System V, PostgreSQL utilise un sémaphore par connexion autorisée (max_connections), par processus autovacuum autorisé (autovacuum_max_workers) et par processus en tâche de fond autorisé réclamant un accès à la mémoire partagée, le tout par ensemble de 16. Chacun de ces ensembles contiendra aussi un 17è sémaphore qui contient un « nombre magique » pour détecter la collision avec des ensembles de sémaphore utilisés par les autres applications. Le nombre maximum de sémaphores dans le système est initialisé par semmns, qui en conséquence doit être au moins aussi haut que max_connections plus autovacuum_max_workers plus le nombre de processus en tâche de fond réclamant un accès à la mémoire partagée, plus un extra de chacune des 16 connexions autorisées et des processus autovacuum (voir la formule dans le Tableau 18.1). Le paramètre semmni détermine la limite sur le nombre d'ensembles de sémaphores qui peuvent exister sur le système à un instant précis. Donc, ce paramètre doit être au moins égal à ceil((max_connections + autovacuum_max_workers + nombre de processus en tâche de fond + 5) / 16). Baisser le nombre de connexions autorisées est un contournement temporaire pour les échecs qui sont habituellement indiqués par le message « no space left on device », à partir de la fonction semget.

Dans certains cas, il pourrait être nécessaire d'augmenter semmap pour être au moins dans l'ordre de semmns. Si le système dispose de ce paramètre (ce n'est pas le cas pour beaucoup d'entre eux), ce paramètre définit la taille de la carte de ressources de sémaphores, dans laquelle chaque bloc contigü de sémaphores disponibles ont besoin d'une entrée. Lorsqu'un ensemble de sémaphores est libéré ou qu'il est enregistré sous une nouvelle entrée de carte. Si la carte est pleine, les sémaphores libérés sont perdus (jusqu'au redémarrage). La fragmentation de l'espace des sémaphores pourrait amener dans le temps à moins de sémaphores disponibles.

D'autres paramètres en relation avec l'« annulation de sémaphores », tels que SEMMNU et SEMUME, n'affectent pas PostgreSQL.

Lors de l'utilisation de sémaphores POSIX, le nombre de sémaphores nécessaires est le même que pour System V, c'est-à-dire un sémaphore par connexion autorisée (max_connections), par

processus autovacuum autorisé (autovacuum_max_workers) et par processus en tâche de fond (max_worker_processes). Sur les plateformes où cette option est préférée, le noyau ne spécifie pas de limite au nombre de sémaphores POSIX.

AIX

À partir de la version 5.1, il ne doit plus être nécessaire de faire une configuration spéciale pour les paramètres tels que `SHMMAX`, car c'est configuré de façon à ce que toute la mémoire puisse être utilisée en tant que mémoire partagée. C'est le type de configuration habituellement utilisée pour d'autres bases de données comme DB/2.

Néanmoins, il pourrait être nécessaire de modifier l'information globale `ulimit` dans `/etc/security/limits` car les limites en dur par défaut pour les tailles de fichiers (`fsize`) et les nombres de fichiers (`nofiles`) pourraient être trop bas.

freebsd

Les paramètres IPC par défaut peuvent être modifiés en utilisant la commande `sysctl` ou `loader`. Les paramètres suivants peuvent être configurés en utilisant `sysctl` :

```
# sysctl kern.ipc.shmall=32768
# sysctl kern.ipc.shmmax=134217728
```

Pour que ces paramètres persistent après les redémarrages, modifiez `/etc/sysctl.conf`.

Les paramètres restant, concernant les sémaphores, sont en lecture seule en ce qui concerne `sysctl`, mais peuvent être configurés dans `/boot/loader.conf`:

```
kern.ipc.semmni=256
kern.ipc.semmns=512
```

Après la modification de ce fichier, un redémarrage est nécessaire pour que le nouveau paramétrage prenne effet.

Vous pourriez aussi vouloir configurer votre noyau pour verrouiller la mémoire partagée en RAM et l'empêcher d'être envoyé dans la swap. Ceci s'accomplit en utilisant le paramètre `kern.ipc.shm_use_phys` de `sysctl`.

En cas d'exécution dans une cage FreeBSD en activant `security.jail.sysvipc_allowed` de sysctl, les postmaster exécutés dans différentes cages devront être exécutés par différents utilisateurs du système d'exploitation. Ceci améliore la sécurité car cela empêche les utilisateurs non root d'interférer avec la mémoire partagée ou les sémaphores d'une cage différente et cela permet au code de nettoyage des IPC PostgreSQL de fonctionner correctement (dans FreeBSD 6.0 et ultérieurs, le code de nettoyage IPC ne détecte pas proprement les processus des autres cages, empêchant les postmaster en cours d'exécution d'utiliser le même port dans différentes cages).

Les FreeBSD, avant la 4.0, fonctionnent comme l'ancien OpenBSD (voir ci-dessous).

NetBSD

Avec NetBSD 5.0 et ultérieur, les paramètres IPC peuvent être ajustés en utilisant `sysctl`. Par exemple :

```
# sysctl -w kern.ipc.semmni=100
```

Pour que ce paramètrage persiste après un redémarrage, modifiez le fichier `/etc/sysctl.conf`.

Habituellement, vous voudrez augmenter `kern.ipc.semmni` et `kern.ipc.semmns` car les valeurs par défaut de ces paramètres pour NetBSD sont trop bas.

Vous pourriez aussi vouloir configurer votre noyau pour verrouiller la mémoire partagée en RAM et l'empêcher d'être mise dans le swap. Cela peut se faire en utilisant le paramètre `kern.ipc.shm_use_phys` de `sysctl`.

Les versions de NetBSD antérieures à la 5.0 fonctionnent comme OpenBSD (voir ci-dessous), sauf que les paramètres du noyau doivent être configurés avec le mot clé `options`, et non pas `option`.

OpenBSD

Pour OpenBSD 3.3 et ultérieurs, les paramètres IPC peuvent être ajustés en utilisant `sysctl`, par exemple :

```
# sysctl kern.seminfo.semmni=100
```

Pour que ce paramétrage persiste lors des redémarrages, il faut modifier `/etc/sysctl.conf`.

Vous voudrez habituellement augmenter `kern.seminfo.semmni` et `kern.seminfo.semmns`, car les valeurs par défaut de ces paramètres sur OpenBSD sont bien trop bas.

Dans les anciennes versions d'OpenBSD, vous devrez construire un noyau personnalisé pour modifier les paramètres IPC. Assurez-vous que les options `SYSVSHM` et `SYSVSEM` sont aussi activées (elles le sont par défaut). Ce qui suit montre un exemple de la configuration de différents paramètres dans le fichier de configuration du noyau :

```
option        SYSVSHM
option        SHMMAXPGS=4096
option        SHMSEG=256

option        SYSVSEM
option        SEMMNI=256
option        SEMMNS=512
option        SEMMNU=256
```

hp-ux

Les paramètres par défaut tendent à suffire pour des installations normales. Sur hp-ux 10, la valeur par défaut de `semmns` est 128, qui pourrait être trop basse pour de gros sites de bases de données.

Les paramètres ipc peuvent être initialisés dans system administration manager (sam) sous kernel configuration → configurable Parameters. Allez sur create a new kernel une fois terminée.

linux

La taille maximale du segment par défaut est de 32 Mo et la taille totale maximale par défaut est de 2097152 pages. Une page équivaut pratiquement toujours à 4096 octets sauf pour certaines configurations inhabituelles du noyau comme « huge pages » (utilisez `getconf PAGE_SIZE` pour vérifier).

La configuration de la taille de mémoire partagée peut être modifiée avec l'interface proposée par la commande `sysctl`. Par exemple, pour permettre l'utilisation de 16 Go :

```
$ sysctl -w kernel.shmmax=17179869184
$ sysctl -w kernel.shmall=4194304
```

De plus, ces paramètres peuvent être préservés entre des redémarrages dans le fichier `/etc/sysctl.conf`. Il est recommandé de le faire.

Les anciennes distributions pourraient ne pas avoir le programme `sysctl` mais des modifications équivalentes peuvent se faire en manipulant le système de fichiers `/proc` :

```
$ echo 17179869184 >/proc/sys/kernel/shmmax
$ echo 4194304 >/proc/sys/kernel/shmall
```

Les valeurs par défaut restantes sont taillées de façon assez généreuses pour ne pas nécessiter de modifications.

macOS

La méthode recommandée pour configurer la mémoire partagée sous macOS est de créer un fichier nommé `/etc/sysctl.conf` contenant des affectations de variables comme :

```
kern.sysv.shmmax=4194304
kern.sysv.shmmin=1
kern.sysv.shmmni=32
kern.sysv.shmseg=8
kern.sysv.shmall=1024
```

Notez que, dans certaines versions de macOS, *les cinq* paramètres de mémoire partagée doivent être configurés dans `/etc/sysctl.conf`, sinon les valeurs seront ignorées.

Attention au fait que les versions récentes de macOS ignorent les tentatives de configuration de `SHMMAX` à une valeur qui n'est pas un multiple exact de 4096.

`SHMALL` est mesuré en page de 4 Ko sur cette plateforme.

Dans les anciennes versions de macOS, vous aurez besoin de redémarrer pour que les modifications de la mémoire partagée soient prises en considération. À partir de la version 10.5, il est possible de tous les modifier en ligne sauf `SHMMNI`, grâce à sysctl. Mais il est toujours préférable de configurer vos valeurs préférées dans `/etc/sysctl.conf`, pour que les nouvelles valeurs soient conservées après un redémarrage.

Le fichier `/etc/sysctl.conf` est seulement honoré à partir de la version 1.0.3.9 de macOS. Si vous utilisez une version antérieure, vous devez modifier le fichier `/etc/rc` et changer les valeurs dans les commandes suivantes :

```
sysctl -w kern.sysv.shmmax
sysctl -w kern.sysv.shmmin
sysctl -w kern.sysv.shmmni
sysctl -w kern.sysv.shmseg
sysctl -w kern.sysv.shmall
```

Notez que `/etc/rc` est habituellement écrasé lors de mises à jour systèmes de macOS, donc vous devez vous attendre à les modifier manuellement après chaque mise à jour.

En 10.2 et avant cette version, modifiez ces commandes dans le fichier `/System/Library/StartupItems/SystemTuning/SystemTuning`.

solaris 2.6 à 2.9 (Solaris 6 à Solaris 9)

La configuration est modifiable dans `/etc/system`, par exemple :

```
set shmsys:shminfo_shmmax=0x2000000
set shmsys:shminfo_shmmin=1
set shmsys:shminfo_shmmni=256
set shmsys:shminfo_shmseg=256

set semsys:seminfo_semmap=256
set semsys:seminfo_semmni=512
set semsys:seminfo_semmns=512
set semsys:seminfo_semmsl=32
```

Vous avez besoin de redémarrer pour que les modifications prennent effet. Voir aussi http://sunsite.uakom.sk/sunworldonline/swol-09-1997/swol-09-insidesolaris.html pour des informations sur la configuration de la mémoire partagée sur des versions plus anciennes de Solaris.

Solaris 2.10 (Solaris 10 et ultérieurs)
OpenSolaris

Dans Solaris 10 (et les versions ultérieures) et OpenSolaris, la configuration de la mémoire partagée et des sémaphores par défaut sont suffisamment bonnes pour la majorité des configurations de PostgreSQL. La valeur par défaut de Solaris pour `SHMMAX` correspond maintenant à un quart de la mémoire disponible sur le système. Pour configurer plus finement ce paramètre, vous devez utiliser une configuration de projet associé à l'utilisateur `postgres`. Par exemple, exécutez ce qui suit en tant qu'utilisateur `root` :

```
projadd -c "PostgreSQL DB User" -K "project.max-shm-
memory=(privileged,8GB,deny)" -U postgres -G postgres
 user.postgres
```

Cette commande ajoute le projet `user.postgres` et configure le maximum de mémoire partagée pour l'utilisateur `postgres` à 8 Go. Cela prend effet à chaque fois que l'utilisateur se connecte et quand vous redémarrez PostgreSQL. La ligne ci-dessus suppose que PostgreSQL est exécuté par l'utilisateur `postgres` dans le groupe `postgres`. Aucun redémarrage du serveur n'est requis.

Sur un serveur de bases de données ayant beaucoup de connexions, les autres modifications recommandés pour le noyau sont :

```
project.max-shm-ids=(priv,32768,deny)
project.max-sem-ids=(priv,4096,deny)
project.max-msg-ids=(priv,4096,deny)
```

De plus, si vous exécutez PostgreSQL dans une zone, vous pourriez avoir besoin d'augmenter les limites d'utilisation des ressources pour la zone. Voir *Chapter2: Projects and Tasks* dans *System Administrator's Guide* pour plus d'informations sur les `projets` et `prctl`.

18.4.2. systemd RemoveIPC

Si systemd est utilisé, certaines précautions sont de mise pour que les ressources IPC (incluant la mémoire partagée) ne soient pas supprimées par le système d'exploitation. Cela est particulièrement important lors de l'installation de PostgreSQL via les sources. Les utilisateurs de versions packagées

par la distribution ont moins de chance d'être affectés, l'utilisateur `postgres` étant habituellement créé en tant qu'utilisateur système.

Le paramètre `RemoveIPC` dans `logind.conf` contrôle si les objets IPC sont supprimés lors de déconnexion complète d'un utilisateur. Les utilisateurs système sont exclus. Ce paramètre est par défaut actif sur la version originale de systemd, mais certaines distributions positionnent ce paramètre à off.

Quand ce paramètre est à on, un effet typiquement observé est que les objets de mémoire partagée utilisés par un serveur PostgreSQL sont supprimés à des moments paraissant aléatoires, ce qui engendre des erreurs et des avertissements lors que le serveur essaie de les ouvrir et supprimer, par exemple

```
WARNING:  could not remove shared memory segment "/
PostgreSQL.1450751626": No such file or directory
```

Différents types d'objets IPC (mémoire partagée et sémaphores, System V et POSIX) sont traités de manière légèrement différente par systemd, et l'on peut observer que certaines ressources IPC ne sont pas supprimées de la même manière que les autres. Il n'est toutefois pas conseillé de compter sur ces subtiles différences.

Une « déconnexion utilisateur » peut survenir lors d'une opération de maintenance ou manuellement lorsqu'un administrateur se connecte avec le compte `postgres` ou un compte similaire, ce qui est difficile à éviter en général.

Ce qu'est un « utilisateur système » est déterminé à la compilation de systemd par le paramètre `SYS_UID_MAX` dans `/etc/login.defs`.

Les scripts de packaging et déploiement devront faire attention à créer l'utilisateur `postgres` en tant qu'utilisateur système avec `useradd -r`, `adduser --system`, ou une commande équivalente.

Sinon, si le compte utilisateur a été créé de manière incorrecte ou ne peut être modifié, il est recommandé de configurer

```
RemoveIPC=no
```

dans `/etc/systemd/logind.conf` ou un autre fichier de configuration approprié.

> **Attention**
>
> Au moins une de ces deux choses doit être garantie, sinon le serveur PostgreSQL ne pourra être considéré comme fiable.

18.4.3. Limites de ressources

Les systèmes d'exploitation style Unix renforcent différents types de limites de ressources qui pourraient interférer avec les opérations de votre serveur PostgreSQL. Les limites sur le nombre de processus par utilisateur, le nombre de fichiers ouverts par un processus et la taille mémoire disponible pour chaque processus sont d'une grande importance. Chacun d'entre elles ont une limite « dure » et une limite « souple ». La limite souple est réellement ce qui compte mais cela pourrait être changé par l'utilisateur jusqu'à la limite dure. La limite dure pourrait seulement être modifiée par l'utilisateur root. L'appel système `setrlimit` est responsable de l'initialisation de ces paramètres. La commande interne du shell `ulimit` (shells Bourne) ou `limit` (csh) est utilisé pour contrôler les limites de ressource à partir de la ligne de commande. Sur les systèmes dérivés BSD, le fichier `/etc/login.conf` contrôle les différentes limites de ressource initialisées à la connexion. Voir la documentation du système d'exploitation pour les détails. Les paramètres en question sont `maxproc`, `openfiles` et `datasize`. par exemple :

```
default:\
...
        :datasize-cur=256M:\
        :maxproc-cur=256:\
        :openfiles-cur=256:\
...
```

(`-cur` est la limite douce. Ajoutez `-max` pour configurer la limite dure.)

Les noyaux peuvent aussi avoir des limites sur le système complet pour certaines ressources.

- Sur linux, le paramètre système `fs.file-max` détermine le nombre maximum de fichiers ouverts que le noyau supportera. Ce nombre est modifiable avec `sysctl -w fs.file-max=`*`N`*. Pour rendre la configuration persistante entre les redémarrages, ajoutez l'affectation dans `/etc/sysctl.conf`. La limite des fichiers par processus est fixée lors de la compilation du noyau ; voir `/usr/src/linux/documentation/proc.txt` pour plus d'informations.

Le serveur PostgreSQL utilise un processus par connexion de façon à ce que vous puissiez fournir au moins autant de processus que de connexions autorisées, en plus de ce dont vous avez besoin pour le reste de votre système. Ceci n'est habituellement pas un problème mais si vous exécutez plusieurs serveurs sur une seule machine, cela pourrait devenir étroit.

La limite par défaut des fichiers ouverts est souvent initialisée pour être « amicalement sociale », pour permettre à de nombreux utilisateurs de coexister sur une machine sans utiliser une fraction inappropriée des ressources du système. Si vous lancez un grand nombre de serveurs sur une machine, cela pourrait être quelque chose que vous souhaitez mais sur les serveurs dédiés, vous pourriez vouloir augmenter cette limite.

D'un autre côté, certains systèmes autorisent l'ouverture d'un grand nombre de fichiers à des processus individuels ; si un plus grand nombre le font, alors les limites du système peuvent facilement être dépassées. Si vous rencontrez ce cas et que vous ne voulez pas modifier la limite du système, vous pouvez initialiser le paramètre de configuration max_files_per_process de PostgreSQL pour limiter la consommation de fichiers ouverts.

Une autre limite du noyau, intéressante quand le serveur doit supporter de nombreuses connexions de clients, est la longueur maximale de la queue de connexions sur la socket. Si un plus grand nombre de requêtes de connexions arrivent dans une très courte période de temps, certaines pourraient être rejetées avant que le processus postmaster ne puisse les traiter. Les clients reçoivent alors des messages d'erreur peu utiles, comme « Resource temporarily unavailable » ou « Connection refused ». La longueur par défaut de la queue est de 128 pour plusieurs plateformes. Pour l'augmenter, ajustez le paramètre approprié du noyau via sysctl, puis redémarrez le service PostgreSQL. Le paramètre est souvent nommé `net.core.somaxconn` sous Linux, `kern.ipc.soacceptqueue` sous les FreeBSD les plus récents, et `kern.ipc.somaxconn` sur macOS et les autres variants BSD.

18.4.4. Linux memory overcommit

Dans Linux 2.4 et suivants, le comportement par défaut de la mémoire virtuelle n'est pas optimal pour PostgreSQL. Du fait de l'implémentation du « memory overcommit » par le noyau, celui-ci peut arrêter le serveur PostgreSQL (le processus serveur maître, « postmaster ») si les demandes de mémoire de PostgreSQL ou d'un autre processus provoque un manque de mémoire virtuelle au niveau du système.

Si cela se produit, un message du noyau qui ressemble à ceci (consulter la documentation et la configuration du système pour savoir où chercher un tel message) :

```
Out of Memory: Killed process 12345 (postgres)
```

peut survenir. Ceci indique que le processus `postgres` a été terminé à cause d'un problème de mémoire. Bien que les connexions en cours continuent de fonctionner normalement, aucune nouvelle connexion n'est acceptée. Pour revenir à un état normal, PostgreSQL doit être relancé.

Une façon d'éviter ce problème revient à lancer PostgreSQL sur une machine où vous pouvez vous assurer que les autres processus ne mettront pas la machine en manque de mémoire. S'il y a peu de mémoire, augmenter la swap peut aider à éviter le problème car un système peut tuer des processus lorsque la mémoire physique et la mémoire swap sont utilisées entièrement.

Si PostgreSQL lui-même est la cause d'un manque de mémoire du système, vous pouvez éviter le problème en modifiant votre configuration. Dans certains cas, baisser les paramètres de configuration de la mémoire peut aider, tout particulièrement `shared_buffers` et `work_mem`. Dans d'autres cas, le problème peut être causé par l'autorisation d'un trop grand nombre de connexions au serveur de bases de données. Dans beaucoup de cas, il est préférable de réduire `max_connections` et d'utiliser à la place un logiciel de multiplexage de connexions (*connection pooling*).

Sur Linux 2.6 et ultérieur, il est possible de modifier le comportement du noyau avec le « overcommit memory ». Bien que ce paramétrage n'empêchera pas ce comportement[1], il réduira sa fréquence de façon significative et contribuera du coup à un système plus robuste. Ceci se fait en sélectionnant le mode strict de l'overcommit via `sysctl` :

```
sysctl -w vm.overcommit_memory=2
```

ou en plaçant une entrée équivalente dans `/etc/sysctl.conf`. Vous pourriez souhaiter modifier le paramétrage relatif `vm.overcommit_ratio`. Pour les détails, voir la documentation du noyau (https://www.kernel.org/doc/Documentation/vm/overcommit-accounting).

Une autre approche, qui peut aussi utiliser la modification de `vm.overcommit_memory`, est de configurer la valeur de la variable d'*ajustement du score OOM*, valeur par processus, pour le processus postmaster à `-1000`, garantissant ainsi qu'il ne sera pas la cible de OOM. La façon la plus simple de le faire est d'exécuter

```
echo -1000 > /proc/self/oom_score_adj
```

dans le script de démarrage de postmaster juste avant d'appeler postmaster. Notez que cette action doit être faite en tant qu'utilisateur root. Dans le cas contraire, elle n'aura aucun effet. Du coup, un script de démarrage, exécuté par root, est le meilleur endroit où placer ce code. Si vous le faites, vous devriez aussi configurer ces variables d'environnement dans le script de démarrage avant d'invoquer le processus postmaster :

```
export PG_OOM_ADJUST_FILE=/proc/self/oom_score_adj
export PG_OOM_ADJUST_VALUE=0
```

Ces paramètres vont faire en sorte que les processus fils du postmaster s'exécuteront avec l'ajustement de score OOm normal (0), pour que l'OOM puisse encore les cibler si cela s'avère nécessaire. Vous pouvez utiliser d'autres valeurs pour `PG_OOM_ADJUST_VALUE` si vous voulez que les processus fils s'exécutent avec un autre ajustement de score. (`PG_OOM_ADJUST_VALUE` peut aussi être omis, auquel cas sa valeur par défaut est zéro.) Si vous ne voulez pas configurer `PG_OOM_ADJUST_FILE`, les processus fils s'exécuteront avec le même ajustement de score OOM que le processus père postmaster, ce qui n'est pas conseillé car le but est de s'assurer que le processus postmaster soit protégé par la configuration.

Les anciens noyaux Linux ne proposent pas `/proc/self/oom_score_adj`, mais peuvent avoir une ancienne version de la même fonctionnalité, nommé `/proc/self/oom_adj`. Cela fonctionne de façon identique sauf que la valeur de désactivation est `-17`, et non pas `-1000`.

> **Note**
>
> Quelques noyaux 2.4 de vendeurs ont des pré-versions de l'overcommit du 2.6. Néanmoins, configurer `vm.overcommit_memory` à 2 sur un noyau 2.4 qui n'a pas le code correspondant

[1] https://lwn.net/Articles/104179/

rendra les choses pires qu'elles n'étaient. Il est recommandé d'inspecter le code source du noyau (voir la fonction `vm_enough_memory` dans le fichier `mm/mmap.c`) pour vérifier ce qui est supporté dans votre noyau avant d'essayer ceci avec une installation 2.4. La présence du fichier de documentation `overcommit-accounting` ne devrait *pas* être pris comme une preuve de la présence de cette fonctionnalité. En cas de doute, consultez un expert du noyau ou le vendeur de votre noyau.

18.4.5. Pages mémoire de grande taille (*huge pages*) sous Linux

L'utilisation des *huge pages* réduit la surcharge lors de l'utilisation de gros morceaux contigus de mémoire, ce que fait PostgreSQL, tout particulièrement lors de l'utilisation de grosses valeurs pour shared_buffers. Pour activer cette fonctionnalité avec PostgreSQL, vous avez besoin d'un noyau compilé avec `CONFIG_HUGETLBFS=y` et `CONFIG_HUGETLB_PAGE=y`. Vous devez aussi configurer le paramètre noyau `vm.nr_hugepages`. Pour estimer le nombre nécessaire de *huge pages*, lancer PostgreSQL sans activer les *huge pages* et vérifiez la taille du segment de mémoire partagée anonyme pour le processus postmaster, ainsi que la taille des *huge pages* pour le système en utilisant le système de fichiers `/proc`. Cela pourrait ressembler à ceci :

```
$ head -1 $PGDATA/postmaster.pid
4170
$ pmap 4170 | awk '/rw-s/ && /zero/ {print $2}'
6490428K
$ grep ^Hugepagesize /proc/meminfo
Hugepagesize:       2048 kB
```

`6490428` / `2048` donne approximativement `3169.154`. Donc, dans cet exemple, nous avons besoin d'au moins `3170` *huge pages*, ce que nous pouvons configurer avec :

```
$ sysctl -w vm.nr_hugepages=3170
```

Une configuration plus importante serait appropriée si les autres programmes du serveur avaient aussi besoin de *huge pages*. N'oubliez pas d'ajouter cette configuration à `/etc/sysctl.conf` pour qu'elle soit appliquée à chaque redémarrage.

Parfois, le noyau n'est pas capable d'allouer immédiatement le nombre souhaité de *huge pages*, donc il peut être nécessaire de répéter cette commande ou de redémarrer. (Tout de suite après un redémarrage, la plupart de la mémoire de la machine doit être disponible à une conversion en *huge pages*.) Pour vérifier la situation au niveau de l'allocation des *huge pages*, utilisez :

```
$ grep Huge /proc/meminfo
```

Il pourrait être nécessaire de donner le droit à l'utilisateur du système d'exploitation du serveur de bases de données en configurant `vm.hugetlb_shm_group` via sysctl, et/ou en donnant le droit de verrouiller la mémoire avec `ulimit -l`.

Il est aussi nécessaire de donner le droit d'utiliser les *huge pages* à l'utilisateur système qui exécute PostgreSQL. Cela se fait en configurant `vm.hugetlb_shm_group` via sysctl, et le droit de verrouiller la mémoire avec `ulimit -l`.

Le comportement par défaut pour les *huge pages* dans PostgreSQL est de les utiliser quand cela est possible et de revenir aux pages normales dans le cas contraire. Pour forcer l'utilisation des *huge pages*, vous pouvez configurer huge_pages à `on` dans le fichier `postgresql.conf`. Notez que, avec ce paramètre configuré ainsi, PostgreSQL refusera de démarrer s'il ne peut pas récupérer suffisamment de *huge pages*.

Pour une description détaillée des *huge pages* sous Linux, lisez https://www.kernel.org/doc/Documentation/vm/hugetlbpage.txt.

18.5. Arrêter le serveur

Il existe plusieurs façons d'arrêter le serveur de bases de données. Vous contrôlez le type d'arrêt en envoyant différents signaux au processus serveur maître.

sigterm

C'est le mode d'*arrêt intelligent*. Après réception de sigterm, le serveur désactive les nouvelles connexions mais permet aux sessions en cours de terminer leur travail normalement. Il s'arrête seulement après que toutes les sessions se sont terminées normalement. C'est l'arrêt intelligent (*smart shutdown*). Si le serveur est en mode de sauvegarde en ligne, il attends en plus la désactivation du mot de sauvegarde en ligne. Lorsque le mode de sauvegarde est actif, les nouvelles connexions sont toujours autorisées, mais seulement pour les superutilisateurs (cette exception permet à un superutilisateur de se connecter pour terminer le mode de sauvegarde en ligne). Si le serveur est en restauration quand une demande d'arrêt intelligent est envoyée, la restauration et la réplication en flux seront stoppées seulement une fois que toutes les autres sessions ont terminé.

sigint

C'est le mode d'*arrêt rapide*. Le serveur désactive les nouvelles connexions et envoie à tous les processus serveur le signal sigterm, qui les fera annuler leurs transactions courantes pour quitter rapidement. Il attend ensuite la fin de tous les processus serveur et s'arrête finalement. Si le serveur est en mode de sauvegarde en ligne, le mode est annulé, rendant la sauvegarde inutilisable.

sigquit

C'est le mode d'*arrêt immédiat*. Le serveur enverra SIGQUIT à tous les processus fils et attendra qu'ils se terminent. Ceux qui ne se terminent pas au bout de cinq secondes se verront envoyés un signal SIGKILL par le processus père `postgres`, qui les arrêtera sans attendre plus. Ceci peut amener à un redémarrage en mode restauration (de ce fait, ceci n'est recommandé que dans les cas d'urgence).

Le programme pg_ctl fournit une interface agréable pour envoyer ces signaux dans le but d'arrêter le serveur. Autrement, vous pouvez envoyer le signal directement en utilisant `kill` sur les systèmes autres que Windows. Le PID du processus `postgres` peut être trouvé en utilisant le programme `ps` ou à partir du fichier `postmaster.pid` dans le répertoire des données. Par exemple, pour exécuter un arrêt rapide :

```
$ kill -int `head -1 /usr/local/pgsql/data/postmaster.pid`
```

> **Important**
>
> Il vaux mieux de ne pas utiliser sigkill pour arrêter le serveur. Le faire empêchera le serveur de libérer la mémoire partagée et les sémaphores, ce qui pourrait devoir être fait manuellement avant qu'un nouveau serveur ne soit lancé. De plus, SIGKILL tue le processus `postgres` sans que celui-ci ait le temps de relayer ce signal à ses sous-processus, donc il sera aussi nécessaire de tuer les sous-processus individuels à la main.

Pour terminer une session individuelle tout en permettant aux autres de continuer, utilisez `pg_terminate_backend()` (voir Tableau 9.78) ou envoyez un signal SIGTERM au processus fils associé à cette session.

18.6. Mise à jour d'une instance PostgreSQL

Cette section concerne la mise à jour des données de votre serveur d'une version de PostgreSQL vers une version ultérieure.

Les numéros de versions actuelles de PostgreSQL se composent d'un numéro de version majeure et mineure. Par exemple, pour le numéro de version 10.1, 10 est le numéro de la version majeure et 1 est le numéro de la version mineure, ce qui signifie que c'est la première mise à jour mineure de la version majeure 10. Pour les versions précédant PostgreSQL 10.0, la numérotation des versions est composée de 3 numéros, par exemple 9.5.3. Dans ces cas, la version majeure est composée des deux premiers groupes de chiffres du numéro de version, par exemple 9.5, et la version mineure est le troisième chiffre, par exemple 3, signifiant que c'est la troisième version mineure de la version majeure 9.5.

Les versions mineures ne changent jamais le format de stockage interne et sont toujours compatibles avec les versions mineures précédentes et suivantes de la même version majeure. Par exemple, la version 10.1 est compatible avec la version 10.0 et la version 10.6. De même, par exemple, la version 9.5.3 est compatible avec 9.5.0, 9.5.1 et 9.5.6. Pour mettre à jour entre versions compatibles, il suffit de remplacer les exécutables lorsque le serveur est arrêté et de redémarrer le serveur. Le répertoire de données reste inchangé : les mises à jour mineures sont aussi simples que cela.

Pour les versions *majeures* de PostgreSQL, le format de stockage interne des données est sujet à modification, ce qui complique les mises à jour. La méthode traditionnelle de migration des données vers une nouvelle version majeure est de sauvegarder puis recharger la base de données, même si cela peut être lent. pg_upgrade est une méthode plus rapide. Des méthodes de réplication sont aussi disponibles, comme discuté ci-dessus.

De plus, les nouvelles versions majeures introduisent généralement des incompatibilités qui impactent les utilisateurs. Du coup, des modifications peuvent être nécessaires sur les applications clientes. Tous les changements visibles par les utilisateurs sont listés dans les notes de version (Annexe E). Soyez particulièrement attentif à la section Migration. Bien que vous pouvez mettre à jour d'une version majeure vers une autre sans passer par les versions intermédiaires, vous devez lire les notes de version de toutes les versions majeures intermédiaires.

Les utilisateurs précautionneux testeront leur applications clientes sur la nouvelle version avant de basculer complètement. Du coup, il est souvent intéressant de mettre en place des installations parallèles des ancienne et nouvelle versions. Lors d'un test d'une mise à jour majeure de PostgreSQL, pensez aux différentes catégories suivantes :

Administration

> Les fonctionnalités disponibles pour les administrateurs pour surveiller et contrôler le serveur s'améliorent fréquemment à chaque nouvelle version.

SQL

> Cela inclut généralement les nouvelles commandes ou clauses SQL, et non pas des changements de comportement sauf si c'est spécifiquement précisé dans les notes de version.

API

> Les bibliothèques comme libpq se voient seulement ajouter de nouvelles fonctionnalités, sauf encore une fois si le contraire est mentionné dans les notes de version.

Catalogues systèmes

> Les modifications dans les catalogues systèmes affectent seulement les outils de gestion des bases de données.

API serveur pour le langage C

> Ceci implique des modifications dans l'API des fonctions du moteur qui est écrit en C. De telles modifications affectent le code qui fait référence à des fonctions du moteur.

18.6.1. Mettre à jour les données via pg_dumpall

Une méthode de mise à jour revient à sauvegarder les données d'une version majeure de PostgreSQL et de la recharger dans une autre -- pour cela, vous devez utiliser un outil de sauvegarde *logique* comme pg_dumpall ; une sauvegarde au niveau système de fichiers ne fonctionnera pas. Des vérifications sont faites pour vous empêcher d'utiliser un répertoire de données avec une version incompatible de PostgreSQL, donc aucun mal ne sera fait si vous essayez de lancer un serveur d'une version majeure sur un répertoire de données créé par une autre version majeure.)

Il est recommandé d'utiliser les programmes pg_dump et pg_dumpall provenant de la *nouvelle* version de PostgreSQL, pour bénéficier des améliorations apportées à ces programmes. Les versions actuelles de ces programmes peuvent lire des données provenant de tout serveur dont la version est supérieure ou égale à la 8.0.

Ces instructions supposent que votre installation existante se trouve dans le répertoire `/usr/local/pgsql` et que le répertoire des données est `/usr/local/pgsql/data`. Remplacez ces chemins pour correspondre à votre installation.

1. Si vous faites une sauvegarde, assurez-vous que votre base de données n'est pas en cours de modification. Cela n'affectera pas l'intégrité de la sauvegarde mais les données modifiées ne seront évidemment pas incluses. Si nécessaire, modifiez les droits dans le fichier `/usr/local/pgsql/data/pg_hba.conf` (ou équivalent) pour interdire l'accès à tout le monde sauf vous. Voir Chapitre 20 pour plus d'informations sur le contrôle des accès.

   Pour sauvegarder votre installation, exécutez la commande suivante :

   ```
   pg_dumpall > fichier_en_sortie
   ```

   Pour faire la sauvegarde, vous pouvez utiliser la commande pg_dumpall de la version en cours d'exécution ; voir Section 25.1.2 pour plus de détails. Néanmoins, pour de meilleurs résultats, essayez d'utiliser la commande pg_dumpall provenant de la version 11.22 de PostgreSQL, car cette version contient des corrections de bugs et des améliorations par rapport aux anciennes version. Bien que ce conseil peut sembler étonnant, étant donné que vous n'avez pas encore été la nouvelle version, il est conseillé de le suivre si vous souhaitez installer la nouvelle version en parallèle de l'ancienne. Dans ce cas, vous pouvez terminer l'installation normalement et transférer les données plus tard. Cela diminuera aussi le temps d'immobilisation.

2. Arrêtez l'ancien serveur :

   ```
   pg_ctl stop
   ```

   Sur les systèmes qui lancent PostgreSQL au démarrage, il existe probablement un script de démarrage qui fera la même chose. Par exemple, sur un système Red Hat Linux, cette commande pourrait fonctionner :

   ```
   /etc/rc.d/init.d/postgresql stop
   ```

   Voir Chapitre 18 pour des détails sur le lancement et l'arrêt d'un serveur.

3. Lors de la restauration de la sauvegarde, renommez ou supprimez l'ancien répertoire d'installation si ce n'est pas spécifique à la version. Il est préférable de le renommer car, en cas de problème, vous pourrez le récupérer. Garder en tête que le répertoire peut prendre beaucoup d'espace disque. Pour renommer le répertoire, utilisez une commande comme celle-ci :

   ```
   mv /usr/local/pgsql /usr/local/pgsql.old
   ```

(Assurez-vous de déplacer le répertoire en un seul coup, pour que les chemins relatifs restent inchangés.)

4. Installez la nouvelle version de PostgreSQL comme indiqué dans la section suivante Section 16.4.

5. Créez une nouvelle instance de bases de données si nécessaire. Rappelez-vous que vous devez exécuter ces commandes une fois connecté en tant que l'utilisateur de bases de données (que vous devez déjà avoir si vous faites une mise à jour).

   ```
   /usr/local/pgsql/bin/initdb -D /usr/local/pgsql/data
   ```

6. Restaurez vos modifications dans les fichiers `pg_hba.conf` et `postgresql.conf`.

7. Démarrez le serveur de bases de données, en utilisant encore une fois l'utilisateur de bases de données :

   ```
   /usr/local/pgsql/bin/postgres -D /usr/local/pgsql/data
   ```

8. Enfin, restaurez vos données à partir de votre sauvegarde :

   ```
   /usr/local/pgsql/bin/psql -d postgres -f outputfile
   ```

   en utilisant le *nouveau* psql.

Il est possible de parvenir à une immobilisation moins longue en installant le nouveau serveur dans un autre répertoire et en exécutant l'ancien et le nouveau serveur, en parallèle, sur des ports différents. Vous pouvez ensuite utiliser quelque chose comme :

```
pg_dumpall -p 5432 | psql -d postgres -p 5433
```

pour transférer vos données.

18.6.2. Mettre à jour les données via pg_upgrade

Le module pg_upgrade permet la mise à jour en ligne d'une installation d'une version majeure de PostgreSQL vers une autre. Les mises à jour se sont en quelques minutes, notamment avec le mode `--link`. Il requiert les mêmes étapes que pour pg_dumpall ci-dessus, autrement dit lancer/arrêter le serveur, lancer initdb. La documentation de pg_upgrade surligne les étapes nécessaires.

18.6.3. Mettre à jour les données via la réplication

Il est aussi possible d'utiliser des méthodes de réplication logique pour créer un serveur esclave avec une version plus récente de PostgreSQL. C'est possible car la réplication logique permet une réplication entre des versions majeures différentes de PostgreSQL. L'esclave peut se trouver sur le même serveur ou sur un autre. Une fois qu'il est synchronisé avec le serveur maître (qui utilise toujours l'ancienne version de PostgreSQL), vous pouvez basculer le serveur maître sur le nouveau serveur et arrêter l'ancien maître. Ce type de bascule fait que l'arrêt requis pour la mise à jour se mesure seulement en secondes.

Cette méthode de mise à jour peut être mise en œuvre avec la réplication logique intégrée comme avec des outils de réplication logique tels que pglogical, Slony, Londiste, et Bucardo.

18.7. Empêcher l'usurpation de serveur

Quand le serveur est en cours d'exécution, un utilisateur pernicieux ne peut pas interférer dans les communications client/serveur. Néanmoins, quand le serveur est arrêté, un utilisateur local peut usurper le serveur normal en lançant son propre serveur. Le serveur usurpateur pourrait lire les mots de passe et requêtes envoyées par les clients, mais ne pourrait pas renvoyer de données car le répertoire PGDATA serait toujours sécurisé grâce aux droits d'accès du répertoire. L'usurpation est possible parce que tout utilisateur peut lancer un serveur de bases de données ; un client ne peut pas identifier un serveur invalide sauf s'il est configuré spécialement.

Un moyen d'empêcher les serveurs invalides pour des connexions `local`es est d'utiliser un répertoire de socket de domaine Unix (unix_socket_directories) qui a un droit en écriture accessible seulement par un utilisateur local de confiance. Ceci empêche un utilisateur mal intentionné de créer son propre fichier socket dans ce répertoire. Si vous êtes concerné que certaines applications pourraient toujours référencer `/tmp` pour le fichier socket et, du coup, être vulnérable au « spoofing », lors de la création du lien symbolique `/tmp/.s.PGSQL.5432` pointant vers le fichier socket déplacé. Vous pouvez aussi avoir besoin de modifier votre script de nettoyage de `/tmp` pour empêcher la suppression du lien symbolique.

Une autre option pour les connexions de type `local` est que les clients utilisent `requirepeer` pour indiquer le propriétaire requis du processus serveur connecté au socket.

Pour empêcher l'usurpation des connexions TCP, le mieux est d'utiliser des certificats SSL et de s'assurer que les clients vérifient le certificat du serveur. Pour cela, le serveur doit être configuré pour accepter les connexions `hostssl` (Section 20.1) et avoir les fichiers SSL clé et certificat (Section 18.9). Le client TCP doit se connecter en utilisant `sslmode='verify-ca'` ou `'verify-full'` et avoir le certificat racine installé.

18.8. Options de chiffrement

PostgreSQL offre du chiffrement sur plusieurs niveaux et fournit une flexibilité pour protéger les données d'être révélées suite à un vol du serveur de la base de données, des administrateurs non scrupuleux et des réseaux non sécurisés. Le chiffrement pourrait aussi être requis pour sécuriser des données sensibles, par exemple des informations médicales ou des transactions financières.

chiffrement du mot de passe

> Les mots de passe des utilisateurs de la base de données sont stockées suivant des hachages (déterminés par la configuration du paramètre password_encryption), donc l'administrateur ne peut pas déterminer le mot de passe actuellement affecté à l'utilisateur. Si le chiffrage MD5 ou SCRAM est utilisé pour l'authentification du client, le mot de passe non chiffré n'est jamais, y compris temporairement, présent sur le serveur parce que le client le chiffre avant de l'envoyer sur le réseau. SCRAM est préféré parce qu'il s'agit d'un standard Internet et parce qu'il est bien plus sécurisé que le protocole d'authentification MD5 spécifique à PostgreSQL.

chiffrement de colonnes spécifiques

> Le module pgcrypto autorise le stockage crypté de certains champs. Ceci est utile si seulement certaines données sont sensibles. Le client fournit la clé de décryptage et la donnée est décryptée sur le serveur puis elle est envoyée au client.
>
> La donnée décryptée et la clé de déchiffrement sont présente sur le serveur pendant un bref moment où la donnée est décryptée, puis envoyée entre le client et le serveur. Ceci présente un bref moment où la données et les clés peuvent être interceptées par quelqu'un ayant un accès complet au serveur de bases de données, tel que l'administrateur du système.

chiffrement de la partition de données

> Le chiffrement du stockage peut se réaliser au niveau du système de fichiers ou au niveu du bloc. Les options de chiffrement des systèmes de fichiers sous Linux incluent eCryptfs et EncFS, alors que FreeBSD utilise PEFS. Les options de chiffrement au niveau bloc ou au niveau disque incluent

dm-crypt + LUKS sur Linux et les modules GEOM geli et gbde sur FreeBSD. Beaucoup d'autres systèmes d'exploitation supportent cette fonctionnalité, y compris Windows.

Ce mécanisme empêche les données non cryptées d'être lues à partir des lecteurs s'ils sont volés. Ceci ne protège pas contre les attaques quand le système de fichiers est monté parce que, une fois monté, le système d'exploitation fournit une vue non cryptée des données. Néanmoins, pour monter le système de fichiers, vous avez besoin d'un moyen pour fournir la clé de chiffrement au système d'exploitation et, quelque fois, la clé est stocké quelque part près de l'hôte qui monte le disque.

chiffrement des données sur le réseau

Les connexions SSL cryptent toutes les données envoyées sur le réseau : le mot de passe, les requêtes et les données renvoyées. Le fichier `pg_hba.conf` permet aux administrateurs de spécifier quels hôtes peuvent utiliser des connexions non cryptées (`host`) et lesquels requièrent des connexions SSL (`hostssl`). De plus, les clients peuvent spécifier qu'ils se connectent aux serveurs seulement via SSL. stunnel ou ssh peuvent aussi être utilisés pour crypter les transmissions.

authentification de l'hôte ssl

Il est possible que le client et le serveur fournissent des certificats SSL à l'autre. Cela demande une configuration supplémentaire de chaque côté mais cela fournit une vérification plus forte de l'identité que la simple utilisation de mots de passe. Cela empêche un ordinateur de se faire passer pour le serveur assez longtemps pour lire le mot de passe envoyé par le client. Cela empêche aussi les attaques du type « man in the middle » où un ordinateur, entre le client et le serveur, prétend être le serveur, lit et envoie les données entre le client et le serveur.

chiffrement côté client

Si vous n'avez pas confiance en l'administrateur système du serveur, il est nécessaire que le client crypte les données ; de cette façon, les données non cryptées n'apparaissent jamais sur le serveur de la base de données. Les données sont cryptées sur le client avant d'être envoyé au serveur, et les résultats de la base de données doivent être décryptés sur le client avant d'être utilisés.

18.9. Connexions tcp/ip sécurisées avec ssl

PostgreSQL dispose d'un support natif pour l'utilisation de connexions ssl, cryptant ainsi les communications clients/serveurs pour une sécurité améliorée. Ceci requiert l'installation d'openssl à la fois sur le système client et sur le système serveur et que ce support soit activé au moment de la construction de PostgreSQL (voir le Chapitre 16).

18.9.1. Configuration basique

Avec SSL intégré à la compilaton, le serveur PostgreSQL peut être démarré avec SSL activé en positionnant le paramètre ssl à `on` dans `postgresql.conf`. Le serveur écoutera les deux types de connexion, normal et SSL, sur le même port TCP, et négociera l'utilisation de SSL avec chaque client. Par défaut, c'est au choix du client ; voir Section 20.1 pour la configuration du serveur pour exiger SSL pour tout ou partie des connexions.

Pour démarrer dans le mode SSL, les fichiers contenant le certificat du serveur et la clé privée doivent exister. Par défaut, ces fichiers sont nommés respectivement `server.crt` et `server.key`, et sont placés dans le répertoire des données du serveur. D'autres noms et emplacements peuvent être spécifiés en utilisant les paramètres ssl_cert_file et ssl_key_file.

Sur les systèmes Unix, les droits de `server.key` doivent interdire l'accès au groupe et au reste du monde ; cela se fait avec la commande `chmod 0600 server.key`. Il est aussi possible de faire en sorte que le fichier ait root comme propriétaire et des droits de lecture pour le groupe (autrement dit, des droits `0640`). Cette configuration cible les installations où les fichiers certificat et clé sont gérés

par le système d'exploitation. L'utilisateur qui exécute le serveur PostgreSQL doit être un membre du groupe qui a accès aux fichiers certificat et clé.

Si le répertoire des données permet l'accès en lecture au groupe, alors les fichiers de certificat doivent être placés hors de ce répertoire pour se conformer aux exigences de sécurité décrites ci-dessus. Généralement, l'accès au groupe est autorisé pour permettre à un utilisateur non privilégié de sauvegarder la base, et dans ce cas le logiciel de sauvegarde sera incapable de lire les certificats et retournera probablement une erreur.

Si la clé privée est protégée par une phrase de passe, le serveur la demandera et ne se lancera pas tant qu'elle n'aura pas été saisie. Utiliser une phrase de passe par défaut empêche également la possibilité de modifier la configuration SSL du serveur sans redémarrage. Voir ssl_passphrase_command_supports_reload. De plus, les clés privées protégées par phrases de passe ne peuvent être utilisées sur Windows.

Le premier certificat dans `server.crt` doit être le certificat du serveur car il doit correspondre à la clé privée du serveur. Les certificats des autorités « intermédiaires » d'autorité peuvent aussi être ajoutés au fichier. Le faire permet d'éviter la nécessité d'enregistrer les certificats intermédiaires des clients, en supposant que le certificat racine et les certificats intermédiaires ont été créés avec les extensions `v3_ca`. (Ceci configure la contrainte basique du certificat `CA` à `true`.) Ceci permet une expiration plus simple des certificats intermédiaires.

Il n'est pas nécessaire d'ajouter le certificat racine dans le fichier `server.crt`. À la place, les clients doivent avoir le certificat racine de la chaîne de certificats du serveur.

18.9.2. OpenSSL Configuration

PostgreSQL lit le fichier de configuration OpenSSL du système. Par défaut, ce fichier est nommé `openssl.cnf` et est situé dans le répertoire désigné par `openssl version -d`. Ce défaut peut être surchargé en remplissant la variable d'environnement `OPENSSL_CONF` avec le nom du fichier de configuration désiré.

OpenSSL supporte une large gamme d'algorithmes de chiffrement et d'authentification de forces variables. Bien qu'une liste des techniques de chiffrement soit spécifiée dans le fichier de configuration d'OpenSSL, vous pouvez préciser les chiffrements à utiliser par le serveur en modifiant ssl_ciphers dans `postgresql.conf`.

> **Note**
>
> Il est possible d'avoir une authentification sans le coût du chiffrement en utilisant les chiffrements `NULL-SHA` ou `NULL-MD5` ciphers. Cependant, un « homme du milieu » (*man-in-the-middle*) pourrait lire et transmettre des communications entre client et serveur. Pour ces raisons, les chiffrements NULL ne sont pas recommandés.

18.9.3. Utiliser des certificats clients

Pour réclamer au client de fournir un certificat de confiance, placez les certificats des autorités certificats racines (CA) dont vous avez confiance dans un fichier du répertoire des données, configurez le paramètre ssl_ca_file dans `postgresql.conf` au nouveau nom du fichier, et ajoutez l'option d'authentification `clientcert=1` sur la ligne `hostssl` approprié dans `pg_hba.conf`. Un certificat sera alors réclamé du client lors du démarrage de la connexion SSL. (Voir Section 34.18 pour une description sur la configuration des certificats sur le client.) Le serveur vérifiera que le certificat client est signé par une des autorités de certificat de confiance.

Les certificats intermédiaires chaînés jusqu'aux certificats racines existants peuvent aussi apparaître dans le fichier `root.crt` si vous souhaitez éviter d'avoir à les stocker sur les clients (en supposant

que les certificats racine et intermédiaires ont été créés avec les extensions `v3_ca`). Les entrées dans la liste de révocation de certificats (CRL) sont aussi vérifiées si le paramètre ssl_crl_file est configuré.

L'option d'authentification `clientcert` est disponible pour toutes les méthodes d'authentification, mais seulement pour les lignes du fichier `pg_hba.conf` indiquées avec `hostssl`. Quand `clientcert` n'est pas configuré ou qu'il est configuré à 0, le serveur vérifiera toujours tout certificat client présenté avec le fichier CA, s'il est configuré -- mais il n'insistera pas sur le fait qu'un certificat client doit être présenté.

Si vous configurez les certificats de clients, vous pouvez utiliser la méthode d'authentification `cert`, de façon à ce que les certificats soient aussi utilisés pour contrôler l'authentification de l'utilisateur, tout en fournissant une sécurité de connexion. Voir Section 20.12 pour les détails. (Il n'est pas nécessaire de spécifier explicitement `clientcert=1` lors de l'utilisation de la méthode d'authentification `cert`.)

18.9.4. Utilisation des fichiers serveur SSL

Tableau 18.2 résume les fichiers qui ont un lien avec la configuration de SSL sur le serveur. (Les noms de fichiers indiqués sont les noms par défaut. Les noms configurés localement peuvent être différents.)

Tableau 18.2. Utilisation des fichiers serveur SSL

Fichier	Contenu	Effet
ssl_cert_file (`$PGDATA/server.crt`)	certificat du serveur	envoyé au client pour indiquer l'identité du serveur
ssl_key_file (`$PGDATA/server.key`)	clé privée du serveur	prouve que le certificat serveur est envoyé par son propriétaire n'indique pas que le propriétaire du certificat est de confiance
ssl_ca_file (`$PGDATA/root.crt`)	autorités de confiance pour les certificats	vérifie le certificat du client ; vérifie que le certificat du client est signé par une autorité de confiance
ssl_crl_file (`$PGDATA/root.crl`)	certificats révoqués par les autorités de confiance	le certificat du client ne doit pas être sur cette liste

Le serveur lit ces fichiers lors de son démarrage et à chaque rechargement de la configuration serveur. Sur les systèmes Windows, ils sont également relus chaque fois qu'un nouveau processus est démarré pour une nouvelle connexion client.

Si une erreur est détectée dans ces fichiers lors du démarrage du serveur, celui-ci refusera de démarrer. Par contre, si une erreur est détectée lors d'un rechargement de configuration, ces fichiers seront ignorés et l'ancienne configuration SSL continuera d'être utilisée. Sur les systèmes Windows, si une erreur est détectée dans ces fichiers au démarrage d'un processus backend, celui-ci ne pourra établir une connexion SSL. Dans tous les cas, l'erreur sera rapportée dans les journaux du serveur.

18.9.5. Créer des certificats

Pour créer un certificat simple auto-signé pour le serveur, valide pour 365 jours, utilisez la commande OpenSSL suivante, en remplaçant *`dbhost.yourdomain.com`* avec le nom d'hôte du serveur

```
openssl req -new -x509 -days 365 -nodes -text -out server.crt \
  -keyout server.key -subj "/CN=dbhost.yourdomain.com"
```

Puis, exécutez :

```
chmod og-rwx server.key
```

car le serveur rejetera le fichier si ses droits sont plus importants. Pour plus de détails sur la façon de créer la clé privée et le certificat de votre serveur, référez-vous à la documentation d'OpenSSL.

Bien qu'un certificat auto-signé puisse être utilisé pour des tests, un certificat signé par une autorité de certificats (CA) (habituellement un CA racine entreprise) devrait être utilisé en production.

Pour créer un certificat serveur dont l'identité peut être validé par des clients, créez tout d'abord une demande de signature de certificat (CSR) et un fichier clés public/privé :

```
openssl req -new -nodes -text -out root.csr \
  -keyout root.key -subj "/CN=root.yourdomain.com"
chmod og-rwx root.key
```

Puis, signez la demande avec la clé pour créer une autorité de certificat racine (en utilisant l'emplacement du fichier de configuration OpenSSL par défaut sur Linux) :

```
openssl x509 -req -in root.csr -text -days 3650 \
  -extfile /etc/ssl/openssl.cnf -extensions v3_ca \
  -signkey root.key -out root.crt
```

Enfin, créez un certificat serveur signé par la nouvelle autorité de certificat racine :

```
openssl req -new -nodes -text -out server.csr \
  -keyout server.key -subj "/CN=dbhost.yourdomain.com"
chmod og-rwx server.key

openssl x509 -req -in server.csr -text -days 365 \
  -CA root.crt -CAkey root.key -CAcreateserial \
  -out server.crt
```

`server.crt` et `server.key` doivent être stockés sur le serveur, et `root.crt` doit être stocké sur le client pour que le client puisse vérifier que le certificat feuille du serveur a été signé par son propre certificat racine de confiance. `root.key` doit être enregistré hors ligne pour l'utiliser pour créer les prochains certificats.

Il est aussi possible de créer une chaîne de confiance qui inclut les certificats intermédiaires :

```
# root
openssl req -new -nodes -text -out root.csr \
  -keyout root.key -subj "/CN=root.yourdomain.com"
chmod og-rwx root.key
openssl x509 -req -in root.csr -text -days 3650 \
  -extfile /etc/ssl/openssl.cnf -extensions v3_ca \
  -signkey root.key -out root.crt

# intermediate
openssl req -new -nodes -text -out intermediate.csr \
  -keyout intermediate.key -subj "/CN=intermediate.yourdomain.com"
chmod og-rwx intermediate.key
openssl x509 -req -in intermediate.csr -text -days 1825 \
  -extfile /etc/ssl/openssl.cnf -extensions v3_ca \
  -CA root.crt -CAkey root.key -CAcreateserial \
  -out intermediate.crt
```

```
# leaf
openssl req -new -nodes -text -out server.csr \
  -keyout server.key -subj "/CN=dbhost.yourdomain.com"
chmod og-rwx server.key
openssl x509 -req -in server.csr -text -days 365 \
  -CA intermediate.crt -CAkey intermediate.key -CAcreateserial \
  -out server.crt
```

`server.crt` et `intermediate.crt` doivent être concaténés dans un fichier certificat et stocké sur le serveur. `server.key` doit aussi être stocké sur le serveur. `root.crt` doit être stocké sur le client pour que le client puisse vérifier que le certificat feuille du serveur a été signé par une chaîne de certificats liés au certificat racine de confiance. `root.key` et `intermediate.key` doivent être stockées hors ligne pour être utilisé dans la création des certificats futurs.

18.10. Connexions tcp/ip sécurisées avec des tunnels ssh tunnels

Il est possible d'utiliser ssh pour chiffrer la connexion réseau entre les clients et un serveur PostgreSQL. Réalisé correctement, ceci fournit une connexion réseau sécurisée, y compris pour les clients non SSL.

Tout d'abord, assurez-vous qu'un serveur ssh est en cours d'exécution sur la même machine que le serveur PostgreSQL et que vous pouvez vous connecter via `ssh` en tant qu'un utilisateur quelconque. Ensuite, vous pouvez établir un tunnel sécurisé vers le serveur distant. Un tunnel sécurisé écoute sur un port local et envoie tout le trafic vers un port de la machine distante. Le trafic envoyé vers le port distant peut arriver sur son adresse `localhost` ou vers une autre adresse liée si désirée , il n'apparaît pas comme venant de votre machine locale. Cette commande crée un tunnel sécurisé de la machine cliente vers la machine distante `foo.com` :

```
ssh -L 63333:localhost:5432 joe@foo.com
```

Le premier numéro de l'argument `-l`, 63333, est le numéro de port local du tunnel ; cela peut être tout port inutilisé. (IANA réserve les ports 49152 à 65535 pour une utilisation privée.) Le nom ou l'adresse IP après ça est l'adresse distante liée à laquelle vous vous connectez, par exemple `localhost`, ce qui est la valeur par défaut. Le deuxième nombre, 5432, est la fin distante du tunnel, autrement dit le numéro de port du serveur de bases de données. Pour vous connecter au serveur en utilisant ce tunnel, vous vous connectez au port 63333 de la machine locale :

```
psql -h localhost -p 63333 postgres
```

Sur le serveur de bases de données, il semblera que vous êtes l'utilisateur `joe` sur l'hôte `foo.com` en vous connectant à l'adresse liée `localhost` dans ce contexte, et il utilisera la procédure d'authentification configurée pour les connexions de cet utilisateur et de cet hôte. Notez que le serveur ne pensera pas que la connexion est chiffrée avec SSL car, en effet, elle n'est pas chiffrée entre le serveur SSH et le serveur PostgreSQL. Cela ne devrait pas poser un risque de sécurité supplémentaire parce que les deux serveurs sont sur la même machine.

Pour réussir la configuration du tunnel, vous devez être autorisé pour vous connecter via `ssh` sur `joe@foo.com`, comme si vous aviez tenté d'utiliser `ssh` pour créer une session de terminal.

Vous pouvez aussi configurer la translation de port de cette façon :

```
ssh -L 63333:foo.com:5432 joe@foo.com
```

mais alors le serveur de la base de données verra la connexion venir de son interface `foo.com` qui n'est pas ouverte par son paramétrage par défaut `listen_addresses = 'localhost'`. Ceci n'est pas habituellement ce que vous êtes.

Si vous devez vous connecter au serveur de bases de données via un hôte de connexion, une configuration possible serait :

```
ssh -L 63333:db.foo.com:5432 joe@shell.foo.com
```

Notez que de cette façon la connexion de `shell.foo.com` à `db.foo.com` ne sera pas chiffrée par le tunnel SSH. SSH offre un certain nombre de possibilités de configuration quand le réseau est restreint. Merci de vous référer à la documentation de SSH pour les détails.

> **Astuce**
>
> Plusieurs autres applications existantes peuvent fournir des tunnels sécurisés en utilisant une procédure similaire dans le concept à celle que nous venons de décrire.

18.11. Enregistrer le journal des événements sous Windows

Pour enregistrer une bibliothèque pour le journal des événements de Windows, lancez la commande :

```
regsvr32 répertoire_bibliothèques_postgres/pgevent.dll
```

Ceci crée les clés de registre utilisé par le visualisateur des événements, sous la source d'événement par défaut, nommée `PostgreSQL`.

Pour indiquer un nom de source différent (voir event_source), utilisez les options `/n` et `/i` :

```
regsvr32 /n /
i:nom_source_evenement répertoire_bibliothèques_postgres/
pgevent.dll
```

Pour désenregistrer la bibliothèque du journal des événements de Windows, lancez la commande :

```
regsvr32 /u [/
i:nom_source_evenement] répertoire_bibliothèques_postgres/
pgevent.dll
```

> **Note**
>
> Pour activer la journalisation des événements dans le serveur de base de données, modifiez log_destination pour include `eventlog` dans `postgresql.conf`.

Chapitre 19. Configuration du serveur

Un grand nombre de paramètres de configuration permettent de modifier le comportement du système de bases de données. Dans la première section de ce chapitre, les méthodes de configuration de ces paramètres sont décrites ; les sections suivantes discutent de chaque paramètre en détail.

19.1. Paramètres de configuration

19.1.1. Noms et valeurs des paramètres

Tous les noms de paramètres sont insensibles à la casse. Chaque paramètre prend une valeur d'un de ces cinq types : booléen, chaîne de caractères, entier, nombre à virgule flottante ou énumération(enum). Le type détermine la syntaxe pour configurer le paramètre :

- *Booléen* : les valeurs peuvent être écrites sous les formes `on`, `off`, `true`, `false`, `yes`, `no`, `1`, `0` (toutes insensibles à la casse) ou tout préfixe non ambigu basé sur un d'entre eux.

- *Chaîne de caractères* : En général, entoure la valeur de guillemets simples, doublant tout guillemet simple compris dans la valeur. Les guillemets peuvent habituellement être omis si la valeur est un nombre ou un identifiant simple.

- *Numérique (entier ou nombre à virgule flottante)* : Un point décimal est seulement autorisé pour les paramètres à virgule flottante. N'utilisez pas de séparateurs de millier. Les guillemets ne sont pas requis.

- *Numérique avec unité* : Quelques paramètres numériques ont une unité implicite car elles décrivent des quantités de mémoire ou de temps. L'unité pourra être des octets, des kilo-octets, des blocs (généralement 8 Ko), des millisecondes, des secondes ou des minutes. Une valeur numérique sans unité pour un de ces paramètres utilisera l'unité par défaut du paramètre, qui est disponible dans le champ `pg_settings.unit`. Pour plus de facilité, les valeurs de certains paramètres peuvent se voir ajouter une unité explicitement, par exemple `'120 ms'` pour une valeur d'intervalle, et elles seront automatiquement converties suivant l'unité par défaut du paramètre. Notez que la valeur doit être écrite comme une chaîne de caractères (avec des guillemets) pour utiliser cette fonctionnalité. Le nom de l'unité est sensible à la casse, et il peut y avoir des espaces blancs entre la valeur numérique et l'unité.

  - Les unités valides de mémoire sont `B` (octets), `kB` (kilo-octets), `MB` (méga-octets), `GB` (giga-octets) et `TB` (téra-octets). Le multiplieur pour les unités de mémoire est 1024, et non pas 1000.

  - Les unités valides d'intervalle sont `ms` (millisecondes), `s` (secondes), `min` (minutes), `h` (heures) et `d` (jours).

- *Énuméré* : Les valeurs des paramètres de type énuméré sont écrits de la même façon que les valeurs des paramètres de type chaînes de caractères mais sont restreintes à un ensemble limité de valeurs. Les valeurs autorisées d'un paramètre spécifique sont disponibles dans le champ `pg_settings.enumvals`. Les valeurs des paramètres de type énuméré ne sont pas sensibles à la casse.

19.1.2. Interaction avec les paramètres via le fichier de configuration

La façon fondamentale de configurer les paramètres est d'éditer le fichier `postgresql.conf`, qui est normalement conservé dans le répertoire des données. Une copie par défaut est installé dans le répertoire de l'instance lors de l'initialisation. Un exemple de contenu peut être :

```
# Ceci est un commentaire
```

```
log_connections = yes
log_destination = 'syslog'
search_path = '"$user", public'
shared_buffers = 128MB
```

Un paramètre est indiqué par ligne. Le signe égal entre le nom et la valeur est optionnel. Les espaces n'ont pas de signification (except within a quoted parameter value) et les lignes vides sont ignorées. Les symboles dièse (#) désignent le reste de la ligne comme un commentaire. Les valeurs des paramètres qui ne sont pas des identificateurs simples ou des nombres doivent être placées entre guillemets simples. Pour intégrer un guillemet simple dans la valeur d'un paramètre, on écrit soit deux guillemets (c'est la méthode préférée) soit un antislash suivi du guillemet. Si le fichier contient plusieurs entrées du même paramètre, tous sont ignorés sauf le dernier.

Les paramètres configurés de cette façon fournissent des valeurs par défaut pour l'instance. Le paramétrage considéré par les sessions actives sera ces valeurs sauf si elles sont surchargées. Les sections suivantes décrivent les différentes façons dont bénéficient l'administrateur et l'utilisateur pour surcharger les valeurs par défaut.

Il existe aussi une directive `include_if_exists`, qui agit de la même façon que la directive `include`, sauf si le fichier n'existe pas ou ne peut pas être lu. La directive `include` traitera cela comme une erreur, mais la directive `include_if_exists` tracera cet événement et continuera le traitement du fichier de configuration.

Le fichier de configuration est relu à chaque fois que le processus principal du serveur reçoit un signal SIGHUP ; ce signal est facilement envoyé en exécutant `pg_ctl reload` sur la ligne de commande shell ou en appelant la fonction SQL `pg_reload_conf()`. Le processus principal propage ausso ce signal aux processus serveurs en cours d'exécution, pour que les sessions existantes récupèrent aussi les nouvelles valeurs (ceci survient après qu'elles aient terminées d'exécuter la commande en cours d'exécution pour le client). Il est aussi possible d'envoyer le signal à un processus serveur directement. Certains paramètres ne sont pris en compte qu'au démarrage du serveur ; tout changement de ces paramètres dans le fichier de configuration sera ignoré jusqu'au redémarrage du serveur. Les configurations invalides de paramètres sont aussi ignorées (mais tracées) lors du traitement du signal SIGHUP.

En plus du fichier `postgresql.conf`, un répertoire des données d'un serveur PostgreSQL contient un fichier `postgresql.auto.conf` , qui a le même format que le fichier `postgresql.conf` et qui a pour but d'être modifié automatiquement plutôt que manuellement. Ce fichier contient les configurations réalisées avec la commande ALTER SYSTEM. Ce fichier est lu à chaque fois que le fichier `postgresql.conf` est lu, et son contenu prend effet de la même façon. Les paramètres configurés dans `postgresql.auto.conf` surchargent ceux configurés dans `postgresql.conf`.

Des outils externes peuvent aussi modifier le fichier `postgresql.auto.conf`. Il n'est pas recommandé de le faire alors que le serveur est en cours d'exécution car une commande `ALTER SYSTEM` exécutée en parallèle pourrait supprimer de telles modifications. De tels outils devraient simplement ajouter les nouvelles configurations à la fin. Ils pourraient aussi choisir de supprimer les configurations dupliquées et/ou les commentaires (ce que fait `ALTER SYSTEM`).

La vue système `pg_file_settings` peut être utile pour tester par avance des modifications dans les fichiers de configuration, ou pour diagnostiquer des problèmes si un signal SIGHUP n'a pas eu les effets désirés.

19.1.3. Interaction avec les paramètres via SQL

PostgreSQL fournit trois commandes SQL pour établir les valeurs par défaut de la configuration. La première, déjà mentionnée, est la commande ALTER SYSTEM. Elle fournit un moyen accessible via le SQL pour modifier les valeurs globales par défaut ; c'est l'équivalent fonctionnel de l'édition manuelle du fichier `postgresql.conf`. Il existe aussi deux commandes qui permettent la configuration des valeurs par défaut par base de données et par rôle :

- La commande ALTER DATABASE permet de surcharger le paramétrage global suivant la base de connexion.
- La commande ALTER ROLE permet de surcharger le paramétrage global suivant la base et l'utilisateur de connexion.

Les paramètres configurés avec `ALTER DATABASE` et `ALTER ROLE` sont appliqués seulement lors du démarrage d'une nouvelle session. Ils surchargent les valeurs obtenues dans les fichiers de configuration ou sur la ligne de commande du lancement du serveur. Ils constituent les valeurs par défaut pour le reste de la session. Notez que certains paramétrages ne peuvent pas être modifiés après le démarrage du serveur, et ne peuvent donc pas être configurés avec ces commandes (ou celles citées ci-dessous).

Une fois qu'un client est connecté à la base de données, PostgreSQL fournit deux commandes SQL supplémentaires (et fonctions équivalentes) pour interagir avec les paramètres de configuration de la session :

- La commande SHOW autorise l'inspection de la valeur actuelle de tous les paramètres. La fonction correspondante est `current_setting(setting_name text)`.
- La commande SET permet la modification de la valeur actuelle de certains paramètres qui peuvent être configurés localement pour une session. Elle n'a pas d'effet sur les autres sessions. La fonction correspondante est `set_config(setting_name, new_value, is_local)`.

De plus, la vue système `pg_settings` peut être utilisée pour visualiser et modifier les valeurs locales à la session :

- Exécuter une requête sur cette vue est similaire à l'utilisation de la commande `SHOW ALL`. Cependant, elle fournit plus de détails et est beaucoup plus flexible, vu qu'il est possible d'ajouter des conditions de filtre et des jointures vers d'autres relations.
- Utiliser UPDATE sur cette vue, pour mettre à jour la colonne `setting`, est équivalent à exécuter la commande `SET`. Par exemple, l'équivalent de

```
SET paramètre_configuration TO DEFAULT;
```

est :

```
UPDATE pg_settings SET setting = reset_val WHERE name =
'paramètre_configuration';
```

19.1.4. Interaction avec les paramètre via le shell

En plus de pouvoir configurer les valeurs globales des paramètres et d'attacher une configuration spécifique aux bases et aux rôles, vous pouvez fournir un paramétrage à PostgreSQL via des options du shell. Le serveur et la bibliothèque client libpq acceptent des valeurs de paramètres via le shell.

- Lors du démarrage du serveur, des configurations de paramètres peuvent être passées à la commande `postgres` via le paramètre en ligne de commande `-c`. Par exemple,

```
postgres -c log_connections=yes -c log_destination='syslog'
```

Les paramétrages réalisés de cette façon surchargent ceux fournis dans le fichier `postgresql.conf` ou via la commande `ALTER SYSTEM`, donc ils ne peuvent pas être changés globalement sans redémarrer le serveur.

- Lors du démarrage d'une session client via libpq, un paramétrage peut être spécifié en utilisant la variable d'environnement `PGOPTIONS`. Le paramétrage établi ainsi constitue des valeurs par défaut pour la durée de la session, mais n'affecte pas les autres sessions. Pour des raisons historiques, le format de `PGOPTIONS` est similaire à celui utilisé lors du lancement de la commande `postgres`. Spécifiquement, l'option `-c` doit être indiquée. Par exemple :

  ```
  env PGOPTIONS="-c geqo=off -c statement_timeout=5min" psql
  ```

  Les autres clients et autres bibliothèques peuvent fournir leur propres mécanismes via la shell ou autrement, pour permettre à l'utilisateur de modifier le paramétrage de la session sans avoir à utiliser des commandes SQL.

19.1.5. Gestion du contenu des fichiers de configuration

PostgreSQL fournit plusieurs fonctionnalités pour diviser le fichier de configuration `postgresql.conf` en plusieurs sous-fichiers. Ces fonctionnalités sont tout particulièrement utiles quand plusieurs serveurs sont à gérer alors qu'ils partagent une partie de la configuration.

En plus des paramètres, le fichier `postgresql.conf` peut contenir des *directives d'inclusion*, qui précisent les autres fichiers à lire et à traiter comme s'ils étaient insérés dans le fichier de configuration à cet emplacement. Cette fonctionnalité permet de diviser un fichier de configuration en plusieurs parties séparées. Les directives d'inclusion ressemblent à :

```
include 'nom_fichier'
```

Si le nom du fichier n'est pas un chemin absolu, il est considéré comme relatif au répertoire contenant le fichier de configuration de référence. Les inclusions peuvent être imbriquées.

Il existe aussi une directive `include_if_exists` qui agit de la même façon que la directive `include` sauf si le fichier référencé n'existe pas ou ne peut pas être lu. La directive `include` considère ces états comme une condition d'erreur mais `include_if_exists` ne fait que tracer un message et continue le traitement du fichier de configuration de référence.

Le fichier `postgresql.conf` peut aussi contenir `include_dir directives`, qui précise un répertoire entier de fichiers de configuration à inclure. Il s'utilise de la même façon :

```
include_dir 'répertoire'
```

Les noms de répertoire relatifs sont pris comme ayant comme base le répertoire du fichier de configuration. Dans ce répertoire spécifique, seuls les fichiers dont le nom finit avec le suffixe `.conf` seront inclus. Les noms de fichiers qui commencent avec le caractère `.` sont aussi ignorés, pour éviter des erreurs vu que ces fichiers sont cachés sur certaines plateformes. Plusieurs fichiers dans un répertoire d'inclusion sont traités dans l'ordre des noms de fichiers (d'après les règles de la locale C, autrement dit les numéros avant les lettres, et les majuscules avant les minuscules).

Les fichiers et répertoires inclus peuvent être utilisés pour séparer logiquement les portions de la configuration de la base de données, plutôt que d'avoir un gigantesque fichier `postgresql.conf`. Songez à une société qui a deux serveurs de bases de données, chacun avec une quantité de mémoire différente. Il existe vraisemblablement des éléments de la configuration qui vont être partagés entre les deux serveurs, comme par exemple la configuration des traces. Mais les paramètres relatifs à la mémoire sur le serveur varieront entre les deux. Et il pourrait aussi y avoir une personnalisation des

serveurs. Une façon de gérer cette situation est de casser les changements de configuration en trois fichiers. Vous pouvre ajouter cela à la fin de votre fichier `postgresql.conf` pour les inclure :

```
include 'commun.conf'
include 'memoire.conf'
include 'serveur.conf'
```

Tous les systèmes auraient le même `commun.conf`. Chaque serveur avec une quantité particulière de mémoire pourrait partager le même `memory.conf`. Vous pourriez en avoir un pour tous les serveurs disposant de 8 Go de RAM, un autre pour ceux ayant 16 Go. Enfin, `serveur.conf` pourrait avoir les configurations réellement spécifiques à un serveur.

Une autre possibilité revient à créer un répertoire de fichiers de configuration et de placer les fichiers dans ce répertoire. Par exemple, un répertoire `conf.d` pourrait être référencé à la fin du `postgresql.conf` :

```
include_dir 'conf.d'
```

Ensuite, vous pourriez renommer les fichiers dans le répertoire `conf.d` de cette façon :

```
00commun.conf
01memoire.conf
02serveur.conf
```

Cette convention de nommage établit un ordre clair dans lequel ces fichiers sont chargés. C'est important parce que seul le dernier paramétrage d'un paramètre particulier sera utilisé lors de la lecture de la configuration par le serveur. Dans cet exemple, un paramètre configuré dans `conf.d/02server.conf` surchargera la configuration du même paramètre dans `conf.d/01memory.conf`.

Vous pouvez utiliser à la place cette approche pour nommer les fichiers de façon claire :

```
00commun.conf
01memoire-8Go.conf
02serveur-truc.conf
```

Ce type d'arrangement donne un nom unique pour chaque variation du fichier de configuration. Ceci peut aider à éliminer l'ambiguïté quand plusieurs serveurs ont leur configuration stockée au même endroit, par exemple dans un dépôt de contrôle de version. (Stocker les fichiers de configuration de la base avec un outil de contrôle de version est une autre bonne pratique à considérer.)

19.2. Emplacement des fichiers

En plus du fichier `postgresql.conf` déjà mentionné, PostgreSQL utilise deux autres fichiers de configuration éditables manuellement. Ces fichiers contrôlent l'authentification du client (leur utilisation est discutée dans le Chapitre 20). Par défaut, les trois fichiers de configuration sont stockés dans le répertoire data du cluster de bases de données. Les paramètres décrits dans cette section permettent de déplacer les fichiers de configuration. Ce qui peut en faciliter l'administration. Il est, en particulier, souvent plus facile de s'assurer que les fichiers de configuration sont correctement sauvegardés quand ils sont conservés à part.

`data_directory` (`string`)

Indique le répertoire à utiliser pour le stockage des données. Ce paramètre ne peut être initialisé qu'au lancement du serveur.

`config_file` (`string`)

Indique le fichier de configuration principal du serveur (appelé `postgresql.conf`). Ce paramètre ne peut être initialisé que sur la ligne de commande de `postgres`.

`hba_file` (`string`)

Indique le fichier de configuration de l'authentification fondée sur l'hôte (appelé `pg_hba.conf`). Ce paramètre ne peut être initialisé qu'au lancement du serveur.

`ident_file` (`string`)

Indique le fichier de configuration pour la correspondance des noms d'utilisateurs, fichier appelé `pg_ident.conf`). Voir Section 20.2 pour plus de détails. Ce paramètre ne peut être initialisé qu'au lancement du serveur.

`external_pid_file` (`string`)

Indique le nom d'un fichier supplémentaire d'identifiant de processus (PID) créé par le serveur à l'intention des programmes d'administration du serveur. Ce paramètre ne peut être initialisé qu'au lancement du serveur.

Dans une installation par défaut, aucun des paramètres ci-dessus n'est configuré explicitement. À la place, le répertoire des données est indiqué par l'option `-D` en ligne de commande ou par la variable d'environnement `PGDATA`. Les fichiers de configuration sont alors tous disponibles dans le répertoire des données.

Pour conserver les fichiers de configuration dans un répertoire différent de data, l'option `-D` de la ligne de commande `postgres` ou la variable d'environnement `PGDATA` doit pointer sur le répertoire contenant les fichiers de configuration. Le paramètre `data_directory` doit alors être configuré dans le fichier `postgresql.conf` (ou sur la ligne de commande) pour préciser où est réellement situé le répertoire des données. `data_directory` surcharge `-D` et `PGDATA` pour l'emplacement du répertoire des données, mais pas pour l'emplacement des fichiers de configuration.

les noms des fichiers de configuration et leur emplacement peuvent être indiqués individuellement en utilisant les paramètres `config_file`, `hba_file` et/ou `ident_file`. `config_file` ne peut être indiqué que sur la ligne de commande de `postgres` mais les autres peuvent être placés dans le fichier de configuration principal. Si les trois paramètres et `data_directory` sont configurés explicitement, alors il n'est pas nécessaire d'indiquer `-D` ou `PGDATA`.

Lors de la configuration de ces paramètres, un chemin relatif est interprété d'après le répertoire d'où est lancé `postgres`.

19.3. Connexions et authentification

19.3.1. Paramètres de connexion

`listen_addresses` (`string`)

Indique les adresses TCP/IP sur lesquelles le serveur écoute les connexions en provenance d'applications clientes. La valeur prend la forme d'une liste de noms d'hôte ou d'adresses IP numériques séparés par des virgules. L'entrée spéciale `*` correspond à toutes les interfaces IP disponibles. L'enregistrement `0.0.0.0` permet l'écoute sur toutes les adresses IPv4 et `::` permet l'écoute sur toutes les adresses IPv6. Si la liste est vide, le serveur n'écoute aucune interface IP, auquel cas seuls les sockets de domaine Unix peuvent être utilisées pour s'y connecter. Si la liste

n'est pas vide, le serveur démarrera s'il peut écouter sur au moins une adresse IP. Un message d'avertissement sera émis pour les adresses TCP/IP qui ne peuvent pas être ouvertes. La valeur par défaut est localhost, ce qui n'autorise que les connexions TCP/IP locales de type « loopback ».

Bien que l'authentification client (Chapitre 20) permet un contrôle très fin sur les accès au serveur, `listen_addresses` contrôle les interfaces pouvant accepter des tentatives de connexion, ce qui permet d'empêcher des demandes répétées de connexion malveillantes sur des interfaces réseau non sécurisées. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

`port` (`integer`)

Le port TCP sur lequel le serveur écoute ; 5432 par défaut. Le même numéro de port est utilisé pour toutes les adresses IP que le serveur écoute. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

`max_connections` (`integer`)

Indique le nombre maximum de connexions concurrentes au serveur de base de données. La valeur par défaut typique est de 100 connexions, mais elle peut être moindre si les paramètres du noyau ne le supportent pas (ce qui est déterminé lors de l'initdb). Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

Lors de l'exécution d'un serveur en attente, vous devez configurer ce paramètre à la même valeur ou à une valeur plus importante que sur le serveur maître. Sinon, des requêtes pourraient ne pas être autorisées sur le serveur en attente.

Lors que vous modifiez cette valeur, pensez également à ajuster max_parallel_workers, max_parallel_maintenance_workers et max_parallel_workers_per_gather.

`superuser_reserved_connections` (`integer`)

Indique le nombre de connecteurs (« slots ») réservés aux connexions des superutilisateurs PostgreSQL. Au plus max_connections connexions peuvent être actives simultanément. Dès que le nombre de connexions simultanément actives atteint `max_connections` moins `superuser_reserved_connections`, les nouvelles connexions ne sont plus acceptées que pour les superutilisateurs, et aucune nouvelle connexion de réplication ne sera acceptée.

La valeur par défaut est de trois connexions. La valeur doit être plus petite que la valeur de `max_connections` moins max_wal_senders. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

`unix_socket_directories` (`string`)

Indique le répertoire pour le(s) socket(s) de domaine Unix sur lequel le serveur va écouter les connexions des applications clientes. Plusieurs sockets peuvent être créés en listant plusieurs répertoires et en les séparant par des virgules. Les espaces blancs entre les entrées sont ignorés. Entourer un nom de répertoire avec des guillemets doubles si vous avez besoin d'inclure un espace blanc ou une virgule dans son nom. Une valeur vide désactive l'utilisation des sockets de domaine Unix, auquel cas seules les sockets TCP/IP pourront être utilisées pour se connecter au serveur. La valeur par défaut est habituellement `/tmp`, mais cela peut se changer au moment de la contruction. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

En plus du fichier socket, qui est nommé `.s.PGSQL.`*`nnnn`* où *`nnnn`* est le numéro de port du serveur, un fichier ordinaire nommé `.s.PGSQL.`*`nnnn`*`.lock` sera créé dans chaque répertoire de `unix_socket_directories`. Les deux fichiers ne doivent pas être supprimés manuellement.

Ce paramètre n'a pas de sens sur les systèmes qui ignorent complètement les droits sur les sockets, comme Solaris à partir de la version 10. Un effet similaire peut être atteint en pointant `unix_socket_directories` vers un répertoire ayant un droit de recherche limité

à l'audience acceptée. Ce paramètre n'a aucun intérêt sous Windows car ce système n'a pas de sockets domaine Unix.

`unix_socket_group` (`string`)

Configure le groupe propriétaire des sockets de domaine Unix (l'utilisateur propriétaire des sockets est toujours l'utilisateur qui lance le serveur). En combinaison avec le paramètre `unix_socket_permissions`, ceci peut être utilisé comme un mécanisme de contrôle d'accès supplémentaire pour les connexions de domaine Unix. Par défaut, il s'agit d'une chaîne vide, ce qui sélectionne le groupe par défaut de l'utilisateur courant. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

Ce paramètre n'a aucun intérêt sous Windows car ce système n'a pas de sockets domaine Unix.

`unix_socket_permissions` (`integer`)

Configure les droits d'accès aux sockets de domaine Unix. Ce socket utilise l'ensemble habituel des droits du système de fichiers Unix. Ce paramètre doit être indiqué sous une forme numérique telle qu'acceptée par les appels système `chmod` et `umask` (pour utiliser le format octal, ce nombre doit commencer avec un `0` (zéro)).

Les droits par défaut sont `0777`, signifiant que tout le monde peut se connecter. Les alternatives raisonnables sont `0770` (utilisateur et groupe uniquement, voir aussi `unix_socket_group`) et `0700` (utilisateur uniquement) (pour un socket de domaine Unix, seul le droit d'accès en écriture importe ; il n'est donc pas nécessaire de donner ou de révoquer les droits de lecture ou d'exécution).

Ce mécanisme de contrôle d'accès est indépendant de celui décrit dans le Chapitre 20.

Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

Ce paramètre n'a aucun intérêt sous Windows car ce système n'a pas de sockets domaine Unix.

`bonjour` (`boolean`)

Active la promotion de l'existence du serveur via le protocole Bonjour. Désactivé par défaut, ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

`bonjour_name` (`string`)

Indique le nom du service Bonjour. Le nom de l'ordinateur est utilisé si ce paramètre est configuré avec une chaîne vide (ce qui est la valeur par défaut). Ce paramètre est ignoré si le serveur n'est pas compilé avec le support Bonjour. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

`tcp_keepalives_idle` (`integer`)

Indique le nombre de secondes d'inactivité avant que TCP envoie un paquet keepalive au client. Une valeur de 0 revient à utiliser la valeur système par défaut. Ce paramètre est seulement supporté par les systèmes qui supportent les symboles `TCP_KEEPIDLE` ou une option socket équivalente et sur Windows ; sur les autres systèmes, ce paramètre doit valoir zéro. Pour les sessions connectées via une socket de domaine Unix, ce paramètre est ignoré et vaut toujours zéro.

> **Note**
>
> Sur Windows, une valeur de 0 configurera ce paramètre à deux heures car Windows ne fournit pas un moyen de lire la valeur par défaut du système.

`tcp_keepalives_interval` (`integer`)

Indique le nombre de secondes après lesquelles un paquet TCP keepalive qui n'a pas été aquitté par le client doit être retransmis. Une valeur de 0 revient à utiliser la valeur système par défaut. Ce

paramètre est seulement supporté par les systèmes qui supportent le symbole `TCP_KEEPINTVL` ou une option socket équivalente et sur Windows ; sur les autres systèmes, ce paramètre doit valoir zéro. Pour les sessions connectées via une socket de domaine Unix, ce paramètre est ignoré et vaut toujours zéro.

> **Note**
>
> Sur Windows, une valeur de 0 configurera ce paramètre à une seconde car Windows ne fournit pas un moyen de lire la valeur par défaut du système.

`tcp_keepalives_count` (`integer`)

Indique le nombre de paquets TCP keepalive pouvant être perdus avant que la connexion au serveur soit considérée comme morte. Une valeur de 0 revient à utiliser la valeur système par défaut. Ce paramètre est seulement supporté par les systèmes qui supportent le symbole `TCP_KEEPCNT` ou une option socket équivalente, et sur Windows ; sur les autres systèmes, ce paramètre doit valoir zéro. Pour les sessions connectées via une socket de domaine Unix, ce paramètre est ignoré et vaut toujours zéro.

> **Note**
>
> Ce paramètre n'est pas supporté sur Windows et doit donc valoir zéro.

19.3.2. Authentification

`authentication_timeout` (`integer`)

Temps maximum pour terminer l'authentification du client, en secondes. Si un client n'a pas terminé le protocole d'authentification dans ce délai, le serveur ferme la connexion. Cela protège le serveur des clients bloqués occupant une connexion indéfiniment. La valeur par défaut est d'une minute. Ce paramètre peut être configuré au lancement du serveur et dans le fichier `postgresql.conf`.

`password_encryption` (`enum`)

Détermine l'algorithme utilisé pour chiffrer un mot de passe spécifié dans CREATE ROLE ou ALTER ROLE. Le défaut est `md5` qui stocke le *hash* MD5 du mot de passe (`on` est aussi accepté comme alias de `md5`). Passer ce paramètre à `scram-sha-256` chiffrera le mot de passe avec SCRAM-SHA-256.

Notez que des clients plus anciens pourraient ne pas disposer du support pour l'authentification SCRAM, et ne fonctionneraient pas avec des mots de passe chiffrés avec SCRAM-SHA-256. Voir Section 20.5 pour les détails.

`krb_server_keyfile` (`string`)

Indique la position du fichier de clé du serveur Kerberos. Voir Section 20.6 pour les détails. Ce paramètre ne peut être positionné que dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

`krb_caseins_users` (`boolean`)

Indique si les noms d'utilisateur GSSAPI doivent être traités en respectant la casse. Le défaut est `off` (sensible à la casse). Ce paramètre ne peut être positionné que dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

`db_user_namespace` (`boolean`)

Ce paramètre autorise des noms d'utilisateur par base de données. Il est à `off` par défaut. Ce paramètre ne peut être positionné que dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

S'il est activé, vous devez créer des utilisateurs en tant que *`username@dbname`*. Quand *`username`* est transmis par une connexion cliente, `@` et le nom de la base sont ajoutés au nom d'utilisateur, et ce nom spécifique à la base sera recherché par le serveur. Notez que si vous créez des utilisateurs dont le nom comprend un `@`, vous devrez ajouter des guillemets autour de ce nom.

Même avec ce paramètre activé, vous pouvez toujours créer les utilisateurs globaux ordinaires. Ajoutez simplement `@` en donnant le nom dans le client, comme par exemple `pierre@`. Le `@` sera supprimé avant la recherche de l'utilisateur par le serveur.

`db_user_namespace` provoque un écart entre les représentations des noms du client et du serveur. Les tests d'authentification sont toujours fait avec le nom d'utilisateur du serveur, donc les méthodes d'authentification doivent être configurées avec le nom connu du serveur, pas celui du client. Comme `md5` utilise le nom d'utilisateur comme sel sur le client comme sur le serveur, `md5` ne peut être utilisé avec `db_user_namespace`.

> **Note**
>
> Cette option est considérée comme une mesure provisoire jusqu'à ce qu'une solution complète soit trouvée. À ce moment, cette option sera supprimée.

19.3.3. SSL

Voir Section 18.9 pour plus d'informations sur la mise en œuvre de SSL.

`ssl` (`boolean`)

Active les connexions SSL. Ce paramètre peut uniquement être modifié dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. La valeur par défaut est `off`.

`ssl_ciphers` (`string`)

Donne une liste d'algorithmes SSL autorisées à être utilisés sur des connexions SSL. Voir la page de manuel de ciphers dans le paquet OpenSSL pour la syntaxe de ce paramètre et une liste des valeurs supportées. Seules les connexions utilisant TLS version 1.2 et antérieures sont impactées. Il n'existe actuellement pas de paramètre contrôlant le choix des algorithmes utilisés par les connexions avec TLS version 1.3. La valeur par défaut est `HIGH:MEDIUM:+3DES:!aNULL`. Cette valeur est généralement raisonnable, sauf si vous avez des besoins spécifiques en terme de sécurité.

Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

Voici une explication de la valeur par défaut ;:

`HIGH`

Algorithmes du groupe `HIGH` (par exemple AES, Camellia, 3DES)

`MEDIUM`

Algorithmes du groupe `MEDIUM` (par exemple RC4, SEED)

`+3DES`

L'ordre par défaut dans `HIGH` est problématique car il positionne 3DES avant AES128. Ceci est mauvais parce que 3DES offre moins de sécurité que AES128, et il est aussi bien moins rapide. `+3DES` le réordonne après les algorithmes des groupes `HIGH` et `MEDIUM`.

`!aNULL`

Désactive les algorithmes anonymes qui ne font pas d'authentification. Ces algorithmes sont vulnérables à des attaques de type *man-in-the-middle* et ne doivent donc pas être utilisés.

Les détails sur les algorithmes varient suivant les versions d'OpenSSL. Utiliser la commande `openssl ciphers -v 'HIGH:MEDIUM:+3DES:!aNULL'` pour voir les détails réels de la version OpenSSL actuellement installée. Notez que cette liste est filtrée à l'exécution suivant le type de clé du serveur.

`ssl_prefer_server_ciphers` (`boolean`)

Précise s'il faut utiliser les préférences du serveur en terme d'algorithmes, ou celles du client. Ce paramètre peut uniquement être modifié dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. La valeur par défaut est `true`.

Les versions plus anciennes de PostgreSQL n'ont pas ce paramètre et utilisent toujours les préférences du client. Ce paramètre a principalement pour but de maintenir une compatibilité ascendante avec ces versions. Utiliser les préférences du serveur est généralement conseillé car il est plus probable que le serveur soit correctement configuré.

`ssl_ecdh_curve` (`string`)

Indique le nom de la courve à utiliser dans l'échange de clés ECDH. Elle doit être acceptée par tous les clients qui se connectent. Il n'est pas nécessaire que la même courbe soit utilisée par la clé Elliptic Curve. Ce paramètre peut uniquement être modifié dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. La valeur par défaut est `prime256v1`.

Noms OpenSSL pour les courbes les plus courantes : `prime256v1` (NIST P-256), `secp384r1` (NIST P-384), `secp521r1` (NIST P-521). La liste complète des courbes disponibles peut être récupérée avec la commande `openssl ecparam -list_curves`. Toutes ne sont pas utilisables dans TLS.

`ssl_ca_file` (`string`)

Indique le nom du fichier contenant l'autorité du certificat serveur SSL (CA). Les chemins relatifs sont relatifs par rapport au répertoire de données. Ce paramètre peut uniquement être modifié dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. Par défaut le paramètre est vide, ce qui veut dire qu'il n'y a pas de fichier d'autorité du certificat chargé, et donc que la vérification du certificat client n'est pas effectuée.

`ssl_cert_file` (`string`)

Indique le nom du fichier contenant le certificat SSL du serveur. Les chemins relatifs sont relatifs par rapport au répertoire de données. Ce paramètre peut uniquement être modifié dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. La valeur par défaut est `server.crt`.

`ssl_crl_file` (`string`)

Indique le nom du fichier contenant la liste de révocation de certificat SSL client (CRL). Les chemins relatifs sont relatifs par rapport au répertoire de données. Ce paramètre peut uniquement être modifié dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. Par

défaut, ce paramètre est vide, ce qui veut dire qu'aucune liste de révocation de certificat n'est chargée.

`ssl_key_file` (`string`)

Indique le nom du fichier contenant la clé privée SSL du serveur. Les chemins relatifs sont relatifs par rapport au répertoire de données. Ce paramètre peut uniquement être modifié dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. La valeur par défaut est `server.key`.

`ssl_dh_params_file` (`string`)

Indique le nom du fichier contenant les paramètres Diffie-Hellman utilisés pour la famille DH éphémère des algorithmes SSL. La valeur par défaut est une chaîne vide, auquel cas les paramètres DH par défaut sont utilisés. Utiliser des paramètres DH personnalisés réduit l'exposition si un attaquant réussit à craquer les paramètres DH internes bien connus. Vous pouvez créer votre propre fichier de paramètre DH avec la commande `openssl dhparam -out dhparams.pem 2048`.

Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

`ssl_passphrase_command` (`string`)

Indique une commande externe à appeler quand il faut obtenir une phrase de passe pour déchiffrer un fichier SSL tel que la clé privée. Par défaut, ce paramètre est vide, ce qui implique que le mécanisme interne de demande de cette phrase de passe sera utilisé.

La commande doit envoyer la phrase de passe dans sa sortie standard et quitter avec le code 0. Dans la valeur du paramètre, `%p` est remplacée par la chaîne d'interrogation. (Écrivez `%%` pour afficher un %.) Notez que la chaîne d'interrogation contiendra probablement des espaces, donc mettez les guillemets adéquats. S'il y a une nouvelle ligne unique à la fin de la sortie, elle sera supprimée.

En fait, la commande n'a pas besoin de demander une phrase de passe à l'utilisateur. Elle peut la lire depuis un fichier, l'obtenir d'un trousseau ou de quelque chose de ce genre. C'est à l'utilisateur de s'assurer que ce mécanisme est sûr.

Ce paramètre ne peut être renseigné que dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande.

`ssl_passphrase_command_supports_reload` (`boolean`)

Ce paramètre indique si la commande pour la phrase de passe désignée dans `ssl_passphrase_command` doit aussi être appelée lors d'un rechargement de configuration, si le fichier clé veut une phrase de passe. Si ce paramètre est `false` (c'est le défaut), alors `ssl_passphrase_command` sera ignoré lors d'un rechargement et la configuration SSL ne sera pas rechargée si une phrase de passe était nécessaire. C'est la configuration correcte si la commande a besoin d'un TTY pour demander la phrase, qui pourrait ne pas être disponible quand le serveur fonctionne. Passer ce paramètre à `true` peut être approprié si la phrase de passe est obtenue, par exemple, depuis un fichier.

Ce paramètre ne peut être renseigné que dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande.

19.4. Consommation des ressources

19.4.1. Mémoire

`shared_buffers` (`integer`)

Initialise la quantité de mémoire que le serveur de bases de données utilise comme mémoire partagée. La valeur par défaut, en général 128 Mo, peut être automatiquement abaissée si la configuration du noyau ne la supporte pas (déterminé lors de l'exécution de l'initdb). Ce paramètre doit être au minimum de 128 Ko + 16 Ko par max_connections. (Des valeurs personnalisées de `BLCKSZ` agissent sur ce minimum.) Des valeurs significativement plus importantes que ce minimum sont généralement nécessaires pour de bonnes performances. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

Si vous disposez d'un serveur dédié à la base de données, avec 1 Go de mémoire ou plus, une valeur de départ raisonnable pour ce paramètre est de 25% la mémoire de votre système. Certains cas peuvent nécessiter une valeur encore plus importante pour le `shared_buffers` mais comme PostgreSQL profite aussi du cache du système d'exploitation, il est peu probable qu'une allocation de plus de 40% de la mémoire fonctionnera mieux qu'une valeur plus restreinte. Des valeurs importantes pour le paramètre `shared_buffers` requièrent généralement une augmentation proportionnelle du `max_wal_size`, pour étendre dans le temps les écritures de grandes quantités de données, nouvelles ou modifiées.

Sur des systèmes comprenant moins d'1 Go de mémoire, un pourcentage plus restreint est approprié pour laisser une place suffisante au système d'exploitation.

`huge_pages` (`enum`)

Contrôle si les *huge pages* sont obligatoires pour la principale zone de mémoire partagée. Les valeurs valides sont `try` (le défaut), `on` et `off`. Avec `huge_pages` à `try`, le serveur tentera de demander des *huge pages* mais se rabattra sur le défaut en cas d'échec. Avec `on`, cet échec empêchera le serveur de démarrer. Avec `off`, il n'y aura pas de demande de *huge pages*.

Pour le moment, ce paramètre n'est supporté que sur Linux et Windows. Il est ignoré sur les autres systèmes quand il est à `try`.

L'utilisation des *huge pages* réduit la taille des tables de pages et la consommation CPU pour gérer la mémoire, améliorant ainsi les performances. Pour plus de détails sur la gestion des *huge pages* sur Linux, voir Section 18.4.5.

Sous Windows, les *huge pages* sont connues sous le nom de *large pages*. Pour les utiliser, vous devez assigner le droit « Verrouiller les pages en mémoire » (*Lock Pages in Memory*) à l'utilisateur Windows qui fait tourner PostgreSQL. Vous pouvez utiliser l'Éditeur de stratégie de groupe locale (gpedit.msc) pour assigner ce droit à l'utilisateur. Pour démarrer le serveur en ligne de commande en tant que processus autonome, et pas en tant que service Windows, l'invite de commande doit tourner en tant qu'administrateur, ou bien le contrôle de compte d'utilisateur (UAC, *User Access Control*) doit être désactivé. Quand l'UAC est activé, l'invite de commande normale révoque le droit « Verrouiller les pages en mémoire » de l'utilisateur au démarrage.

Notez que ce paramètre n'affecte que la partie principale de la mémoire partagée. Des systèmes d'exploitation comme Linux, FreeBSD et Illumos peuvent aussi utiliser les *huge pages* automatiquement pour les allocations mémoire normales sans demande explicite de PostgreSQL. Sur Linux, cela s'appelle « transparent huge pages » (THP). Elles sont connues pour causer une dégradation des performances avec PostgreSQL pour certains utilisateurs sur certaines versions de Linux ; leur usage est donc actuellement déconseillé (au contraire de l'utilisation explicite de `huge_pages`).

`temp_buffers` (`integer`)

Configure le nombre maximum de tampons temporaires utilisés par chaque session de la base de données. Ce sont des tampons locaux à la session utilisés uniquement pour accéder aux tables temporaires. La valeur par défaut est de 8 Mo. Ce paramètre peut être modifié à l'intérieur de sessions individuelles mais seulement jusqu'à la première utilisation des tables temporaires dans une session ; les tentatives suivantes de changement de cette valeur n'ont aucun effet sur cette session.

Une session alloue des tampons temporaires en fonction des besoins jusqu'à atteindre la limite donnée par `temp_buffers`. Positionner une valeur importante pour les sessions qui ne le nécessitent pas ne coûte qu'un descripteur de tampon, soit environ 64 octets, par incrément de `temp_buffers`. Néanmoins, si un tampon est réellement utilisé, 8192 autres octets sont consommés pour celui-ci (ou, plus généralement, `BLCKSZ` octets).

`max_prepared_transactions` (`integer`)

Configure le nombre maximum de transactions simultanément dans l'état « préparées » (voir PREPARE TRANSACTION). Zéro, la configuration par défaut, désactive la fonctionnalité des transactions préparées Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

Si vous ne prévoyez pas d'utiliser les transactions préparées, ce paramètre devrait être positionné à zéro pour éviter toute création accidentelle de transactions préparées. Au contraire, si vous les utilisez, il peut être intéressant de positionner `max_prepared_transactions` au minimum à au moins max_connections pour que chaque session puisse avoir sa transaction préparée.

Lors de l'exécution d'un serveur en attente, vous devez configurer ce paramètre à la même valeur ou à une valeur plus importante que sur le serveur maître. Sinon, des requêtes pourraient ne pas être autorisées sur le serveur en attente.

`work_mem` (`integer`)

Indique la quantité de mémoire que les opérations de tri interne et les tables de hachage peuvent utiliser avant de basculer sur des fichiers disque temporaires. La valeur par défaut est de 4 Mo. Une requête complexe peut réaliser plusieurs opérations de tri ou de hachage exécutées en même temps, chaque opération étant autorisée à utiliser autant de mémoire que cette valeur indique avant de commencer à écrire les données dans des fichiers temporaires. De plus, de nombreuses sessions peuvent exécuter de telles opérations simultanément. La mémoire totale utilisée peut, de ce fait, atteindre plusieurs fois la valeur de `work_mem` ; il est nécessaire de garder cela à l'esprit lors du choix de cette valeur. Les opérations de tri sont utilisées pour `ORDER BY`, `DISTINCT` et les jointures de fusion. Les tables de hachage sont utilisées dans les jointures de hachage, les agrégations et le traitement des sous-requêtes `IN` fondés sur le hachage.

`maintenance_work_mem` (`integer`)

Indique la quantité maximale de mémoire que peuvent utiliser les opérations de maintenance telles que `VACUUM`, `CREATE INDEX` et `ALTER TABLE ADD FOREIGN KEY`. La valeur par défaut est de 64 Mo. Puisque seule une de ces opérations peut être exécutée à la fois dans une session et que, dans le cadre d'un fonctionnement normal, peu d'opérations de ce genre sont exécutées concurrentiellement sur une même installation, il est possible d'initialiser cette variable à une valeur bien plus importante que `work_mem`. Une grande valeur peut améliorer les performances des opérations VACUUM et de la restauration des sauvegardes.

Quand autovacuum fonctionne, un maximum de autovacuum_max_workers fois cette quantité de mémoire peut être utilisée. Il convient donc de s'assurer de ne pas configurer la valeur par défaut de façon trop importante. Il pourrait être utile de contrôler ceci en configurant autovacuum_work_mem séparément.

Notez que pour la récupération des identifiants de lignes mortes, `VACUUM` est capable d'utiliser uniquement `1GB` de mémoire.

`autovacuum_work_mem` (`integer`)

Indique la quantité maximale de mémoire à utiliser pour chaque processus autovacuum worker. Ce paramètre vaut -1 par défaut, indiquant que la valeur de maintenance_work_mem doit être utilisée à la place. Ce paramétrage n'a pas d'effet sur le comportement de `VACUUM` lorsqu'il est exécuté dans d'autres contextes. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

Pour la récupération des identifiants de lignes mortes, autovacuum est capable d'utiliser au maximum `1 Go` de mémoire, donc configurer `autovacuum_work_mem` à une valeur supérieure n'a aucun effet sur le nombre de lignes mortes que l'autovacuum peut récupérer lors du parcours d'une table.

`max_stack_depth` (`integer`)

Indique la profondeur maximale de la pile d'exécution du serveur. La configuration idéale pour ce paramètre est la limite réelle de la pile assurée par le noyau (configurée par `ulimit -s` ou équivalent local) à laquelle est soustraite une marge de sécurité d'un Mo environ. La marge de sécurité est nécessaire parce que la profondeur de la pile n'est pas vérifiée dans chaque routine du serveur mais uniquement dans les routines clés potentiellement récursives telles que l'évaluation d'une expression. Le paramétrage par défaut est de 2 Mo, valeur faible qui implique peu de risques. Néanmoins, elle peut s'avérer trop petite pour autoriser l'exécution de fonctions complexes. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

Configurer ce paramètre à une valeur plus importante que la limite réelle du noyau signifie qu'une fonction récursive peut occasionner un arrêt brutal d'un processus serveur particulier. Sur les plateformes où PostgreSQL peut déterminer la limite du noyau, il interdit de positionner cette variable à une valeur inadéquate. Néanmoins, toutes les plateformes ne fournissent pas cette information, et une grande attention doit être portée au choix de cette valeur.

`dynamic_shared_memory_type` (`enum`)

Indique l'implémentation de mémoire partagée dynamique que le serveur doit utiliser. Les valeurs possibles sont `posix` (pour la mémoire partagée POSIX allouée en utilisant `shm_open`), `sysv` (pour la mémoire partagée System V allouée en* utilisant `shmget`), `windows` (pour la mémoire partagée Windows), `mmap` (pour simuler la mémoire partagée en utilisant les fichiers de mémoire enregistrés dans le répertoire des données), et `none` (pour désactiver cette fonctionnalité). Toutes les valeurs ne sont pas forcément supportées sur toutes les plateformes ; la première option supportée est la valeur par défaut pour cette plateforme. L'utilisation de l'option `mmap`, qui n'est la valeur par défaut d'aucune plateforme, est généralement déconseillée car le système d'exploitation pourrait écrire des pages modifiées sur disque de manière répétée, augmentant la charge disque du système. Néanmoins, cela peut se révéler utile pour débugger, quand le répertoire `pg_dynshmem` est stocké dans un disque RAM ou quand les autres options de mémoire partagée ne sont pas disponibles.

19.4.2. Disque

`temp_file_limit` (`integer`)

Spécifie la quantité maximale d'espace disque qu'un processus peut utiliser pour les fichiers temporaires, comme par exemple ceux utilisés pour les tris et hachages, ou le fichier de stockage pour un curseur détenu. Une transaction tentant de dépasser cette limite sera annulée. La valeur a pour unité le Ko. La valeur spéciale `-1` (valeur par défaut) signifie sans limite. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier cette configuration.

Ce paramètre contraint l'espace total utilisé à tout instant par tous les fichiers temporaires utilisés pour un processus PostgreSQL donnée. Il doit être noté que l'espace disque utilisé pour les tables temporaires explicites, à l'opposé des fichiers temporaires utilisés implicitement pour l'exécution des requêtes, n'est *pas* pris en compte pour cette limite.

19.4.3. Usage des ressources du noyau

`max_files_per_process` (`integer`)

Positionne le nombre maximum de fichiers simultanément ouverts par sous-processus serveur. La valeur par défaut est de 1000 fichiers. Si le noyau assure une limite par processus, il n'est pas nécessaire de s'intéresser à ce paramètre. Toutefois, sur certaines plateformes (notamment les

systèmes BSD) le noyau autorise les processus individuels à ouvrir plus de fichiers que le système ne peut effectivement en supporter lorsqu'un grand nombre de processus essayent tous d'ouvrir ce nombre de fichiers. Si le message « Too many open files » (« Trop de fichiers ouverts ») apparaît, il faut essayer de réduire ce paramètre. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

19.4.4. Report du VACUUM en fonction de son coût

Lors de l'exécution des commandes VACUUM et ANALYZE, le système maintient un compteur interne qui conserve la trace du coût estimé des différentes opérations d'entrée/sortie réalisées. Quand le coût accumulé atteint une limite (indiquée par `vacuum_cost_limit`), le processus traitant l'opération s'arrête un court moment (précisé par `vacuum_cost_delay`). Puis, il réinitialise le compteur et continue l'exécution.

Le but de cette fonctionnalité est d'autoriser les administrateurs à réduire l'impact des entrées/sorties de ces commandes en fonction de l'activité des bases de données. Nombreuses sont les situations pour lesquelles il n'est pas très important que les commandes de maintenance telles que VACUUM et ANALYZE se finissent rapidement, mais il est généralement très important que ces commandes n'interfèrent pas de façon significative avec la capacité du système à réaliser d'autres opérations sur les bases de données. Le report du VACUUM en fonction de son coût fournit aux administrateurs un moyen d'y parvenir.

Cette fonctionnalité est désactivée par défaut pour les commandes VACUUM lancées manuellement. Pour l'activer, la variable `vacuum_cost_delay` doit être initialisée à une valeur différente de zéro.

`vacuum_cost_delay` (`integer`)

Indique le temps, en millisecondes, de repos du processus quand la limite de coût a été atteinte. La valeur par défaut est zéro, ce qui désactive la fonctionnalité de report du VACUUM en fonction de son coût. Une valeur positive active cette fonctionnalité. Sur de nombreux systèmes, la résolution réelle du `sleep` est de 10 millisecondes ; configurer `vacuum_cost_delay` à une valeur qui n'est pas un multiple de 10 conduit alors au même résultat que de le configurer au multiple de 10 supérieur.

Lors d'utilisation de vacuum basée sur le coût, les valeurs appropriées pour `vacuum_cost_delay` sont habituellement assez petites, de l'ordre de 10 à 20 millisecondes. Il est préférable d'ajuster la consommation de ressource de vacuum en changeant les autres paramètres de coût de vacuum.

`vacuum_cost_page_hit` (`integer`)

Indique Le coût estimé du nettoyage par VACUUM d'un tampon trouvé dans le cache des tampons partagés. Cela représente le coût de verrouillage de la réserve de tampons, la recherche au sein de la table de hachage partagée et le parcours du contenu de la page. La valeur par défaut est 1.

`vacuum_cost_page_miss` (`integer`)

Indique le coût estimé du nettoyage par VACUUM d'un tampon qui doit être lu sur le disque. Cela représente l'effort à fournir pour verrouiller la réserve de tampons, rechercher dans la table de hachage partagée, lire le bloc désiré sur le disque et parcourir son contenu. La valeur par défaut est 10.

`vacuum_cost_page_dirty` (`integer`)

Indique le coût estimé de modification par VACUUM d'un bloc précédemment vide (*clean block*). Cela représente les entrées/sorties supplémentaires nécessaires pour vider à nouveau le bloc modifié (*dirty block*) sur le disque. La valeur par défaut est 20.

`vacuum_cost_limit` (`integer`)

Indique Le coût cumulé qui provoque l'endormissement du processus de VACUUM. La valeur par défaut est 200.

> **Note**
>
> Certaines opérations détiennent des verrous critiques et doivent donc se terminer le plus vite possible. Les reports de VACUUM en fonction du coût ne surviennent pas pendant ces opérations. De ce fait, il est possible que le coût cumulé soit bien plus important que la limite indiquée. Pour éviter des délais inutilement longs dans de tels cas, le délai réel est calculé de la façon suivante : `vacuum_cost_delay` * `accumulated_balance` / `vacuum_cost_limit` avec un maximum de `vacuum_cost_delay` * 4.

19.4.5. Processus d'écriture en arrière-plan

Il existe un processus serveur séparé appelé *background writer* dont le but est d'écrire les tampons « sales » (parce que nouveaux ou modifiés). Quand le nombre de tampons partagés propres semble insuffisant, le *background writer* écrit quelques tampons sales au système de fichiers et les marque comme étant propres. Ceci réduit la probabilité que les processus serveur gérant les requêtes des utilisateurs ne soient dans l'incapacité de trouver des tampons propres et doivent écrire eux-mêmes des tampons sales. Néanmoins, ce processus d'écriture en tâche de fond implique une augmentation globale de la charge des entrées/sorties disque car, quand une page fréquemment modifiée pourrait n'être écrite qu'une seule fois par CHECKPOINT, le processus d'écriture en tâche de fond pourrait l'avoir écrit plusieurs fois si cette page a été modifiée plusieurs fois dans le même intervalle. Les paramètres discutés dans cette sous-section peuvent être utilisés pour configurer finement son comportement pour les besoins locaux.

`bgwriter_delay` (`integer`)

Indique le délai entre les tours d'activité du processus d'écriture en arrière-plan. À chaque tour, le processus écrit un certain nombre de tampons modifiés (contrôlable par les paramètres qui suivent). Puis, il s'endort pour `bgwriter_delay` millisecondes et recommence. Quand il n'y a pas de tampons modifiés dans le cache, il s'endort plus profondément sans considération du `bgwriter_delay`. La valeur par défaut est de 200 millisecondes. Sur de nombreux systèmes, la résolution réelle du `sleep` est de 10 millisecondes ; positionner `bgwriter_delay` à une valeur qui n'est pas un multiple de 10 peut avoir le même résultat que de le positionner au multiple de 10 supérieur. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`bgwriter_lru_maxpages` (`integer`)

Nombre maximum de tampons qui peuvent être écrits à chaque tour par le processus d'écriture en tâche de fond. Le configurer à zéro désactive l'écriture en tâche de fond. (Notez que les checkpoints ne sont pas affectés. Ils sont gérés par un autre processus, dédié à cette tâche.) La valeur par défaut est de 100 tampons. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`bgwriter_lru_multiplier` (`floating point`)

Le nombre de tampons sales écrits à chaque tour est basé sur le nombre de nouveaux tampons qui ont été requis par les processus serveur lors des derniers tours. Le besoin récent moyen est multiplié par `bgwriter_lru_multiplier` pour arriver à une estimation du nombre de tampons nécessaire au prochain tour. Les tampons sales sont écrits pour qu'il y ait ce nombre de tampons propres, réutilisables. (Néanmoins, au maximum `bgwriter_lru_maxpages` tampons sont écrits par tour.) De ce fait, une configuration de 1.0 représente une politique d'écriture « juste à temps » d'exactement le nombre de tampons prédits. Des valeurs plus importantes fournissent une protection contre les pics de demande, alors qu'une valeur plus petite laisse intentionnellement des écritures aux processus serveur. La valeur par défaut est de 2. Ce

paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`bgwriter_flush_after` (`integer`)

Quand plus de `bgwriter_flush_after` octets ont été écrit par le processus d'écriture en tâche de fond (bgwriter), tente de forcer le système d'exploitation à écrire les données sur disque. Faire cela limite la quantité de données modifiées dans le cache disque du noyau, réduisant le risque de petites pauses dues à l'exécution d'un `fsync` à la fin d'un checkpoint ou à l'écriture massive en tâche de fond des données modifiées. Souvent, cela réduira fortement la latence des transactions mais il existe aussi quelques cas de dégradation des performances, tout spécialement avec les charges de travail plus importantes que shared_buffers, mais plus petites que le cache disque du système d'exploitation. Ce paramètre pourrait ne pas avoir d'effet sur certaines plateformes. L'intervalle valide se situe entre `0`, qui désactive le « writeback » forcé, et `2MB`. La valeur par défaut est `512KB` sur Linux, `0` ailleurs. (Si `BLCKSZ` ne vaut pas 8 Ko, les valeurs par défaut et maximales évoluent de façon proportionnelles à cette constante.) Ce paramètre est seulement configurable dans le fichier `postgresql.conf` et à la ligne de commande.

Des valeurs plus faibles de `bgwriter_lru_maxpages` et `bgwriter_lru_multiplier` réduisent la charge supplémentaire des entrées/sorties induite par le processus d'écriture en arrière-plan. En contrepartie, la probabilité que les processus serveurs effectuent plus d'écritures par eux-mêmes augmente, ce qui retarde les requêtes interactives.

19.4.6. Comportement asynchrone

`effective_io_concurrency` (`integer`)

Positionne le nombre d'opérations d'entrées/sorties disque concurrentes que PostgreSQL pense pouvoir exécuter simultanément. Augmenter cette valeur va augmenter le nombre d'opérations d'entrée/sortie que chaque session PostgreSQL individuelle essayera d'exécuter en parallèle. Les valeurs autorisées vont de 1 à 1000, ou zéro pour désactiver l'exécution de requêtes d'entrée/sortie asynchrones. Actuellement, ce paramètre ne concerne que les parcours de type *bitmap heap*.

Pour les disques magnétiques, un bon point départ pour ce paramètre est le nombre de disques que comprend un agrégat par bande RAID 0 ou miroir RAID 1 utilisé pour la base de données. (Pour du RAID 5, le disque de parité ne devrait pas être pris en compte.) Toutefois, si la base est souvent occupée par de nombreuses requêtes exécutées dans des sessions concurrentes, des valeurs plus basses peuvent être suffisantes pour maintenir le groupe de disques occupé. Une valeur plus élevée que nécessaire pour maintenir les disques occupés n'aura comme seul résultat que de surcharger le processeur. Les SSD et autres méthodes de stockage basées sur de la mémoire peuvent souvent traiter un grand nombre de demandes concurrentes, donc la meilleure valeur pourrait être dans les centaines.

Les entrées/sorties asynchrones dépendent de la présence d'une fonction `posix_fadvise` efficace, ce que n'ont pas certains systèmes d'exploitation. Si la fonction n'est pas présente, alors positionner ce paramètre à une valeur autre que zéro entraînera une erreur. Sur certains systèmes (par exemple Solaris), cette fonction est présente mais n'a pas d'effet.

La valeur par défaut est 1 sur les systèmes supportés, et 0 pour les autres. Cette valeur peut être surchargée pour les tables d'un tablespace particulier en configuration le paramètre tablespace du même nom (voir ALTER TABLESPACE).

`max_worker_processes` (`integer`)

Configure le nombre maximum de background workers acceptés par le système. Ce paramètre n'est configurable qu'au démarrage du serveur. La valeur par défaut est 8.

S'il s'agit de la configuration d'un serveur esclave, vous devez configurer ce paramètre à une valeur supérieure ou égale à celui du serveur maître. Dans le cas contraire, il ne sera pas possible d'exécuter des requêtes sur le serveur esclave.

`max_parallel_workers_per_gather` (`integer`)

Configure le nombre maximum de processus parallèles pouvant être lancé par un seul noeud `Gather` ou `Gather Merge`. Les processus parallèles sont pris dans l'ensemble de processus établi par max_worker_processes, limité par max_parallel_workers. Notez que le nombre demandé de processus parallèles pourrait ne pas être disponible à l'exécution. Si cela survient, le plan s'exécutera avec moins de processus qu'attendu, ce qui pourrait être inefficace. La valeur par défaut est 2. Positionner cette valeur à 0 désactive l'exécution parallélisée de requête.

Notez que les requêtes parallélisées peuvent consommer considérablement plus de ressources que des requêtes non parallélisées parce que chaque processus parallèle est un processus totalement séparé qui a en gros le même impact sur le système qu'une session utilisateur supplémentaire. Ceci doit être pris en considération lors du choix d'une valeur pour ce paramètre, ainsi que lors de la configuration d'autres paramètres qui contrôlent l'utilisation des ressources, comme par exemple work_mem. Les limites de ressources comme `work_mem` sont appliquées individuellement pour chaque processus, ce qui signifie que l'utilisation totale pourrait être bien plus importante que pour un seul processus. Par exemple, une requête parallélisée utilisant quatre processus pourrait utiliser jusqu'à cinq fois plus de CPU, de mémoire, de bande passante disque, et ainsi de suite qu'une requête non parallélisée.

Pour plus d'informations sur les requêtes parallélisées, voir Chapitre 15.

`max_parallel_maintenance_workers` (`integer`)

Indique le nombre maximum de workers parallèles qu'une commande utilitaire peut démarrer. Actuellement, la seule commande utilitaire qui supporte les workers parallèles est `CREATE INDEX`, et seulement à la création d'un index B-tree. Les workers parallèles sont déduits du pool de processus défini par max_worker_processes, dans la limite de max_parallel_workers. Notez que le nombre de workers demandé peut ne pas être disponible lors de l'exécution. Si cela arrive, l'opération utilitaire fonctionnera avec moins de workers qu'attendu. Le défaut est de 2. Passer cette valeur à 0 désactive l'utilisation des workers parallèles par les commandes utilitaires.

Notez que les commandes utilitaires parallélisées ne devraient pas consommer beaucoup plus de mémoire que leur équivalent non parallélisé. Cette stratégie diffère de celle adoptée pour les requêtes parallélisées, où les limites de ressources s'appliquent généralement par processus (worker). Les commandes utilitaires parallélisées traitent la limite de ressource `maintenance_work_mem` comme une limite à appliquer à la commande entière, sans considération du nombre de workers parallèles. Cependant, les commandes utilitaires parallélisées peuvent consommer nettement plus de CPU et de bande passante.

`max_parallel_workers` (`integer`)

Positionne le nombre maximum de workers que le système peut supporter pour le besoin des requêtes parallèles. La valeur par défaut est 8. Lorsque cette valeur est augmentée ou diminuée, pensez également à modifier max_parallel_maintenance_workers et max_parallel_workers_per_gather. De plus, veuillez noter que positionner cette valeur plus haut que max_worker_processes n'aura pas d'effet puisque les workers parallèles sont pris de la réserve de processus établie par ce paramètre.

`backend_flush_after` (`integer`)

Lorsque plus de `backend_flush_after` octets ont été écrit par un simple processus serveur, tente de forcer le système d'exploitation à écrire les données sur disque. Faire cela limite la quantité de données modifiées dans le cache disque du noyau, réduisant le risque de petites pauses dues à l'exécution d'un `fsync` à la fin d'un checkpoint ou à l'écriture massive en tâche de fond des données modifiées. Souvent, cela réduira fortement la latence des transactions mais il existe aussi quelques cas de dégradation des performances, tout spécialement avec les charges de travail plus importantes que shared_buffers, mais plus petites que le cache disque du système d'exploitation. Ce paramètre pourrait ne pas avoir d'effet sur certaines plateformes. L'intervalle valide se situe entre `0`, qui désactive le « writeback » forcé, et `2MB`. La valeur par défaut est `0` (autrement

dit pas de vidage forcé). (Si BLCKSZ ne vaut pas 8 Ko, la valeur maximale évolue de façon proportionnelle à cette constante.)

old_snapshot_threshold (integer)

Configure la durée minimale d'utilisation d'une image sans risque d'erreur snapshot too old survenant lors de l'utilisation de l'image. Ce paramètre est configurable qu'au démarrage du serveur.

Au-delà de la limite, les anciennes données peuvent être immédiatement nettoyées. Ceci peut aider à empêcher la fragmentation dans le cas de snapshots qui restent utiliser sur une longue période. Pour empêcher des résultats incorrects suite au nettoyage des données qui auraient été visibles par l'image, une erreur est générée quand l'image est plus ancienne que cette limite et que l'image est utilisée pour lire un bloc qui a été modifié depuis la construction du snapshot.

Une valeur de -1 désactive cette fonctionnalité et est la valeur par défaut. Les valeurs utiles en production vont probablement d'un petit nombre d'heures à quelques jours. La configuration peut être indiquée en nombre de minutes et les petits nombres (tels que 0 ou 1min) sont seulement autorisés parce qu'ils pourraient être utiles pour des tests. Bien qu'une configuration aussi haute que 60d est autorisée, notez que dans de nombreux cas, une fragmentation extrême ou une réutilisation des identifiants de transaction pourrait survenir très rapidement.

Quand cette fonctionnalité est activée, l'espace libérée à la fin de la relation ne peut pas être rendu au système d'exploitation car cela supprimerait les informations nécessaires pour détecter la condition snapshot too old. Tout l'espace alloué pour une relation reste associé avec cette relation pour une réutilisation par cette relation sauf si elle est explicitement libérée (par exemple, avec VACUUM FULL).

Ce paramètre ne tente pas de garantir qu'une erreur sera générée sous quelques circonstances. En fait, si les résultats corrects peuvent être générés à partir (par exemple) d'un curseur qui a matérialisé un ensemble de résultat, aucune erreur ne sera renvoyée même si les lignes impactées dans la table de référence ont été nettoyées. Certaines tables ne peuvent pas être nettoyées tôt proprement, et donc ne seront pas affectées par ce paramètre, comme les catalogues systèmes. Pour ces tables, ce paramètre ne réduira pas la fragmentation et ne pourra être la raison d'une erreur snapshot too old lors de son parcours.

19.5. Write Ahead Log

Voir aussi la Section 30.4 pour plus d'informations sur la configuration de ces paramètres.

19.5.1. Paramètres

wal_level (enum)

wal_level détermine la quantité d'informations écrite dans les journaux de transactions. wal_level détermine la quantité d'information qui sera écrite dans les WAL. La valeur par défaut est replica, qui écrit suffisamment de données pour pouvoir utiliser l'archivage des WAL ainsi que la réplication, y compris exécuter des requêtes en lecture seule sur un serveur secondaire. minimal supprime toute la journalisation à l'exception des informations nécessaire pour pouvoir effectuer une récupération suite à un arrêt brutal ou un arrêt immédiat. Enfin, logical ajoute les informations nécessaires au support du décodage logique. Chaque niveau inclut les informations tracées dans les niveaux inférieurs. Ce paramètre peut seulement être configuré au lancement du serveur.

Au niveau minimal, certains enregistrements dans les journaux de transactions peuvent être évités, ce qui peut rendre ces opérations plus rapides (voir Section 14.4.7). Les opérations concernées par cette optimisation incluent :

CREATE TABLE AS

CREATE INDEX
CLUSTER
COPY dans des tables qui ont été créées ou tronquées dans la même transaction

Mais, du coup, les journaux au niveau minimal ne contiennent pas suffisamment d'informations pour reconstruire les données à partir d'une sauvegarde de base et des journaux de transactions. Donc, les niveaux replica ou supérieurs doivent être utilisés pour activer l'archivage des journaux de transactions (archive_mode) et la réplication en flux.

Dans le niveau logical, les mêmes informations sont enregistrées que pour le mode replica. Des informations supplémentaires sont ajoutées pour permettre d'extraire les modifications logiques depuis les journaux de transactions. En utilisant le niveau logical, le volume des journaux de transactions va augmenter, tout particulièrement si plusieurs tables sont configurées pour REPLICA IDENTITY FULL et que de nombreux UPDATE et DELETE sont exécutés.

Dans les versions antérieures à la 9.6, ce paramètre autorise aussi les valeurs archive et hot_standby. Elles sont toujours acceptées mais sont converties silencieusement en replica.

fsync (boolean)

Si ce paramètre est activé, le serveur PostgreSQL tente de s'assurer que les mises à jour sont écrites physiquement sur le disque à l'aide d'appels système fsync() ou de méthodes équivalentes (voir wal_sync_method). Cela permet de s'assurer que le cluster de bases de données peut revenir à un état cohérent après une panne matérielle ou du système d'exploitation.

Bien que désactiver fsync améliore fréquemment les performances, cela peut avoir pour conséquence une corruption des données non récupérables dans le cas d'une perte de courant ou d'un crash du système. Donc, il est seulement conseillé de désactiver fsync si vous pouvez facilement recréer la base de données complète à partir de données externes.

Quelques exemples de circonstances permettant de désactiver fsync : le chargement initial d'une nouvelle instance à partir d'une sauvegarde, l'utilisation de l'instance pour traiter un flot de données après quoi la base sera supprimée puis recréée, la création d'un clone d'une base en lecture seule, clone qui serait recréé fréquemment et n'est pas utilisé pour du failover. La haute qualité du matériel n'est pas une justification suffisante pour désactiver fsync.

Pour une restauration fiable lors de la modification de fsync de off à on, il est nécessaire de forcer tous les tampons modifiés disponibles dans le cache du noyau à être écrits sur un stockage durable. Ceci peut se faire alors que l'instance est arrêtée ou lorsque fsync est activé en exécutant initdb --sync-only, en exécutant sync, en démontant le système de fichiers ou en redémarrant le serveur.

Dans de nombreuses situations, désactiver synchronous_commit pour les transactions non critiques peut fournir une grande partie des performances de la désactivation de fsync, sans les risques associés de corruption de données.

fsync ne peut être configuré que dans le fichier postgresql.conf ou indiqué sur la ligne de commande. Si ce paramètre est désactivé (off), il est intéressant de désactiver aussi full_page_writes.

synchronous_commit (enum)

Indique quel traitement des WAL doit se faire avant que le serveur de bases de données ne renvoie une indication de « succès » au client. Les valeurs valides sont remote_apply, on (par défaut), remote_write, local et off.

Si synchronous_standby_names est vide, les seules valeurs sensées sont on et off ; remote_apply, remote_write et local fournissent toutes le même niveau de synchronisation locale que on. Le comportement local de tous les modes différents de off est d'attendre le vidage local sur disque des WAL. Dans le mode off, il n'y a pas d'attente, donc il

peut y avoir un délai entre le retour du succès au client et le fait que la transaction est garantie d'être sécurisée contre un crash du serveur. (Le délai maximum est de trois fois wal_writer_delay.) Contrairement à fsync, la configuration de ce paramètre à `off` n'implique aucun risque d'incohérence dans la base de données : un arrêt brutal du système d'exploitation ou d'une base de données peut résulter en quelques transactions récentes prétendument validées perdues malgré tout. Cependant, l'état de la base de données est identique à celui obtenu si les transactions avaient été correctement annulées. C'est pourquoi la désactivation de `synchronous_commit` est une alternative utile quand la performance est plus importante que la sûreté de la transaction. Pour plus de discussion, voir Section 30.3.

Si synchronous_standby_names n'est pas vide, `synchronous_commit` contrôle aussi si les validations de transactions attendront que leurs enregistrements WAL soient traités sur le serveur secondaire.

Quand il est configuré à `remote_apply`, les validations attendront la réponse des serveurs secondaires synchrones indiquant qu'ils ont bien reçu l'enregistrement de validation de la transaction et qu'ils l'ont bien appliqués, pour qu'elle devienne visible aux requêtes sur les serveurs secondaires, et aussi écrites sur un stockage durable. Ceci causera les plus gros délais de validation par rapport aux configurations précédentes car il faut attendre le rejeu des WAL. Quand il est configuré à `on`, les validations attendent que les réponses des serveurs secondaires synchrones indiquent qu'ils ont reçu l'enregistrement de validation de la transaction et qu'ils l'ont écrit sur un stockage durable. Ceci assure que la transaction ne sera pas perdu sauf si le primaire et les secondaires synchrones souffrent de corruption au niveau disque. Quand il est configuré à `remote_write`, les validations attendront que les réponses des serveurs secondaires synchrones indiquent avoir reçu l'enregistrement de validation de la transaction et l'avoir écrit sur disque. Ce paramétrage assure de la préservation des données si une instance secondaire de PostgreSQL s'arrête brutalement, mais pas si le serveur secondaire souffre d'un crash au niveau du système d'exploitation parce que les données n'ont pas nécessairement atteint un stockage durable sur le secondaire. Le paramétrage `local` fait que les validations attendent uniquement le vidage local sur disque, mais n'attendent pas le retour des serveurs secondaires synchrones. Ceci n'est généralement pas souhaité quand la réplication synchrone est utilisée mais est fourni pour être complet.

Ce paramètre peut être changé à tout moment ; le comportement pour toute transaction est déterminé par la configuration en cours lors de la validation. Il est donc possible et utile d'avoir certaines validations validées en synchrone et d'autres en asynchrone. Par exemple, pour réaliser une validation asynchrone de transaction à plusieurs instructions avec une valeur par défaut inverse, on exécute l'instruction `SET LOCAL synchronous_commit TO OFF` dans la transaction.

Tableau 19.1 résume les possibilités de configuration de `synchronous_commit`.

Tableau 19.1. Modes pour synchronous_commit

synchronous_commit	validation locale durable	valide durable du standby après un crash de PG	valide durable du standby après un crash de l'OS	cohérence des requêtes sur le standby
remote_apply	•	•	•	•
on	•	•	•	
remote_write	•	•		
local	•			
off				

`wal_sync_method` (`enum`)

Méthode utilisée pour forcer les mises à jour des WAL sur le disque. Si `fsync` est désactivé, alors ce paramètre est inapplicable, car les mises à jour des journaux de transactions ne sont pas du tout forcées. Les valeurs possibles sont :

- `open_datasync` (écrit les fichiers WAL avec l'option `O_DSYNC` de `open()`)
- `fdatasync` (appelle `fdatasync()` à chaque validation)
- `fsync_writethrough` (appelle `fsync()` à chaque validation, forçant le mode *write-through* de tous les caches disque en écriture)
- `fsync` (appelle `fsync()` à chaque validation)
- `open_sync` (écrit les fichiers WAL avec l'option `O_SYNC` de `open()`)

Ces options ne sont pas toutes disponibles sur toutes les plateformes. La valeur par défaut est la première méthode de la liste ci-dessus supportée par la plateforme, sauf que `fdatasync` est la valeur par défaut sur Linux et FreeBSD. Les options `open_*` utilisent aussi `O_DIRECT` s'il est disponible. L'outil `src/tools/fsync` disponible dans le code source de PostgreSQL permet de tester les performances des différentes méthodes de synchronisation. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`full_page_writes` (`boolean`)

Quand ce paramètre est activé, le serveur écrit l'intégralité du contenu de chaque page disque dans les WAL lors de la première modification de cette page qui intervient après un point de vérification. C'est nécessaire car l'écriture d'une page lors d'un plantage du système d'exploitation peut n'être que partielle, ce qui conduit à une page sur disque qui contient un mélange d'anciennes et de nouvelles données. Les données de modification de niveau ligne stockées habituellement dans les WAL ne sont pas suffisantes pour restaurer complètement une telle page lors de la récupération qui suit la panne. Le stockage de l'image de la page complète garantit une restauration correcte de la page, mais au prix d'un accroissement de la quantité de données à écrire dans les WAL. (Parce que la relecture des WAL démarre toujours à un point de vérification, il suffit de faire cela lors de la première modification de chaque page survenant après un point de vérification. De ce fait, une façon de réduire le coût d'écriture de pages complètes consiste à augmenter le paramètre réglant les intervalles entre points de vérification.)

La désactivation de ce paramètre accélère les opérations normales, mais peut aboutir soit à une corruption impossible à corriger soit à une corruption silencieuse, après un échec système. Les risques sont similaires à la désactivation de `fsync`, bien que moindres. Sa désactivation devrait se faire en se basant sur les mêmes recommandations que cet autre paramètre.

La désactivation de ce paramètre n'affecte pas l'utilisation de l'archivage des WAL pour la récupération d'un instantané, aussi appelé PITR (voir Section 25.3).

Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. Activé par défaut (`on`).

`wal_log_hints` (`boolean`)

Quand ce paramètre a la valeur `on`, le serveur PostgreSQL écrit le contenu entier de chaque page disque dans les journaux de transactions lors de la première modification de cette page après un checkpoint, même pour des modifications non critiques comme les hint bits.

Si les sommes de contrôle sont activées, la mise à jour des hint bits est toujours enregistrée dans les journaux et ce paramètre est ignoré. Vous pouvez utiliser ce paramètre pour tester le volume supplémentaire de journaux induit par l'activiation des sommes de contrôle sur les fichiers de données.

Ce paramètre n'est configurable qu'au démarrage du serveur. La valeur par défaut vaut `off`.

`wal_compression` (`boolean`)

Lorsque ce paramètre est à `on`, le serveur PostgreSQL compresse une image d'une page complète écrite dans les WAL lorsque full_page_writes est à on ou durant une sauvegarde de base. Une

image compressée d'une page sera décompressée durant le rejeu des WAL. La valeur par défaut est à `off`. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

Activer ce paramètre peut réduire le volume des WAL sans augmenter le risque de données corrompues irrécupérables, mais avec l'effet d'avoir un coût supplémentaire en terme de puissance CPU sur la compression durant l'écriture des WAL et sur la décompression lors du rejeu des WAL.

`wal_buffers` (`integer`)

La quantité de mémoire partagée utilisée pour les données des journaux de transactions qui n'ont pas encore été écrites sur disque. La configuration par défaut de -1 sélectionne une taille égale à 1/32 (environ 3%) de shared_buffers, mais pas moins de `64kB`, et pas plus que la taille d'un journal de transactions, soit généralement `16MB`. Cette valeur peut être configurée manuellement si le choix automatique est trop élevé ou trop faible, mais tout valeur positive inférieure à `32kB` sera traitée comme étant exactement `32kB`. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au démarrage du serveur.

Le contenu du cache des journaux de transactions est écrit sur le disque à chaque validation d'une transaction, donc des valeurs très importantes ont peu de chance d'apporter un gain significatif. Néanmoins, configurer cette valeur à au moins quelques mégaoctets peut améliorer les performances en écriture sur un serveur chargé quand plusieurs clients valident en même temps. La configuration automatique sélectionnée par défaut avec la valeur -1 devrait être convenable.

`wal_writer_delay` (`integer`)

Indique à quelle fréquence le walwriter vide les journaux sur disque. Après avoir vidé les journaux sur disque, il s'endort pour `wal_writer_delay` millisecondes sauf s'il est réveillé par une transaction validée en asynchrone. Dans le cas où le dernier vidage est survenu il y a moins de `wal_writer_delay` millisecondes et que moins de `wal_writer_flush_after` octets ont été produits dans les WAL depuis, le WAL est seulement écrit via le système d'exploitation mais pas forcément écrit sur disque. La valeur par défaut est 200 millisecondes (`200ms`). Notez que sur de nombreux systèmes, la résolution réelle du délai d'endormissement est de 10 millisecondes ; configurer `wal_writer_delay` à une valeur qui n'est pas un multiple de 10 pourrait avoir le même résultat que de le configurer au prochain multiple de 10. Ce paramètre est seulement configurable dans le fichier `postgresql.conf` ainsi que sur la ligne de commande du serveur.

`wal_writer_flush_after` (`integer`)

Indique à quelle fréquence le walwriter vide les journaux sur disque. Dans le cas où le dernier vidage est arrivé il y a moins de `wal_writer_delay` millisecondes et que moins de `wal_writer_flush_after` octets de WAL ont été produits depuis, les WAL sont seulement écrit via le système d'exploitation, et pas forcé sur disque. Si `wal_writer_flush_after` est configuré à `0`, le WAL est écrit et vidé à chaque fois que le walwriter doit écrire dans un WAL. La valeur par défaut est `1MB`. Ce paramètre est seulement configurable dans le fichier `postgresql.conf` ainsi que sur la ligne de commande du serveur.

`commit_delay` (`integer`)

`commit_delay` ajoute un délai, exprimé en microsecondes avant qu'un vidage du journal de transactions ne soit effectué. Ceci peut améliorer les performances de la validation en groupe en permettant la validation d'un grand nombre transactions en un seul vidage des journaux, si la charge système est suffisamment importante pour que des transactions supplémentaires soient prêt ç être valider dans le même intervalle. Néanmoins, cela augmente aussi la latence jusqu'à `commit_delay` microsecondes pour chaque vidage de journaux. Comme le délai est perdu si aucune autre transaction n'est prête à être validée, un délai n'est respecté que si au moins `commit_siblings` autres transactions sont actives quand un vidage doit être initié. De plus, aucun délai ne sera pris en compte si `fsync` est désactivé. La valeur par défaut de `commit_delay` est zéro (aucun délai). Seuls les superutilisateurs peuvent modifier cette configuration.

Dans les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.3, `commit_delay` se comportait différemment et était bien moins efficace : il n'affectait que les validations plutôt que les vidages de journaux et attendait que le délai complet soit passé même si le vidage du journal était terminé avant. À partir de PostgreSQL 9.3, le premier processus prêt à vider le journal attend pendant l'intervalle configuré alors que les autres processus attendent que le premier termine l'opération de vidage.

`commit_siblings` (`integer`)

Nombre minimum de transactions concurrentes ouvertes en même temps nécessaires avant d'attendre le délai `commit_delay`. Une valeur plus importante rend plus probable le fait qu'au moins une autre transaction soit prête à valider pendant le délai. La valeur par défaut est de cinq transactions.

19.5.2. Points de vérification

`checkpoint_timeout` (`integer`)

Temps maximum entre deux points de vérification automatique des WAL, en secondes. L'intervalle valide se situe entre 30 secondes et un jour. La valeur par défaut est de cinq minutes. Augmenter ce paramètre peut accroitre le temps nécessaire à une récupération après un arrêt brutal. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`checkpoint_completion_target` (`floating point`)

Précise la cible pour la fin du CHECKPOINT, sous le format d'une fraction de temps entre deux CHECKPOINT. La valeur par défaut est 0.5. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`checkpoint_flush_after` (`integer`)

Quand plus de `checkpoint_flush_after` octets ont été écrit par le processus d'écriture en tâche de fond (bgwriter), tente de forcer le système d'exploitation à écrire les données sur disque. Faire cela limite la quantité de données modifiées dans le cache disque du noyau, réduisant le risque de petites pauses dues à l'exécution d'un fsync à la fin d'un checkpoint ou à l'écriture massive en tâche de fond des données modifiées. Souvent, cela réduira fortement la latence des transactions mais il existe aussi quelques cas de dégradation des performances, tout spécialement avec les charges de travail plus importantes que shared_buffers, mais plus petites que le cache disque du système d'exploitation. Ce paramètre pourrait ne pas avoir d'effet sur certaines plateformes. L'intervalle valide se situe entre `0`, qui désactive le « writeback » forcé, et `2MB`. La valeur par défaut est `256KB` sur Linux, `0` ailleurs. (Si `BLCKSZ` ne vaut pas 8 Ko, les valeurs par défaut et maximale n'évoluent pas de façon proportionnelle à cette constante.) Ce paramètre est seulement configurable dans le fichier `postgresql.conf` et à la ligne de commande.

`checkpoint_warning` (`integer`)

Si deux points de vérification imposés par le remplissage des fichiers segment interviennent dans un délai plus court que celui indiqué par ce paramètre (ce qui laisse supposer qu'il faut augmenter la valeur du paramètre `max_wal_size`), un message est écrit dans le fichier de traces du serveur. Par défaut, 30 secondes. Une valeur nulle (0) désactive cet avertissement. Aucun avertissement ne sera fait si `checkpoint_timeout` est inférieur à `checkpoint_warning`. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`max_wal_size` (`integer`)

Taille maximale de l'augmentation des WAL entre deux points de vérification automatique des WAL. C'est une limite souple ; la taille des WAL peut excéder `max_wal_size` sous certaines circonstances, comme une surcharge du serveur, une commande `archive_command` qui échoue, ou une configuration haute pour `wal_keep_segments`. La valeur par défaut est

1 Go. Augmenter ce paramètre peut augmenter le temps nécessaire pour le rejeu suite à un crash. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`min_wal_size` (`integer`)

Tant que l'occupation disque reste sous la valeur de ce paramètre, les anciens fichiers WAL sont toujours recyclés pour une utilisation future lors des points de vérification, plutôt que supprimés. Ceci peut être utilisé pour s'assurer qu'un espace suffisant est réservé pour faire face à des pics dans l'usage des WAL, par exemple lorsque d'importants travaux en lots sont lancés. La valeur par défaut est 80 Mo. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

19.5.3. Archivage

`archive_mode` (`enum`)

Quand `archive_mode` est activé, les segments WAL remplis peuvent être archivés en configurant archive_command. En plus de `off`, pour désactiver, il y a deux autres modes : `on`, et `always`. Lors du fonctionnement normal du serveur, il n'y a pas de différences entre les deux modes, mais lorsqu'il est positionné sur `always`, l'archiveur des WAL est aussi activé lors d'un rejeu des archives et en mode standby. Dans le mode `always`, tous les fichiers restaurés à partir de l'archive ou envoyés lors de la réplication en continue seront archivés (à nouveau). Voir Section 26.2.9 pour des détails.

`archive_mode` et `archive_command` sont des variables séparées de façon à ce que `archive_command` puisse être modifiée sans quitter le mode d'archivage. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur. `archive_mode` ne peut pas être activé quand `wal_level` est configuré à `minimal`.

`archive_command` (`string`)

Commande shell à exécuter pour archiver un segment terminé de la série des fichiers WAL. Tout `%p` dans la chaîne est remplacé par le chemin du fichier à archiver et tout `%f` par le seul nom du fichier. (Le chemin est relatif au répertoire de travail du serveur, c'est-à-dire le répertoire de données du cluster.) `%%` est utilisé pour intégrer un caractère `%` dans la commande. Il est important que la commande renvoit un code zéro seulement si elle a réussit l'archivage. Pour plus d'informations, voir Section 25.3.1.

Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. Il est ignoré sauf si `archive_mode` a été activé au lancement du serveur. Si `archive_command` est une chaîne vide (la valeur par défaut) alors que `archive_mode` est activé, alors l'archivage des journaux de transactions est désactivé temporairement mais le serveur continue d'accumuler les fichiers des journaux de transactions dans l'espoir qu'une commande lui soit rapidement proposée. Configurer `archive_command` à une commande qui ne fait rien tout en renvoyant true, par exemple `/bin/true` (`REM` sur Windows), désactive l'archivage mais casse aussi la chaîne des fichiers des journaux de transactions nécessaires pour la restauration d'une archive. Cela ne doit donc être utilisé quand lors de circonstances inhabituelles.

`archive_timeout` (`integer`)

Le archive_command n'est appelé que pour les segments WAL remplis. De ce fait, si le serveur n'engendre que peu de trafic WAL (ou qu'il y a des périodes de plus faible activité), il se peut qu'un long moment s'écoule entre la fin d'une transaction et son archivage certain. Pour limiter l'âge des données non encore archivées, `archive_timeout` peut être configuré pour forcer le serveur à basculer périodiquement sur un nouveau segment WAL. Lorsque ce paramètre est positif, le serveur bascule sur un nouveau segment à chaque fois que `archive_timeout` secondes se sont écoulées depuis le dernier changement de segment et qu'il n'y a pas eu d'activité de la base de données, y compris un seul CHECKPOINT. (les points de reprise sont ne sont

pas effectués s'il n'y a pas d'activité sur les bases.) Les fichiers archivés clos par anticipation suite à une bascule imposée sont toujours de la même taille que les fichiers complets. Il est donc déconseillé de configurer un temps très court pour `archive_timeout` -- cela va faire exploser la taille du stockage des archives. Un paramétrage d'`archive_timeout` de l'ordre de la minute est habituellement raisonnable. Cependant, vous devriez considérer l'utilisation de la réplication en flux à la place de l'archivage si vous voulez que les données soient envoyées du serveur maître plus rapidement que cela. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

19.6. Réplication

Ces paramètres contrôlent le comportement de la fonctionnalité interne de *réplication en flux* (voir Section 26.2.5). Les serveurs seront soit maître soit esclave. Les maîtres peuvent envoyer des données alors que les esclaves sont toujours des récepteurs des données de réplication. Quand la réplication en cascade est utilisée (voir Section 26.2.7), les esclaves peuvent aussi envoyer des données en plus de les réceptionner. Les paramètres sont principalement pour les serveurs d'envoi et en standby, bien que certains n'ont un intérêt que pour le serveur maître. Les paramètres peuvent varier dans l'instance sans problèmes si cela est requis.

19.6.1. Serveurs d'envoi

Ces paramètres peuvent être configurés sur les serveur qui va envoyer les données de réplication à un ou plusieurs serveurs. Le maître est toujours un serveur en envoi. Donc ces paramètres doivent être configurés sur le maître. Le rôle et la signification de ces paramètres ne changent pas après qu'un serveur standby soit devenu le serveur maître.

`max_wal_senders` (`integer`)

serveurs en attente (c'est-à-dire le nombre maximum de processus walsender en cours d'exécution). La valeur par défaut est 10. La valeur 0 signifie que la réplication est désactivée. Les processus walsender sont lançables jusqu'à atteindre le nombre total de connexions, donc ce paramètre ne peut pas être supérieur à max_connections moins superuser_reserved_connections.. Une déconnexion abrute d'un client de réplication pourrait avoir pour effet un slot de connexion orpheline jusqu'au dépassement d'un délai, donc ce paramètre peut être configuré un peu au-dessus du nombre maximum de clients attendus pour que les clients déconnectés puissent immédiatement se reconnecter. Ce paramètre n'est configurable qu'au démarrage du serveur. `wal_level` doit être configuré au minimum à `replica` pour permettre des connexions des serveurs esclaves.

`max_replication_slots` (`integer`)

Indique le nombre maximum de slots de réplication (voir Section 26.2.6) que le serveur peut accepter. La valeur par défaut est 10. Ce paramètre est seulement configurable au lancement du serveur. Descendre ce paramètre à une valeur inférieure au nombre de slots de réplication existants empêchera le serveur de démarrer. `wal_level` doit aussi être positionné à `replica` ou au-delà pour permettre l'utilisation des slots de réplication.

Du côté du souscripteur, indique le nombre d'origines de réplication (voir Chapitre 50) pouvant être tracées simultanément, limitant directement le nombre de souscriptions de réplication logique pouvant être créées sur le serveur. Le configurer à une valeur plus basse que le nombre actuel d'origines de réplication tracées (telle qu'indiquée dans pg_replication_origin_status, et non pas pg_replication_origin) empêchera le démarrage du serveur.

`wal_keep_segments` (`integer`)

Indique le nombre minimum de journaux de transactions passés à conserver dans le répertoire `pg_wal`, au cas où un serveur en attente a besoin de les récupérer pour la réplication en flux. Chaque fichier fait normalement 16 Mo. Si un serveur en attente connecté au primaire se laisse distancer par le serveur en envoi pour plus de `wal_keep_segments` fichiers, le serveur en

envoi pourrait supprimer un journal de transactions toujours utile au serveur en attente, auquel cas la connexion de réplication serait fermée. Les connexions en aval seront également vouées à l'échec. (Néanmoins, le serveur en attente peut continuer la restauration en récupérant le segment des archives si l'archivage des journaux de transactions est utilisé.)

Cette option ne configure que le nombre minimum de fichiers à conserver dans `pg_wal` ; le système pourrait avoir besoin de conserver plus de fichiers pour l'archivage ou pour restaurer à partir d'un CHECKPOINT. Si `wal_keep_segments` vaut zéro (ce qui est la valeur par défaut), le système ne conserve aucun fichier supplémentaire pour les serveurs en attente et le nombre des anciens journaux disponibles pour les serveurs en attente est seulement basé sur l'emplacement du dernier CHECKPOINT ainsi que sur l'état de l'archivage des journaux de transactions. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

`wal_sender_timeout` (`integer`)

Termine les connexions de réplication inactives depuis au moins ce nombre de millisecondes. C'est utile pour que le serveur en envoi détecte un arrêt brutal du serveur en standby ou un problème réseau. Une valeur de zéro désactive ce mécanisme. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur. La valeur par défaut est de 60 secondes.

`track_commit_timestamp` (`boolean`)

Enregistre la date et l'heure des transactions validées. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur. La valeur par défaut est `off`.

19.6.2. Serveur maître

Ces paramètres peuvent être configurés sur le serveur maître/primaire pour envoyer des données de réplication à un ou plusieurs serveurs en standby. Notez qu'en plus de ces paramètres, wal_level doit être configuré correctement sur le serveur maître et que l'archivage des journaux de transactions peut aussi être activé (voir Section 19.5.3). Les valeurs de ces paramètres ne sont pas pris en compte sur les serveurs en standby. Il peut être intéressant de les mettre en place malgré tout en préparation de la possibilité qu'un standby devienne le maître.

`synchronous_standby_names` (`string`)

Précise une liste de noms de serveurs en standby acceptant une *réplication synchrone*, comme décrite dans Section 26.2.8. À tout moment, il y aura au moins un serveur standby synchrone actif ; les transactions en attente de validation seront autorisées à continuer après que les serveurs standbys synchrones auront confirmé la réception des données. Les standbys synchrones sont les serveurs standbys nommés dans cette liste, qui sont à la fois connectés et qui récupèrent les données en temps réel (comme indiqué par l'état `streaming` dans la vue `pg_stat_replication`). Indiquer plus d'un serveur standby synchrone permet une meilleure haute- disponibilité et une meilleure protection contre les pertes de données.

Le nom d'un serveur standby est indiqué dans ce cas au niveau du paramètre `application_name` du standby, tel qu'il est configuré dans l'information de connexion du standby. Dans le cas d'un standby en réplication physique, ceci doit être configuré dans le paramètre `primary_conninfo` du fichier `recovery.conf` ; La valeur par défaut est `walreceiver`. Pour la réplication logique, cela peut se configurer dans l'information de connexion de la souscription, et vaut par défaut le nom de la souscription. Pour les autres consommateurs de flux de réplication, veuillez consulter leur documentation.

Ce paramètre indique une liste de serveurs standbys en utilisant une des deux syntaxes suivantes :

```
[FIRST] nb_sync ( nom_standby [, ...] )
ANY nb_sync ( nom_standby [, ...] )
nom_standby [, ...]
```

où *num_sync* est le nombre de standbys synchrones dont les transactions doivent attendre des réponses, et *nom_standby* est le nom d'un serveur secondaire (standby). FIRST et ANY spécifie la méthode pour choisir les serveurs secondaires synchrones dans la liste des serveurs.

Le mot-clé FIRST, utilisé avec *num_sync*, spécifie une réplication synchrone basée sur la priorité, si bien que chaque validation de transaction attendra jusqu'à ce que les enregistrements des WAL soient répliqués de manière synchrone sur *num_sync* serveurs secondaires, choisis en fonction de leur priorités. Par exemple, utiliser la valeur FIRST 3 (s1, s2, s3, s4) forcera chaque commit à attendre la réponse de trois serveurs secondaires de plus haute priorité choisis parmis les serveurs secondaires s1, s2, s3 et s4. Les noms de serveurs secondaires qui apparaissent avant dans la liste reçoivent des priorités plus importantes et seront pris en considération pour être synchrones. Les autres serveurs secondaires apparaissant plus loin dans cette liste représentent les serveurs secondaire potentiellement synchrones. Si l'un des serveurs secondaires actuellement synchrones se déconnecte pour quelque raison que ce soit, il sera remplacé par le serveur secondaire de priorité la plus proche. Le mot clé FIRST est facultatif.

Le mot-clé ANY, utilisé avec *num_sync*, spécifie une réplication synchrone basée sur un quorum, si bien que chaque validation de transaction attendra jusqu'à ce que les enregistrements des WAL soient répliqués de manière synchrone sur *au moins num_sync* des serveurs secondaires listés. Par exemple, utiliser la valeur ANY 3 (s1, s2, s3, s4) ne bloquera chaque commit que le temps qu'au moins trois des serveurs de la liste s1, s2, s3 and s4 aient répondu, quels qu'ils soient.

FIRST et ANY sont insensibles à la casse. Si ces mots-clés sont utilisés comme nom d'un serveur secondaire, le paramètre *standby_name* doit être entouré de guillemets doubles.

La troisième syntaxe était utilisée avant PostgreSQL version 9.6 est toujours supportée. Cela revient à la nouvelle syntaxe avec FIRST et *num_sync* égal à 1. Par exemple, FIRST 1 (s1, s2) et s1, s2 ont la même signification : soit s1 soit s2 est choisit comme serveur secondaire synchrone.

L'entrée spéciale * correspond à tout nom de standby.

Il n'existe pas de mécanisme pour forcer l'unicité des noms de standby. Dans le cas de noms en double, un des standbys concernés sera considéré d'une priorité plus haute mais il n'est pas possible de prévoir lequel.

> **Note**
>
> Chaque *nom_standby* doit avoir la forme d'un identifiant SQL valide, sauf si * est utilisé. Vous pouvez utiliser des guillemets doubles si nécessaire mais notez que les *nom_standby* sont comparés au nom d'application des standbys sans faire attention à la casse, qu'ils aient des guillemets doubles ou non.

Si aucun nom de serveur en standby synchrone n'est indiqué ici, alors la réplication synchrone n'est pas activée et la validation des transactions n'attendra jamais la réplication. Ceci est la configuration par défaut. Même si la réplication synchrone est activée, les transactions individuelles peuvent être configurées pour ne pas avoir à attendre la réplication en configurant le paramètre synchronous_commit à local ou off.

Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier postgresql.conf ou sur la ligne de commande du serveur.

`vacuum_defer_cleanup_age` (`integer`)

Indique le nombre de transactions pour lesquelles `VACUUM` et les mises à jour HOT vont différer le nettoyage des versions de lignes mortes. La valeur par défaut est de 0 transactions. Cela signifie que les versions de lignes mortes peuvent être supprimées dès que possible, autrement dit dès qu'elles ne sont plus visibles par les transactions ouvertes. Vous pouvez configurer ce paramètre à une valeur supérieure à 0 sur un serveur primaire qui dispose de serveurs en Hot Standby comme décrit dans Section 26.5. Ceci donne plus de temps aux requêtes des serveur en standby pour qu'elles se terminent sans engendrer de conflits dû à un nettoyage rapide des lignes. Néanmoins, comme la valeur correspond à un nombre de transactions en écriture survenant sur le serveur primaire, il est difficile de prédire le temps additionnel que cela donne aux requêtes exécutées sur le serveur en standby. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

Vous pouvez aussi configurer `hot_standby_feedback` sur les serveurs standby à la place de ce paramètre.

Ceci n'empêche pas le nettoyage des lignes mortes qui ont atteint l'âge spécifié par `old_snapshot_threshold`.

19.6.3. Serveurs standby (en attente)

Ces paramètres contrôlent le comportement d'un serveur en attente pour qu'il puisse recevoir les données de réplication. Leur configuration sur le serveur maître n'a aucune importance.

`hot_standby` (`boolean`)

Indique si vous pouvez vous connecter et exécuter des requêtes lors de la restauration, comme indiqué dans Section 26.5. Activé par défaut. Ce paramètre peut seulement être configuré au lancement du serveur. Il a un effet seulement lors de la restauration des archives ou en mode serveur en attente.

`max_standby_archive_delay` (`integer`)

Quand le Hot Standby est activé, ce paramètre détermine le temps maximum d'attente que le serveur esclave doit observer avant d'annuler les requêtes en lecture qui entreraient en conflit avec des enregistrements des journaux de transactions à appliquer, comme c'est décrit dans Section 26.5.2. `max_standby_archive_delay` est utilisé quand les données de journaux de transactions sont lues à partir des archives de journaux de transactions (et du coup accuse un certain retard par rapport au serveur maître). La valeur par défaut est de 30 secondes. L'unité est la milliseconde si cette dernière n'est pas spécifiée. Une valeur de -1 autorise le serveur en attente à attendre indéfiniment la fin d'exécution des requêtes en conflit. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

Notez que `max_standby_archive_delay` ne correspond pas au temps d'exécution maximum d'une requête avant son annulation ; il s'agit plutôt du temps maximum autorisé pour enregistrer les données d'un journal de transactions. Donc, si une requête a occasionné un délai significatif au début du traitement d'un journal de transactions, les requêtes suivantes auront un délai beaucoup moins important.

`max_standby_streaming_delay` (`integer`)

Quand Hot Standby est activé, ce paramètre détermine le délai maximum d'attente que le serveur esclave doit observer avant d'annuler les requêtes en lecture qui entreraient en conflit avec les enregistrements de transactions à appliquer, comme c'est décrit dans Section 26.5.2. `max_standby_streaming_delay` est utilisé quand les données des journaux de données sont reçues via la connexion de la réplication en flux. La valeur par défaut est de 30 secondes. L'unité est la milliseconde si cette dernière n'est pas spécifiée. Une valeur de -1 autorise le serveur en attente à attendre indéfiniment la fin d'exécution des requêtes en conflit. Ce paramètre peut

seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

Notez que `max_standby_streaming_delay` ne correspond pas au temps d'exécution maximum d'une requête avant son annulation ; il s'agit plutôt du temps maximum autorisé pour enregistrer les données d'un journal de transactions une fois qu'elles ont été récupérées du serveur maître. Donc, si une requête a occasionné un délai significatif au début du traitement d'un journal de transactions, les requêtes suivantes auront un délai beaucoup moins important.

`wal_receiver_status_interval` (`integer`)

Indique la fréquence minimale pour que le processus de réception (walreceiver) sur le serveur de standby envoie des informations sur la progression de la réplication au serveur en envoi, où elles sont disponibles en utilisant la vue `pg_stat_replication`. Le serveur en standby renvoie la dernière position écrite dans le journal de transactions, la dernière position vidée sur disque du journal de transactions, et la dernière position rejouée. La valeur de ce paramètre est l'intervalle maximum, en secondes, entre les rapports. Les mises à jour sont envoyées à chaque fois que les positions d'écriture ou de vidage ont changées et de toute façon au moins aussi fréquemment que l'indique ce paramètre. Du coup, la position de rejeu pourrait avoir un certain retard par rapport à la vraie position. Configurer ce paramètre à zéro désactive complètement les mises à jour de statut. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur. La valeur par défaut est de dix secondes.

`hot_standby_feedback` (`boolean`)

Spécifie si un serveur en Hot Standby enverra des informations au serveur en envoi sur les requêtes en cours d'exécution sur le serveur en standby. Ce paramètre peut être utilisé pour éliminer les annulations de requêtes nécessaires au nettoyage des enregistrements. Par contre, il peut causer une fragmentation plus importante sur le serveur principal pour certaines charges. Les messages d'informations ne seront pas envoyés plus fréquemment qu'une fois par `wal_receiver_status_interval`. La valeur par défaut est `off`. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

Si la réplication en cascade est utilisée, les informations sont passées à l'émetteur jusqu'à arriver au serveur primaire. Les serveurs en standby ne font aucun usage des informations qu'ils reçoivent, en dehors de les envoyer à leur émetteur des données de réplication.

Ce paramètre ne surcharge pas le comportement de `old_snapshot_threshold` sur le primaire ; une image de la base sur le standby qui dépasse la limite d'âge du primaire peut devenir invalide, résultant en une annulation des transactions sur le standby. Ceci a pour explication que `old_snapshot_threshold` a pour but de fournir une limite absolue sur la durée où des lignes mortes peuvent contribuer à la fragmentation, qui, dans le cas contraire, pourrait être transgressé à cause de la configuration du standby.

`wal_receiver_timeout` (`integer`)

Termine les connexions de réplication inactives depuis cette durée spécifiée en millisecondes. Ceci est utile pour que le serveur standby en réception détecte l'arrêt brutal d'un nœud primaire ou une coupure réseau. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur. La valeur par défaut est de 60 secondes.

`wal_retrieve_retry_interval` (`integer`)

Indique combien de temps le serveur standby doit attendre lorsque les données des WAL ne sont pas disponibles auprès des sources habituelles (réplication en continu, localement à partir de `pg_wal` ou de l'archivage des WAL) avant d'essayer à nouveau de récupérer les WAL. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de

commande du serveur. La valeur par défaut est de 5 secondes. Les unités sont en millisecondes si elles ne sont pas indiquées.

Ce paramètre est utile dans les configurations où un nœud en cours de restauration a besoin de contrôler le temps à attendre pour la disponibilité de nouveaux WAL. Par exemple, en mode restauration à partir des archives, il est possible d'avoir une restauration plus réactive dans la détection d'un nouveau fichier WAL en réduisant la valeur de ce paramètre. Sur un système avec une génération faible de WAL, l'augmenter réduit le nombre de requêtes nécessaires pour accèder aux WAL archivés, quelque chose utile par exemple dans les environnements cloud où le nombre de fois où l'infrastructure est accédée est pris en compte.

19.6.4. Souscripteurs

Ces réglages contrôlent le comportement d'un souscripteur de réplication logique. Leurs valeurs sur le serveur publiant les données est sans importance.

Veuillez noter que les paramètres de configuration `wal_receiver_timeout`, `wal_receiver_status_interval` et `wal_retrieve_retry_interval` affectent également les workers de réplication logique.

`max_logical_replication_workers` (`int`)

Spécifie le nombre maximal de workers de réplication logique. Cela inclue à la fois les workers ainsi que les workers de synchronisation de table.

Les workers de réplication logique sont pris de la réserve définie par `max_worker_processes`.

La valeur par défaut est 4. Ce paramètre peut seulement être configuré au démarrage du serveur.

`max_sync_workers_per_subscription` (`integer`)

Le nombre maximal de worker de synchronisation par souscription. Ce paramètre contrôle la quantité de parallélisme pour la copie initiale de données durant l'initialisation de la souscription ou quand de nouvelles tables sont ajoutées.

Pour le moment, il ne peut y avoir qu'un seul worker de synchronisation par table.

Les workers de synchronisation sont pris de la réserve définie par `max_logical_replication_workers`.

La valeur par défaut est 2. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

19.7. Planification des requêtes

19.7.1. Configuration de la méthode du planificateur

Ces paramètres de configuration fournissent une méthode brutale pour influencer les plans de requête choisis par l'optimiseur de requêtes. Si le plan choisi par défaut par l'optimiseur pour une requête particulière n'est pas optimal, une solution *temporaire* peut provenir de l'utilisation de l'un de ces paramètres de configuration pour forcer l'optimiseur à choisir un plan différent. De meilleures façons d'améliorer la qualité des plans choisis par l'optimiseur passent par l'ajustement des constantes de coût du planificateur (voir Section 19.7.2), le lancement plus fréquent de ANALYZE, l'augmentation de la valeur du paramètre de configuration default_statistics_target et l'augmentation du nombre de statistiques récupérées pour des colonnes spécifiques en utilisant `ALTER TABLE SET STATISTICS`.

`enable_bitmapscan` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des plans de parcours de bitmap (*bitmap-scan*) par le planificateur de requêtes. Activé par défaut (`on`).

`enable_gathermerge` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des plans de type gather merge. La valeur par défaut est `on`.

`enable_hashagg` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des plans d'agrégation hachée (*hashed aggregation*) par le planificateur. Activé par défaut (`on`).

`enable_hashjoin` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des jointures de hachage (*hash-join*) par le planificateur. Activé par défaut (`on`).

`enable_indexscan` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des parcours d'index (*index-scan*) par le planificateur. Activé par défaut (`on`).

`enable_indexonlyscan` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des parcours d'index seuls (*index-only-scan*) par le planificateur (voir Section 11.9). Activé par défaut (`on`).

`enable_material` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation de la matérialisation par le planificateur. Il est impossible de supprimer complètement son utilisation mais la désactivation de cette variable permet d'empêcher le planificateur d'insérer des nœuds de matérialisation sauf dans le cas où son utilisation est obligatoire pour des raisons de justesse de résultat. Activé par défaut (`on`).

`enable_mergejoin` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des jointures de fusion (*merge-join*)par le planificateur. Activé par défaut (`on`).

`enable_nestloop` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des jointures de boucles imbriquées (*nested-loop*) par le planificateur. Il n'est pas possible de supprimer complètement les jointures de boucles imbriquées mais la désactivation de cette variable décourage le planificateur d'en utiliser une si d'autres méthodes sont disponibles. Activé par défaut (`on`).

`enable_parallel_append` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation de plans Append parallélisés. La valeur par défaut est `on`.

`enable_parallel_hash` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des plans parallélisés de jointure par hachage. N'a pas d'effet si les plans de jointure par hachage ne sont pas activés. La valeur par défaut est `on`.

`enable_partition_pruning` (`boolean`)

Active ou désactive la capacité du planificateur à éliminer les partitions d'une table partitionnée dans les plans d'exécution. Cela contrôle aussi la capacité du planificateur à générer des plans de

requête autorisant l'exécuteur à supprimer (ignorer) les partitions durant l'exécution. Le défaut est `on`. Voir Section 5.10.4 pour les détails.

`enable_partitionwise_join` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation par le planificateur des jointures entre partitions, qui permettent aux jointures entre tables partitionnées d'être effectuées en joignant les partitions correspondantes. Pour le moment, une jointure entre partitions ne s'applique que si la condition de jointure inclut toutes les clés de partition, qui doivent être du même type et avoir exactement les mêmes ensembles de partitions filles. Parce que la planification des jointures entre partitions peut utiliser significativement plus de CPU et de mémoire lors de la planification, le défaut est `off`.

`enable_partitionwise_aggregate` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation par le planificateur des regroupements ou agrégations par partition, qui permettent, dans les tables partitionnées, d'exécuter regroupement ou agrégation séparément pour chaque partition. Si la clause `GROUP BY` n'inclut pas les clés de partition, seule une agrégation partielle peut être effectuée par partition, et la finalisation interviendra plus tard. Parce que le regroupement et l'agrégation par partition peuvent utiliser significativement plus de CPU et de mémoire lors de la planification, le défaut est `off`.

`enable_seqscan` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des parcours séquentiels (*sequential scan*) par le planificateur. Il n'est pas possible de supprimer complètement les parcours séquentiels mais la désactivation de cette variable décourage le planificateur d'n utiliser un si d'autres méthodes sont disponibles. Activé par défaut (`on`).

`enable_sort` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des étapes de tri explicite par le planificateur. Il n'est pas possible de supprimer complètement ces tris mais la désactivation de cette variable décourage le planificateur d'en utiliser un si d'autres méthodes sont disponibles. Activé par défaut (`on`).

`enable_tidscan` (`boolean`)

Active ou désactive l'utilisation des parcours de TID par le planificateur. Activé par défaut (`on`).

19.7.2. Constantes de coût du planificateur

Les variables de *coût* décrites dans cette section sont mesurées sur une échelle arbitraire. Seules leurs valeurs relatives ont un intérêt. De ce fait, augmenter ou diminuer leurs valeurs d'un même facteur n'occasione aucun changement dans les choix du planificateur. Par défaut, ces variables de coût sont basées sur le coût de récupération séquentielle d'une page ; c'est-à-dire que `seq_page_cost` est, par convention, positionné à `1.0` et les autres variables de coût sont configurées relativement à cette référence. Il est toutefois possible d'utiliser une autre échelle, comme les temps d'exécution réels en millisecondes sur une machine particulière.

> **Note**
>
> Il n'existe malheureusement pas de méthode bien définie pour déterminer les valeurs idéales des variables de coût. Il est préférable de les considérer comme moyennes sur un jeu complet de requêtes d'une installation particulière. Cela signifie que modifier ces paramètres sur la seule base de quelques expériences est très risqué.

`seq_page_cost` (`floating point`)

Initialise l'estimation faite par le planificateur du coût de récupération d'une page disque incluse dans une série de récupérations séquentielles. La valeur par défaut est 1.0. Cette valeur peut être

surchargée pour les tables et index d'un tablespace spécifique en configurant le paramètre du même nom pour un tablespace (voir ALTER TABLESPACE).

`random_page_cost` (`floating point`)

Initialise l'estimation faite par le planificateur du coût de récupération non-séquentielle d'une page disque. Mesurée comme un multiple du coût de récupération d'une page séquentielle, sa valeur par défaut est 4.0. Cette valeur peut être surchargée pour les tables et index d'un tablespace spécifique en configurant le paramètre du même nom pour un tablespace (voir ALTER TABLESPACE).

Réduire cette valeur par rapport à `seq_page_cost` incite le système à privilégier les parcours d'index ; l'augmenter donne l'impression de parcours d'index plus coûteux. Les deux valeurs peuvent être augmentées ou diminuées concomitament pour modifier l'importance des coûts d'entrées/sorties disque par rapport aux coûts CPU, décrits par les paramètres qui suivent.

Les accès aléatoires sur du stockage mécanique sont généralement bien plus coûteux que quatre fois un accès séquentiel. Néanmoins, une valeur plus basse est utilisée (4,0) car la majorité des accès disques aléatoires, comme les lectures d'index, est supposée survenir en cache. La valeur par défaut peut être vu comme un modèle d'accès aléatoire 40 fois plus lent que l'accès séquentiel, en supposant que 90% des lectures aléatoires se font en cache.

Si vous pensez qu'un taux de 90% est incorrect dans votre cas, vous pouvez augmenter la valeur du paramètre random_page_cost pour que cela corresponde mieux au coût réel d'un accès aléatoire. De la même façon, si vos données ont tendance à être entièrement en cache (par exemple quand la base de données est plus petite que la quantité de mémoire du serveur), diminuer random_page_cost peut être approprié. Le stockage qui a un coût de lecture aléatoire faible par rapport à du séquentiel (par exemple les disques SSD) peut aussi être mieux tenu en compte avec une valeur plus faible pour random_page_cost, par exemple `1.1`.

> **Astuce**
>
> Bien que le système permette de configurer `random_page_cost` à une valeur inférieure à celle de `seq_page_cost`, cela n'a aucun intérêt. En revanche, les configurer à des valeurs identiques prend tout son sens si la base tient entièrement dans le cache en RAM. En effet, dans ce cas, il n'est pas pénalisant d'atteindre des pages qui ne se suivent pas. De plus, dans une base presque entièrement en cache, ces valeurs peuvent être abaissées relativement aux paramètres CPU car le coût de récupération d'une page déjà en RAM est bien moindre à celui de sa récupération sur disque.

`cpu_tuple_cost` (`floating point`)

Initialise l'estimation faite par le planificateur du coût de traitement de chaque ligne lors d'une requête. La valeur par défaut est 0.01.

`cpu_index_tuple_cost` (`floating point`)

Initialise l'estimation faite par le planificateur du coût de traitement de chaque entrée de l'index lors d'un parcours d'index. La valeur par défaut est 0.005.

`cpu_operator_cost` (`floating point`)

Initialise l'estimation faite par le planificateur du coût de traitement de chaque opérateur ou fonction exécutée dans une requête. La valeur par défaut est 0.0025.

`parallel_setup_cost` (`floating point`)

Configure le coût estimé par l'optimiseur pour le lancement de processus de travail parallèle. La valeur par défaut est 1000.

`parallel_tuple_cost` (`floating point`)

Configure le coût estimé par l'optimiseur pour le transfert d'une ligne d'un processus de travail parallèle à un autre. La valeur par défaut est 0,1.

`min_parallel_table_scan_size` (`integer`)

Spécifie la quantité minimale de donnée de la table qui doit être parcourue pour qu'un parcours parallèle soit envisagé. Pour un parcours séquentiel parallèle, la quantité de données de la table parcourue est toujours égale à la taille de la table, mais quand des index sont utilisés la quantité de données de la table parcourue sera normalement moindre. La valeur par défaut est 8 mégaoctets. (`8MB`).

`min_parallel_index_scan_size` (`integer`)

Spécifie la quantité minimale de donnée d'index qui doit être parcourue pour qu'un parcours parallèle soit envisagé. Veuillez noter qu'un parcours d'index parallèle ne touchera en général pas la totalité de l'index; il s'agit du nombre de page que l'optimisateur pensera réellement toucher durant le parcours qui est important. La valeur par défaut est 512 kilooctets (`512kB`).

`effective_cache_size` (`integer`)

Initialise l'estimation faite par le planificateur de la taille réelle du cache disque disponible pour une requête. Ce paramètre est lié à l'estimation du coût d'utilisation d'un index ; une valeur importante favorise les parcours d'index, une valeur faible les parcours séquentiels. Pour configurer ce paramètre, il est important de considérer à la fois les tampons partagés de PostgreSQL et la portion de cache disque du noyau utilisée pour les fichiers de données de PostgreSQL, bien que certaines données pourraient être présentes aux deux endroits. Il faut également tenir compte du nombre attendu de requêtes concurrentes sur des tables différentes car elles partagent l'espace disponible. Ce paramètre n'a pas d'influence sur la taille de la mémoire partagée allouée par PostgreSQL, et ne réserve pas non plus le cache disque du noyau ; il n'a qu'un rôle estimatif. Le système ne suppose pas non plus que les données reste dans le cache du disque entre des requêtes. La valeur par défaut est de 4 Go.

`jit_above_cost` (`floating point`)

Configure le coût de la requête au-dessus duquel la compilation JIT est activée (voir Chapitre 32). Exécuter JIT coûte en temps de planification mais peut accélérer l'exécution de la requête. Configurer ce paramètre à `-1` désactive la compilation JIT. Le défaut est `100000`.

`jit_inline_above_cost` (`floating point`)

Configure le coût de requête au-dessus duquel la compilation JIT tente de mettre à plat fonctions et opérateurs. Ceci ajoute au temps de planification mais peut améliorer la durée d'exécution. Il n'y a pas de sens à le configurer à une valeur inférieure à celle de `jit_above_cost`. Le configurer à `-1` désactive cette mise à plat. Le défaut est `500000`.

`jit_optimize_above_cost` (`floating point`)

Configure le coût de requête au-dessus duquel la compilation JIT utilise aussi les optimisations coûteuses. De telles optimisations ajoutent au temps de planification mais peuvent améliorer la durée d'exécution. Il n'y a pas de sens à le configurer à une valeur inférieure à celle de `jit_above_cost`, et il y a peu d'intérêt à le configurer à une valeur supérieure à `jit_inline_above_cost`. Le configurer à `-1` désactive ces optimisations. Le défaut est `500000`.

19.7.3. Optimiseur génétique de requêtes

L'optimiseur génétique de requête (GEQO) est un algorithme qui fait la planification d'une requête en utilisant une recherche heuristique. Cela réduit le temps de planification pour les requêtes complexes

(celles qui joignent de nombreuses relations), au prix de plans qui sont quelques fois inférieurs à ceux trouver par un algorithme exhaustif. Pour plus d'informations, voir Chapitre 60.

`geqo` (`boolean`)

Active ou désactive l'optimisation génétique des requêtes. Activé par défaut. Il est généralement préférable de ne pas le désactiver sur un serveur en production. La variable `geqo_threshold` fournit un moyen plus granulaire de désactiver le GEQO.

`geqo_threshold` (`integer`)

L'optimisation génétique des requêtes est utilisée pour planifier les requêtes si, au minimum, ce nombre d'éléments est impliqué dans la clause `FROM` (une construction `FULL OUTER JOIN` ne compte que pour un élément du `FROM`). La valeur par défaut est 12. Pour des requêtes plus simples, il est préférable d'utiliser le planificateur standard, à recherche exhaustive. Par contre, pour les requêtes avec un grand nombre de tables, la recherche exhaustive prend trop de temps, souvent plus de temps que la pénalité à l'utilisation d'un plan non optimal. Du coup, une limite sur la taille de la requête est un moyen simple de gérer l'utilisation de GEQO.

`geqo_effort` (`integer`)

Contrôle le compromis entre le temps de planification et l'efficacité du plan de requête dans GEQO. Cette variable est un entier entre 1 et 10. La valeur par défaut est de cinq. Des valeurs plus importantes augmentent le temps passé à la planification de la requête mais aussi la probabilité qu'un plan de requête efficace soit choisi.

`geqo_effort` n'a pas d'action directe ; il est simplement utilisé pour calculer les valeurs par défaut des autres variables influençant le comportement de GEQO (décrites ci-dessous). Il est également possible de les configurer manuellement.

`geqo_pool_size` (`integer`)

Contrôle la taille de l'ensemble utilisé par GEQO. C'est-à-dire le nombre d'individus au sein d'une population génétique. Elle doit être au minimum égale à deux, les valeurs utiles étant généralement comprises entre 100 et 1000. Si elle est configurée à zéro (valeur par défaut), alors une valeur convenable est choisie en fonction de `geqo_effort` et du nombre de tables dans la requête.

`geqo_generations` (`integer`)

Contrôle le nombre de générations utilisées par GEQO. C'est-à-dire le nombre d'itérations de l'algorithme. Il doit être au minimum de un, les valeurs utiles se situent dans la même plage que la taille de l'ensemble. S'il est configuré à zéro (valeur par défaut), alors une valeur convenable est choisie en fonction de `geqo_pool_size`.

`geqo_selection_bias` (`floating point`)

Contrôle le biais de sélection utilisé par GEQO. C'est-à-dire la pression de sélectivité au sein de la population. Les valeurs s'étendent de 1.50 à 2.00 (valeur par défaut).

`geqo_seed` (`floating point`)

Contrôle la valeur initiale du générateur de nombres aléatoires utilisé par GEQO pour sélectionner des chemins au hasard dans l'espace de recherche des ordres de jointures. La valeur peut aller de zéro (valeur par défaut) à un. Varier la valeur modifie l'ensemble des chemins de jointure explorés et peut résulter en des chemins meilleurs ou pires.

19.7.4. Autres options du planificateur

`default_statistics_target` (`integer`)

Initialise la cible de statistiques par défaut pour les colonnes de table pour lesquelles aucune cible de colonne spécifique n'a été configurée via `ALTER TABLE SET STATISTICS`. Des

valeurs élevées accroissent le temps nécessaire à l'exécution d'ANALYZE mais peuvent permettre d'améliorer la qualité des estimations du planificateur. La valeur par défaut est 100. Pour plus d'informations sur l'utilisation des statistiques par le planificateur de requêtes, se référer à la Section 14.2.

`constraint_exclusion` (`enum`)

Contrôle l'utilisation par le planificateur de requête des contraintes pour optimiser les requêtes. Les valeurs autorisées de `constraint_exclusion` sont `on` (examiner les contraintes pour toutes les tables), `off` (ne jamais examiner les contraintes) et `partition` (n'examiner les contraintes que pour les tables enfants d'un héritage et pour les sous-requêtes `UNION ALL`). `partition` est la valeur par défaut. C'est souvent utilisé avec les tables héritées pour améliorer les performances.

Quand ce paramètre l'autorise pour une table particulière, le planificateur compare les conditions de la requête avec les contraintes `CHECK` sur la table, et omet le parcourt des tables pour lesquelles les conditions contredisent les contraintes. Par exemple :

```
CREATE TABLE parent(clef integer, ...);
CREATE TABLE fils1000(check (clef between 1000 and 1999))
 INHERITS(parent);
CREATE TABLE fils2000(check (clef between 2000 and 2999))
 INHERITS(parent);
...
SELECT * FROM parent WHERE clef = 2400;
```

Avec l'activation de l'exclusion par contraintes, ce `SELECT` ne parcourt pas `fils1000`, ce qui améliore les performances.

À l'heure actuelle, l'exclusion de contraintes est activée par défaut seulement pour les cas souvent utilisés pour implémenter le partitionnement de tables via les arbres d'héritage. L'activer pour toutes les tables impose une surcharge de planification qui est visible pour de simples requêtes, sans apporter de bénéfices pour ces requêtes. Si vous n'avez pas de tables partitionnées utilisant l'héritage traditionnel, vous pourriez vouloir le désactiver. (Notez que la fonctionnalité équivalente pour les tables partitionnées est contrôlée par un paramètre séparé, enable_partition_pruning.)

Reportez vous à Section 5.10.5 pour plus d'informations sur l'utilisation d'exclusion de contraintes pour implémenter le partitionnement.

`cursor_tuple_fraction` (`floating point`)

Positionne la fraction, estimée par le planificateur, d'enregistrements d'un curseur qui sera récupérée. La valeur par défaut est 0.1. Des valeurs plus petites de ce paramètre rendent le planificateur plus enclin à choisir des plans à démarrage rapide (« fast start »), qui récupèreront les premiers enregistrements rapidement, tout en mettant peut être un temps plus long à récupérer tous les enregistrements. Des valeurs plus grandes mettent l'accent sur le temps total estimé. À la valeur maximum 1.0 du paramètre, les curseurs sont planifiés exactement comme des requêtes classiques, en ne prenant en compte que le temps total estimé et non la vitesse à laquelle les premiers enregistrements seront fournis.

`from_collapse_limit` (`integer`)

Le planificateur assemble les sous-requêtes dans des requêtes supérieures si la liste `FROM` résultante contient au plus ce nombre d'éléments. Des valeurs faibles réduisent le temps de planification mais conduisent à des plans de requêtes inférieurs. La valeur par défaut est de 8. Pour plus d'informations, voir Section 14.3.

Configurer cette valeur à geqo_threshold ou plus pourrait déclencher l'utilisation du planificateur GEQO, ce qui pourrait aboutir à la génération de plans non optimaux. Voir Section 19.7.3.

`jit` (`boolean`)

Détermine si la compilation JIT peut être utilisée par PostgreSQL, quand elle est disponible (voir Chapitre 32). La valeur par défaut est `off`.

`join_collapse_limit` (`integer`)

Le planificateur réécrit les constructions `JOIN` explicites (à l'exception de `FULL JOIN`) en une liste d'éléments `FROM` à chaque fois qu'il n'en résulte qu'une liste ne contenant pas plus de ce nombre d'éléments. Des valeurs faibles réduisent le temps de planification mais conduisent à des plans de requêtes inférieurs.

Par défaut, cette variable a la même valeur que `from_collapse_limit`, valeur adaptée à la plupart des utilisations. Configurer cette variable à 1 empêche le réordonnancement des `JOIN`tures explicites. De ce fait, l'ordre des jointures explicites indiqué dans la requête est l'ordre réel dans lequel les relations sont jointes. Le planificateur de la requête ne choisit pas toujours l'ordre de jointure optimal ; les utilisateurs aguerris peuvent choisir d'initialiser temporairement cette variable à 1 et d'indiquer explicitement l'ordre de jointure souhaité. Pour plus d'informations, voir Section 14.3.

Configurer cette valeur à geqo_threshold ou plus pourrait déclencher l'utilisation du planificateur GEQO, ce qui pourrait aboutir à la génération de plans non optimaux. Voir Section 19.7.3.

`parallel_leader_participation` (`boolean`)

Permet au processus « leader » d'exécuter le plan d'exécution sous les nœuds `Gather` et `Gather Merge` , au lieu d'attendre les workers. Le défaut est `on`. Passer cette valeur à `off` réduit la probabilité que les workers soient bloqués parce que le processus leader ne lit pas les enregistrements assez vite, mais nécessite que le processus leader attende que les workers démarrent avant que le premier enregistrement ne soit produit. À quel point le leader peut aider ou gêner la performance dépend du type de plan, du nombre de workers et de la durée de la requête.

`force_parallel_mode` (`enum`)

Autorise l'utilisation de requêtes parallélisées pour des raisons de test y compris dans des cas où aucune amélioration des performances n'est attendue. Les valeurs autorisées de `force_parallel_mode` sont `off` (utilise le mode parallèle seulement quand une amélioration des performances est attendue), `on` (force la parallélisation de toutes les requêtes qui sont parallélisables) et `regress` (identique à `on`, mais avec un comportement supplémentaire expliqué ci-dessous).

Plus spécifiquement, configurer cette valeur à `on` ajoutera un noeud `Gather` au -dessus de tout plan d'exécution pour lequel cela semble sain, permettant ainsi à la requête d'être exécuté par un processus parallélisé. Même si un processus parallélisé n'est pas disponible ou ne peut pas être utilisé, les opérations, telles que le démarrage d'une sous- transaction qui serait interdite dans un contexte de parallélisation d'une requête, seront interdites sauf si le planificateur pense que cela ferait échouer la requête. Si des échecs ou des résultats inattendus surviennent avec cette option activée, certaines fonctions utilisées par cette requête devraient être marquées `PARALLEL UNSAFE` (ou potentiellement `PARALLEL RESTRICTED`).

Configurer ce paramètre à `regress` a les mêmes effets que le configurer à `on` avec quelques effets supplémentaires ayant pour but de faciliter le test automatique de régressions. Habituellement, les messages d'un processus parallèle incluent une ligne de contexte le précisant, mais une configuration de ce paramètre à la valeur `regress` supprime cette ligne pour que la sortie soit identique à une sortie pour une exécution non parallélisée. De plus, les noeuds `Gather` ajoutés au plan par ce paramètre sont cachés dans la sortie `EXPLAIN` pour que la sortie corresponde à ce qui serait obtenue si ce paramètre était désactivé (valeur `off`).

19.8. Remonter et tracer les erreurs

19.8.1. Où tracer

`log_destination` (`string`)

PostgreSQL supporte plusieurs méthodes pour la journalisation des messages du serveur, dont stderr, csvlog et syslog. Sur Windows, eventlog est aussi supporté. Ce paramètre se configure avec la liste des destinations souhaitées séparées par des virgules. Par défaut, les traces ne sont dirigées que vers stderr. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

Si csvlog est la valeur de `log_destination`, les entrées du journal applicatif sont enregistrées dans le format CSV (« comma separated value »), ce qui est bien pratique pour les charger dans des programmes. Voir Section 19.8.4 pour les détails. logging_collector doit être activé pour produire des journaux applicatifs au format CSV.

Quand soit stderr ou soit csvlog sont inclus, le fichier `current_logfiles` est créé pour enregistrer l'emplacement du ou des fichiers de traces actuellement utilisés par le collecteur de traces ainsi que la destination de trace associée. Cela fournit un moyen pratique pour trouver le fichier de trace actuellement utilisé par l'instance. Voici un exemple du contenu de ce fichier :

```
stderr log/postgresql.log
csvlog log/postgresql.csv
```

`current_logfiles` est recréé quand un nouveau fichier de trace est crée du à une rotation, et quand `log_destination` est rechargé. Il est supprimé quand ni stderr ni csvlog ne sont inclus dans `log_destination`, et quand le collecteur de traces es désactivé.

> **Note**
>
> Sur la plupart des systèmes Unix, il est nécessaire de modifier la configuration du démon syslog pour utiliser l'option syslog de `log_destination`. PostgreSQL peut tracer dans les niveaux syslog `LOCAL0` à `LOCAL7` (voir syslog_facility) mais la configuration par défaut de syslog sur la plupart des plateformes ignore de tels messages. Il faut ajouter une ligne similaire à :
>
> ```
> local0.*    /var/log/postgresql
> ```
>
> dans le fichier de configuration de syslog pour obtenir ce type de journalisation.
>
> Sur Windows, quand vous utilisez l'option `eventlog` pour `log_destination`, vous devez enregistrer une source d'événement et sa bibliothèque avec le système d'exploitation, pour que le visualisateur des événements Windows puisse affiche correctement les traces. Voir Section 18.11 pour les détails.

`logging_collector` (`boolean`)

Ce paramètre active le collecteur de traces (*logging collector*), qui est un processus en tâche de fond capturant les traces envoyées sur stderr et les enregistrant dans des fichiers. Cette approche est souvent plus utile que la journalisation avec syslog, car certains messages peuvent ne pas apparaître dans syslog. (Un exemple standard concerne les messages d'échec de l'édition dynamique ; un autre concerne les messages d'erreurs produits par les scripts comme `archive_command`.). Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

> **Note**
>
> Il est possible de tracer sur stderr sans utiliser le collecteur de traces. Les messages iront à l'endroit où est redirigé la sortie des erreurs (stderr) du système. Néanmoins, cette méthode est seulement acceptable pour les petits volumes de traces car il ne fournit pas de moyens corrects pour gérer la rotation des fichiers de traces. Ainsi, sur certaines plateformes n'utilisant pas le collecteur des traces, cela peut avoir pour résultat la perte ou la corruption des traces, notamment si plusieurs processus écrivent en même temps dans le même fichier de traces, écrasant ainsi les traces des autres processus.

> **Note**
>
> Le collecteur des traces est conçu pour ne jamais perdre de messages. Cela signifie que, dans le cas d'une charge extrêmement forte, les processus serveur pourraient se trouver bloqués lors de l'envoi de messages de trace supplémentaires. Le collecteur pourrait accumuler dans ce cas du retard. syslog préfère supprimer des messages s'il ne peut pas les écrire. Il pourrait donc ne pas récupérer certains messages dans ces cas mais il ne bloquera pas le reste du système.

`log_directory` (`string`)

Lorsque `logging_collector` est activé, ce paramètre détermine le répertoire dans lequel les fichiers de trace sont créés. Il peut s'agir d'un chemin absolu ou d'un chemin relatif au répertoire des données du cluster. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. La valeur par défaut est `log`.

`log_filename` (`string`)

Lorsque `logging_collector` est activé, ce paramètre indique les noms des journaux applicatifs créés. La valeur est traitée comme un motif `strftime`. Ainsi les échappements % peuvent être utilisés pour indiquer des noms de fichiers horodatés. (S'il y a des échappements % dépendant des fuseaux horaires, le calcul se fait dans le fuseau précisé par log_timezone.) Les échappements % supportés sont similaires à ceux listés dans la spécification de strftime[1] par l'Open Group. Notez que la fonction `strftime` du système n'est pas utilisée directement, ce qui entraîne que les extensions spécifiques à la plateforme (non-standard) ne fonctionneront pas.

Si vous spécifiez un nom de fichier sans échappements, vous devriez prévoir d'utiliser un utilitaire de rotation des journaux pour éviter le risque de remplir le disque entier. Dans les versions précédentes à 8.4, si aucun échappement % n'était présent, PostgreSQL aurait ajouté l'epoch de la date de création du nouveau journal applicatif mais ce n'est plus le cas.

Si la sortie au format CSV est activée dans `log_destination`, `.csv` est automatiquement ajouté au nom du journal horodaté. (Si `log_filename` se termine en `.log`, le suffixe est simplement remplacé.)

Ce paramètre ne peut être positionné que dans le fichier `postgresql.conf` ou en ligne de commande. La valeur par défaut est `postgresql-%Y-%m-%d_%H%M%S.log`.

`log_file_mode` (`integer`)

Sur les systèmes Unix, ce paramètre configure les droits pour les journaux applicatifs quand `logging_collector` est activé. (Sur Microsoft Windows, ce paramètre est ignoré.) La valeur de ce paramètre doit être un mode numérique spécifié dans le format accepté par les appels

[1] https://pubs.opengroup.org/onlinepubs/009695399/functions/strftime.html

systèmes `chmod` et `umask`. (Pour utiliser le format octal, ce nombre doit être précédé d'un zéro, `0`.)

Les droits par défaut sont `0600`, signifiant que seul l'utilisateur qui a lancé le serveur peut lire ou écrire les journaux applicatifs. Un autre paramétrage habituel est `0640`, permettant aux membres du groupe propriétaire de lire les fichiers. Notez néanmoins que pour utiliser ce paramètre, vous devez modifier log_directory pour enregistrer les fichiers en dehors du répertoire des données de l'instance. Dans ce cas, il est déconseillé de rendre les journaux applicatifs lisibles par tout le monde car ils pourraient contenir des données sensibles.

Ce paramètre ne peut être positionné que dans le fichier `postgresql.conf` ou en ligne de commande.

`log_rotation_age` (`integer`)

Lorsque `logging_collector` est activé, ce paramètre détermine la durée de vie maximale (en minutes) d'un journal individuel. Passé ce délai, un nouveau journal est créé. Initialiser ce paramètre à zéro désactive la création en temps compté de nouveaux journaux. Ce paramètre ne peut qu'être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`log_rotation_size` (`integer`)

Lorsque `logging_collector` est activé, ce paramètre détermine la taille maximale (en kilooctets) d'un journal individuel. Passé cette taille, un nouveau journal est créé. Initialiser cette taille à zéro désactive la création en taille comptée de nouveaux journaux. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`log_truncate_on_rotation` (`boolean`)

Lorsque `logging_collector` est activé, ce paramètre impose à PostgreSQL de vider (écraser), plutôt qu'ajouter à, tout fichier journal dont le nom existe déjà. Toutefois, cet écrasement ne survient qu'à partir du moment où un nouveau fichier doit être ouvert du fait d'une rotation par temps compté, et non pas à la suite du démarrage du serveur ou d'une rotation par taille comptée. Si ce paramètre est désactivé (off), les traces sont, dans tous les cas, ajoutées aux fichiers qui existent déjà.

Par exemple, si ce paramètres est utilisé en combinaison avec un `log_filename` tel que `postgresql-%H.log`, il en résulte la génération de 24 journaux (un par heure) écrasés de façon cyclique.

Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

Exemple : pour conserver sept jours de traces, un fichier par jour nommé `server_log.Mon`, `server_log.Tue`, etc. et écraser automatiquement les traces de la semaine précédente avec celles de la semaine courante, on positionne `log_filename` à `server_log.%a`, `log_truncate_on_rotation` à `on` et `log_rotation_age` à `1440`.

Exemple : pour conserver 24 heures de traces, un journal par heure, toute en effectuant la rotation plus tôt si le journal dépasse 1 Go, on positionne `log_filename` à `server_log.%H%M`, `log_truncate_on_rotation` à `on`, `log_rotation_age` à `60` et `log_rotation_size` à `1000000`. Inclure `%M` dans `log_filename` permet à toute rotation par taille comptée qui survient d'utiliser un nom de fichier distinct du nom initial horodaté.

`syslog_facility` (`enum`)

Lorsque les traces syslog sont activées, ce paramètre fixe le niveau (« facility ») utilisé par syslog. Les différentes possibilités sont `LOCAL0`, `LOCAL1`, `LOCAL2`, `LOCAL3`, `LOCAL4`, `LOCAL5`, `LOCAL6`, `LOCAL7` ; `LOCAL0` étant la valeur par défaut. Voir aussi la documentation du démon syslog du serveur. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`syslog_ident` (`string`)

Si syslog est activé, ce paramètre fixe le nom du programme utilisé pour identifier les messages PostgreSQL dans les traces de syslog. La valeur par défaut est `postgres`. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`syslog_sequence_numbers` (`boolean`)

Lorsque les traces ont pour destination syslog et que ce paramètre vaut on (c'est la valeur par défaut), alors chaque message est préfixé par un numéro de séquence en constante augmentation (par exemple `[2]`). Ceci permet d'éviter la suppression du type « --- last message repeated N times --- » qu'un grand nombre d'implémentations de syslog réalisent par défaut. Dans les implémentations plus modernes de syslog, la suppression des messages répétés peut être configurée (par exemple, `$RepeatedMsgReduction` dans rsyslog), ce paramètre pourrait ne plus être nécessaire. De plus, vous pouvez désactiver cette fonction si vous voulez vraiment supprimer des messages répétés

Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

`syslog_split_messages` (`boolean`)

Lorsque les traces ont pour destination syslog, ce paramètre détermine comment les messages sont délivrées à syslog. Si ce paramètre vaut on (ce qui correspond à la valeur par défaut), les messages sont divisés en ligne, et les longues lignes sont divisées pour qu'elles tiennent sur 1024 octets, qui est la limite typique en taille pour les implémentations syslog traditionnelles. Si ce paramètre est à off, les messages du serveur PostgreSQL sont délivrés au service syslog tel quel, et c'est au service syslog de se débrouiller avec les messages potentiellement gros.

Si syslog enregistre au final les messages dans un fichier texte, alors l'effet sera le même de toute façon et il est préférable de laisser ce paramètre à la valeur on car la plupart des implémentations syslog ne peuvent pas gérer de grands messages ou auraient besoin d'être configurés spécialement pour les gérer. Si syslog écrit au final dans un autre média, il pourrait être nécessaire ou utile de conserver les messages dans un ensemble logique.

Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

`event_source` (`string`)

Si la journalisation applicative se fait au travers du journal des événements (event log), ce paramètre détermine le nom du programme utilisé pour identifier les messages de PostgreSQL dans la trace. La valeur par défaut est `PostgreSQL`. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

19.8.2. Quand tracer

`log_min_messages` (`enum`)

Contrôle les niveaux de message écrits dans les traces du serveur. Les valeurs valides sont `DEBUG5`, `DEBUG4`, `DEBUG3`, `DEBUG2`, `DEBUG1`, `INFO`, `NOTICE`, `WARNING`, `ERROR`, `LOG`, `FATAL` et `PANIC`. Chaque niveau inclut tous les niveaux qui le suivent. Plus on progresse dans la liste, plus le nombre de messages envoyés est faible. `WARNING` est la valeur par défaut. `LOG` a ici une portée différente de celle de client_min_messages. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier la valeur de ce paramètre.

`log_min_error_statement` (`enum`)

Contrôle si l'instruction SQL à l'origine d'une erreur doit être enregistrée dans les traces du serveur. L'instruction SQL en cours est incluse dans les traces pour tout message de sévérité indiquée ou

supérieure. Les valeurs valides sont DEBUG5, DEBUG4, DEBUG3, DEBUG2, DEBUG1, INFO, NOTICE, WARNING, ERROR, LOG, FATAL et PANIC. ERROR est la valeur par défaut, ce qui signifie que les instructions à l'origine d'erreurs, de messages applicatifs, d'erreurs fatales ou de paniques sont tracées. Pour réellement désactiver le traçage des instructions échouées, ce paramètre doit être positionné à PANIC. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier la valeur de ce paramètre.

`log_min_duration_statement` (`integer`)

Trace la durée de toute instruction terminée dont le temps d'exécution égale ou dépasse ce nombre de millisecondes. Positionné à zéro, les durées de toutes les instructions sont tracées. -1 (valeur par défaut) désactive ces traces.

Par exemple, si le paramètre est positionné à 250ms, alors toutes les instructions SQL dont la durée est supérieure ou égale à 250 ms sont tracées.

Il est utile d'activer ce paramètre pour tracer les requêtes non optimisées des applications. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier cette configuration.

Pour les clients utilisant le protocole de requêtage étendu, les durées des étapes Parse (analyse), Bind (lien) et Execute (exécution) sont tracées indépendamment.

> **Note**
>
> Lorsque cette option est utilisée avec log_statement, le texte des instructions tracées du fait de `log_statement` n'est pas répété dans le message de trace de la durée. Si syslog n'est pas utilisé, il est recommandé de tracer le PID ou l'ID de session à l'aide de log_line_prefix de façon à pouvoir lier le message de l'instruction au message de durée par cet identifiant.

Tableau 19.2 explique les niveaux de sévérité des messages utilisés par PostgreSQL. Si la journalisation est envoyée àsyslog ou à l'eventlog de Windows, les niveaux de sévérité sont traduits comme indiqué ci-dessous.

Tableau 19.2. Niveaux de sévérité des messages

Sévérité	Usage	syslog	eventlog
DEBUG1..DEBUG5	Fournit des informations successivement plus détaillées à destination des développeurs.	DEBUG	INFORMATION
INFO	Fournit des informations implicitement demandées par l'utilisateur, par exemple la sortie de VACUUM VERBOSE.	INFO	INFORMATION
NOTICE	Fournit des informations éventuellement utiles aux utilisateurs, par exemple la troncature des identifiants longs.	NOTICE	INFORMATION
WARNING	Fournit des messages d'avertissement sur	NOTICE	WARNING

Sévérité	Usage	syslog	eventlog
	d'éventuels problèmes. Par exemple, un COMMIT en dehors d'un bloc de transaction.		
ERROR	Rapporte l'erreur qui a causé l'annulation de la commande en cours.	WARNING	ERROR
LOG	Rapporte des informations à destination des administrateurs. Par exemple, l'activité des points de vérification.	INFO	INFORMATION
FATAL	Rapporte l'erreur qui a causé la fin de la session en cours.	ERR	ERROR
PANIC	Rapporte l'erreur qui a causé la fin de toutes les sessions.	CRIT	ERROR

19.8.3. Que tracer

> **Note**
>
> Ce que vous choisissez de tracer peut avoir des implications sur la sécurité ; voir Section 24.3.

`application_name` (`string`)

Le paramètre `application_name` peut être n'importe quelle chaîne de caractères inférieure à `NAMEDATALEN` caractères (64 caractères après une compilation standard). Il est typiquement configuré lors de la connexion d'une application au serveur. Le nom sera affiché dans la vue `pg_stat_activity` et inclus dans les traces du journal au format CSV. Il peut aussi être inclus dans les autres formats de traces en configurant le paramètre log_line_prefix. Tout caractère ASCII affichable peut être utilisé. Les autres caractères seront remplacés par des points d'interrogation (?).

`debug_print_parse` (`boolean`)
`debug_print_rewritten` (`boolean`)
`debug_print_plan` (`boolean`)

Ces paramètres activent plusieurs sorties de débogage. Quand positionnés, il affichent l'arbre d'interprétation résultant, la sortie de la réécriture de requête, ou le plan d'exécution pour chaque requête exécutée. Ces messages sont émis au niveau de trace `LOG` , par conséquent ils apparaîtront dans le journal applicatif du serveur, mais ne seront pas envoyés au client. Vous pouvez changer cela en ajustant client_min_messages et/ou log_min_messages. Ces paramètres sont désactivés par défaut.

`debug_pretty_print` (`boolean`)

Quand positionné, `debug_pretty_print` indente les messages produits par `debug_print_parse`, `debug_print_rewritten`, ou `debug_print_plan`. Le résultat est une sortie plus lisible mais plus verbeuse que le format « compact » utilisé quand ce paramètre est à off. La valeur par défaut est 'on'.

`log_checkpoints` (`boolean`)

Trace les points de vérification and restartpoints dans les journaux applicatifs. Diverses statistiques sont incluses dans les journaux applicatifs, dont le nombre de tampons écrits et le temps passé à les écrire. Désactivé par défaut, ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`log_connections` (`boolean`)

Trace chaque tentative de connexion sur le serveur, ainsi que la réussite de l'authentification du client. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre au démarrage d'une session, et il ne peut pas être changé du tout à l'intérieur d'une session. La valeur par défaut est `off`.

> **Note**
>
> Quelques programmes clients, comme psql, tentent de se connecter deux fois pour déterminer si un mot de passe est nécessaire, des messages « connection received » dupliqués n'indiquent donc pas forcément un problème.

`log_disconnections` (`boolean`)

Entraîne l'enregistrement dans les traces du serveur de la fin des sessions. Les sorties des traces fournissent une information similaire à `log_connections`, plus la durée de la session. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre au démarrage d'une session, et il ne peut pas être changé du tout à l'intérieur d'une session. La valeur par défaut est `off`.

`log_duration` (`boolean`)

Trace la durée de toute instruction exécutée. Désactivé par défaut (`off`), seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

Pour les clients utilisant le protocole de requêtage étendu, les durées des étapes Parse (analyse), Bind (lien) et Execute (exécution) sont tracées indépendamment.

> **Note**
>
> À la différence de log_min_duration_statement, ce paramètre ne force pas le traçage du texte des requêtes. De ce fait, si `log_duration` est activé (`on`) et que `log_min_duration_statement` a une valeur positive, toutes les durées sont tracées mais le texte de la requête n'est inclus que pour les instructions qui dépassent la limite. Ce comportement peut être utile pour récupérer des statistiques sur les installations à forte charge.

`log_error_verbosity` (`enum`)

Contrôle la quantité de détails écrit dans les traces pour chaque message tracé. Les valeurs valides sont `TERSE`, `DEFAULT` et `VERBOSE`, chacun ajoutant plus de champs aux messages affichés. `TERSE` exclut des traces les informations de niveau `DETAIL`, `HINT`, `QUERY` et `CONTEXT`. La sortie `VERBOSE` inclut le code d'erreur `SQLSTATE` (voir aussi Annexe A), le nom du code source, le nom de la fonction et le numéro de la ligne qui a généré l'erreur. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

`log_hostname` (`boolean`)

Par défaut, les traces de connexion n'affichent que l'adresse IP de l'hôte se connectant. Activer ce paramètre permet de tracer aussi le nom de l'hôte. En fonction de la configuration de la résolution

de nom d'hôte, les performances peuvent être pénalisées. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`log_line_prefix` (`string`)

Il s'agit d'une chaîne de style `printf` affichée au début de chaque ligne de trace. Les caractères `%` débutent des « séquences d'échappement » qui sont remplacées avec l'information de statut décrite ci-dessous. Les échappement non reconnus sont ignorés. Les autres caractères sont copiés directement dans la trace. Certains échappements ne sont reconnus que par les processus de session et seront traités comme vide par les processus en tâche de fond tels que le processus principal du serveur. L'information de statut pourrait être alignée soit à gauche soit à droite en indiquant un nombre après le signe pourcent et avant l'option. Une valeur négative implique un alignement à droite par ajout d'espaces alors qu'une valeur positive est pour un alignement à gauche. L'alignement peut être utile pour aider à la lecture des fichiers de trace. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande. La valeur par défaut est `'%m [%p] '` ce qui affiche dans les trace l'heure courante ainsi que l'identifiant de processus.

Échappement	Produit	Session seule
`%a`	Nom de l'application	yes
`%u`	Nom de l'utilisateur	oui
`%d`	Nom de la base de données	oui
`%r`	Nom ou adresse IP de l'hôte distant et port distant	oui
`%h`	Nom d'hôte distant ou adresse IP	oui
`%p`	ID du processus	non
`%t`	Estampille temporelle sans millisecondes	non
`%m`	Estampille temporelle avec millisecondes	non
`%n`	Estampille temporelle avec millisecondes (sous la forme d'un epoch Unix)	non
`%i`	Balise de commande : type de commande	oui
`%e`	code d'erreur correspondant à l'état SQL	no
`%c`	ID de session : voir ci-dessous	non
`%l`	Numéro de la ligne de trace de chaque session ou processus, commençant à 1	non
`%s`	Estampille temporelle du lancement du processus	oui
`%v`	Identifiant virtuel de transaction (backendID/localXID)	no
`%x`	ID de la transaction (0 si aucune affectée)	non
`%q`	Ne produit aucune sortie, mais indique aux autres processus de stopper à cet endroit de la chaîne. Ignoré par les processus de session.	non
`%%`	`%`	non

L'échappement `%c` affiche un identifiant de session quasi-unique constitué de deux nombres hexadécimaux sur quatre octets (sans les zéros initiaux) et séparés par un point. Les nombres représentent l'heure de lancement du processus et l'identifiant du processus, `%c` peut donc aussi être utilisé comme une manière de raccourcir l'affichage de ces éléments. Par exemple, pour générer l'identifiant de session à partir de `pg_stat_activity`, utilisez cette requête :

```
SELECT to_hex(trunc(EXTRACT(EPOCH FROM backend_start))::integer)
 || '.' ||
```

```
       to_hex(pid)
FROM pg_stat_activity;
```

> **Astuce**
>
> Si `log_line_prefix` est différent d'une chaîne vide, il est intéressant d'ajouter une espace en fin de chaîne pour créer une séparation visuelle avec le reste de la ligne. Un caractère de ponctuation peut aussi être utilisé.

> **Astuce**
>
> syslog produit ses propres informations d'horodatage et d'identifiant du processus. Ces échappements n'ont donc que peu d'intérêt avec syslog.

> **Astuce**
>
> L'échappement `%q` est utile quand des informations qui ne sont disponibles que dans le contexte d'une session (processus client) est utilisé, comme le nom de l'utilisateur ou de la base. Par exemple :
>
> ```
> log_line_prefix = '%m [%p] %q%u@%d/%a '
> ```

`log_lock_waits` (`boolean`)

Contrôle si une trace applicative est écrite quand une session attend plus longtemps que deadlock_timeout pour acquérir un verrou. Ceci est utile pour déterminer si les attentes de verrous sont la cause des pertes de performance. Désactivé (`off`) par défaut. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramétrage.

`log_statement` (`enum`)

Contrôle les instructions SQL à tracer. Les valeurs valides sont `none` (off), `ddl`, `mod` et `all` (toutes les instructions). `ddl` trace toutes les commandes de définition comme `CREATE`, `ALTER` et `DROP`. `mod` trace toutes les instructions `ddl` ainsi que les instructions de modification de données `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`, `TRUNCATE` et `COPY FROM`. Les instructions `PREPARE`, `EXECUTE` et `EXPLAIN ANALYZE` sont aussi tracées si la commande qui les contient est d'un type approprié. Pour les clients utilisant le protocole de requêtage étendu, la trace survient quand un message Execute est reçu et les valeurs des paramètres de Bind sont incluses (avec doublement de tout guillemet simple embarqué).

La valeur par défaut est `none`. Seuls les superutilisateurs peuvent changer ce paramétrage.

> **Note**
>
> Les instructions qui contiennent de simples erreurs de syntaxe ne sont pas tracées même si `log_statement` est positionné à `all` car la trace n'est émise qu'après qu'une analyse basique soit réalisée pour déterminer le type d'instruction. Dans le cas du protocole de requêtage étendu, ce paramètre ne trace pas les instructions qui échouent avant la phase Execute (c'est-à-dire pendant l'analyse et la planification).

`log_min_error_statement` doit être positionné à `ERROR` pour tracer ce type d'instructions.

Les requêtes tracées peuvent révéler des données sensibles et même contenir des mots de passe en clair.

`log_replication_commands` (`boolean`)

A pour effet d'enregistrer dans le fichier des traces du serveur chaque commande de réplication. Voir Section 53.6 pour plus d'informations à propos des commandes de réplication. La valeur par défaut est `off`. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

`log_temp_files` (`integer`)

Contrôle l'écriture de traces sur l'utilisation des fichiers temporaires (noms et tailles). Les fichiers temporaires peuvent être créés pour des tris, des hachages et des résultats temporaires de requête. Une entrée de journal est générée pour chaque fichier temporaire au moment ou il est effacé. Zéro implique une trace des informations sur tous les fichiers temporaires alors qu'une valeur positive ne trace que les fichiers dont la taille est supérieure ou égale au nombre indiqué (en kilo-octets). La valeur par défaut est -1, ce qui a pour effet de désactiver les traces. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

`log_timezone` (`string`)

Configure le fuseau horaire utilisé par l'horodatage des traces. Contrairement à TimeZone, cette valeur est valable pour le cluster complet, de façon à ce que toutes les sessions utilisent le même. La valeur par défaut est `GMT`, mais elle est généralement surchargée dans le fichier `postgresql.conf` ; initdb installera une configuration correspondant à l'environnement système. Voir Section 8.5.3 pour plus d'informations.

19.8.4. Utiliser les journaux au format CSV

L'ajout de `csvlog` dans la liste `log_destination` est une manière simple d'importer des journaux dans une table de base de données. Cette option permet de créer des journaux au format CSV avec les colonnes : l'horodatage en millisecondes, le nom de l'utilisateur, le nom de la base de données, le PID du processus serveur, l'hôte et le numéro de port du client, l'identifiant de la session, le numéro de ligne dans la session, le tag de la commande, l'horodatage de début de la session, l'identifiant de transaction virtuelle, l'identifiant de transaction standard, la sévérité de l'erreur, le code SQLSTATE, le message d'erreur, les détails du message d'erreur, une astuce, la requête interne qui a amené l'erreur (si elle existe), le nombre de caractères pour arriver à la position de l'erreur, le contexte de l'erreur, la requête utilisateur qui a amené l'erreur (si elle existe et si `log_min_error_statement` est activé), le nombre de caractères pour arriver à la position de l'erreur, l'emplacement de l'erreur dans le code source de PostgreSQL (si `log_error_verbosity` est configuré à `verbose`) et le nom de l'application.

Exemple de définition d'une table de stockage de journaux au format CSV :

```
CREATE TABLE postgres_log
(
  log_time timestamp(3) with time zone,
  user_name text,
  database_name text,
  process_id integer,
  connection_from text,
  session_id text,
  session_line_num bigint,
  command_tag text,
```

```
  session_start_time timestamp with time zone,
  virtual_transaction_id text,
  transaction_id bigint,
  error_severity text,
  sql_state_code text,
  message text,
  detail text,
  hint text,
  internal_query text,
  internal_query_pos integer,
  context text,
  query text,
  query_pos integer,
  location text,
  application_name text,
  PRIMARY KEY (session_id, session_line_num)
);
```

Pour importer un journal dans cette table, on utilise la commande `COPY FROM` :

```
COPY postgres_log FROM '/chemin/complet/vers/le/logfile.csv' WITH
 csv;
```

Il est aussi possible d'accéder au fichier en tant que table externe en utilisant le module file_fdw.

Quelques conseils pour simplifier et automatiser l'import des journaux CVS :

1. configurer `log_filename` et `log_rotation_age` pour fournir un schéma de nommage cohérent et prévisible des journaux. Cela permet de prédire le nom du fichier et le moment où il sera complet (et donc prêt à être importé) ;

2. initialiser `log_rotation_size` à 0 pour désactiver la rotation par taille comptée, car elle rend plus difficile la prévision du nom du journal ;

3. positionner `log_truncate_on_rotation` à `on` pour que les données anciennes ne soient pas mélangées aux nouvelles dans le même fichier ;

4. la définition de la table ci-dessus inclut une clé primaire. C'est utile pour se protéger de l'import accidentel de la même information à plusieurs reprises. La commande `COPY` valide toutes les données qu'elle importe en une fois. Toute erreur annule donc l'import complet. Si un journal incomplet est importé et qu'il est de nouveau importé lorsque le fichier est complet, la violation de la clé primaire cause un échec de l'import. Il faut attendre que le journal soit complet et fermé avant de l'importer. Cette procédure protége aussi de l'import accidentel d'une ligne partiellement écrite, qui causerait aussi un échec de `COPY`.

19.8.5. Titre des processus

Ces paramètres contrôlent comment les titres de processus des processus serveurs sont modifiés. Les titres de processus sont affichées typiquement en utilisant des programmes comme ps ou, sur Windows, Process Explorer. Voir Section 28.1 pour plus de détails.

`cluster_name` (`string`)

Positionne le nom de l'instance qui apparaît dans le titre du processus pour tous les processus serveurs de cette instance. Le nom peut être n'importe quelle chaîne de caractères de longueur inférieure à `NAMEDATALEN` (64 caractères dans une compilation standard du serveur). Seuls les caractères ASCII imprimables peuvent être utilisés dans `cluster_name`. Les autres caractères

seront remplacés par des points d'interrogation (?). Aucun nom n'est affiché si ce paramètre est positionné sur la chaîne vide '' (ce qui est la valeur par défaut). Ce paramètre ne peut être positionné qu'au démarrage du serveur.

`update_process_title` (`boolean`)

Active la mise à jour du titre du processus chaque fois qu'une nouvelle commande SQL est reçue par le serveur. Ce paramètre est à `on` par défaut sur la plupart des plateformes mais il est à `off` sur Windows car cette plateforme souffre de lenteurs plus importantes pour la mise à jour du titre du processus. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

19.9. Statistiques d'exécution

19.9.1. Collecteur de statistiques sur les requêtes et les index

Ces paramètres contrôlent la collecte de statistiques de niveau serveur. Lorsque celle-ci est activée, les données produites peuvent être visualisées à travers la famille de vues systèmes `pg_stat` et `pg_statio`. On peut se reporter à Chapitre 28 pour plus d'informations.

`track_activities` (`boolean`)

Active la collecte d'informations sur la commande en cours d'exécution dans chaque session, avec l'heure de démarrage de la commande. Ce paramètre est activé par défaut. Même si le paramètre est activé, cette information n'est pas visible par tous les utilisateurs, mais uniquement par les superutilisateurs, les rôles dotés des droits du rôle `pg_read_all_stats` et l'utilisateur possédant la session traitée (ceci incluant les sessions appartenant à un rôle sur lequel ils ont des droits) ; de ce fait, cela ne représente pas une faille de sécurité. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

`track_activity_query_size` (`integer`)

Spécifie le nombre d'octets réservés pour suivre la commande en cours d'exécution pour chaque session active, pour le champ `pg_stat_activity.query`. La valeur par défaut est 1024. Ce paramètre ne peut être positionné qu'au démarrage du serveur.

`track_counts` (`boolean`)

Active la récupération de statistiques sur l'activité de la base de données. Ce paramètre est activé par défaut car le processus autovacuum utilise les informations ainsi récupérées. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

`track_io_timing` (`boolean`)

Active le chronométrage des appels d'entrées/sorties de la base de données. Ce paramètre est désactivé par défaut car il demandera sans cesse l'heure courante au système d'exploitation, ce qui peut causer une surcharge significative sur certaines plateformes. Vous pouvez utiliser l'outil pg_test_timing pour mesurer la surcharge causée par le chronométrage sur votre système. Les informations de chronométrage des entrées/sorties sont affichées dans pg_stat_database, dans la sortie de EXPLAIN quand l'option `BUFFERS` est utilisée, et par pg_stat_statements. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

`track_functions` (`enum`)

Active le suivi du nombre et de la durée des appels aux fonctions. Précisez `pl` pour ne tracer que les fonctions de langages procéduraux, ou `all` pour suivre aussi les fonctions SQL et C. La valeur par défaut est `none`, qui désactive le suivi des statistiques de fonctions. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

> **Note**
>
> Les fonctions en langage SQL qui sont assez simples pour être « inlined », c'est à dire substituées dans le code de la requête appelante, ne seront pas suivies, quelle que soit la valeur de ce paramètre.

`stats_temp_directory` (`string`)

Précise le répertoire dans lequel stocker les données temporaires de statistiques. Cela peut être un chemin relatif au répertoire de données ou un chemin absolu. La valeur par défaut est `pg_stat_tmp`. Faire pointer ceci vers un système de fichiers mémoire diminuera les entrées/sorties physiques et peut améliorer les performances. Ce paramètre ne peut être positionné que dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande.

19.9.2. Surveillance et statistiques

`log_statement_stats` (`boolean`)
`log_parser_stats` (`boolean`)
`log_planner_stats` (`boolean`)
`log_executor_stats` (`boolean`)

Écrivent, pour chaque requête, les statistiques de performance du module respectif dans les traces du serveur. C'est un outil de profilage très simpliste, similaire aux possibilités de l'appel `getrusage()` du système d'exploitation Unix. `log_statement_stats` rapporte les statistiques d'instructions globales, tandis que les autres fournissent un rapport par module. `log_statement_stats` ne peut pas être activé conjointement à une option de module. Par défaut, toutes ces options sont désactivées. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ces paramètres.

19.10. Nettoyage (`vacuum`) automatique

Ces paramètres contrôlent le comportement de la fonctionnalité appelée *autovacuum*. Se référer à la Section 24.1.6 pour plus de détails. Notez que beaucoup de ces paramètres peuvent être surchargés au niveau de chaque table ; voir Paramètres de stockage.

`autovacuum` (`boolean`)

Contrôle si le serveur doit démarrer le démon d'autovacuum. Celui-ci est activé par défaut. track_counts doit aussi être activé pour que ce démon soit démarré. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande; cependant, le processus d'autovacuum peut être désactivé au niveau de chaque table en modifiant les paramètres de stockage de la table.

Même si ce paramètre est désactivé, le système lance les processus autovacuum nécessaires pour empêcher le bouclage des identifiants de transaction. Voir Section 24.1.5 pour plus d'informations.

`log_autovacuum_min_duration` (`integer`)

Trace chaque action réalisée par l'autovacuum si elle dure chacune plus de ce nombre de millisecondes. Le configurer à zéro trace toutes les actions de l'autovacuum. La valeur par défaut, -1, désactive les traces des actions de l'autovacuum.

Par exemple, s'il est configuré à `250ms`, toutes les opérations VACUUM et ANALYZE qui durent plus de 250 ms sont tracées. De plus, quand ce paramètre est configurée à une valeur autre que `-1`, un message sera tracé si l'action de l'autovacuum est abandonnée à cause de l'existence d'un verrou en conflit. Activer ce paramètre peut être utile pour tracer l'activité de l'autovacuum. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne

de commande; mais le paramètre peut être surchargé au niveau de chaque table en modifiant les paramètres de stockage de la table.

`autovacuum_max_workers` (`integer`)

Indique le nombre maximum de processus autovacuum (autre que le lanceur d'autovacuum) qui peuvent être exécutés simultanément. La valeur par défaut est 3. Ce paramètre ne peut être configuré qu'au lancement du serveur.

`autovacuum_naptime` (`integer`)

Indique le délai minimum entre les tours d'activité du démon autovacuum sur une base. À chaque tour, le démon examine une base de données et lance les commandes `VACUUM` et `ANALYZE` nécessaires aux tables de cette base. Le délai, mesuré en secondes, vaut, par défaut, une minute (`1min`). Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`autovacuum_vacuum_threshold` (`integer`)

Indique le nombre minimum de lignes mises à jour ou supprimées nécessaire pour déclencher un `VACUUM` sur une table. La valeur par défaut est de 50 lignes. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande mais il est possible de surcharger ce paramètre pour toute table en modifiant les paramètres de stockage de la table.

`autovacuum_analyze_threshold` (`integer`)

Indique le nombre minimum de lignes insérées, mises à jour ou supprimées nécessaire pour déclencher un `ANALYZE` sur une table. La valeur par défaut est de 50 lignes. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande mais il est possible de surcharger ce paramètre pour toute table en modifiant les paramètres de stockage de la table.

`autovacuum_vacuum_scale_factor` (`floating point`)

Indique la fraction de taille de la table à ajouter à `autovacuum_vacuum_threshold` pour décider du moment auquel déclencher un `VACUUM`. La valeur par défaut est 0.2 (20 % de la taille de la table). Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande mais il est possible de surcharger ce paramètre pour toute table en modifiant les paramètres de stockage de la table.

`autovacuum_analyze_scale_factor` (`floating point`)

Indique la fraction de taille de la table à ajouter à `autovacuum_analyze_threshold` pour décider du moment auquel déclencher une commande `ANALYZE`. La valeur par défaut est 0.1 (10 % de la taille de la table). Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande mais il est possible de surcharger ce paramètre pour toute table en modifiant les paramètres de stockage de la table.

`autovacuum_freeze_max_age` (`integer`)

Indique l'âge maximum (en transactions) que le champ `pg_class.relfrozenxid` d'une table peut atteindre avant qu'une opération `VACUUM` ne soit forcée pour empêcher la réinitialisation de l'ID de transaction sur cette table. Le système lance les processus autovacuum pour éviter ce bouclage même si l'autovacuum est désactivé.

L'opération VACUUM supprime aussi les anciens fichiers du sous-répertoire `pg_xact`, ce qui explique pourquoi la valeur par défaut est relativement basse (200 millions de transactions). Ce paramètre n'est lu qu'au démarrage du serveur, mais il peut être diminué pour toute table en modifiant les paramètres de stockage de la table. Pour plus d'informations, voir Section 24.1.5.

`autovacuum_multixact_freeze_max_age` (`integer`)

Indique l'âge maximum (en multixacts) que le champ `pg_class.relminmxid` d'une table peut atteindre avant qu'une opération `VACUUM` ne soit forcé pour empêcher une réutilisation des identifiants multixact dans la table. Notez que le système lancera les processus autovacuum pour empêcher la réutilisation même si l'autovacuum est normalement désactivé.

Un VACUUM des multixacts s'occupe aussi de la suppression des anciens fichiers à partir des sous-répertoires `pg_multixact/members` et `pg_multixact/offsets`, ce qui explique pourquoi la valeur par défaut est relativement basse (400 million de multixacts). Ce paramètre est seulement configurable au démarrage du serveur mais sa valeur peut être réduite pour des tables individuelles en modifiant les paramètres de stockage de la table. Pour plus d'informations, voir Section 24.1.5.1.

`autovacuum_vacuum_cost_delay` (`integer`)

Indique la valeur du coût de délai utilisée dans les opérations de `VACUUM`. Si -1 est indiqué, la valeur habituelle de vacuum_cost_delay est utilisée. La valeur par défaut est 20 millisecondes. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande mais il est possible de le surcharger pour toute table en modifiant les paramètres de stockage de la table.

`autovacuum_vacuum_cost_limit` (`integer`)

Indique la valeur de coût limite utilisée dans les opérations de `VACUUM` automatiques. Si -1 est indiqué (valeur par défaut), la valeur courante de vacuum_cost_limit est utilisée. La valeur est distribuée proportionnellement entre les processus autovacuum en cours d'exécution, s'il y en a plus d'un, de sorte que la somme des limites de chaque processus ne dépasse jamais la limite de cette variable. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande mais il est possible de le surcharger pour toute table en modifiant les paramètres de stockage.

19.11. Valeurs par défaut des connexions client

19.11.1. Comportement des instructions

`client_min_messages` (`enum`)

Contrôle les niveaux de message envoyés au client. Les valeurs valides sont `DEBUG5`, `DEBUG4`, `DEBUG3`, `DEBUG2`, `DEBUG1`, `LOG`, `NOTICE`, `WARNING` et `ERROR`. Chaque niveau inclut tous les niveaux qui le suivent. Plus on progresse dans la liste, plus le nombre de messages envoyés est faible. `NOTICE` est la valeur par défaut. `LOG` a ici une portée différente de celle de `log_min_messages`.

Les messages de niveau `INFO` sont toujours envoyés au client.

`search_path` (`string`)

Cette variable précise l'ordre dans lequel les schémas sont parcourus lorsqu'un objet (table, type de données, fonction, etc.) est référencé par un simple nom sans précision du schéma. Lorsque des objets de noms identiques existent dans plusieurs schémas, c'est le premier trouvé dans le chemin de recherche qui est utilisé. Il ne peut être fait référence à un objet qui ne fait partie d'aucun des schémas indiqués dans le chemin de recherche qu'en précisant son schéma conteneur avec un nom qualifié (avec un point).

`search_path` doit contenir une liste de noms de schémas séparés par des virgules. Tout nom qui ne correspond pas à un schéma existant ou qui correspond à un schéma pour lequel l'utilisateur n'a pas le droit `USAGE`, est ignoré silencieusement.

Si un des éléments de la liste est le nom spécial `$user`, alors le schéma dont le nom correspond à la valeur retournée par `CURRENT_USER` est substitué, s'il existe et que l'utilisateur ait le droit `USAGE` sur ce schéma (sinon `$user` est ignoré).

Le schéma du catalogue système, `pg_catalog`, est toujours parcouru, qu'il soit ou non mentionné dans le chemin. Mentionné, il est alors parcouru dans l'ordre indiqué. Dans le cas contraire, il est parcouru *avant* tout autre élément du chemin.

De même, le schéma des tables temporaires, `pg_temp_`*nnn*, s'il existe, est toujours parcouru. Il peut être explicitement ajouté au chemin à l'aide de l'alias `pg_temp`. S'il n'en fait pas partie, la recherche commence par lui (avant même `pg_catalog`). Néanmoins, seuls les noms de relation (table, vue, séquence, etc.) et de type de données sont recherchés dans le schéma temporaire. Aucune fonction et aucun opérateur n'y est jamais recherché.

Lorsque des objets sont créés sans précision de schéma cible particulier, ils sont placés dans le premier schéma valide listé dans le chemin de recherche. Une erreur est rapportée si le chemin de recherche est vide.

La valeur par défaut de ce paramètre est `"$user", public`. Elle permet l'utilisation partagée d'une base de données (dans laquelle aucun utilisateur n'a de schéma privé et tous partagent l'utilisation de `public`), les schémas privés d'utilisateur ainsi qu'une combinaison de ces deux modes. D'autres effets peuvent être obtenus en modifiant le chemin de recherche par défaut, globalement ou par utilisateur.

La valeur courante réelle du chemin de recherche peut être examinée via la fonction SQL `current_schemas()` (voir Section 9.25). Elle n'est pas identique à la valeur de `search_path` car `current_schemas` affiche la façon dont les requêtes apparaissant dans `search_path` sont résolues.

`row_security` (`boolean`)

Cette variable indique s'il convient de lever une erreur au lieu d'appliquer la politique de sécurité au niveau ligne. Lorsque positionnée à `on`, les politiques s'appliquent normalement. Lorsque positionnée à `off`, les requêtes qui remplissent les conditions d'au moins une politique de sécurité échouent. La valeur par défaut est `on`. Positionnez la valeur sur `off` dans le cas où une visibilité limitée des lignes pourrait causer des résultats incorrects ; par exemple, pg_dump effectue ce changement par défaut. Cette variable n'a aucun effet sur les rôles qui outrepassent toutes les politiques de sécurité niveau ligne, à savoir, les superutilisateurs et les rôles qui possèdent l'attribut `BYPASSRLS`.

Pour plus d'informations sur les politiques de sécurité niveau ligne, voir CREATE POLICY.

`default_tablespace` (`string`)

Cette variable indique le *tablespace* par défaut dans lequel sont créés les objets (tables et index) quand une commande `CREATE` ne l'explicite pas.

La valeur est soit le nom d'un *tablespace* soit une chaîne vide pour indiquer l'utilisation du *tablespace* par défaut de la base de données courante. Si la valeur ne correspond pas au nom d'un tablespace existant, PostgreSQL utilise automatiquement le tablespace par défaut de la base de données courante. Si un *tablespace* différent de celui par défaut est indiqué, l'utilisateur doit avoir le droit `CREATE`. Dans le cas contraire, la tentative de création échouera.

Cette variable n'est pas utilisée pour les tables temporaires ; pour elles, temp_tablespaces est consulté à la place.

Cette variable n'est pas utilisée non plus lors de la création de bases de données. Par défaut, une nouvelle base de données hérite sa configuration de tablespace de la base de données modèle qui sert de copie.

Pour plus d'informations sur les tablespaces, voir Section 22.6.

`temp_tablespaces` (`string`)

Cette variable indique le (ou les) *tablespace*(s) dans le(s)quel(s) créer les objets temporaires (tables temporaires et index sur des tables temporaires) quand une commande `CREATE` n'en explicite pas. Les fichiers temporaires créés par les tris de gros ensembles de données sont aussi créés dans ce *tablespace*.

Cette valeur est une liste de noms de *tablespace*s. Quand cette liste contient plus d'un nom, PostgreSQL choisit un membre de la liste au hasard à chaque fois qu'un objet temporaire doit être créé. En revanche, dans une transaction, les objets temporaires créés successivement sont placés dans les *tablespace*s successifs de la liste. Si l'élément sélectionné de la liste est une chaîne vide, PostgreSQL utilise automatiquement le *tablespace* par défaut de la base en cours.

Si `temp_tablespaces` est configuré interactivement, l'indication d'un *tablespace* inexistant est une erreur. Il en est de même si l'utilisateur n'a pas le droit `CREATE` sur le *tablespace* indiqué. Néanmoins, lors de l'utilisation d'une valeur précédemment configurée, les *tablespace*s qui n'existent pas sont ignorés comme le sont les *tablespace*s pour lesquels l'utilisateur n'a pas le droit `CREATE`. Cette règle s'applique, en particulier, lors de l'utilisation d'une valeur configurée dans le fichier `postgresql.conf`.

La valeur par défaut est une chaîne vide. De ce fait, tous les objets temporaires sont créés dans le *tablespace* par défaut de la base de données courante.

Voir aussi default_tablespace.

`check_function_bodies` (`boolean`)

Ce paramètre est habituellement positionné à `on`. Positionné à `off`, il désactive la validation du corps de la fonction lors de CREATE FUNCTION. Désactiver la validation évite les effets de bord du processus de validation et évite les faux positifs dûs aux problèmes, par exemple les références. Configurer ce paramètre à `off` avant de charger les fonctions à la place des autres utilisateurs ; pg_dump le fait automatiquement.

`default_transaction_isolation` (`enum`)

Chaque transaction SQL a un niveau d'isolation. Celui-ci peut être « read uncommitted », « read committed », « repeatable read » ou « serializable ». Ce paramètre contrôle le niveau d'isolation par défaut de chaque nouvelle transaction. La valeur par défaut est « read committed ».

Consulter le Chapitre 13 et SET TRANSACTION pour plus d'informations.

`default_transaction_read_only` (`boolean`)

Une transaction SQL en lecture seule ne peut pas modifier les tables permanentes. Ce paramètre contrôle le statut de lecture seule par défaut de chaque nouvelle transaction. La valeur par défaut est `off` (lecture/écriture).

Consulter SET TRANSACTION pour plus d'informations.

`default_transaction_deferrable` (`boolean`)

Lors du fonctionnement avec le niveau d'isolation `serializable`, une transaction SQL en lecture seule et différable peut subir un certain délai avant d'être autorisée à continuer. Néanmoins, une fois qu'elle a commencé son exécution, elle n'encourt aucun des frais habituels nécessaires pour assurer sa sériabilité. Donc le code de sérialisation n'a aucune raison de forcer son annulation à cause de mises à jour concurrentes, ce qui rend cette option très intéressante pour les longues transactions en lecture seule.

Ce paramètre contrôle le statut différable par défaut de chaque nouvelle transaction. Il n'a actuellement aucun effet sur les transactions en lecture/écriture ou celles opérant à des niveaux d'isolation inférieurs à `serializable`. La valeur par défaut est `off`.

Consultez SET TRANSACTION pour plus d'informations.

`transaction_isolation` (`enum`)

Ce paramètre reflète le niveau d'isolation de la transaction. Au début de chaque transaction, il est configuré à la valeur courante du paramètre default_transaction_isolation. Toute tentative ultérieure de modification est équivalente à une commande SET TRANSACTION.

`transaction_read_only` (`boolean`)

Ce paramètre reflète le statut lecture-seule de la transaction courante. Au début de chaque transaction, il est configuré à la valeur courante du paramètre default_transaction_read_only. Toute tentative de modification ultérieure est équivalente à une commande SET TRANSACTION.

`transaction_deferrable` (`boolean`)

Ce paramètre reflète le statut de reportabilité de la transaction courante. Au début de chaque transaction, il est configuré à la valeur courante du paramètre default_transaction_deferrable. Toute tentative de modification ultérieure est équivalente à une commande SET TRANSACTION.

`session_replication_role` (`enum`)

Contrôle l'exécution des triggers et règles relatifs à la réplication pour la session en cours. Seul un superutilisateur peut configurer cette variable. Sa modification résulte en l'annulation de tout plan de requête précédemment mis en cache. Les valeurs possibles sont `origin` (la valeur par défaut), `replica` et `local`.

L'utilisation prévue de ce paramètre est que les systèmes de réplication logique le passent à `replica` quand ils répliquent des changements. L'effet sera que les triggers et les règles (quand on n'a pas modifié la configuration par défaut) ne se déclencheront pas sur la réplique. Voir les clauses ALTER TABLE `ENABLE TRIGGER` et `ENABLE RULE` pour plus d'informations.

En interne, PostgreSQL traite de la même manière les paramètres `origin` et `local`. Les systèmes de réplication tiers peuvent utiliser ces deux valeurs pour leurs besoins internes, par exemple en utilisant `local` pour désigner la session dont les changements ne seront pas répliqués.

Puisque les clés étrangères sont implémentées comme des triggers, passer ce paramètre à `replica` désactive aussi toutes les vérifications de clés étrangères, ce qui peut laisser les données dans un état incohérent en cas d'utilisation inappropriée.

`statement_timeout` (`integer`)

Interrompt toute instruction qui dure plus longtemps que ce nombre (indiqué en millisecondes). Le temps est décompté à partir du moment où la commande en provenance du client arrive sur le serveur. Si `log_min_error_statement` est configuré à `ERROR`, ou plus bas, l'instruction en cause est tracée. La valeur zéro (par défaut) désactive le décompte.

Il n'est pas recommandé de configurer `statement_timeout` dans `postgresql.conf` car cela affecte toutes les sessions.

`lock_timeout` (`integer`)

Annule toute requête qui attend plus longtemps que le nombre de millisecondes indiqué sur ce paramètre lors de la tentative d'acquisition d'un verrou sur une table, un index, une ligne ou tout autre objet d'une base de données. La limite de temps s'applique séparément pour chaque tentative d'acquisition d'un verrou. La limite s'applique pour les demandes de verrous explicites (comme `LOCK TABLE`, ou `SELECT FOR UPDATE` sans `NOWAIT`) et pour ceux acquis implicitement. Une valeur de zéro (valeur par défaut) désactive ce comportement.

Contrairement à `statement_timeout`, ce délai peut seulement intervenir lors de l'attente de verrous. Notez que si `statement_timeout` est différent de zéro, il est plutôt inutile de configurer `lock_timeout` à la même valeur ou à une valeur plus importante puisque le délai sur la requête se déclenchera toujours avant. Si `log_min_error_statement` est configuré à `ERROR` ou plus bas, l'instruction qui dépasse ce délai sera tracé.

Configurer `lock_timeout` dans `postgresql.conf` n'est pas recommandé car cela affecterait toutes les sessions.

`idle_in_transaction_session_timeout` (`integer`)

Termine toute session ayant une transaction ouverte ne faisant rien depuis plus longtemps que la durée indiquée en milliseconde par ce paramètre. Cela permet de relâcher les verrous posés par cette transaction et de réutiliser le slot de connexion ainsi libérée. Cela permet aussi aux lignes visibles par cette seule transaction d'être nettoyées. Voir Section 24.1 pour plus de détails sur ce point.

La valeur par défaut de 0 désactive cette fonctionnalité.

`vacuum_freeze_table_age` (`integer`)

`VACUUM` effectuera un parcours agressif de la table si le champ `pg_class.relfrozenxid` de la table a atteint l'âge spécifié par ce paramètre. Un parcours agressif diffère d'un `VACUUM` standard dans le sens où il visite chaque bloc qui pourrait contenir des XID ou MXID non gelés, pas seulement ceux qui pourraient contenir des lignes mortes. La valeur par défaut est 150 millions de transactions. Même si les utilisateurs peuvent positionner cette valeur à n'importe quelle valeur comprise entre zéro et 2 milliards, `VACUUM` limitera silencieusement la valeur effective à 95% de autovacuum_freeze_max_age, afin qu'un vacuum périodique manuel ait une chance de s'exécuter avant un autovacuum anti-bouclage ne soit lancé pour la table. Pour plus d'informations voyez Section 24.1.5.

`vacuum_freeze_min_age` (`integer`)

Indique l'âge limite (en transactions) que `VACUUM` doit utiliser pour décider de geler les versions de ligne lors du parcours d'une table. La valeur par défaut est 50 millions. Bien que les utilisateurs puissent configurer une valeur quelconque comprise entre zéro et 1 milliard, `VACUUM` limite silencieusement la valeur réelle à la moitié de la valeur de autovacuum_freeze_max_age afin que la valeur entre deux autovacuums forcés ne soit pas déraisonnablement courte. Pour plus d'informations, voir Section 24.1.5.

`vacuum_multixact_freeze_table_age` (`integer`)

`VACUUM` réalise un parcours agressif de la table si le champ `pg_class.relminmxid` de la table a atteint l'âge indiqué par ce paramètre. Un parcours agressif diffère d'un `VACUUM` standard dans le sens où il visite chaque bloc qui pourrait contenir des XID ou MXID non gelés, pas seulement ceux qui pourraient contenir des lignes mortes. La valeur par défaut est de 150 millions de multixacts. Bien que les utilisateurs peuvent configurer cette valeur entre zéro et deux milliards, `VACUUM` limitera silencieusement la valeur réelle à 95% de autovacuum_multixact_freeze_max_age, pour qu'un `VACUUM` manuel périodique ait une chance d'être exécuté avant qu'une opération anti-réutilisation d'identifiants ne soit exécutée sur la table. Pour plus d'informations, voir Section 24.1.5.1.

`vacuum_multixact_freeze_min_age` (`integer`)

Précise l'âge limite (en multixacts) que `VACUUM` doit utiliser pour décider s'il doit remplacer les identifiants multixact avec un nouvel identifiant de transaction ou de multixact lors de son parcours de la table. La valeur par défaut est de 5 millions de multixacts. Bien que les utilisateurs peuvent configurer cette valeur entre zéro et un milliard, `VACUUM` limitera silencieusement la valeur réelle à la moitié de la valeur de autovacuum_multixact_freeze_max_age, pour qu'il y ait un délai raisonnable entre deux autovacuums forcés. Pour plus d'informations, voir Section 24.1.5.1.

`vacuum_cleanup_index_scale_factor` (`floating point`)

Spécifie la fraction du nombre total d'enregistrements de la table, comptés lors la collecte de statistiques précédente, qui peut être insérée sans déclencher un parcours d'index lors de la phase de nettoyage du `VACUUM`. Ce paramètre ne s'applique actuellement qu'aux index B-tree.

Si aucun tuple n'a été effacé de la table, les index B-tree sont quand même parcourus lors de la partie nettoyage du `VACUUM` quand au moins une des conditions suivantes est rencontrée : les statistiques des index sont périmés, ou l'index contient des pages effacées qui peuvent être recyclées lors du nettoyage. Les statistiques sont considérées périmées si le nombre d'enregistrements nouvellement insérés dépasse la fraction `vacuum_cleanup_index_scale_factor` du nombre total d'enregistrements dans la table détecté par la collecte de statistiques précédente. Le nombre total d'enregistrements dans la table est stocké dans les méta-pages de l'index. Notez que la méta-page n'inclue pas ces données avant que `VACUUM` ne trouve plus aucune ligne morte, donc le parcours d'un index B-tree lors de la phase de nettoyage ne peut être évité que si les cycles de `VACUUM` suivants ne détecte aucun enregistrement mort.

L'éventail de valeurs va de `0` à `10000000000`. Quand `vacuum_cleanup_index_scale_factor` est à `0`, les scans d'index ne sont jamais sautés durant le nettoyage du `VACUUM`. La valeur par défaut est `0.1`.

`bytea_output` (`enum`)

Configure le format de sortie pour les valeurs de type `bytea`. Les valeurs valides sont `hex` (la valeur par défaut) et `escape` (le format traditionnel de PostgreSQL). Voir Section 8.4 pour plus d'informations. Le type `bytea` accepte toujours les deux formats en entrée, quelque soit la valeur de cette configuration.

`xmlbinary` (`enum`)

Définit la manière de coder les valeurs binaires en XML. Ceci s'applique, par exemple, quand les valeurs `bytea` sont converties en XML par les fonctions `xmlelement` et `xmlforest`. Les valeurs possibles sont `base64` et `hex`, qui sont toutes les deux définies dans le standard XML Schema. La valeur par défaut est `base64`. Pour plus d'informations sur les fonctions relatives à XML, voir Section 9.14.

Le choix effectif de cette valeur est une affaire de sensibilité, la seule restriction provenant des applications clientes. Les deux méthodes supportent toutes les valeurs possibles, et ce bien que le codage hexadécimal soit un peu plus grand que le codage en base64.

`xmloption` (`enum`)

Définit si `DOCUMENT` ou `CONTENT` est implicite lors de la conversion entre XML et valeurs chaînes de caractères. Voir Section 8.13 pour la description. Les valeurs valides sont `DOCUMENT` et `CONTENT`. La valeur par défaut est `CONTENT`.

D'après le standard SQL, la commande pour configurer cette option est :

```
SET XML OPTION { DOCUMENT | CONTENT };
```

Cette syntaxe est aussi disponible dans PostgreSQL.

19.11.2. Préchargement de bibliothèques partagées

Plusieurs paramètres sont disponibles pour le préchargement de bibliothèques partagées sur le serveur. Ces bibliothèques peuvent servir à ajouter des fonctionnalités supplémentaires ou à améliorer les performances. Par exemple, une configuration à `'$libdir/mabibliotheque'`

force le chargement de la bibliothèque `mabibliotheque.so` (ou sur certaines plateformes de `mabibliotheque.sl`) à partir du répertoire standard d'installation. Les différences entre les paramètres concernent la prise d'effet et les droits requis pour les modifier.

Les bibliothèques de procédures stockées pour PostgreSQL peuvent être préchargées de cette façon, habituellement en utilisant la syntaxe `'$libdir/plXXX'` où `XXX` est `pgsql`, `perl`, `tcl` ou `python`.

Seules les bibliothèques partagées spécifiquement codées pour PostgreSQL peuvent être chargées de cette façon. Chaque bibliothèque supportée par PostgreSQL a un « bloc magique » qui est vérifié pour garantir sa comptabilité. De ce fait, les bibliothèques non compatibles avec PostgreSQL ne peuvent pas être gérées ainsi. Vous devriez pouvoir utiliser les capacités du système pour cela, tel que la variable d'environnement `LD_PRELOAD`.

En général, il est préférable de se référer à la documentation d'un module spécifique pour trouver le bon moyen permettant de charger le module.

`local_preload_libraries` (`string`)

Cette variable indique une ou plusieurs bibliothèques partagées chargées au début de la connexion. Elle contient une liste de noms de bibliothèques, séparés par des virgules, où chaque nom est interprété comme par la commande LOAD. Les espaces blancs entre les entrées sont ignorés. Placer le nom d'une bibliothèque entre guillemets doubles si vous avez besoin d'inclure des espaces blancs ou des virgules dans le nom. La valeur de ce paramètre n'est pris en compte qu'au début de la connexion. Les modifications ultérieures n'ont pas d'effet sur les connexions déjà établies. Si une bibliothèque indiquée est introuvable, la tentative de connexion échouera. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier cette configuration.

Cette option est configurable par tout utilisateur. De ce fait, les bibliothèques pouvant être chargées sont restreintes à celles disponibles dans le sous-répertoire `plugins` du répertoire des bibliothèques de l'installation. C'est de la responsabilité de l'administrateur de s'assurer que seules des bibliothèques « sûres » y soient installées.) Les éléments de `local_preload_libraries` peuvent indiquer ce répertoire explicitement, par exemple `$libdir/plugins/mabibliotheque`, ou indiquer seulement le nom de la bibliothèque -- `mabibliotheque`, ce qui aurait le même effet que `$libdir/plugins/mabibliotheque`.

Le but de cette fonctionnalité est de permettre aux utilisateurs non privilégiés de charger des bibliothèques de débuggage ou de mesures de performances dans des sessions explicites sans avoir à exécuter manuellement une commande `LOAD`. À cette fin, une configuration classique de ce paramètre serait d'utiliser la variable d'environnement `PGOPTIONS` sur le client ou d'utiliser la commande `ALTER ROLE SET`.

Néanmoins, sauf si un module est conçu spécifiquement pour être utilisé de cette façon par des utilisateurs non administrateurs, ceci n'est pas le bon paramétrage pour vous. Regardez plutôt session_preload_libraries.

`session_preload_libraries` (`string`)

Cette variable indique une ou plusieurs bibliothèques partagées chargées au début de la connexion. Elle contient une liste de noms de bibliothèques, séparés par des virgules, où chaque nom est interprété comme par la commande LOAD. Les espaces blancs entre les entrées sont ignorés. Placer le nom d'une bibliothèque entre guillemets doubles si vous avez besoin d'inclure des espaces blancs ou des virgules dans le nom. La valeur de ce paramètre n'est pris en compte qu'au début de la connexion. Les modifications ultérieures n'ont pas d'effet sur les connexions déjà établies. Si une bibliothèque indiquée est introuvable, la tentative de connexion échouera. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier cette configuration.

Le but de cette fonctionnalité est de permettre le chargement de bibliothèques de débuggage ou de mesure de performances dans des sessions explicites sans avoir à exécuter manuellement une

commande LOAD. Par exemple, auto_explain pourrait être activé pour toutes les sessions si un certain utilisateur se connecte, en configurant son compte avec la commande ALTER ROLE SET. De plus, ce paramètre peut être modifié sans avoir à redémarrer le serveur (les changements ne prennent effet que pour les connexions suivantes), donc il est plus facile d'ajouter de nouveaux modules de cette façon, même s'ils s'appliquent à toutes les sessions.

Contrairement à shared_preload_libraries, il n'y a pas vraiment un gros avantage en terme de performances à charger une bibliothèque en début de session plutôt qu'à sa première utilisation. Néanmoins, ceci n'est plus vrai si un système de pooling de connexions est mis en place.

`shared_preload_libraries` (`string`)

Cette variable indique une ou plusieurs bibliothèques partagées chargées au démarrage du serveur. Elle contient une liste de noms de bibliothèques, séparés par des virgules, où chaque nom est interprété comme par la commande LOAD. Les espaces blancs entre les entrées sont ignorés. Placer le nom d'une bibliothèque entre guillemets doubles si vous avez besoin d'inclure des espaces blancs ou des virgules dans le nom. La valeur de ce paramètre n'est pris en compte qu'au démarrage du serveur. Si une bibliothèque indiquée est introuvable, la tentative de démarrage échouera. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier cette configuration.

Certaines bibliothèques ont besoin de réaliser certaines opérations qui ne peuvent se faire qu'au démarrage du processus postmaster, comme allouer de la mémoire partagée, réserver des verrous à faible poids, ou démarrer des background workers. Ces bibliothèques doivent être chargées au démarrage du serveur via ce paramètre. Voir la documentation de chaque bibliothèque pour les détails.

Les autres bibliothèques peuvent aussi être préchargées. En préchargeant une bibliothèque partagée, le temps de démarrage de la bibliothèque est évité lorsque la bibliothèque est utilisée pour la première fois. Néanmoins, le temps de démarrer chaque nouveau processus serveur pourrait augmenter légèrement, même si le processus n'utilise jamais cette bibliothèque. Donc ce paramètre est seulement recommandé pour les bibliothèques qui seront utilisées par la majorité des sessions. De plus, changer ce paramètre requiert un redémarrage du serveur, donc ce n'est pas le bon paramètre pour les tâches de débuggage par exemple. Utilisez session_preload_libraries pour cela.

> **Note**
>
> Sur les hôtes Windows, précharger une bibliothèque au démarrage du serveur ne réduira pas le temps nécessaire pour démarrer un nouveau processus serveur. Chaque processus serveur rechargera toutes les bibliothèques préchargées. Néanmoins, `shared_preload_libraries` est toujous utile sur les hôtes Windows pour les bibliothèques qui ont besoin de réaliser des opérations au démarrage du postmaster.

`jit_provider` (`string`)

Cette variable contient le nom de la bibliothèque du fournisseur JIT à utiliser (voir Section 32.4.2). La valeur par défaut est `llvmjit`. Ce paramètre n'est configurable qu'au démarrage du serveur.

Si ce paramètre pointe vers une bibliothèque inexistante, JIT ne sera pas disponible, mais aucune erreur ne sera levée. Cela permet à l'infrastructure de JIT d'être installée séparément de l'installation PostgreSQL principale.

`gin_pending_list_limit` (`integer`)

Positionne la taille maximale de la liste d'attente GIN qui est utilisée lorsque `fastupdate` est activé. Si la liste dépasse cette taille maximale, elle est allégée en déplaçant des entrées en masse vers la structure de données principale GIN. La valeur par défaut est quatre mégaoctets (`4MB`). Ce

paramètre peut être surchargé pour chaque index GIN en modifiant les paramètres de stockage de l'index. Voir Section 66.4.1 et Section 66.5 pour plus d'informations.

19.11.3. Locale et formatage

`datestyle` (`string`)

Configure le format d'affichage des valeurs de type date et heure, ainsi que les règles d'interprétation des valeurs ambiguës de dates saisies. Pour des raisons historiques, cette variable contient deux composantes indépendantes : la spécification du format en sortie (`ISO`, `Postgres`, `SQL` ou `German`) et la spécification en entrée/sortie de l'ordre année/mois/jour (`DMY`, `MDY` ou `YMD`). Elles peuvent être configurées séparément ou ensemble. Les mots clés `Euro` et `European` sont des synonymes de `DMY` ; les mots clés `US`, `NonEuro` et `NonEuropean` sont des synonymes de `MDY`. Voir la Section 8.5 pour plus d'informations. La valeur par défaut est `ISO, MDY`, mais initdb initialise le fichier de configuration avec une valeur qui correspond au comportement de la locale `lc_time` choisie.

`IntervalStyle` (`enum`)

Positionne le format d'affichage pour les valeurs de type intervalle. La valeur `sql_standard` produira une sortie correspondant aux litéraux d'intervalles du standard SQL. La valeur `postgres` (qui est la valeur par défaut) produira une sortie correspondant à celle des versions de PostgreSQL antérieures à la 8.4 quand le paramètre datestyle était positionné à `ISO`. La valeur `postgres_verbose` produira une sortie correspondant à celle des versions de PostgreSQL antérieures à la 8.4 quand le paramètre `DateStyle` était positionné à une valeur autre que `ISO` La valeur `iso_8601` produira une sortie correspondant au « format avec designateurs » d'intervalle de temps défini dans le paragraphe 4.4.3.2 de l'ISO 8601.

Le paramètre `IntervalStyle` affecte aussi l'interprétation des entrées ambigües d'intervalles. Voir Section 8.5.4 pour plus d'informations.

`TimeZone` (`string`)

Configure le fuseau horaire pour l'affichage et l'interprétation de la date et de l'heure. La valeur par défaut est `GMT`, mais elle est généralement surchargée dans le fichier `postgresql.conf` ; initdb installera une configuration correspondant à l'environnement système. Voir Section 8.5.3 pour plus d'informations.

`timezone_abbreviations` (`string`)

Configure la liste des abréviations de fuseaux horaires acceptés par le serveur pour la saisie de données de type datetime. La valeur par défaut est `'Default'`, qui est une liste qui fonctionne presque dans le monde entier ; il y a aussi `'Australia'` et `'India'`. D'autres listes peuvent être définies pour une installation particulière. Voir Section B.4 pour plus d'informations.

`extra_float_digits` (`integer`)

Ce paramètre ajuste le nombre de chiffres affichés par les valeurs à virgule flottante, ce qui inclut `float4`, `float8` et les types de données géométriques. La valeur du paramètre est ajoutée au nombre standard de chiffres (`FLT_DIG` ou `DBL_DIG`). La valeur peut être initialisée à une valeur maximale de 3 pour inclure les chiffres partiellement significatifs ; c'est tout spécialement utile pour sauvegarder les données à virgule flottante qui ont besoin d'être restaurées exactement. Cette variable peut aussi être négative pour supprimer les chiffres non souhaités. Voir aussi Section 8.1.3.

`client_encoding` (`string`)

Initialise l'encodage client (jeu de caractères). Par défaut, il s'agit de celui de la base de données. Les ensembles de caractères supportés par PostgreSQL sont décrits dans Section 23.3.1.

`lc_messages` (`string`)

Initialise la langue d'affichage des messages. Les valeurs acceptables dépendent du système ; voir Section 23.1 pour plus d'informations. Si cette variable est initialisée à une chaîne vide (valeur par défaut), alors la valeur est héritée de l'environnement d'exécution du serveur.

Avec certains systèmes, cette catégorie de locale n'existe pas. Initialiser cette variable fonctionne toujours mais n'a aucun effet. De même, il est possible qu'il n'existe pas de traduction des messages dans la langue sélectionnée. Dans ce cas, les messages sont affichés en anglais.

Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre car il affecte aussi bien les messages envoyés dans les traces du serveur que ceux envoyés au client.

`lc_monetary` (`string`)

Initialise la locale à utiliser pour le formatage des montants monétaires (pour la famille de fonctions `to_char`, par exemple). Les valeurs acceptables dépendent du système ; voir la Section 23.1 pour plus d'informations. Si cette variable est initialisée à une chaîne vide (valeur par défaut), alors la valeur est héritée de l'environnement d'exécution du serveur, et une valeur incorrecte pourrait dégrader la lisibilité des traces du serveur.

`lc_numeric` (`string`)

Initialise la locale à utiliser pour le formatage des nombres (pour la famille de fonctions `to_char`, par exemple). Les valeurs acceptables dépendent du système ; voir la Section 23.1 pour plus d'informations. Si cette variable est initialisée à une chaîne vide (valeur par défaut), alors la valeur est héritée de l'environnement d'exécution du serveur.

`lc_time` (`string`)

Initialise la locale à utiliser pour le formatage des valeurs de date et d'heure, par exemple avec la famille de fonctions `to_char`. Les valeurs acceptables dépendent du système ; voir la Section 23.1 pour plus d'informations. Si cette variable est initialisée à une chaîne vide (valeur par défaut), alors la valeur est héritée de l'environnement d'exécution du serveur.

`default_text_search_config` (`string`)

Sélectionne la configuration de recherche plein texte utilisée par les variantes des fonctions de recherche plein texte qui n'ont pas d'argument explicite pour préciser la configuration. Voir Chapitre 12 pour plus d'informations. La valeur par défaut est `pg_catalog.simple` mais initdb initialise le fichier de configuration avec une valeur qui correspond à la locale choisie pour `lc_ctype` s'il est possible d'identifier une configuration correspondant à la locale.

19.11.4. Autres valeurs par défaut

`dynamic_library_path` (`string`)

Chemin de recherche utilisé lorsqu'un module chargeable dynamiquement doit être ouvert et que le nom de fichier indiqué dans la commande `CREATE FUNCTION` ou `LOAD` ne contient pas d'indication de répertoire (c'est-à-dire que le nom ne contient pas de slash).

La valeur de `dynamic_library_path` doit être une liste de chemins absolus séparés par des virgules (ou des points virgules sous Windows). Si un élément de la liste débute par la chaîne spéciale `$libdir`, le répertoire des bibliothèques internes du paquetage PostgreSQL est substitué à `$libdir`. C'est l'emplacement où sont installés les modules fournis par la distribution PostgreSQL standard. (La commande `pg_config --pkglibdir` permet de connaître le nom de ce répertoire.) Par exemple :

```
dynamic_library_path = '/usr/local/lib/postgresql:/home/
my_project/lib:$libdir'
```

ou dans un environnement Windows :

```
dynamic_library_path = 'C:\tools\postgresql;H:\my_project\lib;
$libdir'
```

Pour plus d'informations sur la gestion des schémas, voir Section 5.8. En particulier, la configuration par défaut est seulement convenable quand la base de données a un seul utilisateur ou quelques utilisateurs qui se font confiance mutuellement.

La valeur par défaut de ce paramètre est `'$libdir'`. Si la valeur est une chaîne vide, la recherche automatique du chemin est désactivée.

Ce paramètre peut être modifié à l'exécution par les superutilisateurs, mais un tel paramétrage ne persiste que pour la durée de la connexion du client. Il est donc préférable de ne réserver cette méthode qu'à des fins de développement. Il est recommandé d'initialiser ce paramètre dans le fichier de configuration `postgresql.conf`.

`gin_fuzzy_search_limit` (`integer`)

Limite souple haute de la taille de l'ensemble renvoyé par un index GIN. Pour plus d'informations, voir Section 66.5.

19.12. Gestion des verrous

`deadlock_timeout` (`integer`)

Temps total, en millisecondes, d'attente d'un verrou avant de tester une condition de verrou mort (*deadlock*). Le test de verrou mort est très coûteux, le serveur ne l'effectue donc pas à chaque fois qu'il attend un verrou. Les développeurs supposent (de façon optimiste ?) que les verrous morts sont rares dans les applications en production et attendent simplement un verrou pendant un certain temps avant de lancer une recherche de blocage. Augmenter cette valeur réduit le temps perdu en recherches inutiles de verrous morts mais retarde la détection de vraies erreurs de verrous morts. La valeur par défaut est une seconde (`1s`), ce qui est probablement la plus petite valeur pratique. Sur un serveur en pleine charge, elle peut être augmentée. Idéalement, ce paramétrage doit dépasser le temps typique d'une transaction de façon à augmenter la probabilité qu'un verrou soit relâché avant que le processus en attente ne décide de lancer une recherche de verrous morts. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier cette configuration.

Quand log_lock_waits est configuré, ce paramètre détermine aussi le temps d'attente avant qu'un message ne soit enregistré dans les journaux concernant cette attente. Pour comprendre ces délais de verrouillage, il peut être utile de configurer `deadlock_timeout` à une valeur extraordinairement basse.

`max_locks_per_transaction` (`integer`)

La table des verrous partagés trace les verrous sur `max_locks_per_transaction` * (max_connections + max_prepared_transactions) objets (c'est-à-dire des tables) ; de ce fait, au maximum ce nombre d'objets distincts peuvent être verrouillés simultanément. Ce paramètre contrôle le nombre moyen de verrous d'objets alloués pour chaque transaction ; des transactions individuelles peuvent verrouiller plus d'objets tant que l'ensemble des verrous de toutes les transactions tient dans la table des verrous. Il *ne* s'agit *pas* du nombre de lignes qui peuvent être verrouillées ; cette valeur n'a pas de limite. La valeur par défaut, 64, s'est toujours avérée suffisante par le passé, mais il est possible de l'augmenter si des clients accèdent à de nombreuses tables différentes au sein d'une unique transaction, par exemple une requête sur une table parent ayant de nombreux enfants. Ce paramètre ne peut être initialisé qu'au lancement du serveur.

Lors de l'exécution d'un serveur en attente, vous devez configurer ce paramètre à la même valeur ou à une valeur plus importante que sur le serveur maître. Sinon, des requêtes pourraient ne pas être autorisées sur le serveur en attente.

`max_pred_locks_per_transaction` (`integer`)

La table de verrous de prédicat partagée garde une trace des verrous sur `max_pred_locks_per_transaction` * (max_connections + max_prepared_transactions) objets (autrement dit tables). Du coup, pas plus que ce nombre d'objets distincts peut être verrouillé à un instant. Ce paramètre contrôle le nombre moyen de verrous d'objet alloués pour chaque transaction ; les transactions individuelles peuvent verrouillées plus d'objets à condition que les verrous de toutes les transactions tiennent dans la table des verrous. Ce n'est *pas* le nombre de lignes qui peuvent être verrouillées, cette valeur étant illimitée. La valeur par défaut, 64, a été généralement suffisante dans les tests mais vous pouvez avoir besoin d'augmenter cette valeur si vous avez des clients qui touchent beaucoup de tables différentes dans une seule transaction sérialisable. Ce paramètre n'est configurable qu'au lancement du serveur.

`max_pred_locks_per_relation` (`integer`)

Cela contrôle le nombre de pages ou de lignes d'une unique relation peut verrouiller au niveau du prédicat avant que le verrou soit promis pour couvrir l'intégralité de la relation. Des valeurs supérieures ou égales à zéro signifient une limite absolue, alors que des valeur négatives signifient max_pred_locks_per_transaction par la valeur absolue de ce paramètre. La valeur par défaut est -2, ce qui permet de conserver le comportement des anciennes version de PostgreSQL. Ce paramètre peut uniquement être modifié dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`max_pred_locks_per_page` (`integer`)

Ceci contrôle combien de lignes sur une seule page peuvent être verrouillées avec prédicat avant que le verrou ne soit promu pour couvrir la page complète. La valeur par défaut est 2. Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

19.13. Compatibilité de version et de plateforme

19.13.1. Versions précédentes de PostgreSQL

`array_nulls` (`boolean`)

Contrôle si l'analyseur de saisie de tableau reconnaît `NULL` non-encadré par des guillemets comme élément de tableaux NULL. Activé par défaut (`on`), il autorise la saisie de valeurs NULL dans un tableau. Néanmoins, les versions de PostgreSQL antérieures à la 8.2 ne supportent pas les valeurs NULL dans les tableaux. De ce fait, ces versions traitent `NULL` comme une chaîne dont le contenu est « NULL ». Pour une compatibilité ascendante avec les applications nécessitant l'ancien comportement, ce paramètre peut être désactivé (`off`).

Il est possible de créer des valeurs de tableau contenant des valeurs NULL même quand cette variable est à `off`.

`backslash_quote` (`enum`)

Contrôle si un guillemet simple peut être représenté par un `\'` dans une chaîne. Il est préférable, et conforme au standard SQL, de représenter un guillemet simple en le doublant (`''`) mais, historiquement, PostgreSQL a aussi accepté `\'`. Néanmoins, l'utilisation de `\'` présente des problèmes de sécurité car certains encodages client contiennent des caractères multi-octets dans lesquels le dernier octet est l'équivalent ASCII numérique d'un \. Si le code côté client ne fait pas un échappement correct, alors une attaque par injection SQL est possible. Ce risque peut être évité en s'assurant que le serveur rejette les requêtes dans lesquelles apparaît un guillemet échappé avec un antislash. Les valeurs autorisées de `backslash_quote` sont `on` (autorise `\'` en permanence), `off` (le rejette en permanence) et `safe_encoding` (ne l'autorise que si

l'encodage client n'autorise pas l'ASCII \ dans un caractère multioctet). `safe_encoding` est le paramétrage par défaut.

Dans une chaîne littérale conforme au standard, \ ne signifie que \. Ce paramètre affecte seulement la gestion des chaînes non conformes, incluant la syntaxe de chaînes d'échappement (`E'...'`).

`default_with_oids` (`boolean`)

Contrôle si les commandes `CREATE TABLE` et `CREATE TABLE AS` incluent une colonne OID dans les tables nouvellement créées, lorsque ni `WITH OIDS` ni `WITHOUT OIDS` ne sont précisées. Ce paramètre détermine également si les OID sont inclus dans les tables créées par `SELECT INTO`. Ce paramètre est désactivé (`off`) par défaut ; avec PostgreSQL 8.0 et les versions précédentes, il était activé par défaut.

L'utilisation d'OID dans les tables utilisateur est considérée comme obsolète. Il est donc préférable pour la plupart des installations de laisser ce paramètre désactivé. Les applications qui requièrent des OID pour une table particulière doivent préciser `WITH OIDS` lors de la création de la table. Cette variable peut être activée pour des raisons de compatibilité avec les anciennes applications qui ne suivent pas ce comportement.

`escape_string_warning` (`boolean`)

S'il est activé (`on`), un message d'avertissement est affiché lorsqu'un antislash (\) apparaît dans une chaîne littérale ordinaire (syntaxe `'...'`) et que `standard_conforming_strings` est désactivé. Il est activé par défaut (`on`).

Les applications qui souhaitent utiliser l'antislash comme échappement doivent être modifiées pour utiliser la syntaxe de chaîne d'échappement (`E'...'`) car le comportement par défaut des chaînes ordinaires est maintenant de traiter les antislashs comme un caractère ordinaire, d'après le standard SQL. Cette variable peut être activée pour aider à localiser le code qui doit être changé

`regex_flavor` (`enum`)

La « flaveur » des expressions rationnelles peut être configurée à `advanced` (avancée), `extended` (étendue) ou `basic` (basique). La valeur par défaut est `advanced`. La configuration `extended` peut être utile pour une compatibilité ascendante avec les versions antérieures à PostgreSQL 7.4. Voir Section 9.7.3.1 pour plus de détails.

`lo_compat_privileges` (`boolean`)

Dans les versions antérieures à la 9.0, les « Large Objects » n'avaient pas de droits d'accès et étaient, en réalité, toujours lisibles et modifiables par tous les utilisateurs. L'activation de cette variable désactive les nouvelles vérifications sur les droits, pour améliorer la compatibilité avec les versions précédentes. Désactivé par défaut. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

Configurer cette variable ne désactive pas toutes les vérifications de sécurité pour les « Large Objects » -- seulement ceux dont le comportement par défaut a changé avec PostgreSQL 9.0.

`operator_precedence_warning` (`boolean`)

Lorsque activé, l'analyseur émettra un avertissement pour toutes les constructions qui pourraient avoir changé de signification depuis PostgreSQL 9.4 comme conséquence de changements dans la précédence des opérateurs. Cela est utile dans l'audit d'applications pour voir si des changements de précédence ont cassé quelque chose ; mais il n'est pas destiné à être maintenu actif en production, dans la mesure où il lancera des avertissements sur du code SQL standard parfaitement valide. La valeur par défaut est `off`.

Voir Section 4.1.6 pour plus d'informations.

`quote_all_identifiers` (`boolean`)

Quand la base de données génère du SQL, ce paramètre force tous les identifiants à être entre guillemets, même s'ils ne sont pas (actuellement) des mots-clés. Ceci affectera la sortie de la commande `EXPLAIN` ainsi que le résultat des fonctions comme `pg_get_viewdef`. Voir aussi l'option `--quote-all-identifiers` de pg_dump et pg_dumpall.

`standard_conforming_strings` (`boolean`)

Contrôle si les chaînes ordinaires (`'...'`) traitent les antislashs littéralement, comme cela est indiqué dans le standard SQL. À partir de PostgreSQL 9.1, ce paramètre est activé par défaut, donc à `on` (les versions précédentes avaient `off` par défaut). Les applications peuvent vérifier ce paramètre pour déterminer la façon dont elles doivent traiter les chaînes littérales. La présence de ce paramètre indique aussi que la syntaxe de chaîne d'échappement (`E'...'`) est supportée. La syntaxe de chaîne d'échappement (Section 4.1.2.2) doit être utilisée pour les applications traitant les antislashs comme des caractères d'échappement.

`synchronize_seqscans` (`boolean`)

Cette variable permet la synchronisation des parcours séquentiels de grosses tables pour que les parcours concurrents lisent le même bloc à peu près au même moment, et donc partagent la charge d'entrées/sorties. Quand ce paramètre est activé, un parcours peut commencer au milieu de la table, aller jusqu'à la fin, puis « revenir au début » pour récupérer toutes les lignes, ce qui permet de le synchroniser avec l'activité de parcours déjà entamés. Il peut en résulter des modifications non prévisibles dans l'ordre des lignes renvoyées par les requêtes qui n'ont pas de clause `ORDER BY`. Désactiver ce paramètre assure un comportement identique aux versions précédant la 8.3 pour lesquelles un parcours séquentiel commence toujours au début de la table. Activé par défaut (`on`).

19.13.2. Compatibilité entre la plateforme et le client

`transform_null_equals` (`boolean`)

Lorsque ce paramètre est activé (`on`), les expressions de la forme *`expr`* `= NULL` (ou `NULL =` *`expr`*) sont traitées comme *`expr`* `IS NULL`, c'est-à-dire qu'elles renvoient vrai si *`expr`* s'évalue à la valeur NULL, et faux sinon. Le bon comportement, compatible avec le standard SQL, de *`expr`* `= NULL` est de toujours renvoyer NULL (inconnu). De ce fait, ce paramètre est désactivé par défaut.

Toutefois, les formulaires filtrés dans Microsoft Access engendrent des requêtes qui utilisent *`expr`* `= NULL` pour tester les valeurs NULL. Il peut donc être souhaitable, lorsque cette intarface est utilisée pour accéder à une base de données, d'activer ce paramètre. Comme les expressions de la forme *`expr`* `= NULL` renvoient toujours la valeur NULL (en utilisant l'interprétation du standard SQL), elles ne sont pas très utiles et n'apparaissent pas souvent dans les applications normales. De ce fait, ce paramètre a peu d'utilité en pratique. Mais la sémantique des expressions impliquant des valeurs NULL est souvent source de confusion pour les nouveaux utilisateurs. C'est pourquoi ce paramètre n'est pas activé par défaut.

Ce paramètre n'affecte que la forme exacte `= NULL`, pas les autres opérateurs de comparaison ou expressions équivalentes en terme de calcul à des expressions qui impliquent l'opérateur égal (tels que `IN`). De ce fait, ce paramètre ne doit pas être considéré comme un correctif général à une mauvaise programmation.

De plus amples informations sont disponibles dans la Section 9.2.

19.14. Gestion des erreurs

`exit_on_error` (`boolean`)

Si positionné à true, toute erreur terminera la session courante. Par défaut, ce paramètre est à false, pour que seules des erreurs de niveau FATAL puissent terminer la session.

`restart_after_crash` (`boolean`)

Quand ce paramètre est configuré à true, ce qui est sa valeur par défaut, PostgreSQL redémarrera automatiquement après un arrêt brutal d'un processus serveur. Il est généralement préférable de laisser cette valeur à true car cela maximise la disponibilité de la base de données. Néanmoins, dans certaines circonstances, comme le fait que PostgreSQL soit lancé par un outil de clustering, il pourrait être utile de désactiver le redémarrage pour que l'outil puisse avoir le contrôle et prendre toute action qui lui semble approprié.

Ce paramètre peut seulement être configuré dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

`data_sync_retry` (`boolean`)

Lorsqu'il est configuré à false, ce qui est la valeur par défaut, PostgreSQL lèvera une erreur de niveau PANIC en cas d'échec de synchronisation des fichiers de données modifiés sur le système de fichiers. Ceci causera le crash du serveur de bases de données. Ce paramètre peut seulement être configuré au lancement du serveur.

Sur certains systèmes d'exploitation, le statut des données dans le cache disque du noyau n'est pas connu après un échec de synrhconisation. Dans certains cas, ce statut peut être entièrement oublié, rendant risquée toute nouvelle tentative. La deuxième tentative pourrait être rapportée comme réussi alors qu'en fait la donnée a été perdue. Dans ces circonstances, la seule façon d'éviter une perte de données est de rejouer les journaux de transactions après chaque statut d'échec, de préférence après une investigation sur la cause originale de l'échec et de remplacer tout matériel défectueux.

S'il est configuré à true, PostgreSQL renverra une erreur mais continuera à s'exécuter pour que l'opération de synchronisation sur disque soit tentée de noueau au prochain checkpoint. Il faut le configurer à true après avoir investigué sur le traitement par le système d'exploitation des données en cache dans le cas d'un échec de synchronisation.

19.15. Options préconfigurées

Les « paramètres » qui suivent sont en lecture seule. Ils sont déterminés à la compilation ou à l'installation de PostgreSQL. De ce fait, ils sont exclus du fichier `postgresql.conf` d'exemple. Ces paramètres décrivent différents aspects du comportement de PostgreSQL qui peuvent s'avérer intéressants pour certaines applications, en particulier pour les interfaces d'administration.

`block_size` (`integer`)

Informe sur la taille d'un bloc disque. Celle-ci est déterminée par la valeur de `BLCKSZ` à la construction du serveur. La valeur par défaut est de 8192 octets. La signification de diverses variables de configuration (shared_buffers, par exemple) est influencée par `block_size`. Voir la Section 19.4 pour plus d'informations.

`data_checksums` (`boolean`)

Informe sur l'activation des sommes de contrôle sur cette instance. Voir data checksums pour plus d'informations.

`data_directory_mode` (`integer`)

Sur les systèmes Unix, ce paramètre rapporte les droits sur le répertoire des données défini par data_directory au démarrage. (Sur Microsoft Windows, ce paramètre sera toujours `0700`). Voir group access pour plus d'information.

`debug_assertions` (`boolean`)

Indique si PostgreSQL a été compilé avec les assertions activées. C'est le cas si la macro `USER_ASSERT_CHECKING` est définie lorsque PostgreSQL est compilé (réalisé par exemple

par l'option `--enable-cassert` de `configure`). Par défaut, PostgreSQL est compilé sans les assertions.

`integer_datetimes` (`boolean`)

Affiche si PostgreSQL a été compilé avec le support des date et heures en tant qu'entiers sur 64 bits. Depuis PostgreSQL 10, la valeur est toujours à `on`.

`lc_collate` (`string`)

Affiche la locale utilisée pour le tri des données de type texte. Voir la Section 23.1 pour plus d'informations. La valeur est déterminée lors de la création d'une base de données.

`lc_ctype` (`string`)

Affiche la locale qui détermine les classifications de caractères. Voir la Section 23.1 pour plus d'informations. La valeur est déterminée lors de la création d'une base de données. Elle est habituellement identique à `lc_collate`. Elle peut, toutefois, pour des applications particulières, être configurée différemment.

`max_function_args` (`integer`)

Affiche le nombre maximum d'arguments des fonctions. Ce nombre est déterminé par la valeur de `FUNC_MAX_ARGS` lors de la construction du serveur. La valeur par défaut est de 100 arguments.

`max_identifier_length` (`integer`)

Affiche la longueur maximale d'un identifiant. Elle est déterminée à `NAMEDATALEN` - 1 lors de la construction du serveur. La valeur par défaut de `NAMEDATALEN` est 64 ; la valeur par défaut de `max_identifier_length` est, de ce fait, de 63 octets mais peut être moins de 63 caractères lorsque des encodages multi-octets sont utilisés.

`max_index_keys` (`integer`)

Affiche le nombre maximum de clés d'index. Ce nombre est déterminé par la valeur de `INDEX_MAX_KEYS` lors de la construction du serveur. La valeur par défaut est de 32 clés.

`segment_size` (`integer`)

Indique la taille des segments de journaux de transactions. La valeur par défaut est 16 Mo. Voir Section 30.4 pour plus d'informations.

`server_encoding` (`string`)

Affiche l'encodage de la base de données (jeu de caractères). Celui-ci est déterminé lors de la création de la base de données. Les clients ne sont généralement concernés que par la valeur de client_encoding.

`server_version` (`string`)

Affiche le numéro de version du serveur. Celui-ci est déterminé par la valeur de `PG_VERSION` lors de la construction du serveur.

`server_version_num` (`integer`)

Affiche le numéro de version du serveur sous la forme d'un entier. Celui-ci est déterminé par la valeur de `PG_VERSION_NUM` lors de la construction du serveur.

`wal_block_size` (`integer`)

Retourne la taille d'un bloc disque de WAL. C'est déterminé par la valeur `XLOG_BLCKSZ` à la compilation du serveur. La valeur par défaut est 8192 octets.

`wal_segment_size` (`integer`)

Retourne le nombre de blocs (pages) dans un fichier de segment WAL. La taille totale d'un fichier de segment WAL en octets est égale à `wal_segment_size` multiplié par `wal_block_size` ; Par défaut, c'est 16 Mo. Voir Section 30.4 pour plus d'informations.

19.16. Options personnalisées

Cette fonctionnalité a été conçue pour permettre l'ajout de paramètres habituellement inconnus de PostgreSQL par des modules complémentaires (comme les langages procéduraux). Cela permet de configurer ces extensions de façon standard.

Les options personnalisées ont des noms en deux parties : un nom d'extension, suivi d'un point, suivi du nom du paramètre, tout comme les noms qualifiés en SQL. Voici un exemple : `plpgsql.variable_conflict`.

Comme les options personnalisées peuvent avoir besoin d'être configurées par des processus qui n'ont pas chargé le module d'extension associé, PostgreSQL acceptera une configuration pour tout paramètre ayant un nom en deux parties. Ces variables sont traitées comme des espaces réservés et n'ont pas de fonction tant que le module qui les définit n'est pas chargé. Quand un module d'extension est chargé, il ajoute ses définitions de variables, convertit les valeurs déjà initialisées suivant leur définition, et envoie des avertissements pour toute variable non reconnue dont le nom commence par son nom d'extension.

19.17. Options pour les développeurs

Les paramètres qui suivent permettent de travailler sur les sources de PostgreSQL et, dans certains cas, fournissent une aide à la récupération de bases de données sévèrement endommagées. Il n'y a aucune raison de les utiliser en configuration de production. En tant que tel, ils sont exclus du fichier d'exemple de `postgresql.conf`. Un certain nombre d'entre eux requièrent des options de compilation spéciales pour fonctionner.

`allow_in_place_tablespaces` (`boolean`)

Autorise la création des tablespaces dans des répertoires situés à l'intérieur de `pg_tblspc`, quand une chaîne d'emplacement vide est fournie à la commande `CREATE TABLESPACE`. Ceci a pour but de permettre de tester des scénarios de réplication où le primaire et le secondaire sont exécutés sur la même machine. Ces répertoires pourraient poser problème aux outils de sauvegarde qui s'attendent à trouver uniquement des liens symboliques à cet emplacement. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

`allow_system_table_mods` (`boolean`)

Autorise la modification de la structure des tables systèmes. Ce paramètre, utilisé par `initdb`, n'est modifiable qu'au démarrage du serveur.

`ignore_system_indexes` (`boolean`)

Ignore les index système lors de la lecture des tables système (mais continue de les mettre à jour lors de modifications des tables). Cela s'avère utile lors de la récupération d'index système endommagés. Ce paramètre ne peut pas être modifié après le démarrage de la session.

`post_auth_delay` (`integer`)

Si ce paramètre est différent de zéro, un délai de ce nombre de secondes intervient, après l'étape d'authentification, lorsqu'un nouveau processus serveur est lancé. Ceci a pour but de donner l'opportunité aux développeurs d'attacher un débogueur au processus serveur. Ce paramètre ne peut pas être modifié après le démarrage de la session.

`pre_auth_delay` (`integer`)

Si ce paramètre est différent de zéro, un délai de ce nombre de secondes intervient juste après la création d'un nouveau processus, avant le processus d'authentification. Ceci a pour but de donner une opportunité aux développeurs d'attacher un débogueur au processus serveur pour tracer les mauvais comportements pendant l'authentification. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`trace_notify` (`boolean`)

Produit un grand nombre de sorties de débogage pour les commandes `LISTEN` et `NOTIFY`. client_min_messages ou log_min_messages doivent être positionnées à `DEBUG1` ou plus bas pour envoyer cette sortie sur les traces client ou serveur, respectivement.

`trace_recovery_messages` (`enum`)

Contrôle les niveaux des traces écrites dans le journal applicatif pour les modules nécessaires lors du traitement de la restauration. Cela permet à l'utilisateur de surcharger la configuration normale de log_min_messages, mais seulement pour des messages spécifiques. Ça a été ajouté principalement pour débugger Hot Standby. Les valeurs valides sont `DEBUG5`, `DEBUG4`, `DEBUG3`, `DEBUG2`, `DEBUG1` et `LOG`. La valeur par défaut, `LOG`, n'affecte pas les décisions de trace. Les autres valeurs causent l'apparition de messages de débogage relatifs à la restauration pour tous les messages de ce niveau et des niveaux supérieurs. Elles utilisent malgré tout le niveau `LOG` ; pour les configurations habituelles de `log_min_messages`, cela résulte en un envoi sans condition dans les traces du serveur. Ce paramètre ne peut être configuré que dans le fichier `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande.

`trace_sort` (`boolean`)

Si ce paramètre est actif, des informations concernant l'utilisation des ressources lors des opérations de tri sont émises. Ce paramètre n'est disponible que si la macro `TRACE_SORT` a été définie lors de la compilation de PostgreSQL (néanmoins, `TRACE_SORT` est actuellement définie par défaut).

`trace_locks` (`boolean`)

Si activé, émet des informations à propos de l'utilisation des verrous. L'information fournie inclut le type d'opération de verrouillage, le type de verrou et l'identifiant unique de l'objet verrouillé ou déverrouillé. Sont aussi inclus les masques de bits pour les types de verrous déjà accordés pour cet objet, ainsi que pour les types de verrous attendus sur cet objet. Pour chaque type de verrou un décompte du nombre de verrous accordés et en attente est aussi retourné, ainsi que les totaux. Un exemple de sortie dans le journal applicatif est montré ici :

```
LOG:  LockAcquire: new: lock(0xb7acd844) id(24688,24696,0,0,0,1)
      grantMask(0) req(0,0,0,0,0,0,0)=0 grant(0,0,0,0,0,0,0)=0
      wait(0) type(AccessShareLock)
LOG:  GrantLock: lock(0xb7acd844) id(24688,24696,0,0,0,1)
      grantMask(2) req(1,0,0,0,0,0,0)=1 grant(1,0,0,0,0,0,0)=1
      wait(0) type(AccessShareLock)
LOG:  UnGrantLock: updated: lock(0xb7acd844)
 id(24688,24696,0,0,0,1)
      grantMask(0) req(0,0,0,0,0,0,0)=0 grant(0,0,0,0,0,0,0)=0
      wait(0) type(AccessShareLock)
LOG:  CleanUpLock: deleting: lock(0xb7acd844)
 id(24688,24696,0,0,0,1)
      grantMask(0) req(0,0,0,0,0,0,0)=0 grant(0,0,0,0,0,0,0)=0
      wait(0) type(INVALID)
```

Les détails de la structure retournée peuvent être trouvés dans `src/include/storage/lock.h`.

Ce paramètre n'est disponible que si la macro `LOCK_DEBUG` a été définie quand PostgreSQL a été compilé.

`trace_lwlocks` (`boolean`)

Si à on, génère des informations à propos de l'utilisation de verrous légers (lightweight lock). Les verrous légers servent principalement à fournir une exclusion mutuelle d'accès aux structures de données en mémoire partagée.

Ce paramètre n'est disponible que si la macro `LOCK_DEBUG` a été définie quand PostgreSQL a été compilé.

`trace_userlocks` (`boolean`)

Si activé, génère des informations à propos de l'utilisation de verrous utilisateurs. La sortie est la même que pour `trace_locks`, mais restreinte aux verrous informatifs.

`trace_lock_oidmin` (`integer`)

Si positionné, ne trace pas les verrouillages pour des tables en dessous de cet OID. (à utiliser pour ne pas avoir de sortie pour les tables systèmes)

Ce paramètre n'est disponible que si la macro `LOCK_DEBUG` a été définie quand PostgreSQL a été compilé.

`trace_lock_table` (`integer`)

Tracer les verrouillages sur cette table de façon inconditionnelle.

Ce paramètre n'est disponible que si la macro `LOCK_DEBUG` a été définie quand PostgreSQL a été compilé.

`debug_deadlocks` (`boolean`)

Si positionné, génère des informations à propos de tous les verrous en cours quand l'expiration de temps d'attente d'un verrou mortel se produit.

Ce paramètre n'est disponible que si la macro `LOCK_DEBUG` a été définie quand PostgreSQL a été compilé.

`log_btree_build_stats` (`boolean`)

Si positionné, trace des statistiques d'utilisation de ressource système (mémoire et processeur) sur différentes opérations B-tree.

Ce paramètre n'est disponible que si la macro `BTREE_BUILD_STATS` a été définie quand PostgreSQL a été compilé.

`wal_consistency_checking` (`string`)

Ce paramètre est destiné à être utiliser pour vérifier la présence de bugs dans les routines d'application de WAL. Une fois activé, des images de l'intégralité des pages sont ajoutés aux enregistrements. Si l'enregistrement est ensuite rejoué, le système appliquera d'abord chaque enregistrement et testera ensuite si les tampons modifiés par l'enregistrement correspond aux images stockées. Dans certains cas (comme les hint bits), des variations mineures sont acceptables, et seront ignorées. Toute différence inattendue provoquera une erreur fatale, ce qui arrêtera la restauration.

La valeur par défaut pour ce paramètre est une chaîne cide, ce qui désactive la fonctionnalité. Le paramètre peut être positionné à `all` pour vérifier tous les enregistrements, ou une liste séparée par des virgules de gestionnaires de sources afin de vérifier uniquement les enregistrements en

fonction de ces gestionnaires de ressource. Actuellement, les gestionnaires de ressource supportés sont `heap`, `heap2`, `btree`, `hash`, `gin`, `gist`, `sequence`, `spgist`, `brin`, et `generic`. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

`wal_debug` (`boolean`)

Si ce paramètre est positionné à `on`, une sortie de débogage relative aux WAL est émise. Ce paramètre n'est disponible que si la macro `WAL_DEBUG` a été définie au moment de la compilation de PostgreSQL.

`ignore_checksum_failure` (`boolean`)

Ne fonctionne que si data checksums est activé.

La détection d'un échec des sommes de vérification lors d'une lecture cause habituellement la levée d'une erreur par PostgreSQL, ce qui annule la transaction en cours. Activer `ignore_checksum_failure` fait que le système ignore l'échec (mais rapporte toujours un message d'avertissement) et continue le traitement. Ce comportement pourrait être la *cause d'arrêts brutaux, de propagation ou de dissimulation de corruption, ou d'autres problème sérieux*. Néanmoins, il peut vous permettre de dépasser l'erreur et de récupérer les lignes endommagées qui pourraient toujours être présentes dans la table si l'en-tête du bloc est sain. Si l'en-tête est corrompu, une erreur sera rapportée même si cette option est activée. La configuration par défaut est `off`, et elle ne peut être modifiée que par un superutilisateur.

`zero_damaged_pages` (`boolean`)

La détection d'un en_tête de page endommagé cause normalement le renvoi d'une erreur par PostgreSQL, annulant du même coup la transaction en cours. Activer `zero_damaged_pages` fait que le système renvoie un message d'avertissement, efface la page endommagée en mémoire et continue son traitement. Ce comportement *détruit des données*, très exactement toutes les lignes comprises dans la page endommagée. Néanmoins, il vous permet de passer l'erreur et de récupérer les lignes des pages non endommagées qui pourraient être présentes dans la table. C'est intéressant pour récupérer des données si une corruption est survenue à cause d'une erreur logicielle ou matérielle. Vous ne devriez pas activer cette option sauf si vous avez perdu tout espoir de récupérer les données des pages endommagées d'une table. L'effacement des pages n'est pas vidée sur disque donc il est recommandé de recréer la table ou l'index avant de désactiver de nouveau ce paramètre. La configuration par défaut est `off`, et peut seulement être modifiée par un superutilisateur.

`jit_debugging_support` (`boolean`)

Si LLVM en est capable, enregistre les fonctions générées auprès de GDB. Cela facilite le débogage. Le paramètrage par défaut est `off`. Ce paramètre peut seulement être configuré au démarrage du serveur.

`jit_dump_bitcode` (`boolean`)

Écrit l'IR (*intermediate representation*) de LLVM dans le système de fichiers, dans data_directory. Ce n'est utile que pour travailler sur le fonctionnement interne de l'implémentation JIT. Le défaut est `off`. Ce paramètre peut seulement être configuré au démarrage du serveur.

`jit_expressions` (`boolean`)

Détermine si les expressions sont compilées par JIT quand la compilation JIT est activée (voir Section 32.2). La valeur par défaut est `on`.

`jit_profiling_support` (`boolean`)

Si LLVM le peut, pour que perf puisse profiler les fonctions générées par le JIT, écrit les données nécessaires dans des fichiers dans `$HOME/.debug/jit/` ; l'utilisateur est responsable du nettoyage en temps voulu. Le paramétrage par défaut est `off`,. Il ne peut être mis en place qu'au démarrage du serveur.

`jit_tuple_deforming` (`boolean`)

Détermine si le décodage d'enregistrement est compilé par le JIT, quand la compilation JIT est activée (voir Section 32.2). Le défaut est `on`.

19.18. Options courtes

Pour des raisons pratiques, il existe également des commutateurs en ligne de commandes sur une seule lettre pour certains paramètres. Ceux-ci sont décrits dans le Tableau 19.3. Certaines des options existent pour des raisons historiques et leur présence en tant qu'option courte ne doit pas être vue comme une incitation à son utilisation massive.

Tableau 19.3. Clé d'option courte

Option courte	Équivalent
`-B` *x*	`shared_buffers = x`
`-d` *x*	`log_min_messages = DEBUGx`
`-e`	`datestyle = euro`
`-fb`, `-fh`, `-fi`, `-fm`, `-fn`, `-fo`, `-fs`, `-ft`	`enable_bitmapscan = off, enable_hashjoin = off, enable_indexscan = off, enable_mergejoin = off, enable_nestloop = off, enable_indexonlyscan = off, enable_seqscan = off, enable_tidscan = off`
`-F`	`fsync = off`
`-h` *x*	`listen_addresses = x`
`-i`	`listen_addresses = '*'`
`-k` *x*	`unix_socket_directories = x`
`-l`	`ssl = on`
`-N` *x*	`max_connections = x`
`-O`	`allow_system_table_mods = on`
`-p` *x*	`port = x`
`-P`	`ignore_system_indexes = on`
`-s`	`log_statement_stats = on`
`-S` *x*	`work_mem = x`
`-tpa`, `-tpl`, `-te`	`log_parser_stats = on, log_planner_stats = on, log_executor_stats = on`
`-W` *x*	`post_auth_delay = x`

Chapitre 20. Authentification du client

Quand une application client se connecte au serveur de bases de données, elle indique le nom de l'utilisateur de base de données à utiliser pour la connexion, de la même façon qu'on se connecte à un ordinateur Unix sous un nom d'utilisateur particulier. Au sein de l'environnement SQL, le nom d'utilisateur de la base de données active détermine les droits régissant l'accès aux objets de la base de données -- voir le Chapitre 21 pour plus d'informations. Ainsi, il est essentiel de limiter le nombre de bases de données auxquelles les utilisateurs peuvent se connecter.

> **Note**
>
> Comme expliqué dans le Chapitre 21, PostgreSQL gère les droits par l'intermédiaire des « rôles ». Dans ce chapitre, le terme *utilisateur de bases de données* est utilisé pour signifier « rôle disposant du droit `LOGIN` ».

L'*authentification* est le processus par lequel le serveur de bases de données établit l'identité du client et, par extension, détermine si l'application client (ou l'utilisateur qui l'utilise) est autorisée à se connecter avec le nom d'utilisateur de bases de données indiqué.

PostgreSQL offre quantité de méthodes d'authentification différentes. La méthode utilisée pour authentifier une connexion client particulière peut être sélectionnée d'après l'adresse (du client), la base de données et l'utilisateur.

Les noms d'utilisateur de bases de données sont séparés de façon logique des noms d'utilisateur du système d'exploitation sur lequel tourne le serveur. Si tous les utilisateurs d'un serveur donné ont aussi des comptes sur la machine serveur, il peut être pertinent d'attribuer aux utilisateurs de bases de données des noms qui correspondent à ceux des utilisateurs du système d'exploitation. Cependant, un serveur qui accepte des connexions distantes peut avoir des utilisateurs de bases de données dépourvus de compte correspondant sur le système d'exploitation. Dans ce cas, aucune correspondance entre les noms n'est nécessaire.

20.1. Le fichier `pg_hba.conf`

L'authentification du client est contrôlée par un fichier, traditionnellement nommé `pg_hba.conf` et situé dans le répertoire data du groupe de bases de données, par exemple `/usr/local/pgsql/data/pg_hba.conf` (HBA signifie « host-based authentication » : authentification fondée sur l'hôte.) Un fichier `pg_hba.conf` par défaut est installé lorsque le répertoire data est initialisé par `initdb`. Néanmoins, il est possible de placer le fichier de configuration de l'authentification ailleurs ; voir le paramètre de configuration hba_file.

Le format général du fichier `pg_hba.conf` est un ensemble d'enregistrements, un par ligne. Les lignes vides sont ignorées tout comme n'importe quel texte placé après le caractère de commentaire #. Un enregistrement est constitué d'un certain nombre de champs séparés par des espace et/ou des tabulations. Les enregistrements ne peuvent pas être continués sur plusieurs lignes. Les champs peuvent contenir des espaces si la valeur du champ est mise entre guillemets doubles. Mettre entre guillemets un des mots-clés dans un champ base de données, utilisateur ou adresse (par exemple, `all` ou `replication`) fait que le mot perd son interprétation spéciale, ou correspond à la base de données, à l'utilisateur ou à l'hôte ayant ce nom.

Chaque enregistrement précise un type de connexion, une plage d'adresses IP (si approprié au type de connexion), un nom de base de données, un nom d'utilisateur et la méthode d'authentification à utiliser pour les connexions correspondant à ces paramètres. Le premier enregistrement qui correspond au type de connexion, à l'adresse client, à la base de données demandée et au nom d'utilisateur est utilisé pour effectuer l'authentification. Il n'y a pas de suite après une erreur (« fall-through » ou « backup ») : si un enregistrement est choisi et que l'authentification échoue, les enregistrements suivants ne sont pas considérés. Si aucun enregistrement ne correspond, l'accès est refusé.

Un enregistrement peut avoir l'un des sept formats suivants.

```
local      database  user  auth-method  [auth-options]
host       database  user  address  auth-method  [auth-options]
hostssl    database  user  address  auth-method  [auth-options]
hostnossl  database  user  address  auth-method  [auth-options]
host       database  user  IP-address  IP-mask  auth-method  [auth-
options]
hostssl    database  user  IP-address  IP-mask  auth-method  [auth-
options]
hostnossl  database  user  IP-address  IP-mask  auth-method  [auth-
options]
```

La signification des champs est la suivante :

`local`

Cet enregistrement intercepte les tentatives de connexion qui utilise les sockets du domaine Unix. Sans enregistrement de ce type, les connexions de sockets du domaine Unix ne sont pas autorisées.

`host`

Cet enregistrement intercepte les tentatives de connexion par TCP/IP. Les lignes `host` s'appliquent à toute tentative de connexion, SSL ou non.

> **Note**
>
> Les connexions TCP/IP ne sont pas autorisées si le serveur n'est pas démarré avec la valeur appropriée du paramètre de configuration listen_addresses. En effet, par défaut, le serveur n'écoute que les connexions TCP/IP en provenance de l'adresse `loopback` locale, `localhost`.

`hostssl`

Cet enregistrement intercepte les seules tentatives de connexions par TCP/IP qui utilisent le chiffrement SSL.

Pour utiliser cette fonction, le serveur doit être compilé avec le support de SSL. De plus, SSL doit être activé en positionnant le paramètre de configuration ssl (voir la Section 18.9 pour plus d'informations). Dans le cas contraire, l'enregistrement `hostssl` est ignoré à l'exception d'une alerte dans les traces indiquant qu'il n'y a aucune connexion correspondante.

`hostnossl`

Cet enregistrement a un comportement opposé à `hostssl` : il n'intercepte que les tentatives de connexion qui n'utilisent pas SSL.

`database`

Indique les noms des bases de données concernées par l'enregistrement. La valeur `all` indique qu'il concerne toutes les bases de données. Le terme `sameuser` indique que l'enregistrement coïncide si la base de données demandée a le même nom que l'utilisateur demandé. Le terme `samerole` indique que l'utilisateur demandé doit être membre du rôle portant le même nom que la base de données demandée (`samegroup` est obsolète bien qu'il soit toujours accepté comme écriture alternative de `samerole`.). Les super-utilisateurs ne sont pas considérés comme membres d'un rôle dans le cadre de `samerole` à moins qu'ils ne soient explicitement membres du rôle, de manière directe ou indirecte, et non pas juste par ses droits de super-utilisateur. La valeur

`replication` indique que l'enregistrement établit une correspondance si une connexion de réplication physique est demandée (notez que les connexions de réplication ne ciblent pas une base de données particulière). Dans tous les autres cas, c'est le nom d'une base de données particulière. Plusieurs noms de base de données peuvent être fournis en les séparant par des virgules. Un fichier contenant des noms de base de données peut être indiqué en faisant précéder le nom du fichier de `@`.

`user`

Indique les utilisateurs de bases de données auxquels cet enregistrement correspond. La valeur `all` indique qu'il concerne tous les utilisateurs. Dans le cas contraire, il s'agit soit du nom d'un utilisateur spécifique de bases de données ou d'un nom de groupe précédé par un `+` (il n'existe pas de véritable distinction entre les utilisateurs et les groupes dans PostgreSQL ; un `+` signifie exactement « établit une correspondance pour tous les rôles faisant parti directement ou indirectement de ce rôle » alors qu'un nom sans `+` établit une correspondance avec ce rôle spécifique). Ainsi, un super-utilisateur n'est considéré comme membre d'un rôle que s'il est explicitement membre du rôle, directement ou indirectement, et non pas juste par ses droits de super-utilisateur. Plusieurs noms d'utilisateurs peuvent être fournis en les séparant par des virgules. Un fichier contenant des noms d'utilisateurs peut être indiqué en faisant précéder le nom du fichier de `@`.

`address`

Indique l'adresse IP ou la plage d'adresses IP à laquelle correspond cet enregistrement. Ce champ peut contenir soit un nom de machine (FQDN), soit le suffixe d'un domaine (sous la forme .exemple.com), soit une adresse ou une plage d'adresses IP, soit enfin l'un des mots-clés mentionnés ci-après.

Une plage d'adresses IP est spécifiée en utilisant la notation numérique standard (adresse de début de plage, suivi d'un slash (`/`) et suivi de la longueur du masque CIDR. La longueur du masque indique le nombre de bits forts pour lesquels une correspondance doit être trouvée avec l'adresse IP du client. Les bits de droite doivent valoir zéro dans l'adresse IP indiquée. Il ne doit y avoir aucune espace entre l'adresse IP, le `/` et la longueur du masque CIDR.

À la place du *`CIDR-address`*, vous pouvez écrire `samehost` pour correspondre aux adresses IP du serveur ou `samenet` pour correspondre à toute adresse du sous-réseau auquel le serveur est directement connecté.

Une plage d'adresses IPv4 spécifiée au format CIDR est typiquement `172.20.143.89/32` pour un hôte seul, `172.20.143.0/24` pour un petit réseau ou `10.6.0.0/16` pour un réseau plus grand. Une plage d'adresses IPv6 spécifiée au format CIDR est par exemple `::1/128` pour un hôte seul (dans ce cas la boucle locale IPv6) ou `fe80::7a31:c1ff:0000:0000/96` pour un petit réseau. `0.0.0.0/0` représente toutes les adresses IPv4, et `::0/0` représente l'ensemble des adresses IPv6. Pour n'indiquer qu'un seul hôte, on utilise une longueur de masque de 32 pour IPv4 ou 128 pour IPv6. Dans une adresse réseau, ne pas oublier les zéros terminaux.

Une entrée donnée dans le format IPv4 correspondra seulement aux connexions IPv4, et une entrée donnée dans le format IPv6 correspondra seulement aux connexions IPv6, même si l'adresse représentée est dans la plage IPv4-in-IPv6. Notez que les entrées au format IPv6 seront rejetées si la bibliothèque C du système n'a pas de support des adresses IPv6.

La valeur `all` permet de cibler n'importe quelle adresse IP cliente, `samehost` n'importe quelle adresse IP du serveur ou `samenet` pour toute adresse IP faisant partie du même sous-réseau que le serveur.

Si un nom d'hôte est renseigné (dans les faits tout ce qui ne correspond pas à une plage d'adresse ou une plage d'adresses IP, ni à un mot clé, sera traité comme un nom d'hôte), ce nom est comparé au résultat d'une résolution de nom inverse de l'adresse IP du client (ou une recherche DNS inverse si un DNS est utilisé). Les comparaisons de noms d'hôtes ne sont pas sensibles à la casse. En cas de correspondance, une nouvelle recherche récursive de nom sera lancée afin de déterminer que

le nom d'hôte concorde bel et bien avec l'adresse IP du client. L'enregistrement n'est validé qu'en cas de concordance entre la résolution inverse et la résolution récursive pour l'adresse IP cliente. (Le nom d'hôte fourni dans le fichier `pg_hba.conf` doit donc correspondre à au moins l'une des adresses IP fournies par le mécanisme de résolution de noms, sinon l'enregistrement ne sera pas pris en considération. Certains serveurs de noms réseau permettent d'associer une adresse IP à de multiples noms d'hôtes (alias DNS), mais bien souvent le système d'exploitation ne retourne qu'un seul nom d'hôte lors de la résolution d'une adresse IP.)

Un nom d'hôte débutant par un point (`.`) ciblera le suffixe du nom d'hôte du poste client. Du coup, indiquer `.exemple.com` correspondra à la machine `foo.exemple.com` (mais pas au client `exemple.com`).

Lorsque vous spécifiez des noms d'hôtes dans le fichier `pg_hba.conf`, vous devez vous assurer que la résolution de noms soit raisonnablement rapide. À défaut, il peut être avantageux de configurer un serveur-cache local pour effectuer la résolution de noms, tel que `nscd`. Vous pouvez également valider le paramètre de configuration `log_hostname` afin de retrouver dans les journaux le nom d'hôte du client au lieu de sa simple adresse IP.

Ce champ ne concerne que les enregistrements `host`, `hostssl` et `hostnossl`.

> **Note**
>
> Les utilisateurs se demandent parfois pourquoi les noms d'hôte sont gérés de cette manière apparemment si compliquée, avec deux résolutions de nom incluant une résolution inverse de l'adresse IP du client. Cela complique l'utilisation de cette fonctionnalité dans le cas où l'entrée de reverse-DNS n'est pas remplie ou retourne un nom d'hôte indésirable. Cela est fait essentiellement pour raison d'efficacité : de cette manière, une tentative de connexion nécessite au plus deux recherches de résolution, dont une inversée. S'il y a un problème de résolution avec une adresse, cela devient le problème du client. Une alternative d'implémentation hypothétique qui ne ferait pas de recherche inverse se verrait obligée de résoudre chaque nom d'hôte mentionné dans `pg_hba.conf` à chaque tentative de connexion. Cela serait plutôt lent si de nombreux noms étaient listés. De plus, s'il y a un problème de résolution pour un seul des noms d'hôte, cela devient le problème de tout le monde.
>
> De plus, une résolution inverse est nécessaire pour implémenter la fonctionnalité de correspondance par suffixe dans la mesure où le nom d'hôte du candidat à la connexion doit être connu afin de pouvoir effectuer cette comparaison.
>
> Enfin, cette méthode est couramment adoptée par d'autres implémentations du contrôle d'accès basé sur les noms d'hôtes, tels que le serveur web Apache ou TCP-wrapper.

`IP-address`
`IP-mask`

Ces champs peuvent être utilisés comme alternative à la notation *`adresse IP/longueur masque`*. Au lieu de spécifier la longueur du masque, le masque réel est indiquée dans une colonne distincte. Par exemple, `255.0.0.0` représente une longueur de masque CIDR IPv4 de 8, et `255.255.255.255` représente une longueur de masque de 32.

Ces champs ne concernent que les enregistrements `host`, `hostssl` et `hostnossl`.

`auth-method`

Indique la méthode d'authentification à utiliser lors d'une connexion via cet enregistrement. Les choix possibles sont résumés ici ; les détails se trouvent dans la Section 20.3. Toutes les options sont en minuscules et traitées avec une sensibilité à la casse, donc même les acronymes comme `ldap` doivent être écrits en minuscule.

`trust`

Autorise la connexion sans condition. Cette méthode permet à quiconque peut se connecter au serveur de bases de données de s'enregistrer sous n'importe quel utilisateur PostgreSQL de son choix sans mot de passe ou autre authentification. Voir la Section 20.4 pour les détails.

`reject`

Rejette la connexion sans condition. Ce cas est utile pour « filtrer » certains hôtes d'un groupe, par exemple une ligne `reject` peut bloquer la connexion d'un hôte spécifique alors qu'une ligne plus bas permettra aux autres hôtes de se connecter à partir d'un réseau spécifique.

`scram-sha-256`

Réalise une authentification SCRAM-SHA-256 afin de vérifier le mot de passe utilisateur. Voir Section 20.5 pour les détails.

`md5`

Réalise une authentification SCRAM-SHA-256 ou MD5 afin de vérifier le mot de passe utilisateur. Voir Section 20.5 pour les détails.

`password`

Requiert que le client fournisse un mot de passe non chiffré pour l'authentification. Comme le mot de passe est envoyé en clair sur le réseau, ceci ne doit pas être utilisé sur des réseaux non dignes de confiance. Voir la Section 20.5 pour les détails.

`gss`

Utilise GSSAPI pour authentifier l'utilisateur. Disponible uniquement pour les connexions TCP/IP. Voir Section 20.6 pour les détails.

`sspi`

Utilise SSPI pour authentifier l'utilisateur. Disponible uniquement sur Windows. Voir Section 20.7 pour plus de détails.

`ident`

Récupère le nom de l'utilisateur en contactant le serveur d'identification sur le poste client, et vérifie que cela correspond au nom d'utilisateur de base de données demandé. L'authentification Ident ne peut être utilisée que pour les connexions TCP/IP. Pour les connexions locales, elle sera remplacée par l'authentification peer.

`peer`

Récupère le nom d'utilisateur identifié par le système d'exploitation du client et vérifie que cela correspond au nom d'utilisateur de base de données demandé. Peer ne peut être utilisée que pour les connexions locales. Voir la Section 20.9 ci-dessous pour les details.

`ldap`

Authentification par un serveur LDAP. Voir la Section 20.10 pour les détails.

`radius`

Authentification par un serveur RADIUS. Voir Section 20.11 pour les détails.

`cert`

Authentification par certificat client SSL. Voir Section 20.12 pour les détails.

`pam`

Authentification par les Pluggable Authentification Modules (PAM) fournis par le système d'exploitation. Voir la Section 20.13 pour les détails.

`bsd`

Authentification utilisant le service BSD Authentication fourni par le système d'exploitation. Voir Section 20.14 pour plus de détails.

`auth-options`

Après le champ *`auth-method`*, on peut trouver des champs de la forme *`nom=valeur`* qui spécifient des options pour la méthode d'authentification. Les détails sur les options disponibles apparaissent ci-dessous pour chaque méthode d'authentification.

En plus des options spécifiques à une méthode listées ci-dessous, il existe une option d'authentification indépendante de la méthode, appelée `clientcert`, qui peut être indiquée dans tout enregistrement `hostssl`. Une fois configurée à `1`, cette option requiert le client à présenter un certificat SSL valide (de confiance), en plus des autres nécessités de la méthode d'authentification.

Les fichiers inclus par les constructions `@` sont lus comme des listes de noms, séparés soit par des espaces soit par des virgules. Les commentaires sont introduits par le caractère # comme dans `pg_hba.conf`, et les constructions `@` imbriquées sont autorisées. À moins que le nom du fichier qui suit `@` ne soit un chemin absolu, il est supposé relatif au répertoire contenant le fichier le référençant.

Les enregistrements du fichier `pg_hba.conf` sont examinés séquentiellement à chaque tentative de connexion, l'ordre des enregistrements est donc significatif. Généralement, les premiers enregistrements ont des paramètres d'interception de connexions stricts et des méthodes d'authentification peu restrictives tandis que les enregistrements suivants ont des paramètres plus larges et des méthodes d'authentification plus fortes. Par exemple, on peut souhaiter utiliser l'authentification `trust` pour les connexions TCP/IP locales mais demander un mot de passe pour les connexion TCP/IP distantes. Dans ce cas, l'enregistrement précisant une authentification `trust` pour les connexions issues de 127.0.0.1 apparaît avant un enregistrement indiquant une authentification par mot de passe pour une plage plus étendue d'adresses IP client autorisées.

Le fichier `pg_hba.conf` est lu au démarrage et lorsque le processus serveur principal reçoit un signal SIGHUP. Si le fichier est édité sur un système actif, on peut signaler au postmaster (en utilisant `pg_ctl reload`, en appelant la fonction SQL `pg_reload_conf()`, ou `kill -HUP`) de relire le fichier.

> **Note**
>
> L'information précédente n'est pas vraie sous Microsoft Windows : ici, tout changement dans le fichier `pg_hba.conf` est immédiatement appliqué à toute nouvelle connexion.

La vue système `pg_hba_file_rules` peut aider pour pré-tester les changements dans le fichier `pg_hba.conf`, ou pour diagnostiquer des problèmes si le rechargement du fichier n'a pas eu les effets escomptés. Les lignes dans la vue avec des champs `error` non vides indiquent des problèmes dans les lignes correspondantes du fichier.

> **Astuce**
>
> Pour se connecter à une base particulière, un utilisateur doit non seulement passer les vérifications de `pg_hba.conf` mais doit également avoir le droit `CONNECT` sur cette base. Pour contrôler qui peut se connecter à quelles bases, il est en général plus facile de le faire

en donnant ou retirant le privilège `CONNECT` plutôt qu'en plaçant des règles dans le fichier `pg_hba.conf`.

Quelques exemples d'entrées de `pg_hba.conf` sont donnés ci-dessous dans l'Exemple 20.1. Voir la section suivante pour les détails des méthodes d'authentification.

Exemple 20.1. Exemple d'entrées de `pg_hba.conf`

```
# Permettre à n'importe quel utilisateur du système local de se
 connecter
# à la base de données sous n'importe quel nom d'utilisateur au
 travers
# des sockets de domaine Unix (par défaut pour les connexions
 locales).
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
local   all             all
 trust

# La même chose en utilisant les connexions TCP/IP locales
 loopback.
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    all             all             127.0.0.1/32
 trust

# Pareil mais en utilisant une colonne netmask distincte.
#
# TYPE  DATABASE    USER        IP-ADDRESS          IP-mask
      METHOD
host    all         all         127.0.0.1           255.255.255.255
      trust

# Pareil mais en IPv6.
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    all             all             ::1/128
 trust

# À l'identique en utilisant le nom d'hôte (qui doit typiquement
 fonctionner en IPv4 et IPv6).
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    all             all             localhost
 trust

# Permettre à n'importe quel utilisateur de n'importe quel hôte
 d'adresse IP
# 192.168.93.x de se connecter à la base de données "postgres" sous
 le nom
# d'utilisateur qu'ident signale à la connexion (généralement le
# nom utilisateur du système d'exploitation).
#
```

```
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    postgres        all             192.168.93.0/24
 ident

# Permet à un utilisateur de l'hôte 192.168.12.10 de se connecter à
 la base de
# données "postgres" si le mot de passe de l'utilisateur est
 correctement fourni.
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    postgres        all             192.168.12.10/32
 scram-sha-256

# Permet la connexion à n'importe quel utilisateur depuis toutes
 les machines du
# domaine exemple.com à n'importe quelle base de données si le mot
 de passe
# correct est fourni.
#
# Require SCRAM authentication for most users, but make an
 exception
# for user 'mike', who uses an older client that doesn't support
 SCRAM
# authentication.
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    all             mike            .example.com            md5
host    all             all             .example.com
 scram-sha-256

# Si aucune ligne "host" ne précède, ces deux lignes rejettent
 toutes
# les connexions en provenance de 192.168.54.1 (puisque cette
 entrée déclenche
# en premier), mais autorisent les connexions GSSAPI de n'importe
 où
# ailleurs sur l'Internet. Le masque zéro signifie qu'aucun bit de
 l'ip de
# l'hôte n'est considéré, de sorte à correspondre à tous les hôtes.
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    all             all             192.168.54.1/32
 reject
host    all             all             0.0.0.0/0               gss

# Permettre à tous les utilisateurs de se connecter depuis
 192.168.x.x à n'importe
# quelle base de données s'ils passent la vérification
 d'identification. Si,
# par exemple, ident indique que l'utilisateur est "bryanh" et
 qu'il
# demande à se connecter en tant qu'utilisateur PostgreSQL
 "guest1", la
```

```
# connexion n'est permise que s'il existe une entrée dans
 pg_ident.conf pour la
# correspondance "omicron" disant que "bryanh" est autorisé à se
 connecter en
# tant que "guest1".
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    all             all             192.168.0.0/16
 ident map=omicron

# Si ces trois lignes traitent seules les connexions locales, elles
# n'autorisent les utilisateurs locaux qu'à se connecter à leur
 propre
# base de données (base ayant le même nom que leur nom
# d'utilisateur) exception faite des administrateurs
# et des membres du rôle "support" qui peuvent se connecter à
 toutes les bases
# de données. Le fichier $PGDATA/admins contient une liste de noms
# d'administrateurs. Un mot de passe est requis dans tous les cas.
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
local   sameuser        all                                     md5
local   all             @admins                                 md5
local   all             +support                                md5

# Les deux dernières lignes ci-dessus peuvent être combinées en une
 seule ligne :
local   all         @admins,+support                md5

# La colonne database peut aussi utiliser des listes et des noms de
 fichiers :
local   db1,db2,@demodbs  all                       md5
```

20.2. Correspondances d'utilisateurs

Lorsqu'on utilise une authentification externe telle que Ident ou GSSAPI, le nom de l'utilisateur du système d'exploitation qui a initié la connexion peut ne pas être le même que celui de l'utilisateur de la base à laquelle il tente de se connecter. Dans ce cas, une table de correspondance d'identités peut être mise en place pour faire correspondre le nom d'utilisateur système au nom d'utilisateur base de donnée. Pour utiliser une table de correspondance d'identités, spécifiez `map=`*`nom-table`* dans le champ options de `pg_hba.conf`. Cette option est supportée pour toutes les méthodes d'authentification qui reçoivent des noms d'utilisateurs externes. Comme différentes correspondances peuvent être nécessaires pour différentes connexions, le nom de la table à utiliser doit être spécifié dans le paramètre *`nom-table`* de `pg_hba.conf` afin d'indiquer quelle table utiliser pour chaque connexion.

Les tables de correspondance de noms d'utilisateurs sont définies dans le fichier de correspondance, qui par défaut s'appelle `pg_ident.conf` et est stocké dans le répertoire de données du cluster. (Toutefois, il est possible de placer la table de correspondance ailleurs ; voir le paramètre de configuration ident_file.) Le fichier de table de correspondance contient des lignes de la forme suivante :

`nom-table nom-d-utilisateur-systeme nom-d-utilisateur-base`

Les commentaires et les blancs sont traités de la même façon que dans pg_hba.conf. Le *nom-table* est un nom arbitraire qui sera utilisé pour faire référence à cette table de correspondance dans pg_hba.conf. Les deux autres champs spécifient un nom d'utilisateur du système d'exploitation et un nom d'utilisateur de la base de données correspondant. Le même *nom-correspondance* peut être utilisé de façon répétée pour indiquer plusieurs correspondances d'utilisateur dans la même carte.

Il n'y a aucune restriction sur le nombre d'utilisateurs de base de données auxquels un utilisateur du système d'exploitation peut correspondre et vice-versa. Du coup, les entrées dans une carte signifient que « cet utilisateur du système d'exploitation est autorisé à se connecter en tant que cet utilisateur de la base de données », plutôt que supposer qu'ils sont équivalents. La connexion sera autorisée s'il existe une entrée dans la carte qui correspond au nom d'utilisateur obtenu à partir du système d'authentification externe pour le nom de l'utilisateur de la base de données que l'utilisateur a indiqué.

Si le champ *system-username* commence avec un slash (/), le reste du champ est traité comme une expression rationnelle. (Voir Section 9.7.3.1 pour les détails de la syntaxe des expressions rationnelles avec PostgreSQL.). L'expression rationnelle peut inclure une copie (sous-expression entre parenthèses), qui peut ensuite être référencée dans le champ *database-username* avec le joker \1 (antislash-un). Ceci permet la correspondance de plusieurs noms d'utilisateurs sur une seule ligne, ce qui est particulièrement utile pour les substitutions simples. Par exemple, ces entrées

```
mymap   /^(.*)@mydomain\.com$      \1
mymap   /^(.*)@otherdomain\.com$   guest
```

supprimeront la partie domaine pour les utilisateurs de système d'exploitation dont le nom finissent avec @mydomain.com, et permettront aux utilisateurs dont le nom se termine avec @otherdomain.com de se connecter en tant que guest.

> **Astuce**
>
> Gardez en tête que, par défaut, une expression rationnelle peut correspondre à une petite partie d'une chaîne. Il est généralement conseillé d'utiliser les jokers ^ et $, comme indiqué dans l'exemple ci-dessus, pour forcer une correspondance sur le nom entier de l'utilisateur du système d'exploitation.

Le fichier pg_ident.conf est lu au démarrage et quand le processus principal du serveur reçoit un signal SIGHUP. Si vous éditez le fichier sur un système en cours d'utilisation, vous devez notifier le postmaster (en utilisantpg_ctl reload, en appelant la fonction SQL pg_reload_conf(), ou kill -HUP) pour lui faire relire le fichier.

Un fichier pg_ident.conf qui pourrait être utilisé avec le fichier pg_hba.conf de Exemple 20.1 est montré en Exemple 20.2. Dans cet exemple, toute personne connectée sur une machine du réseau 192.168 qui n'a pas le nom d'utilisateur du système d'exploitation bryanh, ann, ou robert verrait son accès refusé. L'utilisateur Unix robert ne verrait son accès autorisé que lorsqu'il essaie de se connecter en tant qu'utilisateur PostgreSQL bob, pas en tant que robert ou qui que ce soit d'autre. ann ne serait autorisée à se connecter qu'en tant que ann. L'utilisateur bryanh aurait le droit de se connecter soit en tant que bryanh, soit en tant que guest1.

Exemple 20.2. Un exemple de fichier pg_ident.conf

```
# MAPNAME      SYSTEM-USERNAME   PG-USERNAME

omicron        bryanh            bryanh
omicron        ann               ann
# bob has user name robert on these machines
```

```
omicron       robert           bob
# bryanh can also connect as guest1
omicron       bryanh           guest1
```

20.3. Méthodes d'authentification

PostgreSQL fournit différentes méthodes pour l'authentification des utilisateurs :

- Authentification Trust, qui fait confiance aux utilisateurs à l'identification connue.
- Authentification Password, qui réclame un mot de passe aux utilisateurs.
- Authentification GSSAPI, qui se base sur une bibliothèque de sécurité compatible GSSAPI. C'est typiquement utilisé pour accéder à un serveur d'authentification tel que Kerberos ou Microsoft Active Directory server.
- Authentification SSPI, qui utilise un protocole spécifique Windows similaire à GSSAPI.
- Authentification Ident, qui se base sur le service « Identification Protocol » (RFC 1413) de la machine cliente. (Pour des connexions locales par socket Unix, ceci est traité comme une authentification peer.)
- Authentification Peer, qui se base sur les capacités du système d'exploitation pour identifier le processus à l'autre bout d'une connexion locale. Ceci n'est pas supporté pour les connexions distantes.
- Authentification LDAP, qui se base sur un serveur d'authentification LDAP.
- Authentification RADIUS, un serveur d'authentification RADIUS.
- Authentification Certificate, qui nécessite une connexion SSL et authentifie les utilisateurs en vérifiant le certificat SSL qu'ils envoient.
- Authentification PAM, qui se base sur la bibliothèque PAM (Pluggable Authentication Modules).
- Authentification BSD, qui se base sur le système d'authentification BSD (actuellement seulement disponible sur OpenBSD).

L'authentification peer est recommandable généralement pour les connexions locales, même si l'authentification trust pourrait être suffisante dans certains contextes. L'authentification password est le choix le plus simple pour les connexions distantes. Toutes les autres options nécessitent une forme d'infrastructure de sécurité externe (habituellement un serveur d'authentification ou une autorité de certificat pour créer des certificats SSL) ou sont spécifiques à la plateforme.

Les sections suivantes décrivent chacune des méthodes d'authentification en détail.

20.4. Authentification trust

Quand l'authentification `trust` est utilisée, PostgreSQL considère que quiconque peut se connecter au serveur est autorisé à accéder à la base de données quel que soit le nom d'utilisateur de bases de données qu'il fournit (même les noms des super-utilisateurs). Les restrictions apportées dans les colonnes `database` et `user` continuent évidemment de s'appliquer. Cette méthode ne doit être utilisée que si le système assure un contrôle adéquat des connexions au serveur.

L'authentification `trust` est appropriée et très pratique pour les connexions locales sur une station de travail mono-utilisateur. Elle n'est généralement *pas* appropriée en soi sur une machine multi-utilisateur. Cependant, `trust` peut tout de même être utilisé sur une machine multi-utilisateur, si l'accès au fichier socket de domaine Unix est restreint par les permissions du système de fichiers. Pour

ce faire, on peut positionner les paramètres de configuration `unix_socket_permissions` (et au besoin `unix_socket_group`) comme cela est décrit dans la Section 19.3. On peut également positionner le paramètre de configuration `unix_socket_directories` pour placer le fichier de socket dans un répertoire à l'accès convenablement restreint.

Le réglage des droits du système de fichiers n'a d'intérêt que le cas de connexions par les sockets Unix. Les droits du système de fichiers ne restreignent pas les connexions TCP/IP locales. Ainsi, pour utiliser les droits du système de fichiers pour assurer la sécurité locale, il faut supprimer la ligne `host ...127.0.0.1 ...` de `pg_hba.conf` ou la modifier pour utiliser une méthode d'authentification différente de `trust`.

L'authentification `trust` n'est envisageable, pour les connexions TCP/IP, que si chaque utilisateur de chaque machine autorisée à se connecter au serveur par les lignes `trust` du fichier `pg_hba.conf` est digne de confiance. Il est rarement raisonnable d'utiliser `trust` pour les connexions autres que celles issues de localhost (127.0.0.1).

20.5. Authentification par mot de passe

Il existe plusieurs méthodes d'authentification basées sur un mot de passe. Ces méthodes opèrent de façon similaire mais diffèrent sur la façon dont les mots de passe des utilisateurs sont enregistrés sur le serveur et comment le mot de passe fourni par un client est envoyé au serveur.

`scram-sha-256`

La méthode `scram-sha-256` réalise une authentification SCRAM-SHA-256, tel qu'elle est décrite dans la RFC 7677[1]. Il s'agit d'un système de question/réponse qui empêche la récupération du mot de passe sur des connexions non sécurisées et supporte l'enregistrement des mots de passe sur le serveur avec un hachage cryptographique normalement sécurisé.

C'est actuellement la méthode interne la plus sécurisée, mais elle n'est pas supportée par les anciennes bibliothèques clients.

`md5`

La méthode `md5` utilise un mécanisme de question/réponse moins sécurisé. Il empêche la récupération du mot de passe et évite d'enregistrer les mots de passe en clair sur le serveur, mais ne fournit aucune protection si l'attaquant réussit à voler le mot de passe haché du serveur. De plus, l'algorithme de hachage MD5 n'est plus considéré de nos jours comme suffisamment sécurisé avec des attaques déterminées.

La méthode `md5` ne peut pas être utilisé avec la fonctionnalité db_user_namespace.

Pour faciliter la transition de la méthode `md5` à la méthode SCRAM, si `md5` est indiqué comme méthode d'authentification dans `pg_hba.conf` mais que le mot de passe de l'utilisateur sur le serveur est chiffré avec SCRAM (voir ci-dessous), l'authentification SCRAM est automatiquement utilisée à la place.

`password`

La méthode `password` envoie le mot de passe en clair et est de ce fait vulnérable aux attaques de type « sniffing ». Elle doit être évitée chaque fois que possible. Si la connexion est protégée par le chiffrage SSL, alors `password` peut être utilisé de façon sécurisée. (Ceci étant dit, l'authentification par certificat SSL serait un meilleur choix en cas d'utilisation de SSL).

Les mots de passe PostgreSQL sont distincts des mots de passe du système d'exploitation. Le mot de passe de chaque utilisateur est enregistré dans le catalogue système `pg_authid`. Ils peuvent être gérés avec les commandes SQL CREATE ROLE et ALTER ROLE. Ainsi, par exemple, **CREATE**

[1] https://tools.ietf.org/html/rfc7677

ROLE foo WITH LOGIN PASSWORD 'secret'; ou la méta-commande `\password` de psql. Si aucun mot de passe n'est enregistré pour un utilisateur, le mot de passe enregistré est nul et l'authentification par mot de passe échoue systématiquement pour cet utilisateur.

La disponibilité des différentes méthodes d'authentification basées sur des mots de passe dépend de comment un mot de passe utilisateur est chiffré sur le serveur (ou haché pour être plus précis). Ceci est contrôlé par le paramètre de configuration password_encryption au moment où le mot de passe est configuré. Si un mot de passe est chiffré en utilisant le paramètre `scram- sha-256`, alors il peut être utilisé par les méthodes d'authentification `scram-sha-256` et `password` (mais la transmission du mot de passe sera en clair dans ce dernier cas). La méthode d'authentification `md5` sera automatiquement basculée vers la méthode `scram-sha-256` dans ce cas, comme expliqué ci-dessus, donc cela fonctionnera aussi. Si un mot de passe était chiffré en utilisant la configuration `md5`, alors il peut seulement être utilisé pour les méthodes d'authentification `md5` et `password` (de nouveau, avec le mot de passe transmis en clair dans ce dernier cas). (Les anciennes versions de PostgreSQL supportaient le stockage en clair du mot de passe sur le serveur. Ceci n'est plus possible.) Pour vérifier les hachages de mot de passe actuellement enregistrés, voir le catalogue système `pg_authid`.

Pour mettre à jour une installation existante de `md5` vers `scram-sha-256`, après s'être assuré que toutes les bibliothèques courantes sont suffisamment récentes pour supporter SCRAM, configurez `password_encryption = 'scram-sha-256'` dans `postgresql.conf`, demandez à chaque utilisateur de configurer un nouveau mot de passe, et modifiez la méthode d'authentification dans `pg_hba.conf` avec `scram-sha-256`.

20.6. Authentification GSSAPI

GSSAPI est un protocole du standard de l'industrie pour l'authentification sécurisée définie dans RFC 2743. PostgreSQL supporte GSSAPI avec l'authentification Kerberos suivant la RFC 1964. GSSAPI fournit une authentification automatique (*single sign-on*) pour les systèmes qui le supportent. L'authentification elle-même est sécurisée mais les données envoyées sur la connexion seront en clair sauf si SSL est utilisé.

Le support de GSSAPI doit être activé quand PostgreSQL est compilé ; voir Chapitre 16 pour plus d'informations.

Quand GSSAPI passe par Kerberos, il utilise un service principal standard au format *`nom_service/nom_hôte@domaine`*. Le serveur PostgreSQL acceptera n'importe quel service principal inclus dans le fichier de clés utilisé par le serveur, mais il est nécessaire de faire attention de spécifier les détails du bon service principal quand une connexion est effectuée depuis le client utilisant le paramètre de connexion `krbsrvname`. (Voir aussi Section 34.1.2.) La valeur par défaut à l'installation, `postgres`, peut être changée lors de la compilation en utilisant `./configure --with-krb-srvnam=`*`autrechose`*. Dans la plupart des environnements, ce paramètre n'a jamais besoin d'être changé. Quelques implémentations de Kerberos peuvent nécessiter un nom de service différent, par exemple Microsoft Active Directory qui réclame que le nom de service soit en majuscule (`POSTGRES`).

`nom_hôte` est le nom d'hôte pleinement qualifié (*fully qualified host name*) de la machine serveur. Le domaine du service principal est le domaine préféré du serveur.

Les principals du client peuvent être mis en correspondance avec différents noms d'utilisateurs PostgreSQL grâce au fichier de configuration `pg_ident.conf`. Par exemple, `pgusername@realm` pourrait correspondre à `pgusername`. De la même façon, vous pouvez utiliser le principal complet `username@realm` comme nom de rôle dans PostgreSQL sans aucune correspondance.

PostgreSQL supporte aussi un paramètre pour supprimer le royaume du principal. Cette méthode est supportée pour des raisons de compatibilité ascendante et est fortement déconseillé car il est ensuite impossible de distinguer différents utilisateurs avec le même nom d'utilisateur mais un domaine différent. Pour l'activer, configurez `include_realm` à 0. Pour des installations simples à un seul

royaume, le faire en combinant avec la configuration du paramètre `krb_realm` (qui vérifie que le royaume du principal correspond exactement à ce qui est dans le paramètre `krb_realm`) est toujours sécurisé mais cette approche offre moins de possibilités en comparaison à la spécification d'une correspondance explicite.

Le fichier de clés du serveur doit être lisible (et de préférence uniquement lisible, donc sans écriture possible) par le compte serveur PostgreSQL (voir aussi la Section 18.1). L'emplacement du fichier de clés est indiqué grâce au paramètre de configuration krb_server_keyfile. La valeur par défaut est `/usr/local/pgsql/etc/krb5.keytab` (ou tout autre répertoire indiqué comme `sysconfdir` lors de la compilation). Pour des raisons de sécurité, il est recommandé d'utiliser un fichier de clés séparé pour PostgreSQL uniquement plutôt que d'ouvrir les droits sur le fichier de clés du système.

Le fichier de clés est généré pour le logiciel Kerberos ; voir la documentation de Kerberos pour plus de détails. L'exemple suivant est valable pour des implémentations de Kerberos 5 compatible MIT :

```
kadmin% ank -randkey postgres/server.my.domain.org
kadmin% ktadd -k krb5.keytab postgres/server.my.domain.org
```

Lors de la connexion à la base de données, il faut s'assurer de posséder un ticket pour le service principal correspondant au nom d'utilisateur de base de données souhaité. Par exemple, pour le nom d'utilisateur PostgreSQL `fred`, le service principal `fred@EXAMPLE.COM` pourrait se connecter. Pour autoriser aussi le service principal `fred/users.example.com@EXAMPLE.COM`, il faut utiliser une correspondance de nom d'utilisateur, comme décrit dans Section 20.2.

Le support de GSSAPI doit être activé lors de la construction de PostgreSQL ; voir Chapitre 16 pour plus d'informations.

Les options de configuration suivantes sont supportées pour GSSAPI :

`include_realm`

Si configuré à 0, le nom du royaume provenant du principal de l'utilisateur authentifié est supprimé avant d'être passé à la correspondance du nom d'utilisateur (Section 20.2). Ceci n'est pas conseillé mais reste disponible principalement pour des raisons de compatibilité ascendante car ce n'est pas sûr dans des environnements avec plusieurs royaumes sauf si `krb_realm` est aussi utilisé. Il est recommandé de laisser `include_realm` configurer à sa valeur par défaut et de fournir une correspondance explicite dans `pg_ident.conf` pour convertir les noms de principaux en noms d'utilisateurs PostgreSQL.

`compat_realm`

Si configuré à 1, le nom, compatible SAM, du domaine (aussi connu en tant que nom NetBIOS) est utilisé pour l'option `include_realm`. C'est la valeur par défaut. Si configuré à 0, le vrai nom de royaume provenant de nom du principal Kerberos est utilisé.

Ne désactivez pas cette option sauf si votre serveur est exécuté sous un compte domaine (ceci inclut les comptes de service virtuels sur un système membre du domaine) et si tous les clients s'authentifiant via SSPI utilisent aussi des comptes domaines. Dans le cas contraire, l'authentification va échouer.

`upn_username`

Si cette option est activée avec `compat_realm`, le nom de l'utilisateur provenant du UPN Kerberos est utilisé pour l'authentification. Si elle est désactivée (par défaut), le nom d'utilisateur provenant de l'UPN Kerberos est utilisé pour l'authentification. Si elle est désactivée (par défaut), le nom d'utilisateur compatible SAM est utilisé. Par défaut, ces deux noms sont identiques pour les nouveaux comptes utilisateurs.

Notez que libpq utilise le nom compatible SAM si aucun nom d'utilisateur explicite n'est spécifié. Si vous utilisez la libpq ou un connecteur basé sur cette bibliothèque, vous devriez laisser cette option désactivée ou indiquer explicitement le nom d'utilisateur dans la chaîne de connexion.

`map`

Permet la mise en correspondance entre les noms système et base de données. Voir Section 20.2 pour plus de détails. Pour un principal GSSAPI/Kerberos, tel que `username@EXAMPLE.COM` (ou, moins communément, `username/hostbased@EXAMPLE.COM`), le nom d'utilisateur utilisé pour la correspondance est `username@EXAMPLE.COM` (ou `username/hostbased@EXAMPLE.COM`, respectivement), sauf si `include_realm` a été configuré à 0, auquel cas `username` (ou `username/hostbased`) est ce qui est vu comme le nom d'utilisateur du système lors de la recherche de correspondance.

`krb_realm`

Configure le domaine pour la correspondance du principal de l'utilisateur. Si ce paramètre est configuré, seuls les utilisateurs de ce domaine seront acceptés. S'il n'est pas configuré, les utilisateurs de tout domaine peuvent se connecter, à condition que la correspondance du nom de l'utilisateur est faite.

20.7. Authentification SSPI

SSPI est une technologie Windows pour l'authentification sécurisée avec *single sign-on*. PostgreSQL utilise SSPI dans un mode de négociation (`negotiate`) qui utilise Kerberos si possible et NTLM sinon. L'authentification SSPI et GSSAPI interopèrent comme clients et serveurs, par exemple un client SSPI peut s'authentifier avec un serveur GSSAPI. Il est recommandé d'utiliser SSPI sur les clients et serveurs Windows et GSSAPI sur les autres plateformes.

Lorsque Kerberos est utilisé, SSPI fonctionne de la même façon que GSSAPI. Voir Section 20.6 pour les détails.

Les options de configuration suivantes sont supportées pour SSPI :

`include_realm`

Si configuré à 0, le nom du royaume provenant du principal de l'utilisateur authentifié est supprimé avant d'être passé à la correspondance du nom d'utilisateur (Section 20.2). Ceci n'est pas conseillé mais reste disponible principalement pour des raisons de compatibilité ascendante car ce n'est pas sûr dans des environnements avec plusieurs royaumes sauf si `krb_realm` est aussi utilisé. Il est recommandé aux utilisateurs de laisser include_realm configuré à sa valeur par défaut (1) et de fournir une correspondance explicite dans `pg_ident.conf`.

`map`

Permet la mise en correspondance entre les noms système et base de données. Voir Section 20.2 pour plus de détails. Pour un principal GSSAPI/Kerberos, tel que `username@EXAMPLE.COM` (ou, moins communément, `username/hostbased@EXAMPLE.COM`), le nom d'utilisateur utilisé pour la correspondance est `username@EXAMPLE.COM` (ou `username/hostbased@EXAMPLE.COM`, respectivement), sauf si `include_realm` a été configuré à 0, auquel cas `username` (ou `username/hostbased`) est ce qui est vu comme le nom d'utilisateur du système lors de la recherche de correspondance.

`krb_realm`

Configure le domaine pour la correspondance du principal de l'utilisateur. Si ce paramètre est configuré, seuls les utilisateurs de ce domaine seront acceptés. S'il n'est pas configuré, les utilisateurs de tout domaine peuvent se connecter, à condition que la correspondance du nom de l'utilisateur est faite.

20.8. Authentification fondée sur ident

La méthode d'authentification ident fonctionne en obtenant le nom de l'opérateur du système depuis le serveur ident distant et en l'appliquant comme nom de l'utilisateur de la base de données (et après une éventuelle mise en correspondance). Cette méthode n'est supportée que pour les connexions TCP/IP.

> **Note**
>
> Lorsqu'ident est spécifié pour une connexion locale (c'est-à-dire non TCP/IP), l'authentification peer (voir Section 20.9) lui est automatiquement substituée.

Les options de configuration suivantes sont supportées pour ident :

`map`

Permet la mise en correspondance entre les noms système et base de données. Voir Section 20.2 pour plus de détails.

Le « protocole d'identification » est décrit dans la RFC 1413. Théoriquement, chaque système d'exploitation de type Unix contient un serveur ident qui écoute par défaut sur le port TCP 113. La fonctionnalité basique d'un serveur ident est de répondre aux questions telles que : « Quel utilisateur a initié la connexion qui sort du port *X* et se connecte à mon port *Y*? ». Puisque PostgreSQL connaît *X* et *Y* dès lors qu'une connexion physique est établie, il peut interroger le serveur ident de l'hôte du client qui se connecte et peut ainsi théoriquement déterminer l'utilisateur du système d'exploitation pour n'importe quelle connexion.

Le revers de cette procédure est qu'elle dépend de l'intégrité du client : si la machine cliente est douteuse ou compromise, un attaquant peut lancer n'importe quel programme sur le port 113 et retourner un nom d'utilisateur de son choix. Cette méthode d'authentification n'est, par conséquent, appropriée que dans le cas de réseaux fermés dans lesquels chaque machine cliente est soumise à un contrôle strict et dans lesquels les administrateurs système et de bases de données opèrent en étroite collaboration. En d'autres mots, il faut pouvoir faire confiance à la machine hébergeant le serveur d'identification. Cet avertissement doit être gardé à l'esprit :

> Le protocole d'identification n'a pas vocation à être un protocole d'autorisation ou de contrôle d'accès.
>
> —RFC 1413

Certains serveurs ident ont une option non standard qui chiffre le nom de l'utilisateur retourné à l'aide d'une clé connue du seul administrateur de la machine dont émane la connexion. Cette option *ne doit pas* être employée lorsque le serveur ident est utilisé avec PostgreSQL car PostgreSQL n'a aucun moyen de déchiffrer la chaîne renvoyée pour déterminer le nom réel de l'utilisateur.

20.9. Authentification Peer

La méthode d'authentification peer utilise les services du système d'exploitation afin d'obtenir le nom de l'opérateur ayant lancé la commande client de connexion et l'utilise (après une éventuelle mise en correspondance) comme nom d'utilisateur de la base de données. Cette méthode n'est supportée que pour les connexions locales.

Les options de configuration suivantes sont supportées pour l'authentification peer :

`map`

Autorise la mise en correspondance entre le nom d'utilisateur fourni par le système d'exploitation et le nom d'utilisateur pour la base de données. Voir Section 20.2 pour plus de détails.

L'authentification peer n'est disponible que sur les systèmes d'exploitation fournissant la fonction `getpeereid()`, le paramètre `SO_PEERCRED` pour les sockets ou un mécanisme similaire. Actuellement, cela inclut Linux, la plupart des variantes BSD (et donc macOS), ainsi que Solaris.

20.10. Authentification LDAP

Ce mécanisme d'authentification opère de façon similaire à `password` à ceci près qu'il utilise LDAP comme méthode de vérification des mots de passe. LDAP n'est utilisé que pour valider les paires nom d'utilisateur/mot de passe. De ce fait, pour pouvoir utiliser LDAP comme méthode d'authentification, l'utilisateur doit préalablement exister dans la base.

L'authentification LDAP peut opérer en deux modes. Dans le premier mode, que nous appelerons le mode « simple bind », le serveur fera un « bind » sur le nom distingué comme *`préfixe nom_utilisateur suffixe`*. Typiquement, le paramètre *`prefix`* est utilisé pour spécifier `cn=` ou *`DOMAIN`*`\` dans un environnement Active Directory. *`suffix`* est utilisé pour spécifier le reste du DN dans un environnement autre qu'Active Directory.

Dans le second mode, que nous appelerons mode « search+bind », le serveur commence un « bind » sur le répertoire LDAP avec un nom d'utilisateur et un mot de passe fixés, qu'il indique à *`ldapbinddn`* et *`ldapbindpasswd`*. Il réalise une recherche de l'utilisateur en essayant de se connecter à la base de données. Si aucun utilisateur et aucun mot de passe n'est configuré, un « bind » anonyme sera tenté sur le répertoire. La recherche sera réalisée sur le sous-arbre sur *`ldapbasedn`*, et essaiera une correspondance exacte de l'attribut indiqué par *`ldapsearchattribute`*. Une fois que l'utilisateur a été trouvé lors de cette recherche, le serveur se déconnecte et effectue un nouveau « bind » au répertoire en tant que cet utilisateur, en utilisant le mot de passe indiqué par le client pour vérifier que la chaîne de connexion est correcte. Ce mode est identique à celui utilisé par les schémas d'authentification LDAP dans les autres logiciels, tels que les modules Apache `mod_authnz_ldap` et `pam_ldap`. Cette méthode permet une plus grande flexibilité sur l'emplacement des objets utilisateurs dans le répertoire mais demandera deux connexions au serveur LDAP.

Les options de configuration suivantes sont utilisées dans les deux modes :

`ldapserver`

Noms ou adresses IP des serveurs LDAP auxquels se connecter. Plusieurs serveurs peuvent être indiqués, en les séparant par des espaces.

`ldapport`

Numéro de port du serveur LDAP auquel se connecter. Si aucun port n'est spécifié, le port par défaut de la bibliothèque LDAP sera utilisé.

`ldapscheme`

Positionner à `ldaps` pour utiliser LDAPS. Il s'agit d'une utilisation non standard de LDAP sur SSL, supportée par certaines implémentations de serveurs LDAP. Voir aussi l'option `ldaptls` pour une méthode alternative.

`ldaptls`

Positionnez à 1 pour que la connexion entre PostgreSQL et le serveur LDAP utilise du chiffrage TLS. Ceci utilise l'opération `StartTLS` d'après la RFC 4513. Voir aussi l'option `ldapscheme` pour une alternative.

Veuillez noter que l'utilisation de `ldapscheme` ou de `ldaptls` ne chiffre que le trafic entre le serveur PostgreSQL et le serveur LDAP. La connexion entre le serveur PostgreSQL et le client PostgreSQL ne sera pas pour autant chiffée, à moins que SSL ne soit également utilisé pour la connexion.

Les options suivantes sont utilisées uniquement dans le mode « simple bind » :

`ldapprefix`

Chaîne à préfixer au nom de l'utilisateur pour former le DN utilisé comme lien lors d'une simple authentification *bind*.

`ldapsuffix`

Chaîne à suffixer au nom de l'utilisateur pour former le DN utilisé comme lien lors d'une simple authentification *bind*.

Les options suivantes sont utilisées uniquement dans le mode « search+bind » :

`ldapbasedn`

Racine DN pour commencer la recherche de l'utilisateur lors d'une authentification *search+bind*.

`ldapbinddn`

DN de l'utilisateur pour se lier au répertoire avec lequel effectuer la recherche lors d'une authentification *search+bind*.

`ldapbindpasswd`

Mot de passe de l'utilisateur pour se lier au répertoire avec lequel effectuer la recherche lors d'une authentification *search+bind*.

`ldapsearchattribute`

Attribut à faire correspondre au nom d'utilisateur dans la recherche lors d'une authentification *search+bind*. Si aucun attribut n'est indiqué, l'attribut `uid` sera utilisé.

`ldapsearchfilter`

Le filtre de recherche à utiliser lors d'une authentification search+bind. Toutes les occurences de `$username` seront remplacées par le nom d'utilisateur. Cela permet des filtres de recherche plus flexibles que `ldapsearchattribute`.

`ldapurl`

Une URL LDAP dont le format est spécifié par la RFC 4516. C'est une autre façon d'écrire certaines options LDAP d'une façon plus compacte et standard. Le format est :

`ldap[s]://`*`hote`*`[:`*`port`*`]/`*`basedn`*`[?[`*`attribut`*`][?[`*`scope`*`][?[`*`filtre`*`]]]]`

`scope` doit faire partie des possibilités suivantes : `base`, `one`, `sub`. Ce sera généralement la dernière possibilité. (La valeur par défaut est `base`, qui n'est généralement pas utile dans ce cadre là.) *`attribute`* peut désigner un unique attribut, auquel cas il sera utilisé comme valeur pour `ldapsearchattribute`. Si *`attribute`* est vide, alors *`filter`* peut être utilisé comme valeur pour `ldapsearchfilter`.

Le schéma d'URL `ldaps` choisit la méthode LDAPS pour établir une connexion LDAP sur SSL, qui est équivalent à l'utilisation de `ldapscheme=ldaps`. Pour utiliser une connexion LDAP chiffrée en utilisant l'opération `StartTLS`, utilisez le schéma d'URL normal `ldap` et spécifiez l'option `ldaptls` en plus de `ldapurl`.

Pour les « bind » non anonymes, `ldapbinddn` et `ldapbindpasswd` doivent être spécifiées comme des options séparées.

Les URL LDAP sont actuellement seulement supportées par OpenLDAP, et pas sous Windows.

Mixer les options de configurations du mode « simple bind » et du mode « search+bind » est une erreur.

Lorsque vous utilisez le mode search+bind mode, la recherche peut être effectuée en utilisant l'attribut unique spécifié avec `ldapsearchattribute`, ou en utilisant un filtre de recherche personnalisé avec `ldapsearchfilter`. Spécifier `ldapsearchattribute=foo` est équivalent à spécifier `ldapsearchfilter="(foo=$username)"`. Si aucune de ces options n'est spécifiée, le comportement par défaut est `ldapsearchattribute=uid`.

Voici un exemple de configuration LDAP pour le mode « simple bind » :

```
host ... ldap ldapserver=ldap.example.net ldapprefix="cn="
 ldapsuffix=", dc=example, dc=net"
```

Quand une connexion au serveur de base de données est demandée en tant que `un_utilisateur`, PostgreSQL tentera un « bind » vers le serveur LDAP en utilisant le DN `cn=un_utilisateur, dc=example, dc=net` et le mot de passe fourni par le client. Si cette connexion réussit, l'accès à la base de données est accepté.

Voici un exemple de configuration LDAP pour le mode « search+bind » :

```
host ... ldap ldapserver=ldap.example.net ldapbasedn="dc=example,
 dc=net" ldapsearchattribute=uid
```

Quand une connexion au serveur de base de données est tentée en tant que `un_utilisateur`, PostgreSQL tentera un « bind » anonyme (car `ldapbinddn` n'a pas été précisé) au serveur LDAP, effectuera une recherche pour `(uid=un_utilisateur)` sous le DN de base spécifié. Si une entrée est trouvée, il tentera alors de faire un « bind » en utilisant l'information trouvée et le mot de passe fourni par le client. Si cette deuxième connexion réussit, l'accès à la base est autorisé.

Voici la même configuration « search+bind » écrite sous la forme d'une URL :

```
host ... ldap ldapurl="ldap://ldap.example.net/dc=example,dc=net?
uid?sub"
```

D'autres logiciels qui supportent l'authentification LDAP utilisent le même format d'URL donc cela facilitera le partage de configuration.

Voici un exemple de configuration search+bind configuration qui utilise `ldapsearchfilter` plutôt que `ldapsearchattribute` pour permettre l'authentification par nom d'utilisateur ou adresse mail :

```
host ... ldap ldapserver=ldap.example.net ldapbasedn="dc=example,
 dc=net" ldapsearchfilter="(|(uid=$username)(mail=$username))"
```

> **Astuce**
>
> Comme LDAP utilise souvent des virgules et des espaces pour séparer les différentes parties d'un DN, il est souvent nécessaire d'utiliser des paramètres entourés de guillemets durant le paramétrage des options LDAP, comme montré dans les exemples.

20.11. Authentification RADIUS

Cette méthode d'authentification opère de façon similaire à `password` sauf qu'il existe la méthode RADIUS pour la vérification du mot de passe. RADIUS est seulement utilisé pour valider des pairs nom utilisateur / mot de passe. Du coup, l'utilisateur doit déjà exister dans la base de données avant que RADIUS puisse être utilisé pour l'authentification.

Lors de l'utilisation de l'authentification RADIUS, un message de demande d'accès (*Access Request*) sera envoyé au serveur RADIUS configuré. Cette demande sera du type « authentification seule » (`Authenticate Only`) et incluera les paramètres pour le nom de l'utilisateur, son mot de passe (chiffré) et un identifiant NAS (`NAS Identifier`). La demande sera chiffrée en utilisant un secret partagé avec le serveur. Le serveur RADIUS répond à cette demande avoir soit `Access Accept` soit `Access Reject`. Il n'y a pas de support des comptes RADIUS.

Plusieurs serveurs RADIUS peuvent être spécifiés, auquel cas ils seront testés de manière séquentielle. Si une réponse négative est reçue d'un serveur, l'authentification échouera. Si aucune réponse n'est reçue, le serveur qui suit dans la liste sera essayé. Pour spécifier plusieurs serveurs, séparez les noms de serveurs par des virgules et placez la liste entre guillemets double. Si plusieurs serveurs sont spécifiés, toutes les autres options RADIUS peuvent également être indiquées en tant que liste séparée par des virgules, pour s'appliquer individuellement à chaque serveur. Elles peuvent également être spécifiées indépendemment. Dans ce cas, elles seront appliquées à tous les serveurs.

Les options de configuration suivantes sont supportées par RADIUS :

`radiusservers`

Les noms DNS et/ou adresses IP des serveurs RADIUS pour l'authentification. Ce paramètre est requis.

`radiussecrets`

Les secrets partagés utilisés lors de discussions sécurisées avec les serveurs RADIUS. Il doit y avoir exactement la même valeur sur le serveur PostgreSQL et sur le serveur RADIUS. Il est recommandé d'utiliser une chaîne d'au moins 16 caractères. Ce paramètre est requis.

> **Note**
>
> Le vecteur de chiffrement utilisé sera un chiffrement fort seulement si PostgreSQL a été compilé avec le support d'OpenSSL. Dans les autres cas, la transmission au serveur RADIUS peut seulement être considérée comme caché, et non pas sécurisé, et des mesures de sécurité externes doivent être appliquées si nécessaire.

`radiusports`

Les numéros de port sur les serveurs RADIUS pour la connexion. Si aucun port n'est indiqué, le port RADIUS par défaut (`1812`) sera utilisé.

`radiusidentifiers`

Les chaînes à utiliser comme identifiants NAS (`NAS Identifier`) dans les demandes RADIUS. Ce paramètre peut être utilisé, par exemple, pour identifier l'instance auquel l'utilisateur tente de se connecter. C'est utilisable pour des vérifications sur les serveurs RADIUS. Si aucune identifiant n'est spécifié, la valeur par défaut, `postgresql`, sera utilisée.

S'il est nécessaire d'avoir une virgule ou un espace blanc dans la valeur d'un paramètre RADIUS, ceci peut se faire en entourant la valeur de guillemets doubles, mais ceci peut devenir compliqué car deux niveaux de guillemets doubles sont maintenant nécessaires. Voici un exemple d'espace bland dans les chaînes de secret RADIUS :

```
host ... radius radiusservers="server1,server2"
 radiussecrets="""secret one"",""secret two"""
```

20.12. Authentification de certificat

Cette méthode d'authentification utilise des clients SSL pour procéder à l'authentification. Elle n'est par conséquent disponible que pour les connexions SSL ; voir Section 18.9.2 pour les instructions de configuration SSL. Quand cette méthode est utilisée, le serveur exigera que le client fournisse un certificat valide et de confiance. Aucune invite de saisie de mot de passe ne sera envoyée au client. L'attribut `cn` (Common Name) du certificat sera comparé au nom d'utilisateur de base de données demandé. S'ils correspondent, la connexion sera autorisée. La correspondance des noms d'utilisateurs peut être utilisé pour permettre au `cn` d'être différent du nom d'utilisateur de la base de données.

Les options de configuration suivantes sont supportées pour l'authentification par certificat SSL :

`map`

Permet la correspondance entre les noms d'utilisateur système et les noms d'utilisateurs de bases de données. Voir Section 20.2 pour les détails.

Dans un enregistrement de `pg_hba.conf` indiquant une authentification par certificat, l'option d'authentification `clientcert` est supposée valoir `1`, et elle ne peut pas être désactivée car un certificat client est nécessaire pour cette méthode. Ce que la méthode `cert` ajoute au test basique de validité du certificat `clientcert` est une vérification que l'attribut `cn` correspond à un nom d'utilisateur de la base.

20.13. Authentification PAM

Ce mécanisme d'authentification fonctionne de façon similaire à `password` à ceci près qu'il utilise PAM (Pluggable Authentication Modules) comme méthode d'authentification. Le nom du service PAM par défaut est `postgresql`. PAM n'est utilisé que pour valider des paires nom utilisateur/mot de passe et en option le nom de l'hôte distant connecté ou de l'adresse IP. De ce fait, avant de pouvoir utiliser PAM pour l'authentification, l'utilisateur doit préalablement exister dans la base de données. Pour plus d'informations sur PAM, merci de lire la page Linux-PAM[2].

Les options suivantes sont supportées pour PAM :

`pamservice`

Nom de service PAM.

`pam_use_hostname`

Détermine si l'adresse IP ou le nom d'hôte distant est fourni aux modules PAM via l'élément `PAM_RHOST`. Par défaut, l'adresse IP est utilisé. Configurez cette option à 1 pour utiliser à la place le nom d'hôte résolu. La résolution de nom d'hôte peut amener des délais de connexion. (La plupart des configurations PAM n'utilise pas cette information, donc il est seulement nécessaire de considérer ce paramètre si une configuration PAM a été créée spécifiquement pour l'utiliser.)

> **Note**
>
> Si PAM est configuré pour lire `/etc/shadow`, l'authentification échoue car le serveur PostgreSQL est exécuté en tant qu'utilisateur standard. Ce n'est toutefois pas un problème quand PAM est configuré pour utiliser LDAP ou les autres méthodes d'authentification.

[2] https://www.kernel.org/pub/linux/libs/pam/

20.14. Authentification BSD

Cette méthode d'authentification opère de façon similaire à `password` sauf qu'elle utilise l'authentification BSD pour vérifier le mot de passe. L'authentification BSD est seulement utilisée pour valider la paire nom d'utilisateur/mot de passe. De ce fait, le rôle de l'utilisation doit déjà exister dans la base de données avant que l'authentification BSD puisse être utilisée pour l'authentification. Cette méthode est actuellement uniquement disponible sur OpenBSD.

L'authentification BSD dans PostgreSQL utilise le type de login `auth-postgresql` et s'authentifie avec la classe de login `postgresql` si c'est défini dans `login.conf`. Par défaut, cette classe de login n'existe pas, et PostgreSQL utilisera la classe de login par défaut.

> **Note**
>
> Pour utiliser l'authentification BSD, le compte utilisateur PostgreSQL (c'est-à-dire l'utilisateur système qui exécute le serveur) doit d'abord être ajouté dans le groupe `auth`. Le groupe `auth` existe par défaut sur les systèmes OpenBSD.

20.15. Problèmes d'authentification

Les erreurs et problèmes d'authentification se manifestent généralement par des messages d'erreurs tels que ceux qui suivent.

```
FATAL:  no pg_hba.conf entry for host "123.123.123.123", user
 "andym", database "testdb"
```

ou, en français,

```
FATAL:  pas d'entrée pg_hba.conf pour l'hôte "123.123.123.123",
 utilisateur "andym", base "testdb"
```

C'est le message le plus probable lorsque le contact peut être établi avec le serveur mais qu'il refuse de communiquer. Comme le suggère le message, le serveur a refusé la demande de connexion parce qu'il n'a trouvé aucune entrée correspondante dans son fichier de configuration `pg_hba.conf`.

```
FATAL:  password authentication failed for user "andym"
```

ou, en français,

```
FATAL:  l'authentification par mot de passe a échoué pour
 l'utilisateur "andym"
```

Les messages de ce type indiquent que le serveur a été contacté et qu'il accepte la communication, mais pas avant que la méthode d'authentification indiquée dans le fichier `pg_hba.conf` n'ait été franchie avec succès. Le mot de passe fourni, le logiciel d'identification ou le logiciel Kerberos doivent être vérifiés en fonction du type d'authentification mentionné dans le message d'erreur.

```
FATAL:  user "andym" does not exist
```

ou, en français,

```
FATAL:  l'utilisateur "andym" n'existe pas
```

Le nom d'utilisateur indiqué n'a pas été trouvé.

```
FATAL:  database "testdb" does not exist
```

ou, en français,

```
FATAL:  la base "testdb" n'existe pas
```

La base de données utilisée pour la tentative de connexion n'existe pas. Si aucune base n'est précisée, le nom de la base par défaut est le nom de l'utilisateur, ce qui peut être approprié ou non.

> **Astuce**
>
> Les traces du serveur contiennent plus d'informations sur une erreur d'authentification que ce qui est rapporté au client. En cas de doute sur les raisons d'un échec, il peut s'avérer utile de les consulter.

Chapitre 21. Rôles de la base de données

PostgreSQL gère les droits d'accès aux bases de données en utilisant le concept de *rôles*. Un rôle peut être vu soit comme un utilisateur de la base de données, soit comme un groupe d'utilisateurs de la base de données, suivant la façon dont le rôle est configuré. Les rôles peuvent posséder des objets de la base de données (par exemple des tables et des fonctions) et peuvent affecter des droits sur ces objets à d'autres rôles pour contrôler qui a accès à ces objets. De plus, il est possible de donner l'*appartenance* d'un rôle à un autre rôle, l'autorisant du coup à utiliser les droits affectés à un autre rôle.

Le concept des rôles comprends les concepts des « utilisateurs » et des « groupes ». Dans les versions de PostgreSQL antérieures à la 8.1, les utilisateurs et les groupes étaient des types d'entité distincts mais, maintenant, ce ne sont que des rôles. Tout rôle peut agir comme un utilisateur, un groupe ou les deux.

Ce chapitre décrit comment créer et gérer des rôles. Section 5.6 donne plus d'informations sur les effets des droits des rôles pour les différents objets de la base de données.

21.1. Rôles de la base de données

Conceptuellement, les rôles de la base sont totalement séparés des utilisateurs du système d'exploitation. En pratique, il peut être commode de maintenir une correspondance mais cela n'est pas requis. Les rôles sont globaux à toute une installation de groupe de bases de données (et non individuelle pour chaque base). Pour créer un rôle, utilisez la commande SQL CREATE ROLE :

```
CREATE ROLE nom_utilisateur;
```

nom_utilisateur suit les règles des identifiants SQL : soit sans guillemets et sans caractères spéciaux, soit entre double-guillemets (en pratique, vous voudrez surtout ajouter des options supplémentaires, comme `LOGIN`, à cette commande. Vous trouverez plus de détails ci-dessous). Pour supprimer un rôle existant, utilisez la commande analogue DROP ROLE :

```
DROP ROLE nom_utilisateur;
```

Pour une certaine facilité d'utilisation, les programmes createuser et dropuser sont fournis comme emballage de ces commandes SQL et peuvent être appelés depuis la ligne de commande du shell :

```
createuser nom_utilisateur
dropuser nom_utilisateur
```

Pour déterminer l'ensemble des rôles existants, examinez le catalogue système `pg_roles` existant, par exemple

```
SELECT rolname FROM pg_roles;
```

La méta-commande `\du` du programme psql est aussi utile pour lister les rôles existants.

Afin d'amorcer le système de base de données, un système récemment installé contient toujours un rôle prédéfini. Ce rôle est un superutilisateur et aura par défaut le même nom que l'utilisateur du système d'exploitation qui a initialisé le groupe de bases de données (à moins que cela ne soit modifié en lançant la commande `initdb`). Par habitude, ce rôle sera nommé `postgres`. Pour créer plus de rôles, vous devez d'abord vous connecter en tant que ce rôle initial.

Chaque connexion au serveur de la base de données est faite au nom d'un certain rôle et ce rôle détermine les droits d'accès initiaux pour les commandes lancées sur cette connexion. Le nom du rôle à employer pour une connexion à une base particulière est indiqué par le client initialisant la demande de

connexion et ce, de la manière qui lui est propre. Par exemple, le programme `psql` utilise l'option de ligne de commandes `-U` pour préciser sous quel rôle il se connecte. Beaucoup d'applications (incluant `createuser` et `psql`) utilisent par défaut le nom courant de l'utilisateur du système d'exploitation. Par conséquence, il peut souvent être pratique de maintenir une correspondance de nommage entre les rôles et les utilisateurs du système d'exploitation.

La configuration de l'authentification du client détermine avec quel rôle de la base, la connexion cliente donnée se connectera, comme cela est expliqué dans le Chapitre 20 (donc, un client n'est pas obligé de se connecter avec le rôle du même nom que son nom d'utilisateur dans le système d'exploitation ; de la même façon que le nom de connexion d'un utilisateur peut ne pas correspondre à son vrai nom). Comme le rôle détermine l'ensemble des droits disponibles pour le client connecté, il est important de configurer soigneusement les droits quand un environnement multi-utilisateurs est mis en place.

21.2. Attributs des rôles

Un rôle de bases de données peut avoir un certain nombre d'attributs qui définissent ses droits et interagissent avec le système d'authentification du client.

droit de connexion

Seuls les rôles disposant de l'attribut `LOGIN` peuvent être utilisés comme nom de rôle initial pour une connexion à une base de données. Un rôle avec l'attribut `LOGIN` peut être considéré de la même façon qu'un « utilisateur de la base de données ». Pour créer un rôle disposant du droit de connexion, utilisez :

```
CREATE ROLE nom LOGIN;
CREATE USER nom;
```

(`CREATE USER` est équivalent à `CREATE ROLE` sauf que `CREATE USER` utilise `LOGIN` par défaut alors que `CREATE ROLE` ne le fait pas)

statut de superutilisateur

Les superutilisateurs ne sont pas pris en compte dans les vérifications des droits, sauf le droit de connexion ou d'initier la réplication. Ceci est un droit dangereux et ne devrait pas être utilisé sans faire particulièrement attention ; il est préférable de faire la grande majorité de votre travail avec un rôle qui n'est pas superutilisateur. Pour créer un nouveau superutilisateur, utilisez `CREATE ROLE nom SUPERUSER`. Vous devez le faire en tant que superutilisateur.

création de bases de données

Les droits de création de bases doivent être explicitement données à un rôle (à l'exception des super-utilisateurs qui passent au travers de toute vérification de droits). Pour créer un tel rôle, utilisez `CREATE ROLE nom_utilisateur CREATEDB`.

création de rôle

Un rôle doit se voir explicitement donné le droit de créer plus de rôles (sauf pour les superutilisateurs vu qu'ils ne sont pas pris en compte lors des vérifications de droits). Pour créer un tel rôle, utilisez `CREATE ROLE nom CREATEROLE`. Un rôle disposant de l'attribut `CREATEROLE` peut aussi modifier et supprimer d'autres rôles, ainsi que donner ou supprimer l'appartenance à ces rôles. Modifier un rôle inclut beaucoup de changements possibles en utilisant la commande `ALTER ROLE`, ceci incluant, par exemple, le changement de mot de passe. Cela inclut aussi les modifications à un rôle qui peuvent se faire en utilisant les commandes `COMMENT` et `SECURITY LABEL`.

Néanmoins, `CREATEROLE` ne donne pas la possibilité de créer des rôles `SUPERUSER`, pas plus qu'il ne donne de pouvoirs sur les rôles existants disposant de l'attribut `SUPERUSER`. De plus, `CREATEROLE` n'offre pas la possibilité de créer des utilisateurs disposant de l'attribut `REPLICATION`, pas plus que la capacité de donner ou supprimer l'attribut `REPLICATION` ou

que la possibilité de modifier les propriétés de ce genre d'utilisateurs. Néanmoins, il permet l'utilisation des commandes `ALTER ROLE ... SET` et `ALTER ROLE ... RENAME` sur des rôles disposant de l'attribut `REPLICATION`, ainsi que l'utilisation des commandes `COMMENT ON ROLE`, `SECURITY LABEL ON ROLE` et `DROP ROLE`. Enfin, `CREATEROLE` n'offre pas la possibilité de donner ou supprimer l'attribut `BYPASSRLS`.

Comme l'attribut `CREATEROLE` autorise un utilisateur à donner ou supprimer des rôles même pour des rôles auxquels il n'a pas (encore) accès, un utilisateur disposant de `CREATEROLE` peut obtenir l'accès aux capacités de chaque rôle prédéfini dans le système, incluant les rôles hautement privilégiés tels que `pg_execute_server_program` et `pg_write_server_files`.

initier une réplication

Un rôle doit se voir explicitement donné le droit d'initier une réplication en flux (sauf pour les superutilisateurs, puisqu'ils ne sont pas soumis aux vérifications de permissions). Un rôle utilisé pour la réplication en flux doit avoir le droit `LOGIN`. Pour créer un tel rôle, utilisez `CREATE ROLE` *`nom`* `REPLICATION LOGIN`.

mot de passe

Un mot de passe est seulement significatif si la méthode d'authentification du client exige que le client fournisse un mot de passe quand il se connecte à la base. Les méthodes d'authentification par `mot de passe` et `md5` utilisent des mots de passe. Les mots de passe de la base de données ne sont pas les mêmes que ceux du système d'exploitation. Indiquez un mots de passe lors de la création d'un rôle avec `CREATE ROLE` *`nom_utilisateur`* `PASSWORD '`*`le_mot_de_passe`*`'`.

héritage des droits

Un rôle se voit donner par défaut le droit d'hériter des droits des rôles dont il est membre. Néanmoins, pour créer un rôle sans le droit, utilisez `CREATE ROLE` *`nom`* `NOINHERIT`.

contourner la sécurité niveau ligne

Un rôle doit se voir donner explicitement le droit de contourner chaque politique de sécurité niveau ligne (RLS), sauf pour les super-utilisateurs, car ces derniers contournent toutes les vérifications de droits). Pour créer un tel rôle, utilisez `CREATE ROLE` *`nom`* `BYPASSRLS` comme un super-utilisateur.

limite de connexion

La limite de connexions peut indiquer combien de connexions concurrentes un même rôle peut réaliser. La valeur par défaut, -1, signifie aucune limite. Indiquez une limite de connexion lors de la création d'un rôle avec `CREATE ROLE` *`nom`* `CONNECTION LIMIT '`*`integer`*`'`.

Les attributs d'un rôle peuvent être modifiés après sa création avec `ALTER ROLE`. Regardez les pages de références de CREATE ROLE et de ALTER ROLE pour plus de détails.

Un rôle peut aussi configurer ses options par défaut pour de nombreux paramètres de configuration décris dans le Chapitre 19. Par exemple, si, pour une raison ou une autre, vous voulez désactiver les parcours d'index (conseil : ce n'est pas une bonne idée) à chaque fois que vous vous connectez, vous pouvez utiliser :

```
ALTER ROLE myname SET enable_indexscan TO off;
```

Cela sauve les paramètres (mais ne les applique pas immédiatement). Dans les connexions ultérieures de ce rôle, c'est comme si `SET enable_indexscan TO off` avait été appelé juste avant le démarrage de la session. Vous pouvez toujours modifier les paramètres durant la session. Pour supprimer une configuration par défaut spécifique à un rôle, utilisez `ALTER ROLE` *`nom_utilisateur`* `RESET` *`nom_variable`*. Notez que les valeurs par défaut spécifiques aux rôles sans droit de connexion (`LOGIN`) sont vraiment inutiles car ils ne seront jamais appelés.

21.3. Appartenance d'un rôle

Il est souvent intéressant de grouper les utilisateurs pour faciliter la gestion des droits : de cette façon, les droits peuvent être donnés ou supprimés pour tout un groupe. Dans PostgreSQL, ceci se fait en créant un rôle représentant le groupe, puis en ajoutant les rôles utilisateurs individuels *membres* de ce groupe.

Pour configurer un rôle en tant que groupe, créez tout d'abord le rôle :

```
CREATE ROLE nom;
```

Typiquement, un rôle utilisé en tant que groupe n'aura pas l'attribut `LOGIN` bien que vous puissiez le faire si vous le souhaitez.

Une fois que ce rôle existe, vous pouvez lui ajouter et lui supprimer des membres en utilisant les commandes GRANT et REVOKE :

```
GRANT role_groupe TO role1, ... ;
REVOKE role_groupe FROM role1, ... ;
```

Vous pouvez aussi faire en sorte que d'autres rôles groupes appartiennent à ce groupe (car il n'y a pas réellement de distinction entre les rôles groupe et les rôles non groupe). La base de données ne vous laissera pas configurer des boucles circulaires d'appartenance. De plus, il est interdit de faire en sorte qu'un membre appartienne à `PUBLIC`.

Les membres d'un rôle groupe peuvent utiliser les droits du rôle de deux façons. Tout d'abord, chaque membre d'un groupe peut exécuter explicitement SET ROLE pour « devenir » temporairement le rôle groupe. Dans cet état, la session de la base de données a accès aux droits du rôle groupe plutôt qu'à ceux du rôle de connexion original et tous les objets créés sont considérés comme appartenant au rôle groupe, et non pas au rôle utilisé lors de la connexion. Deuxièmement, les rôles membres qui ont l'attribut `INHERIT` peuvent utiliser automatiquement les droits des rôles dont ils sont membres, ceci incluant les droits hérités par ces rôles. Comme exemple, supposons que nous avons lancé les commandes suivantes :

```
CREATE ROLE joe LOGIN INHERIT;
CREATE ROLE admin NOINHERIT;
CREATE ROLE wheel NOINHERIT;
GRANT admin TO joe;
GRANT wheel TO admin;
```

Immédiatement après connexion en tant que `joe`, la session de la base de données peut utiliser les droits donnés directement à `joe` ainsi que ceux donnés à `admin` parce que `joe` « hérite » des droits de `admin`. Néanmoins, les droits donnés à `wheel` ne sont pas disponibles parce que, même si `joe` est un membre indirect de `wheel`, l'appartenance se fait via `admin` qui dispose de l'attribut `NOINHERIT`. Après :

```
SET ROLE admin;
```

la session aura la possibilité d'utiliser les droits donnés à `admin` mais n'aura plus accès à ceux de `joe`. Après :

```
SET ROLE wheel;
```

la session pourra utiliser uniquement ceux de `wheel`, mais ni ceux de `joe` ni ceux de `admin`. L'état du droit initial peut être restauré avec une des instructions suivantes :

```
SET ROLE joe;
SET ROLE NONE;
RESET ROLE;
```

> **Note**
>
> La commande `SET ROLE` autorisera toujours la sélection de tout rôle dont le rôle de connexion est membre directement ou indirectement. Du coup, dans l'exemple précédent, il n'est pas nécessaire de devenir `admin` pour devenir `wheel`.

> **Note**
>
> Dans le standard SQL, il existe une distinction claire entre les utilisateurs et les rôles. Les utilisateurs ne peuvent pas hériter automatiquement alors que les rôles le peuvent. Ce comportement est obtenu dans PostgreSQL en donnant aux rôles utilisés comme des rôles SQL l'attribut `INHERIT`, mais en donnant aux rôles utilisés en tant qu'utilisateurs SQL l'attribut `NOINHERIT`. Néanmoins, par défaut, PostgreSQL donne à tous les rôles l'attribut `INHERIT` pour des raisons de compatibilité avec les versions précédant la 8.1 dans lesquelles les utilisateurs avaient toujours les droits des groupes dont ils étaient membres.

Les attributs `LOGIN`, `SUPERUSER`, `CREATEDB` et `CREATEROLE` peuvent être vus comme des droits spéciaux qui ne sont jamais hérités contrairement aux droits ordinaires sur les objets de la base. Vous devez réellement utiliser `SET ROLE` vers un rôle spécifique pour avoir un de ces attributs et l'utiliser. Pour continuer avec l'exemple précédent, nous pourrions très bien choisir de donner les droits `CREATEDB` et `CREATEROLE` au rôle `admin`. Puis, une session connectée en tant que le rôle `joe` n'aurait pas ces droits immédiatement, seulement après avoir exécuté `SET ROLE admin`.

Pour détruire un rôle groupe, utilisez DROP ROLE:

```
DROP ROLE nom;
```

Toute appartenance à ce rôle est automatiquement supprimée (mais les rôles membres ne sont pas autrement affectés).

21.4. Supprimer des rôles

Comme les rôles peuvent posséder des objets dans une base de données et peuvent détenir des droits pour accéder à d'autres objets, supprimer un rôle n'est généralement pas la seule exécution d'un DROP ROLE. Tout objet appartenant à un rôle doit d'abord être supprimé ou réaffecté à d'autres propriétaires ; et tout droit donné à un rôle doit être révoqué.

L'appartenance des objets doit être transférée, un à la fois, en utilisant des commandes `ALTER`, par exemple :

```
ALTER TABLE table_de_bob OWNER TO alice;
```

Il est aussi possible d'utiliser la commande REASSIGN OWNED pour réaffecter tous les objets du rôle à supprimer à un autre rôle. Comme `REASSIGN OWNED` ne peut pas accéder aux objets dans les autres bases, il est nécessaire de l'exécuter dans chaque base qui contient des objets possédés par le rôle. (Notez que la première exécution de `REASSIGN OWNED` changera le propriétaire de tous les objets partagés entre bases de données, donc les bases et les tablespaces, qui appartiennent au rôle à supprimer.)

Une fois que tous les objets importants ont été transférés aux nouveaux propriétaires, tout objet restant possédé par le rôle à supprimer peut être supprimé avec la commande DROP OWNED. Encore une fois, cette commande ne peut pas accéder aux objets des autres bases de données, donc il est

nécessaire de l'exécuter sur chaque base qui contient des objets dont le propriétaire correspond au rôle à supprimer. De plus, `DROP OWNED` ne supprimera pas des bases ou tablespaces entiers, donc il est nécessaire de le faire manuellement si le rôle possède des bases et/ou des tablespaces qui n'auraient pas été transférés à d'autres rôles.

`DROP OWNED` fait aussi attention à supprimer tout droit donné au rôle cible pour les objets qui ne lui appartiennent pas. Comme `REASSIGN OWNED` ne touche pas à ces objets, il est souvent nécessaire d'exécuter à la fois `REASSIGN OWNED` et `DROP OWNED` (dans cet ordre !) pour supprimer complètement les dépendances d'un rôle à supprimer.

En bref, les actions de suppression d'un rôle propriétaire d'objets sont :

```
REASSIGN OWNED BY role_a_supprimer TO role_remplacant;
DROP OWNED BY role_a_supprimer;
-- répétez les commandes ci-dessus pour chaque base de données de
 l'instance
DROP ROLE role_a_supprimer;
```

Lorsque les objets ne sont pas tous transférés au même rôle, il est préférable de gérer les exceptions manuellement, puis de réaliser les étapes ci-dessus pour le reste.

Si `DROP ROLE` est tenté alors que des objets dépendants sont toujours présents, il enverra des messages identifiant les objets à réaffecter ou supprimer.

21.5. Rôles par défaut

PostgreSQL fournit une série de rôles par défaut qui donnent accès à certaines informations et fonctionnalités privilégiées, habituellement nécessaires. Les administrateurs peuvent autoriser ces rôles à des utilisateurs et/ou à d'autres rôles de leurs environnements, fournissant à ces utilisateurs les fonctionnalités et les informations spécifiées.

Les rôles par défaut sont décrits dans Tableau 21.1. A noter que les permissions spécifiques pour chacun des rôles par défaut peuvent changer dans le futur si des fonctionnalités supplémentaires sont ajoutées. Les administrateurs devraient surveiller les notes de versions pour en connaitre les changements.

Tableau 21.1. Rôles par défaut

Rôle	Accès autorisé
pg_read_all_settings	Lit toutes les variables de configuration, y compris celles normalement visibles des seuls super-utilisateurs.
pg_read_all_stats	Lit toutes les vues pg_stat_* et utilise plusieurs extensions relatives aux statistiques, y compris celles normalement visibles des seuls super-utilisateurs.
pg_stat_scan_tables	Exécute des fonctions de monitoring pouvant prendre des verrous verrous `ACCESS SHARE` sur les tables, potentiellement pour une longue durée.
pg_read_server_files	Autoriser la lecture de fichiers sur tous les emplacements accessibles par le serveur de bases de données avec COPY et les autres fonctions d'accès de fichiers.
pg_write_server_files	Autoriser l'écriture de fichiers sur tous les emplacements accessibles par le serveur de bases

Rôle	Accès autorisé
	de données avec COPY et les autres fonctions d'accès de fichiers.
pg_execute_server_program	Autoriser l'exécution de programmes sur le serveur de bases de données en tant que l'utilisateur qui exécute le moteur de bases de données, avec COPY et les autres fonctions qui permettent l'exécution d'un programme sur le serveur.
pg_monitor	Lit et exécute plusieurs vues et fonctions de monitoring. Ce rôle est membre de `pg_read_all_settings`, `pg_read_all_stats` et `pg_stat_scan_tables`.
pg_signal_backend	Envoie des signaux à d'autres processus serveurs pour annuler une requête ou fermer une session.

Le rôle `pg_signal_backend` a pour but de permettre aux administrateurs d'activer pour certains rôles de confiance, qui ne sont pas superutilisateur, la possibilité d'envoyer des signaux aux autres processus. Actuellement, ce rôle active l'envoi de signaux pour annuler une requête d'un autre processus ou pour terminer sa session. Un utilisateur qui a ce rôle ne peut cependant pas envoyer des signaux au processus d'un superutilisateur. Voir Section 9.26.2.

Les rôles `pg_read_server_files`, `pg_write_server_files` et `pg_execute_server_program` ont pour but de permettre aux administrateurs de disposer de rôles de confiance, mais non superutilisateur, capables d'accéder à des fichiers et d'exécuter des programmes sur le serveur de bases de données en tant que l'utilisateur qui exécute le moteur de bases de données. Comme ces rôles sont capables d'accéder à tout fichier sur le système de fichiers du serveur, ils contournent toutes les vérifications d'accès au niveau de la base de données lors d'accès directs aux fichiers. Ils peuvent utiliser cela pour obtenir un accès de niveau superutilisateur. De ce fait, une attention toute particulière doit être prise lors de l'affectation de ces rôles aux utilisateurs.

Les rôles `pg_monitor`, `pg_read_all_settings`, `pg_read_all_stats` et `pg_stat_scan_tables` ont pour but de permettre aux administrateurs de configurer aisément un rôle en vu de superviser le serveur de base de données. Ils accordent un ensemble de privilèges permettant au rôle de lire plusieurs paramètres de configuration, statistiques et information système normalement réservés aux super-utilisateurs.

On portera une attention particulière en accordant ces rôles afin de garantir qu'ils ne sont utilisés qu'en cas de nécessiter et en comprenant que ces rôles donnent accès à des informations importantes.

Les administrateurs peuvent autoriser l'accès à ces rôles aux utilisateurs en utilisant la commande GRANT :

```
GRANT pg_signal_backend TO admin_user;
```

21.6. Sécurité des fonctions

Les fonctions, les triggers et les politiques de sécurité au niveau ligne autorisent à l'intérieur du serveur les utilisateurs à insérer du code que d'autres utilisateurs peuvent exécuter sans en avoir l'intention. Par conséquent, ces mécanismes permettent aux utilisateurs d'utiliser un « cheval de Troie » contre d'autres utilisateurs avec une relative facilité. La protection la plus forte est un contrôle strict sur qui peut définir des objets. Quand cela n'est pas possible, écrivez les requêtes en se référant seulement aux objets dont les propriétaires sont dignes de confiance. Supprimez le schéma public du `search_path` ainsi que tout autre schéma permettant à des utilisateurs non dignes de confiance de créer des objets.

Les fonctions sont exécutées à l'intérieur du processus serveur avec les droits au niveau système d'exploitation du démon serveur de la base de données. Si le langage de programmation utilisé par la fonction autorise les accès mémoire non contrôlés, il est possible de modifier les structures de données internes du serveur. Du coup, parmi d'autres choses, de telles fonctions peuvent dépasser les contrôles d'accès au système. Les langages de fonctions qui permettent un tel accès sont considérées « sans confiance » et PostgreSQL autorise uniquement les superutilisateurs à écrire des fonctions dans ces langages.

Chapitre 22. Administration des bases de données

Chaque instance d'un serveur PostgreSQL gère une ou plusieurs bases de données. Les bases de données sont donc le niveau hiérarchique le plus élevé pour organiser des objets SQL (« objets de base de données »). Ce chapitre décrit les propriétés des bases de données et comment les créer, les administrer et les détruire.

22.1. Aperçu

Un petit nombre d'objets, comme les rôles, les bases de données et les tablespaces, sont définis au niveau de l'instance et stockés dans le tablespace `pg_global`. À l'intérieur de l'instrance résident plusieurs bases de données, isolées les unes des autres mais pouvant accéder aux objets du niveau instance. Dans chaque base se trouvent plusieurs schémas contenant des objets comme les tables et les fonctions. La hiérarchie complète est donc : instance, base de données, schéma, table (et autre type d'objet comme une fonction).

Lors de la connexion au serveur de bases de données, un client doit indiquer le nom de la base dans sa demande de connexion. Il n'est pas possible d'accéder à plus d'une base par connexion. Néanmoins, les clients peuvent ouvrir plusieurs connexions à la même base ou à des bases différentes. La sécurité au niveau base a deux composants : le contrôle d'accès (voir Section 20.1), géré au niveau de la connexion, et le contrôle d'autorisation (voir Section 5.6), géré par le système GRANT. Les wrappers de données distantes (voir postgres_fdw) permettent aux objets d'une base d'agir comme proxy pour objets d'autres bases, voire instances. L'ancien module dblink (voir dblink) fournit des fonctionnalités similaires. Par défaut, tous les utilisateurs peuvent se connecter à toutes les bases en utilisant toutes les méthodes de connexion.

Si une instance PostgreSQL est prévue pour contenir des projets sans relation ou des utilisateurs qui devraient, en grande partie, n'être pas au courant des autres, il est recommandé de les placer dans des bases séparées et d'ajuster les contrôles d'autorisation et d'accès de façon approprié. Si les projets ou les utilisateurs sont liés, et de ce fait, doivent être capable d'utiliser les ressources des autres, ils doivent être placés dans la même base, mais probablement dans des schémas séparés ; cela fournit une structure modulaire avec une isolation des schémas et un contrôle des autorisations. Vous trouverez plus d'informations sur la gestion des schémas dans Section 5.8.

Lorsque plusieurs bases peuvent être créées dans une même instance, il est conseillé de faire bien attention à ce que les bénéfices dépassent largement les risques et les limitations. En particulier, le fait d'avoir des journaux de transactions partagés (voir Chapitre 30) a un impact sur les options de sauvegarde et de restauration. Bien que les bases individuelles de l'instance sont isolées du point de vue de l'utilisateur, elles sont fortement liées du point de vue de l'administrateur.

Les bases de données sont créées avec la commande `CREATE DATABASE` (voir la Section 22.2) et détruites avec la commande `DROP DATABASE` (voir la Section 22.5). Pour déterminer l'ensemble des bases de données existantes, examinez le catalogue système `pg_database`, par exemple

```
SELECT datname FROM pg_database;
```

La méta-commande `\l` du programme psql et l'option en ligne de commande `-l` sont aussi utiles pour afficher les bases de données existantes.

> **Note**
>
> Le standard SQL appelle les bases de données des « catalogues » mais il n'y a aucune différence en pratique.

22.2. Création d'une base de données

Pour pouvoir créer une base de données, il faut que le serveur PostgreSQL soit lancé (voir la Section 18.3).

Les bases de données sont créées à l'aide de la commande SQL CREATE DATABASE :

```
CREATE DATABASE nom;
```

ou *nom* suit les règles habituelles pour les identifiants SQL. Le rôle actuel devient automatiquement le propriétaire de la nouvelle base de données. C'est au propriétaire de la base de données qu'il revient de la supprimer par la suite (ce qui supprime aussi tous les objets qu'elle contient, même s'ils ont un propriétaire différent).

La création de bases de données est une opération protégée. Voir la Section 21.2 sur la manière d'attribuer des droits.

Comme vous devez être connecté au serveur de base de données pour exécuter la commande `CREATE DATABASE`, reste à savoir comment créer la première base de données d'un site. La première base de données est toujours créée par la commande `initdb` quand l'aire de stockage des données est initialisée (voir la Section 18.2). Cette base de données est appelée `postgres`. Donc, pour créer la première base de données « ordinaire », vous pouvez vous connecter à `postgres`.

Une deuxième base de données, `template1`, est aussi créée durant l'initialisation du cluster de bases de données. Quand une nouvelle base de données est créée à l'intérieur du groupe, `template1` est généralement cloné. Cela signifie que tous les changements effectués sur `template1` sont propagés à toutes les bases de données créées ultérieurement. À cause de cela, évitez de créer des objets dans `template1` sauf si vous voulez les propager à chaque nouvelle base de données créée. Pour plus de détails, voir la Section 22.3.

Pour plus de confort, il existe aussi un programme que vous pouvez exécuter à partir du shell pour créer de nouvelles bases de données, `createdb`.

```
createdb nom_base
```

`createdb` ne fait rien de magique. Il se connecte à la base de données `postgres` et exécute la commande `CREATE DATABASE`, exactement comme ci-dessus. La page de référence sur createdb contient les détails de son invocation. Notez que `createdb` sans aucun argument crée une base de donnée portant le nom de l'utilisateur courant.

> **Note**
>
> Le Chapitre 20 contient des informations sur la manière de restreindre l'accès à une base de données.

Parfois, vous voulez créer une base de données pour quelqu'un d'autre. Ce rôle doit devenir le propriétaire de la nouvelle base de données afin de pouvoir la configurer et l'administrer lui-même. Pour faire ceci, utilisez l'une des commandes suivantes :

```
CREATE DATABASE nom_base OWNER nom_role;
```

dans l'environment SQL ou

```
createdb -O nom_role nom_base
```

dans le shell. Seul le super-utilisateur est autorisé à créer une base de données pour quelqu'un d'autre c'est-à-dire pour un rôle dont vous n'êtes pas membre.

22.3. Bases de données modèles

En fait, CREATE DATABASE fonctionne en copiant une base de données préexistante. Par défaut, cette commande copie la base de données système standard template1. Ainsi, cette base de données est le « modèle » à partir duquel de nouvelles bases de données sont créées. Si vous ajoutez des objets à template1, ces objets seront copiés dans les bases de données utilisateur créées ultérieurement. Ce comportement permet d'apporter des modifications locales au jeu standard d'objets des bases de données. Par exemple, si vous installez le langage de procédures PL/Perl dans template1, celui-ci sera automatiquement disponible dans les bases de données utilisateur sans qu'il soit nécessaire de faire quelque chose de spécial au moment où ces bases de données sont créées.

Néanmoins, CREATE DATABASE ne copie pas les droits GRANT au niveau base de données, attachés à la base source. La nouvelle base de données a les droits par défaut au niveau base.

Il y a une seconde base de données système standard appelée template0. Cette base de données contient les mêmes données que le contenu initial de template1, c'est-à-dire seulement les objets standards prédéfinis dans votre version de PostgreSQL. template0 ne devrait jamais être modifiée après que le cluster des bases de données ait été créé. En indiquant à CREATE DATABASE de copier template0 au lieu de template1, vous pouvez créer une base de données utilisateur « vierge » qui ne contient aucun des ajouts locaux à template1. Ceci est particulièrement pratique quand on restaure une sauvegarde réalisé avec pg_dump : le script de dump devrait être restauré dans une base de données vierge pour être sûr de recréer le contenu correct de la base de données sauvegardée, sans survenue de conflits avec des objets qui auraient été ajoutés à template1.

Une autre raison habituelle de copier template0 au lieu de template1 est que les nouvelles options d'encodage et de locale peuvent être indiquées lors de la copie de template0, alors qu'une copie de template1 doit utiliser les même options. Ceci est dû au fait que template1 pourrait contenir des données spécifiques à l'encodage ou à la locale alors que template0 n'est pas modifiable.

Pour créer une base de données à partir de template0, on écrit :

```
CREATE DATABASE nom_base TEMPLATE template0;
```

dans l'environnement SQL ou

```
createdb -T template0 nom_base
```

dans le shell.

Il est possible de créer des bases de données modèles supplémentaires et, à vrai dire, on peut copier n'importe quelle base de données d'un cluster en la désignant comme modèle pour la commande CREATE DATABASE. Cependant, il importe de comprendre, que ceci n'est pas (encore) à prendre comme une commande « COPY DATABASE » de portée générale. La principale limitation est qu'aucune autre session ne peut être connectée à la base source tant qu'elle est copiée. CREATE DATABASE échouera si une autre connexion existe à son lancement. Lors de l'opération de copie, les nouvelles connexions à la base source sont empêchées.

Deux drapeaux utiles existent dans pg_database pour chaque base de données : les colonnes datistemplate et datallowconn. datistemplate peut être positionné à vrai pour indiquer qu'une base de données a vocation à servir de modèle à CREATE DATABASE. Si ce drapeau est positionné à vrai, la base de données peut être clonée par tout utilisateur ayant le droit CREATEDB ; s'il est positionné à faux, seuls les super-utilisateurs et le propriétaire de la base de données peuvent la cloner. Si datallowconn est positionné à faux, alors aucune nouvelle connexion à cette base de données n'est autorisée (mais les sessions existantes ne sont pas terminées simplement en positionnant ce drapeau à faux). La base de données template0 est normalement marquée datallowconn = false pour empêcher qu'elle ne soit modifiée. Aussi bien template0 que template1 devraient toujours être marquées datistemplate = true.

Note

`template1` et `template0` n'ont pas de statut particulier en dehors du fait que `template1` est la base de données source par défaut pour la commande `CREATE DATABASE`. Par exemple, on pourrait supprimer `template1` et la recréer à partir de `template0` sans effet secondaire gênant. Ce procédé peut être utile lorsqu'on a encombré `template1` d'objets inutiles. (Pour supprimer `template1`, cette dernière doit avoir le statut `pg_database.datistemplate` à `false`.

La base de données `postgres` est aussi créé quand le groupe est initialisé. Cette base de données a pour but de devenir une base de données par défaut pour la connexion des utilisateurs et applications. C'est une simple copie de `template1` et peut être supprimée et re-créée si nécessaire.

22.4. Configuration d'une base de données

Comme il est dit dans le Chapitre 19, le serveur PostgreSQL offre un grand nombre de variables de configuration à chaud. Vous pouvez spécifier des valeurs par défaut, valables pour une base de données particulière, pour nombre de ces variables.

Par exemple, si pour une raison quelconque vous voulez désactiver l'optimiseur GEQO pour une base de donnée particulière, vous n'avez pas besoin de le désactiver pour toutes les bases de données ou de faire en sorte que tout client se connectant exécute la commande `SET geqo TO off;`. Pour appliquer ce réglage par défaut à la base de données en question, vous pouvez exécuter la commande :

```
ALTER DATABASE ma_base SET geqo TO off;
```

Cela sauvegarde le réglage (mais ne l'applique pas immédiatement). Lors des connexions ultérieures à cette base de données, tout se passe comme si la commande `SET geqo TO off` est exécutée juste avant de commencer la session. Notez que les utilisateurs peuvent cependant modifier ce réglage pendant la session ; il s'agit seulement d'un réglage par défaut. Pour annuler un tel réglage par défaut, utilisez `ALTER DATABASE` *`nom_base`* `RESET` *`nomvariable`*.

22.5. Détruire une base de données

Les bases de données sont détruites avec la commande DROP DATABASE :

```
DROP DATABASE nom;
```

Seul le propriétaire de la base de données ou un superutilisateur peut supprimer une base de données. Supprimer une base de données supprime tous les objets qui étaient contenus dans la base. La destruction d'une base de données ne peut pas être annulée.

Vous ne pouvez pas exécuter la commande `DROP DATABASE` en étant connecté à la base de données cible. Néanmoins, vous pouvez être connecté à une autre base de données, ceci incluant la base `template1`. `template1` pourrait être la seule option pour supprimer la dernière base utilisateur d'un groupe donné.

Pour une certaine facilité, il existe un script shell qui supprime les bases de données, dropdb :

```
dropdb nom_base
```

(Contrairement à `createdb`, l'action par défaut n'est pas de supprimer la base possédant le nom de l'utilisateur en cours.)

22.6. Tablespaces

Les tablespaces dans PostgreSQL permettent aux administrateurs de bases de données de définir l'emplacement dans le système de fichiers où seront stockés les fichiers représentant les objets de la base de données. Une fois créé, un tablespace peut être référencé par son nom lors de la création d'objets.

En utilisant les tablespaces, un administrateur peut contrôler les emplacements sur le disque d'une installation PostgreSQL. Ceci est utile dans au moins deux cas. Tout d'abord, si la partition ou le volume sur lequel le groupe a été initialisé arrive à court d'espace disque mais ne peut pas être étendu, un tablespace peut être créé sur une partition différente et utilisé jusqu'à ce que le système soit reconfiguré.

Deuxièmement, les tablespaces permettent à un administrateur d'utiliser sa connaissance des objets de la base pour optimiser les performances. Par exemple, un index qui est très utilisé peut être placé sur un disque très rapide et disponible, comme un périphérique mémoire. En même temps, une table stockant des données archivées et peu utilisée ou dont les performances ne portent pas à conséquence pourra être stockée sur un disque système plus lent, moins cher.

> **Avertissement**
>
> Même s'ils sont positionnés en dehors du répertoire de données principal de PostgreSQL, les tablespaces font partie intégrante de l'instance et *ne peuvent pas* être considérés comme des ensembles autonomes de fichiers de données et ne peuvent par conséquent pas être rattachés à une autre instance ou sauvegardés individuellement. De la même façon, si un tablespace est perdu (fichier supprimé, défaillance du disque dur, etc), l'instance pourrait devenir illisible ou même incapable de démarrer. Positionner un tablespace sur un système de fichiers temporaire comme un disque RAM met en péril la fiabilité de l'instance entière.

Pour définir un tablespace, utilisez la commande CREATE TABLESPACE, par exemple :

```
CREATE TABLESPACE espace_rapide LOCATION '/ssd1/postgresql/data';
```

L'emplacement doit être un répertoire existant, dont le propriétaire doit être l'utilisateur du système d'exploitation démarrant PostgreSQL. Tous les objets créés par la suite dans le tablespace seront stockés dans des fichiers contenus dans ce répertoire. Cet emplacement ne doit pas être amovible ou volatile, sinon l'instance pourrait cesser de fonctionner si le tablespace venait à manquer ou être perdu.

> **Note**
>
> Il n'y a généralement aucune raison de créer plus d'un tablespace sur un système de fichiers logique car vous ne pouvez pas contrôler l'emplacement des fichiers individuels à l'intérieur de ce système de fichiers logique. Néanmoins, PostgreSQL ne vous impose aucune limitation et, en fait, il n'est pas directement conscient des limites du système de fichiers sur votre système. Il stocke juste les fichiers dans les répertoires que vous lui indiquez.

La création d'un tablespace lui-même doit être fait en tant que superutilisateur de la base de données mais, après cela, vous pouvez autoriser des utilisateurs standards de la base de données à l'utiliser. Pour cela, donnez-leur le droit `CREATE` sur le tablespace.

Les tables, index et des bases de données entières peuvent être affectés à des tablespaces particuliers. Pour cela, un utilisateur disposant du droit `CREATE` sur un tablespace donné doit passer le nom du tablespace comme paramètre de la commande. Par exemple, ce qui suit crée une table dans le tablespace `espace1` :

```
CREATE TABLE foo(i int) TABLESPACE espace1;
```

Autrement, utilisez le paramètre default_tablespace :

```
SET default_tablespace = espace1;
CREATE TABLE foo(i int);
```

Quand `default_tablespace` est configuré avec autre chose qu'une chaîne vide, il fournit une clause `TABLESPACE` implicite pour les commandes `CREATE TABLE` et `CREATE INDEX` qui n'en ont pas d'explicites.

Il existe aussi un paramètre temp_tablespaces, qui détermine l'emplacement des tables et index temporaires, ainsi les fichiers temporaires qui sont utilisés pour le tri de gros ensembles de données. Ce paramètre peut aussi contenir une liste de tablespaces, plutôt qu'une seule, pour que la charge associée aux objets temporaires soit répartie sur plusieurs tablespaces. Un membre de la liste est pris au hasard à chaque fois qu'un objet temporaire doit être créé.

Le tablespace associé avec une base de données est utilisé pour stocker les catalogues système de la base. De plus, il est l'espace par défaut pour les tables, index et fichiers temporaires créés à l'intérieur de cette base de données si aucune clause `TABLESPACE` n'est fournie et qu'aucune sélection n'est spécifiée par `default_tablespace` ou `temp_tablespaces` (comme approprié). Si une base de données est créée sans spécifier de tablespace pour elle, le serveur utilise le même tablespace que celui de la base modèle utilisée comme copie.

Deux tablespaces sont automatiquement créés lors de l'initialisation du cluster de bases de données. Le tablespace `pg_global` est utilisé pour les catalogues système partagés. Le tablespace `pg_default` est l'espace logique par défaut des bases de données `template1` et `template0` (et, du coup, sera le tablespace par défaut pour les autres bases de données sauf en cas de surcharge par une clause `TABLESPACE` dans `CREATE DATABASE`).

Une fois créé, un tablespace peut être utilisé à partir de toute base de données si l'utilisateur le souhaitant dispose du droit nécessaire. Ceci signifie qu'un tablespace ne peut pas supprimé tant que tous les objets de toutes les bases de données utilisant le tablespace n'ont pas été supprimés.

Pour supprimer un tablespace vide, utilisez la commande DROP TABLESPACE.

Pour déterminer l'ensemble des tablespaces existants, examinez le catalogue système `pg_tablespace`, par exemple

```
SELECT spcname FROM pg_tablespace;
```

La métacommande `\db` du programme psql est aussi utile pour afficher les tablespaces existants.

PostgreSQL utilise des liens symboliques pour simplifier l'implémentation des tablespaces. Ceci signifie que les tablespaces peuvent être utilisés *seulement* sur les systèmes supportant les liens symboliques.

Le répertoire `$PGDATA/pg_tblspc` contient des liens symboliques qui pointent vers chacun des tablespaces utilisateur dans le groupe. Bien que non recommandé, il est possible d'ajuster la configuration des tablespaces à la main en redéfinissant ces liens. Cette opération ne doit jamais être réalisée alors que le serveur est en cours d'exécution. Notez qu'avec les versions 9.1 et antérieures de PostgreSQL 9.1, vous aurez aussi besoin de mettre à jour le catalogue `pg_tablespace` avec les nouveaux emplacements. (Si vous ne le faites pas, `pg_dump` continuera à afficher les anciens emplacements des tablespaces.)

Chapitre 23. Localisation

Ce chapitre décrit, du point de vue de l'administrateur, les fonctionnalités de régionalisation (ou localisation) disponibles. PostgreSQL fournit deux approches différentes pour la gestion de la localisation :

- l'utilisation des fonctionnalités de locales du système d'exploitation pour l'ordonnancement du tri, le formatage des chiffres, les messages traduits et autres aspects spécifiques à la locale. Ces aspects sont couverts dans Section 23.1 et Section 23.2. ;
- la fourniture d'un certain nombre d'encodages différents pour permettre le stockage de texte dans toutes les langues et fournir la traduction de l'encodage entre serveur et client. Ces aspects sont couverts dans Section 23.3.

23.1. Support des locales

Le support des *locales* fait référence à une application respectant les préférences culturelles au regard des alphabets, du tri, du format des nombres, etc. PostgreSQL utilise les possibilités offertes par C et POSIX du standard ISO fournies par le système d'exploitation du serveur. Pour plus d'informations, consulter la documentation du système.

23.1.1. Aperçu

Le support des locales est configuré automatiquement lorsqu'un cluster de base de données est créé avec `initdb`. `initdb` initialise le cluster avec la valeur des locales de son environnement d'exécution par défaut. Si le système est déjà paramétré pour utiliser la locale souhaitée pour le cluster, il n'y a donc rien d'autre à faire. Si une locale différente est souhaitée (ou que celle utilisée par le serveur n'est pas connue avec certitude), il est possible d'indiquer à `initdb` la locale à utiliser à l'aide de l'option `--locale`. Par exemple :

```
initdb --locale=sv_SE
```

Cet exemple pour les systèmes Unix positionne la locale au suédois (`sv`) tel que parlé en Suède (`SE`). Parmi les autres possibilités, on peut inclure `en_US` (l'anglais américain) ou `fr_CA` (français canadien). Si plus d'un ensemble de caractères peuvent être utilisés pour une locale, alors les spécifications peuvent prendre la forme *`langage_territoire.codeset`*. Par exemple, `fr_BE.UTF-8` représente la langue française telle qu'elle est parlée en Belgique (BE), avec un encodage UTF-8.

Les locales disponibles et leurs noms dépendent de l'éditeur du système d'exploitation et de ce qui est installé. Sur la plupart des systèmes Unix, la commande `locale -a` fournit la liste des locales disponibles. Windows utilise des noms de locale plus verbeux, comme `German_Germany` ou `Swedish_Sweden.1252` mais le principe est le même.

Il est parfois utile de mélanger les règles de plusieurs locales, par exemple d'utiliser les règles de tri anglais avec des messages en espagnol. Pour cela, des sous-catégories de locales existent qui ne contrôlent que certains aspects des règles de localisation :

`LC_COLLATE`	Ordre de tri des chaînes de caractères
`LC_CTYPE`	Classification de caractères (Qu'est-ce qu'une lettre ? La majuscule équivalente ?)
`LC_MESSAGES`	Langue des messages
`LC_MONETARY`	Formatage des valeurs monétaires
`LC_NUMERIC`	Formatage des nombres
`LC_TIME`	Formatage des dates et heures

Les noms des catégories se traduisent par des options à la commande `initdb` qui portent un nom identique pour surcharger le choix de locale pour une catégorie donnée. Par exemple, pour utiliser la

locale français canadien avec des règles américaines pour le formatage monétaire, on utilise `initdb --locale=fr_CA --lc-monetary=en_US`.

Pour bénéficier d'un système qui se comporte comme s'il ne disposait pas du support des locales, on utilise les locales spéciales `C` ou un équivalent, `POSIX`.

Certaines catégories de locales doivent avoir leur valeurs fixées lors de la création de la base de données. Vous pouvez utiliser des paramétrages différents pour chaque bases de données. En revanche, une fois que la base est créée, les paramétrages de locales ne peuvent plus être modifiés. `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE` sont ces catégories. Elles affectent l'ordre de tri des index et doivent donc rester inchangées, les index sur les colonnes de texte risquant d'être corrompus dans le cas contraire. (Mais vous pouvez lever ces restrictions sur les collations, comme cela est discuté dans Section 23.2.) La valeur par défaut pour ces catégories est déterminée lors de l'exécution d'`initdb`. Ces valeurs sont utilisées quand de nouvelles bases de données sont créées, sauf si d'autres valeurs sont indiquées avec la commande `CREATE DATABASE`.

Les autres catégories de locale peuvent être modifiées à n'importe quel moment en configurant les variables d'environnement de même nom (voir la Section 19.11.3 pour de plus amples détails). Les valeurs par défaut choisies par `initdb` sont en fait écrites dans le fichier de configuration `postgresql.conf` pour servir de valeurs par défaut au démarrage du serveur. Si ces déclarations sont supprimées du fichier `postgresql.conf`, le serveur hérite des paramètres de son environnement d'exécution.

Le comportement des locales du serveur est déterminé par les variables d'environnement vues par le serveur, pas par celles de l'environnement d'un quelconque client. Il est donc important de configurer les bons paramètres de locales avant le démarrage du serveur. Cela a pour conséquence que, si les locales du client et du serveur diffèrent, les messages peuvent apparaître dans des langues différentes en fonction de leur provenance.

> **Note**
>
> Hériter la locale de l'environnement d'exécution signifie, sur la plupart des systèmes d'exploitation, la chose suivante : pour une catégorie de locales donnée (l'ordonnancement par exemple) les variables d'environnement `LC_ALL`, `LC_COLLATE` (ou la variable qui correspond à la catégorie) et `LANG` sont consultées dans cet ordre jusqu'à en trouver une qui est fixée. Si aucune de ces variables n'est fixée, c'est la locale par défaut, `C`, qui est utilisée.
>
> Certaines bibliothèques de localisation regardent aussi la variable d'environnement `LANGUAGE` qui surcharge tout autre paramètre pour fixer la langue des messages. En cas de doute, lire la documentation du système d'exploitation, en particulier la partie concernant gettext.

Pour permettre la traduction des messages dans la langue préférée de l'utilisateur, NLS doit avoir été activé pendant la compilation (`configure --enable-nls`). Tout autre support de la locale est construit automatiquement.

23.1.2. Comportement

Le paramétrage de la locale influence les fonctionnalités SQL suivantes :

- l'ordre de tri dans les requêtes utilisant `ORDER BY` ou les opérateurs de comparaison standards sur des données de type texte ;
- Les fonctions `upper`, `lower` et `initcap`
- Les opérateurs de correspondance de motifs (`LIKE`, `SIMILAR TO` et les expressions rationnelles de type POSIX); les locales affectent aussi bien les opérateurs insensibles à la classe et le classement des caractères par les expressions rationnelles portant sur des caractères.

- La famille de fonctions `to_char`.

- La possibilité d'utiliser des index avec des clauses `LIKE`

Le support des locales autres que `C` ou `POSIX` dans PostgreSQL a pour inconvénient son impact sur les performances. Il ralentit la gestion des caractères et empêche l'utilisation des index ordinaires par `LIKE`. Pour cette raison, il est préférable de n'utiliser les locales qu'en cas de réel besoin.

Toutefois, pour permettre à PostgreSQL d'utiliser des index avec les clauses `LIKE` et une locale différente de `C`, il existe plusieurs classes d'opérateurs personnalisées. Elles permettent la création d'un index qui réalise une stricte comparaison caractère par caractère, ignorant les règles de comparaison des locales. Se référer à la Section 11.10 pour plus d'informations. Une autre possibilité est de créer des index en utilisant la collation `C`, comme cela est indiqué dans Section 23.2.

23.1.3. Problèmes

Si le support des locales ne fonctionne pas au regard des explications ci-dessus, il faut vérifier que le support des locales du système d'exploitation est correctement configuré. Pour vérifier les locales installées sur le système, on peut utiliser la commande `locale -a`, si elle est fournie avec le système d'exploitation.

Il faut vérifier que PostgreSQL utilise effectivement la locale supposée. Les paramètres `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE` sont déterminés lors de la création de la base de données et ne peuvent pas être modifiés sauf en créant une nouvelle base de données. D'autres paramètres de locale, y compris `LC_MESSAGES` et `LC_MONETARY`, sont déterminés initialement par l'environnement dans lequel le serveur est lancé mais peuvent être modifiés pendant l'exécution. Pour vérifier le paramétrage de la locale active on utilise la commande `SHOW`.

Le répertoire `src/test/locale` de la distribution source contient une série de tests pour le support des locales dans PostgreSQL.

Les applications clientes qui gèrent les erreurs en provenance du serveur par l'analyse du texte du message d'erreur vont certainement éprouver des difficultés lorsque les messages du serveur sont dans une langue différente. Les auteurs de telles applications sont invités à utiliser le schéma de code d'erreur à la place.

Le maintien de catalogues de traductions de messages nécessitent les efforts permanents de beaucoup de volontaires qui souhaitent voir PostgreSQL parler correctement leur langue préférée. Si certains messages dans une langue ne sont pas disponibles ou pas complètement traduits, toute aide est la bienvenue. Pour apporter son aide à ce projet, consulter le Chapitre 55 ou écrire à la liste de diffusion des développeurs.

23.2. Support des collations

Cette fonctionnalité permet de définir par colonne, ou pour chaque requête, la collation utilisée pour déterminer l'ordre de tri et le classement des caractères. Cette fonctionnalité permet de lever la restriction sur les paramètres `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE` d'une base de données et qui ne pouvaient pas être modifiés après sa création.

23.2.1. Concepts

Conceptuellement, toute expression d'un type de donnée qui est collatable a une collation. (Les types de données intégrés qui supportent une collation sont `text`, `varchar`, et `char`. Les types de données définies par l'utilisateur peuvent aussi être marqués comme supportant la collation, et bien entendu un domaine qui est défini sur un type de données supportant la collation est, lui aussi, collationnable.) Si l'expression est une colonne, la collation de l'expression est déterminée par la collation de la colonne. Si l'expression est une constante, la collation utilisée sera la collation par défaut du type de données

de la constante. La collation d'une expression plus complexe est déterminée à partir des différentes collations de ses entrées, comme cela est décrit ci-dessous.

Une expression peut prendre la collation par défaut, « default », c'est à dire la collation définie au niveau de la base de données. Il est possible que la collation d'une expression soit indéterminée. Dans un tel cas, les opérations de tri et les autres opérations qui ont besoin de connaître la collation vont échouer.

Lorsque la base de données doit réaliser un tri ou classement de caractères, alors elle utilisera la collation de l'expression en entrée. Ce cas se présentera, par exemple, si vous employez la clause `ORDER BY` et des appels à des fonctions ou des opérateurs tels que `<`. La collation qui s'applique à une clause `ORDER BY` est simplement la collation de la clé de tri. La collation qui s'applique pour l'appel à une fonction ou à un opérateur est dérivé des arguments, comme décrit plus bas. En plus de s'appliquer aux opérateurs de comparaison, les collations sont également prises en compte par les fonctions qui réalisent les conversions entre minuscules et majuscules, comme `lower`, `upper` et `initcap`; par les opérateurs de correspondance de motifs et par `to_char` et les fonctions affiliées.

Pour un appel à une fonction ou un opérateur, la collation est déterminée à partir de la collation des arguments qui sont passés à l'exécution de l'opération. Si une expression voisine nécessite de connaître la collation de la fonction ou de l'opérateur, et si le type de données du résultat de l'appel possède une collation alors cette collation est interprétée comme la collation de l'expression au moment de l'analyse.

Le *calcul de la collation* d'une expression est réalisé implicitement ou explicitement. Cette distinction affecte la façon dont les collations sont combinées entre elles lorsque plusieurs collations différentes sont utilisées dans une expression. La collation d'une expression peut être déterminée explicitement par l'emploi de la clause `COLLATE`; dans les autres cas, la collation est déterminée de manière implicite. Les règles suivantes s'appliquent lorsque plusieurs collations doivent être utilisée en même temps, par exemple dans un appel à une fonction, les règles suivantes s'appliquent:

1. Si la collation d'une expression d'entrée est déclarée explicitement alors les collations déclarée explicitement pour les autres expressions d'entrées doivent être les mêmes, sinon une erreur est levée. Si une expression en entrée contient une collation explicite, toutes les collations explicitement dérivées parmi les expressions en entrée doivent être identiques. Dans le cas contraire, une erreur est renvoyée. Si une collation dérivée explicitement est présente, elle est le résultat de la combinaison des collations.

2. Dans les autres cas, toutes les expressions en entrée doivent avoir la même collation, qu'elle soit implicite ou déterminée à partir de la collation par défaut. Si une collation est présente, autre que celle par défaut, elle est le résultat de la combinaison des collations. Sinon, le résultat correspond à la collation par défaut.

3. S'il existe des collations implicites mais non par défaut qui entrent en conflit avec les expressions en entrée, alors la combinaison ne peut aboutir qu'à une collation indéterminée. Ce n'est pas une erreur sauf si la fonction appelée requiert une application de la collation. Dans ce cas, une erreur est renvoyée lors de l'exécution.

Par exemple, considérez la table définie de la façon suivante:

```
CREATE TABLE test1 (
    a text COLLATE "de_DE",
    b text COLLATE "es_ES",
    ...
);
```

Ensuite, dans la requête

```
SELECT a < 'foo' FROM test1;
```

la comparaison < est réalisée en tenant compte des règles de la locale de_DE, parce que l'expression combine la collation calculée implicitement avec la collation par défaut. Mais, dans la requête

```
SELECT a < ('foo' COLLATE "fr_FR") FROM test1;
```

la comparaison est effectuée en utilisant les règles de la locale fr_FR, parce que l'utilisation explicite de cette locale prévaut sur la locale déterminée de manière implicite. De plus, avec la requête

```
SELECT a < b FROM test1;
```

l'analyseur ne dispose pas des éléments pour déterminer quelle collation employer, car les collations des colonnes a et b sont différentes. Comme l'opérateur < a besoin de connaître quelle locale utiliser, une erreur sera générée. Cette erreur peut être résolue en attachant une déclaration de collation explicite à l'une ou l'autre des expressions d'entrées, soit:

```
SELECT a < b COLLATE "de_DE" FROM test1;
```

ou de manière équivalente

```
SELECT a COLLATE "de_DE" < b FROM test1;
```

Toutefois, pour un cas structurellement similaire comme

```
SELECT a || b FROM test1;
```

ne retournera pas d'erreur car l'opérateur || ne tient pas compte des collations: son résultat sera le même quel que soit la collation.

La collation qui est assignée à une fonction ou à une combinaison d'un opérateur avec ses expressions d'entrées s'applique également au résultat de la fonction ou de l'opérateur. Bien évidemment, cela s'applique que si la fonction de l'opérateur délivre un résultat dans un type de données auquel la collation peut s'appliquer. Ainsi, dans la requête

```
SELECT * FROM test1 ORDER BY a || 'foo';
```

le tri sera réalisé en fonction des règles de la locale de_DE. Mais cette requête:

```
SELECT * FROM test1 ORDER BY a || b;
```

retournera une erreur car bien que l'opérateur || ne tienne pas compte des collations de ses expressions, la clause ORDER BY en tient compte. Comme précédemment, ce conflit peut être résolue par l'emploi d'une déclaration explicite de la collation:

```
SELECT * FROM test1 ORDER BY a || b COLLATE "fr_FR";
```

23.2.2. Gestion des collations

Une collation est un objet du catalogue dont le nom au niveau SQL correspond à une locale fournie par les bibliothèques installées sur le système. Une définition de la collation a un *fournisseur* spécifiant quelle bibliothèque fournit les données locales. L'un des fournisseurs standards est `libc`, qui utilise les locales fournies par la bibliothèque C du système. Ce sont les locales les plus utilisées par des outils du système. Un autre fournisseur est `icu`, qui utilise la bibliothèque externe ICU. Les locales ICU peuvent seulement être utilisées si le support d'ICU a été configuré lors de la construction de PostgreSQL.

Un objet de type collation fourni par `libc` pointe sur une combinaison de paramètres `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE`, comme accepté par l'appel système `setlocale()`. (Comme le nom le suggère, le principal objectif d'une collation est de positionner `LC_COLLATE` qui contrôle l'ordre de tri. Dans la pratique, il est très rarement nécessaire de définir un paramètre `LC_CTYPE` différent de `LC_COLLATE`. De cette façon, il est plus facile de regrouper ces deux paramètres dans un même concept plutôt que de créer une infrastructure différente simplement pour pouvoir positionner `LC_CTYPE` pour chaque requête.) De la même façon, une collation `libc` est liée à un jeu de caractère (voir Section 23.3). Ainsi, plusieurs jeux de caractères peuvent utiliser une collation portant le même nom.

Un objet de type collation fourni par `icu` pointe sur un collateur nommé fourni par la bibliothèque ICU. ICU ne permet pas de paramétrages « collate » et « ctype » séparés, ils sont donc toujours les mêmes. De même, les collations ICU sont indépendantes de l'encodage, donc il n'y a toujours qu'une seule collation ICU pour un nom donné dans une base de données.

23.2.2.1. Standard de collations

Les collations nommées `default`, `C`, et `POSIX` sont disponibles sur toutes les plateformes. Les collations complémentaires seront ou non disponibles en fonction de leur support au niveau du système d'exploitation. La collation `default` permet d'utiliser les valeurs de `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE` telles qu'elles ont été définies à la création de la base de données. Les collations `C` et `POSIX` spécifie toute deux le comportement « traditionnel C », dans lequel seuls les caractères ASCII de « `A` » à « `Z` » sont considérés comme des lettres, et les tris sont ordonnés strictement par valeur de l'octet du code caractère.

En complément, la collation du standard SQL, nommée `ucs_basic`, est disponible avec l'encodage `UTF8`. Elle est équivalente à `C` et trie les données par le point de code Unicode.

23.2.2.2. Collations prédéfinies

Si le système d'exploitation permet à un programme de supporter plusieurs locales (fonction `newlocale` et fonctions conjointes) ou si le support d'ICU est configuré, alors `initdb` peuplera le catalogue système `pg_collation` en se basant sur toutes les locales qu'il trouve sur le système d'exploitation au moment de l'initialisation du cluster de bases de données.

Pour inspecter les locales actuellement disponibles, utilisez la requête `SELECT * FROM pg_collation`, ou la commande `\dOS+` dans psql.

23.2.2.2.1. Collations LibC

Par exemple, le système d'exploitation peut offrir une locale appelée `de_DE.utf8`. `initdb` créera alors une collation nommée `de_DE.utf8` pour le jeu de caractère `UTF8` pour lequel `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE` sont positionnés à `de_DE.utf8`. Il créera aussi une collation dont le nom sera amputé du tag `.utf8`. Ainsi, vous pouvez utiliser cette collation sous le nom `de_DE`, dont l'écriture est beaucoup plus facile et qui le rend moins dépendant du jeu de caractères. Néanmoins, notez que le nommage de chaque collation collectée par `initdb` est dépendant de la plateforme utilisée.

Le jeu de collation par défaut fourni par `libc` pointe directement vers les locales installées sur le système, qui peuvent être listées en utilisant la commande `locale -a`. Dans le cas où une

collation `libc` avec différentes valeurs pour `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE` est nécessaire, ou si des nouvelles locales sont installées sur le système après que la base de données soit initialisée, alors une nouvelle collation pourrait être créée en utilisant la commande CREATE COLLATION. De nouvelles locales du système d'exploitation peuvent aussi être importées en masse en utilisant la fonction `pg_import_system_collations()`.

Dans une même base de données, seules les collations qui utilisent le jeu de caractères de la base de données sont prises en compte. Les autres entrées de `pg_collation` sont ignorées. De cette façon, une collation dont le nom est tronqué, comme `de_DE`, sera considérée de manière unique au sein d'une même base de données, même si elle ne peut être considérée comme unique à un niveau plus global. L'utilisation de collations dont le nom est tronqué est d'ailleurs recommandée car vous n'aurez pas besoin de la modifier si vous décidez de changer le jeu de caractères de la base de données. Notez toutefois que les collations `default`, `C`, et `POSIX` peuvent être utilisées sans se soucier de l'encodage de la base de données.

PostgreSQL considère les collations comme des objets distincts et incompatibles entre eux, même si elles possèdent des propriétés identiques. Ainsi, par exemple,

```
SELECT a COLLATE "C" < b COLLATE "POSIX" FROM test1;
```

va afficher une erreur alors que les collations `C` et `POSIX` possèdent des propriétés strictement identiques. Il n'est donc pas recommandé de mélanger des collations dont le nom est complet avec des collations dont le nom l'est pas.

23.2.2.2.2. Collations ICU

Avec ICU, il n'est pas nécessaire d'énumérer tous les noms de locales possibles. ICU utilise un système de nommage particulier pour les locales, mais il y a plus de façons de nommer une locale qu'il n'y a actuellement de locales distinctes. `initdb` utilise l'API ICU pour extraire un jeu de locales distinct afin de peupler le jeu initial de collations. Les collations fournies par ICU sont créées dans l'environnement SQL avec des noms en suivant le format de balises de langues BCP 47, avec une extension d'« utilisation privée » `-x-icu` ajoutée pour les distinguer des locales de libc.

Voici quelques exemples de collations pouvant être créées :

`de-x-icu`

Collation allemande, variante par défaut

`de-AT-x-icu`

Collation allemande pour l'Autriche, variante par défaut

(Il y a aussi, par exemple, `de-DE-x-icu` ou `de-CH-x-icu` mais, lorsque cette partie fut rédigée, elles étaient équivalentes à `de-x-icu`.)

`und-x-icu` (pour « undefined »)

Collation « root » ICU. Utilisez ceci pour avoir un ordre de tri linguistique agnostique raisonnable.

Certains encodages parmi les moins fréquemment utilisés ne sont pas supportés par ICU. Si c'est le cas pour l'encodage de la base de données, les enregistrements de collations ICU dans `pg_collation` sont ignorés. Tenter d'en utiliser un renverra une erreur du type « collation "de-x-icu" for encoding "WIN874" does not exist ».

23.2.2.3. Créer de nouveaux objets de collation

Si les collations standards et prédéfinies ne sont pas suffisantes, les utilisateurs peuvent créer leur propres objets de collation en utilisant la commande SQL CREATE COLLATION.

Les collations standards et prédéfinies sont dans le schéma `pg_catalog`, comme tous les objets prédéfinis. Les collations définies par les utilisateurs doivent être créées dans des schémas utilisateurs. Ceci assure qu'elles seront sauvegardées par `pg_dump`.

23.2.2.3.1. Collations libc

Les nouvelles collations libc peuvent être créées ainsi :

```
CREATE COLLATION german (provider = libc, locale = 'de_DE');
```

Les valeurs exactes qui sont acceptables pour la clause `locale` dans cette commande dépendent du système d'exploitation. Sur les systèmes Unix, la commande `locale -a` affichera une liste.

Comme les collations libc prédéfinies incluent déjà toutes les collations définies dans le système d'exploitation au moment de l'initialisation de l'instance, il est souvent nécessaire de créer celles qui sont ajoutées après coup. Des raisons possibles seraient l'utilisation d'un autre système de nommage (auquel cas, voir aussi Section 23.2.2.3.3) ou si le système d'exploitation a été mis à jour pour fournir les définitions des nouvelles locales (auquel cas, voir aussi `pg_import_system_collations()`).

23.2.2.3.2. Collations ICU

ICU permet la personnalisation des collations en dehors de l'ensemble pré- enregistré langue/pays, préchargé par `initdb`. Les utilisateurs sont encouragés à définir leur propres objets de collation utilisant ces fonctionnalités pour rendre le comportement de tri compatible avec leurs besoins. Voir https://unicode-org.github.io/icu/userguide/locale/ et https://unicode-org.github.io/icu/userguide/collation/api.html pour plus d'informations sur le nommage des locales ICU. L'ensemble de noms et attributs acceptables dépend de la version ICU spécifique.

Voici quelques exemples :

```
CREATE COLLATION "de-u-co-phonebk-x-icu" (provider = icu, locale =
'de-u-co-phonebk');
CREATE COLLATION "de-u-co-phonebk-x-icu" (provider = icu, locale =
'de@collation=phonebook');
```

Collationnement allemand avec le type de collationnement d'un carnet d'adresses

Le premier exemple sélectionne la locale ICU en utilisant une « balise de langue » d'après BCP 47. Le deuxième exemple utilise la syntaxe de locale traditionnelle spécifique à ICU. La préférence va au premier style mais il n'est pas supporté par les anciennes versions d'ICU.

Notez que vous pouvez nommer comme vous le voulez les objets de collation dans l'environnement SQL. Dans cet exemple, nous suivons le style de nommage que les collations prédéfinies utilisent, qui suit aussi BCP 47, mais qui n'est pas requis pour les collations définis par l'utilisateur.

```
CREATE COLLATION "und-u-co-emoji-x-icu" (provider = icu, locale =
'und-u-co-emoji');
CREATE COLLATION "und-u-co-emoji-x-icu" (provider = icu, locale =
'@collation=emoji');
```

Collationnement racine avec un type de collationnement Emoji, d'après l'Unicode Technical Standard #51

Observez comment, dans le système de nommage traditionnel des locales ICU, la locale racine est sélectionnée par une chaîne vide.

```
CREATE COLLATION latinlast (provider = icu, locale = 'en-u-kr-grek-
latn');
CREATE   COLLATION   latinlast   (provider   =   icu,   locale   =
'en@colReorder=grek-latn');
```

Trie les lettres grecques après les lettres latines. (Par défaut, les lettres latines sont avant les lettres grecques.)

```
CREATE COLLATION upperfirst (provider = icu, locale = 'en-u-kf-
upper');
CREATE   COLLATION   upperfirst   (provider   =   icu,   locale   =
'en@colCaseFirst=upper');
```

Trie les lettres majuscules avant les lettres minuscules. (La valeur par défaut est les minuscules avant).

```
CREATE COLLATION special (provider = icu, locale = 'en-u-kf-upper-
kr-grek-latn');
CREATE   COLLATION   special   (provider   =   icu,   locale   =
'en@colCaseFirst=upper;colReorder=grek-latn');
```

Combine ces deux options.

```
CREATE COLLATION numeric (provider = icu, locale = 'en-u-kn-true');
CREATE   COLLATION   numeric   (provider   =   icu,   locale   =
'en@colNumeric=yes');
```

Ordre numérique, trie les séquences de chiffres par leur valeur numérique. Par exemple : `A-21` < `A-123` (aussi connu sous le nom de tri naturel).

Voir Unicode Technical Standard #35[1] et BCP 47[2] pour les détails. La liste des types de collationnement possibles (sous-ensemble `co`) peut être trouvée dans le dépôt CLDR[3].

Notez qu'alors que ce système permet la création de collationnements qui « ignorent la casse » ou « ignorent les accents » ou quelque chose de similaire (en utilisant la clé `ks`), PostgreSQL ne permet pas pour le moment à de tels collationnements d'agir de façon réellement insensible à la casse ou aux accents. Toute chaîne qui se compare raisonnablement suivant le collationnement mais qui n'est pas identique octet à octet, sera triée suivant la valeurs des octets.

> **Note**
>
> Par design, ICU acceptera pratiquement toute chaîne comme nom de locale et la fera correspondre à la locale la plus proche qu'il peut fournir en utilisant la procédure fallback décrite dans sa documentation. De ce fait, il n'y aura pas de retour direct si la spécification d'une collation est composée en utilisant des fonctionnalités que l'installation ICU donnée ne supporte pas. Il est donc recommandé de créer des cas de tests au niveau applicatif pour vérifier que les définitions de collations satisfont les besoins.

23.2.2.3.3. Copier les collations

La commande CREATE COLLATION peut également être utilisée pour créer une nouvelle collation depuis une collation existante, ce qui peut être utile afin d'être capable d'utiliser une collation indépendante du système dans les applications, de créer des noms compatibles, ou d'utiliser une collation fournie par ICU avec un nom plus lisible. Par exemple :

[1] http://unicode.org/reports/tr35/tr35-collation.html
[2] https://tools.ietf.org/html/bcp47
[3] https://github.com/unicode-org/cldr/blob/master/common/bcp47/collation.xml

```
CREATE COLLATION german FROM "de_DE";
CREATE COLLATION french FROM "fr-x-icu";
```

23.3. Support des jeux de caractères

Le support des jeux de caractères dans PostgreSQL permet d'insérer du texte dans différents jeux de caractères (aussi appelés encodages), dont ceux mono-octet tels que la série ISO 8859 et ceux multi-octets tels que EUC (Extended Unix Code), UTF-8 ou le codage interne Mule. Tous les jeux de caractères supportés peuvent être utilisés de façon transparente par les clients mais certains ne sont pas supportés par le serveur (c'est-à-dire comme encodage du serveur). Le jeu de caractères par défaut est sélectionné pendant l'initialisation du cluster de base de données avec `initdb`. Ce choix peut être surchargé à la création de la base. Il est donc possible de disposer de bases utilisant chacune un jeu de caractères différent.

Il existe, cependant une importante restriction : le jeu de caractère de la base de données doit être compatible avec les variables d'environnement `LC_CTYPE` (classification des caractères) et `LC_COLLATE` (ordre de tri des chaînes) de la base de données. Pour les locales `C` ou `POSIX`, tous les jeux de caractères sont autorisés, mais pour les locales provenant de la libc, il n'y a qu'un seul jeux de caractères qui fonctionne correctement. (Néanmoins, sur Windows, l'encodage UTF-8 peut être utilisé avec toute locale.) Si le support d'ICU est configuré, les locales fournies par ICU peuvent être utilisées avec la plupart des encodages côté serveur.

23.3.1. Jeux de caractères supportés

Le Tableau 23.1 présente les jeux de caractères utilisables avec PostgreSQL.

Tableau 23.1. Jeux de caractères de PostgreSQL

Nom	Description	Langue	Serveur ?	ICU ?	Octets/ Caractère	Alias
`BIG5`	Big Five	Chinois traditionnel	Non	Non	1-2	`WIN950`, `Windows950`
`EUC_CN`	Code-CN Unix étendu	Chinois simplifié	Oui	Oui	1-3	
`EUC_JP`	Code-JP Unix étendu	Japonais	Oui	Oui	1-3	
`EUC_JIS_2004`	Code-JP Unix étendu, JIS X 0213	Japonais	Oui	Non	1-3	
`EUC_JIS_2004`	*EUC_JIS_2004*, `SHIFT_JIS_2004`, `UTF8`					
`EUC_KR`	Code-KR Unix étendu	Coréen	Oui	Oui	1-3	
`EUC_TW`	Code-TW Unix étendu	Chinois traditionnel, taïwanais	Oui	Oui	1-3	
`GB18030`	Standard national	Chinois	Non	Non	1-4	
`GBK`	Standard national étendu	Chinois simplifié	Non	Non	1-2	`WIN936`, `Windows936`
`ISO_8859_5`	ISO 8859-5, ECMA 113	Latin/ Cyrillique	Oui	Oui	1	
`ISO_8859_6`	ISO 8859-6, ECMA 114	Latin/Arabe	Oui	Oui	1	

Nom	Description	Langue	Serveur ?	ICU ?	Octets/ Caractère	Alias
ISO_8859_7	ISO 8859-7, ECMA 118	Latin/Grec	Oui	Oui	1	
ISO_8859_8	ISO 8859-8, ECMA 121	Latin/Hébreu	Oui	Oui	1	
JOHAB	JOHAB	Koréen (Hangul)	Non	Non	1-3	
KOI8	KOI8-R(U)	Cyrillique	Oui	Oui	1	KOI8R
KOI8R	KOI8-R	Cyrillique (Russie)	Oui	Oui	1	KOI8
KOI8U	KOI8-U	Cyrillique (Ukraine)	Oui	Oui	1	
LATIN1	ISO 8859-1, ECMA 94	Europe de l'ouest	Oui	Oui	1	ISO88591
LATIN2	ISO 8859-2, ECMA 94	Europe centrale	Oui	Oui	1	ISO88592
LATIN3	ISO 8859-3, ECMA 94	Europe du sud	Oui	Oui	1	ISO88593
LATIN4	ISO 8859-4, ECMA 94	Europe du nord	Oui	Oui	1	ISO88594
LATIN5	ISO 8859-9, ECMA 128	Turque	Oui	Oui	1	ISO88599
LATIN6	ISO 8859-10, ECMA 144	Nordique	Oui	Oui	1	ISO885910
LATIN7	ISO 8859-13	Baltique	Oui	Oui	1	ISO885913
LATIN8	ISO 8859-14	Celtique	Oui	Oui	1	ISO885914
LATIN9	ISO 8859-15	ISO885915 avec l'Euro et les accents	Oui	Oui	1	ISO885915
LATIN10	ISO 8859-16, ASRO SR 14111	Roumain	Oui	Non	1	ISO885916
MULE_INTERNAL	Code interne Mule	Emacs multi-langues	Oui	Non	1-4	
SJIS	Shift JIS	Japonais	Non	Non	1-2	Mskanji, ShiftJIS, WIN932, Windows932
SHIFT_JIS_2004	Shift JIS 2004, JIS X 0213	Japonais	Non	Non	1-2	
SQL_ASCII	non spécifié (voir le texte)	*tout*	Oui	Non	1	
UHC	Code unifié Hangul	Koréen	Non	Non	1-2	WIN949, Windows949
UTF8	Unicode, 8-bit	*tous*	Oui	Oui	1-4	Unicode
WIN866	Windows CP866	Cyrillique	Oui	Oui	1	ALT
WIN874	Windows CP874	Thai	Oui	Non	1	
WIN1250	Windows CP1250	Europe centrale	Oui	Oui	1	

Nom	Description	Langue	Serveur ?	ICU ?	Octets/ Caractère	Alias
WIN1251	Windows CP1251	Cyrillique	Oui	Oui	1	WIN
WIN1252	Windows CP1252	Europe de l'ouest	Oui	Oui	1	
WIN1253	Windows CP1253	Grec	Oui	Oui	1	
WIN1254	Windows CP1254	Turque	Oui	Oui	1	
WIN1255	Windows CP1255	Hébreux	Oui	Oui	1	
WIN1256	Windows CP1256	Arabe	Oui	Oui	1	
WIN1257	Windows CP1257	Baltique	Oui	Oui	1	
WIN1258	Windows CP1258	Vietnamien	Oui	Oui	1	ABC, TCVN, TCVN5712, VSCII

Toutes les API clients ne supportent pas tous les jeux de caractères de la liste. Le pilote JDBC de PostgreSQL, par exemple, ne supporte pas MULE_INTERNAL, LATIN6, LATIN8 et LATIN10.

SQL_ASCII se comporte de façon considérablement différente des autres valeurs. Quand le jeu de caractères du serveur est SQL_ASCII, le serveur interprète les valeurs des octets 0-127 suivant le standard ASCII alors que les valeurs d'octets 128-255 sont considérées comme des caractères non interprétés. Aucune conversion de codage n'est effectuée avec SQL_ASCII. De ce fait, cette valeur ne déclare pas tant un encodage spécifique que l'ignorance de l'encodage. Dans la plupart des cas, si des données non ASCII doivent être traitées, il est déconseillé d'utiliser la valeur SQL_ASCII car PostgreSQL est alors incapable de convertir ou de valider les caractères non ASCII.

23.3.2. Choisir le jeu de caractères

initdb définit le jeu de caractères par défaut (encodage) pour un cluster. Par exemple,

```
initdb -E EUC_JP
```

paramètre le jeu de caractères à EUC_JP (Extended Unix Code for Japanese). L'option --encoding (option longue) peut aussi être utilisée à la place de -E. Si aucune option -E ou --encoding n'est donnée, initdb tente de déterminer l'encodage approprié en fonction de la locale indiquée ou de celle par défaut.

Vous pouvez indiquer un encodage autre que celui par défaut lors de la création de la base de données, à condition que l'encodage soit compatible avec la locale sélectionnée :

```
createdb -E EUC_KR -T template0 --lc-collate=ko_KR.euckr --lc-
ctype=ko_KR.euckr korean
```

Cela crée une base de données appelée korean qui utilise le jeu de caractères EUC_KR, et la locale ko_KR. Un autre moyen de réaliser cela est d'utiliser la commande SQL suivante :

```
CREATE DATABASE korean WITH ENCODING 'EUC_KR'
 LC_COLLATE='ko_KR.euckr' LC_CTYPE='ko_KR.euckr'
 TEMPLATE=template0;
```

Notez que les commandes ci-dessus précisent de copier la base de données template0. Lors de la copie d'une autre base, les paramètres d'encodage et de locale ne peuvent pas être modifiés de ceux de la base de données source car cela pourrait corrompre les données. Pour plus d'informations, voir Section 22.3.

L'encodage de la base de données est conservé dans le catalogue système pg_database. Cela est visible à l'aide de l'option -l ou de la commande \l de psql.

```
$ psql -l
                                             List of databases
   Name | Owner | Encoding | Collation | Ctype | Access Privileges
-----------+----------+-----------+-------------+-------------
+-----------------------------------
 clocaledb | hlinnaka | SQL_ASCII | C | C |
 englishdb | hlinnaka | UTF8 | en_GB.UTF8 | en_GB.UTF8 |
 japanese | hlinnaka | UTF8 | ja_JP.UTF8 | ja_JP.UTF8 |
 korean | hlinnaka | EUC_KR | ko_KR.euckr | ko_KR.euckr |
 postgres | hlinnaka | UTF8 | fi_FI.UTF8 | fi_FI.UTF8 |
 template0 | hlinnaka | UTF8 | fi_FI.UTF8 | fi_FI.UTF8 | {=c/
hlinnaka,hlinnaka=CTc/hlinnaka}
 template1 | hlinnaka | UTF8 | fi_FI.UTF8 | fi_FI.UTF8 | {=c/
hlinnaka,hlinnaka=CTc/hlinnaka}
(7 rows)
```

Important

Sur la plupart des systèmes d'exploitation modernes, PostgreSQL peut déterminer le jeu de caractères impliqué par la variable `LC_CTYPE`, et s'assurer que l'encodage correspondant de la base de données est utilisé. Sur les systèmes plus anciens, il est de la responsabilité de l'utilisateur de s'assurer que l'encodage attendu par la locale est bien utilisé. Une erreur à ce niveau risque fort de conduire à un comportement étrange des opérations liées à la locale, tel le tri.

PostgreSQL autorise les superutilisateurs à créer des bases de données avec le jeu de caractère `SQL_ASCII` même lorsque la variable `LC_CTYPE` n'est pas à `C` ou `POSIX`. Comme indiqué plus haut, `SQL_ASCII` n'impose aucun encodage particulier aux données stockées en base, ce qui rend ce paramétrage vulnérable aux comportements erratiques lors d'opérations liées à la locale. Cette combinaison de paramètres est dépréciée et pourrait un jour être interdite.

23.3.3. Conversion automatique d'encodage entre serveur et client

PostgreSQL automatise la conversion de jeux de caractères entre client et serveur pour certaines combinaisons de jeux de caractères. Les informations de conversion sont conservées dans le catalogue système `pg_conversion`. PostgreSQL est livré avec certaines conversions prédéfinies, conversions listées dans le Tableau 23.2. Une nouvelle conversion peut être créée en utilisant la commande SQL `CREATE CONVERSION`.

Tableau 23.2. Conversion de jeux de caractères client/serveur

Jeu de caractères serveur	Jeux de caractères client disponibles
`BIG5`	*encodage serveur non supporté*
`EUC_CN`	*EUC_CN*, `MULE_INTERNAL`, `UTF8`
`EUC_JP`	*EUC_JP*, `MULE_INTERNAL`, `SJIS`, `UTF8`
`EUC_JIS_2004`	*EUC_JIS_2004*, `SHIFT_JIS_2004`, `UTF8`
`EUC_KR`	*EUC_KR*, `MULE_INTERNAL`, `UTF8`
`EUC_TW`	*EUC_TW*, `BIG5`, `MULE_INTERNAL`, `UTF8`
`GB18030`	*encodage serveur non supporté*
`GBK`	*encodage serveur non supporté*

Jeu de caractères serveur	Jeux de caractères client disponibles
ISO_8859_5	*ISO_8859_5*, KOI8R, MULE_INTERNAL, UTF8, WIN866, WIN1251
ISO_8859_6	*ISO_8859_6*, UTF8
ISO_8859_7	*ISO_8859_7*, UTF8
ISO_8859_8	*ISO_8859_8*, UTF8
JOHAB	*encodage serveur non supporté*
KOI8R	*KOI8R*, ISO_8859_5, MULE_INTERNAL, UTF8, WIN866, WIN1251
KOI8U	*KOI8U*, UTF8
LATIN1	*LATIN1*, MULE_INTERNAL, UTF8
LATIN2	*LATIN2*, MULE_INTERNAL, UTF8, WIN1250
LATIN3	*LATIN3*, MULE_INTERNAL, UTF8
LATIN4	*LATIN4*, MULE_INTERNAL, UTF8
LATIN5	*LATIN5*, UTF8
LATIN6	*LATIN6*, UTF8
LATIN7	*LATIN7*, UTF8
LATIN8	*LATIN8*, UTF8
LATIN9	*LATIN9*, UTF8
LATIN10	*LATIN10*, UTF8
MULE_INTERNAL	*MULE_INTERNAL*, BIG5, EUC_CN, EUC_JP, EUC_KR, EUC_TW, ISO_8859_5, KOI8R, LATIN1 vers LATIN4, SJIS, WIN866, WIN1250, WIN1251
SJIS	*encodage serveur non supporté*
SHIFT_JIS_2004	*encodage serveur non supporté*
SHIFT_JIS_2004	*non supporté comme encodage serveur*
SQL_ASCII	*tous (aucune conversion n'est réalisée)*
UHC	*encodage serveur non supporté*
UTF8	*tout encodage supporté*
WIN866	*WIN866*, ISO_8859_5, KOI8R, MULE_INTERNAL, UTF8, WIN1251
WIN874	*WIN874*, UTF8
WIN1250	*WIN1250*, LATIN2, MULE_INTERNAL, UTF8
WIN1251	*WIN1251*, ISO_8859_5, KOI8R, MULE_INTERNAL, UTF8, WIN866
WIN1252	*WIN1252*, UTF8
WIN1253	*WIN1253*, UTF8
WIN1254	*WIN1254*, UTF8
WIN1255	*WIN1255*, UTF8
WIN1256	*WIN1256*, UTF8
WIN1257	*WIN1257*, UTF8
WIN1258	*WIN1258*, UTF8

Pour activer la conversion automatique des jeux de caractères, il est nécessaire d'indiquer à PostgreSQL le jeu de caractères (encodage) souhaité côté client. Il y a plusieurs façons de le faire :

- en utilisant la commande `\encoding` dans psql. `\encoding` permet de changer l'encodage client à la volée. Par exemple, pour changer le codage en SJIS, taper :

```
\encoding SJIS
```

- la libpq (Section 34.10) a des fonctions de contrôle de l'encodage client ;
- en utilisant `SET client_encoding TO`. L'encodage client peut être fixé avec la commande SQL suivante :

  ```
  SET CLIENT_ENCODING TO 'valeur';
  ```

  La syntaxe SQL plus standard `SET NAMES` peut également être utilisée pour cela :

  ```
  SET NAMES 'valeur';
  ```

  Pour connaître l'encodage client courant :

  ```
  SHOW client_encoding;
  ```

  Pour revenir à l'encodage par défaut :

  ```
  RESET client_encoding;
  ```

- en utilisant `PGCLIENTENCODING`. Si la variable d'environnement `PGCLIENTENCODING` est définie dans l'environnement client, l'encodage client est automatiquement sélectionné lors de l'établissement d'une connexion au serveur (cette variable peut être surchargée à l'aide de toute autre méthode décrite ci-dessus) ;
- en utilisant la variable de configuration client_encoding. Si la variable `client_encoding` est définie, l'encodage client est automatiquement sélectionné lors de l'établissement d'une connexion au serveur (cette variable peut être surchargée à l'aide de toute autre méthode décrite ci-dessus).

Si la conversion d'un caractère particulier n'est pas possible -- dans le cas d'encodages `EUC_JP` pour le serveur et `LATIN1` pour le client, et que certains caractères japonais renvoyés n'ont pas de représentation en `LATIN1` -- une erreur est remontée.

Si l'encodage client est défini en tant que `SQL_ASCII`, la conversion de l'encodage est désactivée quelque soit celui du serveur. Comme pour le serveur, `SQL_ASCII` est déconseillé sauf à ne travailler qu'avec des données ASCII.

23.3.4. Pour aller plus loin

Il existe quelques sources intéressantes pour commencer à maîtriser les différents jeux de caractères.

CJKV Information Processing: Chinese, Japanese, Korean & Vietnamese Computing

Contient des explications détaillées de `EUC_JP`, `EUC_CN`, `EUC_KR`, `EUC_TW`.

http://www.unicode.org/

Le site web du Unicode Consortium.

RFC 3629

UTF-8 (8-bit UCS/Unicode Transformation Format) est défini ici.

Chapitre 24. Planifier les tâches de maintenance

PostgreSQL, comme tout SGBD, requiert que certains tâches soient réalisées de façon régulière pour atteindre les performances optimales. Ces tâches sont *requises*, mais elles sont répétitives par nature et peuvent être facilement automatisées en utilisant des outils standard comme les scripts cron ou le Task Scheduler de Windows. La responsabilité de la mise en place de ces scripts et du contrôle de leur bon fonctionnement relève de l'administrateur de la base.

Une opération de maintenance évidente est la sauvegarde régulière des données. Sans une sauvegarde récente, il est impossible de restaurer après un dommage grave (perte d'un disque, incendie, table supprimée par erreur, etc.). Les mécanismes de sauvegarde et restauration disponibles dans PostgreSQL sont détaillés dans le Chapitre 25.

L'autre tâche primordiale est la réalisation périodique d'un « vacuum », c'est à dire « faire le vide » dans la base de données. Cette opération est détaillée dans la Section 24.1. La mise à jour des statistiques utilisées par le planificateur de requêtes sera discutée dans Section 24.1.3.

La gestion du fichier de traces mérite aussi une attention régulière. Cela est détaillé dans la Section 24.3.

check_postgres[1] est disponible pour surveiller la santé des bases de données et pour rapporter des conditions inhabituelles. check_postgres s'intègre bien avec Nagios et MRTG, mais il peut aussi fonctionner de façon autonome.

PostgreSQL demande peu de maintenance par rapport à d'autres SGBD. Néanmoins, un suivi vigilant de ces tâches participera beaucoup à rendre le système productif et agréable à utiliser.

24.1. Nettoyages réguliers

Le SGBD PostgreSQL nécessite des opérations de maintenance périodiques, connues sous le nom de *VACUUM*. Pour de nombreuses installations, il est suffisant de laisser travailler le *démon autovacuum*, qui est décrit dans Section 24.1.6. En fonction des cas, les paramètres de cet outil peuvent être optimisés pour obtenir de meilleurs résultats. Certains administrateurs de bases de données voudront suppléer ou remplacer les activités du démon avec une gestion manuelle des commandes VACUUM, qui seront typiquement exécutées suivant un planning par des scripts cron ou par le Task Scheduler. Pour configurer une gestion manuelle et correcte du VACUUM, il est essentiel de bien comprendre les quelques sous-sections suivantes. Les administrateurs qui se basent sur l'autovacuum peuvent toujours lire ces sections pour les aider à comprendre et à ajuster l'autovacuum.

24.1.1. Bases du VACUUM

La commande VACUUM de PostgreSQL doit traiter chaque table régulièrement pour plusieurs raisons :

1. pour récupérer ou ré-utiliser l'espace disque occupé par les lignes supprimées ou mises à jour ;
2. pour mettre à jour les statistiques utilisées par l'optimiseur de PostgreSQL ;
3. Pour mettre à jour la carte de visibilité qui accélère les parcours d'index seuls.
4. pour prévenir la perte des données les plus anciennes à cause d'un *cycle de l'identifiant de transaction (XID)* ou d'un *cycle de l'identifiant de multixact*.

Chacune de ces raisons impose de réaliser des opérations VACUUM de différentes fréquences et portées, comme expliqué dans les sous-sections suivantes.

[1] https://bucardo.org/check_postgres/

Il y a deux variantes de la commande VACUUM : VACUUM standard et VACUUM FULL. VACUUM FULL peut récupérer davantage d'espace disque mais s'exécute beaucoup plus lentement. Par ailleurs, la forme standard de VACUUM peut s'exécuter en parallèle avec les opérations de production des bases. Des commandes comme SELECT, INSERT, UPDATE et DELETE continuent de fonctionner de façon normale, mais la définition d'une table ne peut être modifiée avec des commandes telles que ALTER TABLE pendant le VACUUM. VACUUM FULL nécessite un verrou de type ACCESS EXCLUSIVE sur la table sur laquelle il travaille, et ne peut donc pas être exécuté en parallèle avec une autre activité sur la table. En règle générale, par conséquent, les administrateurs doivent s'efforcer d'utiliser la commande standard VACUUM et éviter VACUUM FULL.

VACUUM produit un nombre important d'entrées/sorties, ce qui peut entraîner de mauvaises performances pour les autres sessions actives. Des paramètres de configuration peuvent être ajustés pour réduire l'impact d'une opération VACUUM en arrière plan sur les performances -- voir Section 19.4.4.

24.1.2. Récupérer l'espace disque

Avec PostgreSQL, les versions périmées des lignes ne sont pas immédiatement supprimées après une commande UPDATE ou DELETE. Cette approche est nécessaire pour la consistance des accès concurrents (MVCC, voir le Chapitre 13) : la version de la ligne ne doit pas être supprimée tant qu'elle est susceptible d'être lue par une autre transaction. Mais finalement, une ligne qui est plus vieille que toutes les transactions en cours n'est plus utile du tout. La place qu'elle utilise doit être rendue pour être réutilisée par d'autres lignes afin d'éviter un accroissement constant, sans limite, du volume occupé sur le disque. Cela est réalisé en exécutant VACUUM.

La forme standard de VACUUM élimine les versions d'enregistrements morts dans les tables et les index, et marque l'espace comme réutilisable. Néanmoins, il ne rend pas cet espace au système d'exploitation, sauf dans le cas spécial où des pages à la fin d'une table deviennent totalement vides et qu'un verrou exclusif sur la table peut être obtenu aisément. Par opposition, VACUUM FULL compacte activement les tables en écrivant une nouvelle version complète du fichier de la table, sans espace vide. Ceci réduit la taille de la table mais peut prendre beaucoup de temps. Cela requiert aussi un espace disque supplémentaire pour la nouvelle copie de la table jusqu'à la fin de l'opération.

Le but habituel d'un vacuum régulier est de lancer des VACUUM standard suffisamment souvent pour éviter d'avoir recours à VACUUM FULL. Le démon autovacuum essaie de fonctionner de cette façon, et n'exécute jamais de VACUUM FULL. Avec cette approche, l'idée directrice n'est pas de maintenir les tables à leur taille minimale, mais de maintenir l'utilisation de l'espace disque à un niveau constant : chaque table occupe l'espace équivalent à sa taille minimum plus la quantité d'espace consommée entre deux vacuums. Bien que VACUUM FULL puisse être utilisé pour retourner une table à sa taille minimale et rendre l'espace disque au système d'exploitation, cela ne sert pas à grand chose, si cette table recommence à grossir dans un futur proche. Par conséquent, cette approche s'appuyant sur des commandes VACUUM exécutées à intervalles modérément rapprochés est une meilleure approche que d'exécuter des VACUUM FULL espacés pour des tables mises à jour de façon intensive.

Certains administrateurs préfèrent planifier le passage de VACUUM eux-mêmes, par exemple faire le travail de nuit, quand la charge est faible. La difficulté avec cette stratégie est que si une table a un pic d'activité de mise à jour inattendu, elle peut grossir au point qu'un VACUUM FULL soit vraiment nécessaire pour récupérer l'espace. L'utilisation du démon d'autovacuum minore ce problème, puisque le démon planifie les vacuum de façon dynamique, en réponse à l'activité de mise à jour. Il est peu raisonnable de désactiver totalement le démon, sauf si l'activité de la base est extrêmement prévisible. Un compromis possible est de régler les paramètres du démon afin qu'il ne réagisse qu'à une activité exceptionnellement lourde de mise à jour, de sorte à éviter seulement de perdre totalement le contrôle de la volumétrie, tout en laissant les VACUUM planifiés faire le gros du travail quand la charge est normale.

Pour ceux qui n'utilisent pas autovacuum, une approche typique alternative est de planifier un VACUUM sur la base complète une fois par jour lorsque l'utilisation n'est pas grande, avec en plus des opérations de VACUUM plus fréquentes pour les tables très impactées par des mises à jour, de la façon adéquate. (Certaines installations avec énormément de mises à jour peuvent exécuter des VACUUM toutes les

quelques minutes.) Lorsqu'il y a plusieurs bases dans un cluster, il faut penser à exécuter un VACUUM sur chacune d'elles ; le programme vacuumdb peut être utile.

> **Astuce**
>
> Le VACUUM simple peut ne pas suffire quand une table contient un grand nombre d'enregistrements morts comme conséquence d'une mise à jour ou suppression massive. Dans ce cas, s'il est nécessaire de récupérer l'espace disque gaspillé, VACUUM FULL peut être utilisé, CLUSTER ou une des variantes de ALTER TABLE. Ces commandes écrivent une nouvelle copie de la table et lui adjoignent de nouveaux index. Toutes ces options nécessitent un verrou de type ACCESS EXCLUSIVE. Elles utilisent aussi temporairement un espace disque supplémentaire, approximativement égal à la taille de la table, car les anciennes copies de la table et des index ne peuvent pas être supprimées avant la fin de l'opération.

> **Astuce**
>
> Si le contenu d'une table est supprimé périodiquement, il est préférable d'envisager l'utilisation de TRUNCATE, plutôt que DELETE suivi de VACUUM. TRUNCATE supprime le contenu entier de la table immédiatement sans nécessiter de VACUUM ou VACUUM FULL pour réclamer l'espace disque maintenant inutilisé. L'inconvénient est la violation des sémantiques MCC strictes.

24.1.3. Maintenir les statistiques du planificateur

L'optimiseur de requêtes de PostgreSQL s'appuie sur des informations statistiques sur le contenu des tables dans l'optique de produire des plans d'exécutions efficaces pour les requêtes. Ces statistiques sont collectées par la commande ANALYZE, qui peut être invoquée seule ou comme option de VACUUM. Il est important d'avoir des statistiques relativement à jour, ce qui permet d'éviter les choix de mauvais plans d'exécution, pénalisant les performances de la base.

Le démon d'autovacuum, si activé, va automatiquement exécuter des commandes ANALYZE à chaque fois que le contenu d'une table aura changé suffisamment. Toutefois, un administrateur peut préférer se fier à des opérations ANALYZE planifiées manuellement, en particulier s'il est connu que l'activité de mise à jour de la table n'a pas d'impact sur les statistiques des colonnes « intéressantes ». Le démon planifie des ANALYZE uniquement en fonction du nombre d'enregistrements insérés, mis à jour ou supprimés ; il ne sait pas si cela amènera à des modifications sensées des statistiques.

Les lignes modifiées dans les partitions et les enfants, dans le cadre de l'héritage, ne déclenchent pas d'analyse sur la table parent. Si la table parent est vide ou rarement modifiée, elle pourrait ne jamais être traitée par l'autovacuum, et les statistiques pour l'arbre d'héritage en entier ne seront pas récupérées. Il est nécessaire d'exécuter ANALYZE manuellement sur la table parent pour conserver des statistiques à jour.

À l'instar du nettoyage pour récupérer l'espace, les statistiques doivent être plus souvent collectées pour les tables intensément modifiées que pour celles qui le sont moins. Mais même si la table est très modifiée, il se peut que ces collectes soient inutiles si la distribution probabiliste des données évolue peu. Une règle simple pour décider est de voir comment évoluent les valeurs minimum et maximum des données. Par exemple, une colonne de type timestamp qui contient la date de mise à jour de la ligne aura une valeur maximum en continuelle croissance au fur et à mesure des modifications ; une telle colonne nécessitera plus de collectes statistiques qu'une colonne qui contient par exemple les URL des pages accédées sur un site web. La colonne qui contient les URL peut très bien être aussi souvent modifiée mais la distribution probabiliste des données changera certainement moins rapidement.

Il est possible d'exécuter ANALYZE sur des tables spécifiques, voire des colonnes spécifiques ; il a donc toute flexibilité pour mettre à jour certaines statistiques plus souvent que les autres en

fonction des besoins de l'application. Quoi qu'il en soit, dans la pratique, il est généralement mieux de simplement analyser la base entière car il s'agit d'une opération rapide. ANALYZE utilise un système d'échantillonage des lignes d'une table, ce qui lui évite de lire chaque ligne.

> **Astuce**
>
> Même si il n'est pas très productif de règler précisément la fréquence de ANALYZE pour chaque colonne, il peut être intéressant d'ajuster le niveau de détail des statistiques collectées pour chaque colonne. Les colonnes très utilisées dans les clauses WHERE et dont la distribution n'est pas uniforme requièrent des histogrammes plus précis que les autres colonnes. Voir ALTER TABLE SET STATISTICS, ou modifier les paramètres par défaut de la base de données en utilisant le paramètre de configuration default_statistics_target.
>
> De plus, par défaut, il existe peu d'informations sur la sélectivité des fonctions. Néanmoins, si vous créez un index qui utilise une fonction, des statistiques utiles seront récupérées de la fonction, ce qui peut grandement améliorer les plans de requêtes qui utilisent l'index.

> **Astuce**
>
> Le démon autovacuum ne lance pas de commandes ANALYZE sur les tables distantes car il n'a aucun moyen de déterminer la fréquence à laquelle la mise à jour des statistiques serait utile. Si vos requêtes ont besoin des statistiques sur les tables distantes pour disposer d'un plan d'exécution correct, il s'avérera être une bonne idée de lancer manuellement des commandes ANALYZE sur ces tables au moment adéquat.

> **Astuce**
>
> Le démon autovacuum n'exécute pas de commandes ANALYZE pour les tables partitionnées. Les parents seront seulement analysées si le parent lui-même est modifié. Les changements dans les tables enfants ne déclenchent pas d'analyse automatique sur la table parent. Si vos requêtes nécessitent des statistiques sur les tables parents pour être correctement planifiées, il sera nécessaire d'exécuter périodiquement un ANALYZE manuels sur ces tables pour garder des statistiques à jour.

24.1.4. Mettre à jour la carte de visibilité

La commande VACUUM maintient le contenu de la carte de visibilité pour chaque table, pour conserver la trace de chaque page contenant seulement des lignes connues pour être visibles par toutes les transactions actives (ainsi que les futures transactions, jusqu'à la prochaine modification de la page). Cette carte a deux buts. Tout d'abord, le VACUUM peut ignorer ce type de pages à sa prochaine exécution comme il n'y a rien à nettoyer dans ces pages.

Ensuite, il permet à PostgreSQL de répondre à certaines requêtes en utilisant seulement l'index, et donc sans faire référence à la table sous-jacente. Comme les index de PostgreSQL ne contiennent pas d'informations sur la visibilité des lignes, un parcours d'index normal récupère la ligne de la table pour chaque entrée d'index correspondante, ce qui permet de vérifier si la ligne correspondante est bien visible par la transaction en cours. Un parcours d'index seuls vérifie en premier lieu la carte de visibilité. S'il est connu que toutes les lignes de la page sont visibles, la lecture de la table peut être évitée. Ceci est très utile sur les gros ensembles de données où la carte de visibilité peut éviter des accès disques. La carte de visibilité est très largement plus petite que la table, donc elle peut facilement être mise en cache même quand la table est très grosse.

24.1.5. Éviter les cycles des identifiants de transactions

Le mécanisme de contrôle de concurrence multiversion (MVCC) de PostgreSQL s'appuie sur la possibilité de comparer des identifiants de transactions (XID) ; c'est un nombre croissant : la version d'une ligne dont le XID d'insertion est supérieur au XID de la transaction en cours est « dans le futur » et ne doit pas être visible de la transaction courante. Comme les identifiants ont une taille limitée (32 bits), un groupe qui est en activité depuis longtemps (plus de 4 milliards de transactions) pourrait connaître un cycle des identifiants de transaction : le XID reviendra à 0 et soudainement les transactions du passé sembleront appartenir au futur - ce qui signifie qu'elles deviennent invisibles. En bref, perte de données totale. (En réalité, les données sont toujours là mais c'est un piètre réconfort puisqu'elles resteront inaccessibles.) Pour éviter ceci, il est nécessaire d'exécuter un VACUUM sur chaque table de chaque base au moins une fois à chaque milliard de transactions.

VACUUM marquera les lignes comme *gelées*, indiquant qu'elles ont été insérées par une transaction qui les a validé suffisamment loin dans le passé pour que les effets de cette transaction soient visibles à coup sûr pour toutes les transactions actuelles et futures. Les XID normaux sont comparés sur une base modulo-2^{32}. Cela signifie que pour chaque XID normal, il y en a deux milliards qui sont plus vieux et deux milliards qui sont plus récents. Une autre manière de le dire est que l'ensemble de définition des XID est circulaire et sans limite. De plus, une ligne créée avec un XID normal donné, la version de la ligne apparaîtra comme appartenant au passé pour les deux milliards de transactions qui suivront quelque soit le XID. Si la ligne existe encore après deux milliards de transactions, elle apparaîtra soudainement comme appartenant au futur. Pour empêcher cela, PostgreSQL réserve un XID spécial, `FrozenTransactionId`, qui ne suit pas les règles normales de comparaison de XID et qui est toujours considéré comme plus ancien que chaque XID normal. Les versions de lignes gelées sont traitées comme si la XID d'insertion était `FrozenTransactionId`, pour qu'elles apparaissent dans le passé pour les autres transactions normales, quelque soit les soucis de bouclage d'identifiant de transactions, et donc ces versions de lignes seront valides jusqu'à leur suppression, quelque soit la durée que cela représente.

> **Note**
>
> Dans les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.4, le gel était implémenté en remplaçant le XID d'insertion d'une ligne avec `FrozenTransactionId`, qui était visible dans la colonne système `xmin` de la ligne. Les nouvelles versions ajoutent un drapeau, préservant le `xmin` original de la ligne pour une utilisation ultérieure (notamment pour du débugage). Néanmoins, il est toujours possible d'avoir des lignes pour lesquelles `xmin` vaut `FrozenTransactionId` (2) dans les bases de données antérieures à la version 9.4 traitées par pg_upgrade.
>
> De plus, les catalogues systèmes pourraient contenir des lignes avec `xmin` égale à `BootstrapTransactionId` (1), indiquant qu'elles ont été insérées lors de la première phase d'initdb. Comme `FrozenTransactionId`, cet XID spécial est traité comme étant plus ancien que tout autre XID normal.

vacuum_freeze_min_age contrôle l'âge que doit avoir une valeur XID avant que des lignes comportant cet XID ne soient gelées. Augmenter ce paramètre peut permettre d'éviter un travail inutile si les lignes à geler vont bientôt être modifiées. Diminuer ce paramètre augmente le nombre de transactions qui peuvent survenir avant un nouveau VACUUM de la table.

VACUUM utilise la carte de visibilité pour déterminer les pages d'une table à parcourir. Habituellement, il ignore les pages qui n'ont aucune ligne morte même si ces pages pourraient toujours avoir des versions de lignes avec des identifiants très anciens de transactions. De ce fait, les VACUUM normaux ne vont pas toujours geler chaque ancienne version de ligne dans la table. De temps en temps, VACUUM réalise un *vacuum agressif*, ignorant seulement les pages contenant aucune ligne morte et aucune valeur XID ou MXID non gelé. vacuum_freeze_table_age contrôle quand

VACUUM se comporte ainsi : les blocs ne contenant que des lignes vivantes mais non gelées sont parcourus si le nombre de transactions exécutées depuis le dernier parcours de ce type est plus grand que vacuum_freeze_table_age moins vacuum_freeze_min_age. Configurer vacuum_freeze_table_age à 0 force VACUUM à utiliser cette stratégie plus agressive pour tous les parcours.

Le temps maximum où une table peut rester sans VACUUM est de deux millions de transactions moins vacuum_freeze_min_age lors du dernier VACUUM agressif. Si elle devait rester sans VACUUM après cela, des pertes de données pourraient survenir. Pour s'assurer que cela n'arrive pas, autovacuum est appelé sur chaque table qui pourrait contenir des lignes non gelées dont les XID ont un âge plus avancé que le paramètre de configuration autovacuum_freeze_max_age. (Ceci arrivera même si autovacuum est désactivé.)

Ceci implique que, si aucune opération de VACUUM n'est demandée sur une table, l'autovacuum sera automatiquement déclenché une fois toutes les autovacuum_freeze_max_age moins vacuum_freeze_min_age transactions. Pour les tables qui ont régulièrement l'opération de VACUUM pour réclamer l'espace perdu, ceci a peu d'importance. Néanmoins, pour les tables statiques (ceci incluant les tables qui ont des INSERT mais pas d'UPDATE ou de DELETE), il n'est pas nécessaire d'exécuter un VACUUM pour récupérer de la place et donc il peut être utile d'essayer de maximiser l'interval entre les autovacuums forcés sur de très grosses tables statiques. Évidemment, vous pouvez le faire soit en augmentant autovacuum_freeze_max_age soit en diminuant vacuum_freeze_min_age.

Le maximum efficace pour vacuum_freeze_table_age est 0.95 * autovacuum_freeze_max_age ; un paramétrage plus haut que ça sera limité à ce maximum. Une valeur plus importante que autovacuum_freeze_max_age n'aurait pas de sens car un autovacuum de préservation contre la ré-utilisation des identifiants de transactions serait déclenché, et le multiplicateur 0,95 laisse un peu de place pour exécuter un VACUUM manuel avant que cela ne survienne. Comme règle d'or, vacuum_freeze_table_age devrait être configuré à une valeur légèrement inférieure à autovacuum_freeze_max_age, laissant suffisamment d'espace pour qu'un VACUUM planifié régulièrement ou pour qu'un autovacuum déclenché par des activités normales de suppression et de mise à jour puissent être activés pendant ce laps de temps. Le configurer de façon trop proche pourrait déclencher des autovacuum de protection contre la ré-utilisation des identifiants de transactions, même si la table a été récemment l'objet d'un VACUUM pour récupérer l'espace, alors que des valeurs basses amènent à des VACUUM agressifs plus fréquents.

Le seul inconvénient à augmenter autovacuum_freeze_max_age (et vacuum_freeze_table_age avec elle) est que les sous- répertoires pg_xact et pg_commit_ts de l'instance prendront plus de place car il doit stocker le statut et l'horodatage (si track_commit_timestamp est activé) du COMMIT pour toutes les transactions depuis autovacuum_freeze_max_age. L'état de COMMIT utilise deux bits par transaction, donc si autovacuum_freeze_max_age et vacuum_freeze_table_age ont une valeur maximum permise de deux milliards, pg_xact peut grossir jusqu'à la moitié d'un Go et pg_commit_ts jusqu'à 20 Go. Si c'est rien comparé à votre taille de base totale, configurer autovacuum_freeze_max_age à son maximum permis est recommandé. Sinon, le configurer suivant ce que vous voulez comme stockage maximum dans pg_xact et dans pg_commit_ts. (La valeur par défaut, 200 millions de transactions, se traduit en à peu près 50 Mo de stockage dans pg_xact et à peu près 2 Go de stockage pour pg_commit_ts.)

Un inconvénient causé par la diminution de vacuum_freeze_min_age est que cela pourrait faire que VACUUM travaille sans raison : geler une version de ligne est une perte de temps si la ligne est modifiée rapidement après (ce qui fait qu'elle obtiendra un nouveau XID). Donc ce paramètre doit être suffisamment important pour que les lignes ne soient pas gelées jusqu'à ce qu'il soit pratiquement certain qu'elles ne seront plus modifiées.

Pour tracer l'âge des plus anciens XID non gelés de la base, VACUUM stocke les statistiques sur XID dans les tables systèmes pg_class et pg_database. En particulier, la colonne relfrozenxid de la ligne pg_class d'une table contient le XID final du gel qui a été utilisé par le dernier VACUUM agressif pour cette table. Il est garanti que tous les XID plus anciens que ce XID ont été remplacés

par FrozenXID pour cette table. Toutes les lignes insérées par des transactions dont le XID est plus ancien que ce XID sont garanties d'avoir été gelées. De façon similaire, la colonne datfrozenxid de la ligne pg_database de la base est une limite inférieure des XID non gelés apparaissant dans cette base -- c'est tout simplement le minimum des valeurs relfrozenxid par table dans cette base. Pour examiner cette information, le plus simple est d'exécuter des requêtes comme :

```
SELECT c.oid::regclass as table_name,
       greatest(age(c.relfrozenxid),age(t.relfrozenxid)) as age
FROM pg_class c
LEFT JOIN pg_class t ON c.reltoastrelid = t.oid
WHERE c.relkind IN ('r', 'm');

SELECT datname, age(datfrozenxid) FROM pg_database;
```

La colonne age mesure le nombre de transactions à partir du XID final vers le XID de transaction en cours.

Habituellement, VACUUM parcourt seulement les blocs qui ont été modifiés depuis le dernier vacuum mais relfrozenxid peut seulement être avancé quand tous les blocs d'une table pouvant contenir des XID gelés sont parcourus. Ceci survient quand relfrozenxid a plus de vacuum_freeze_table_age transactions antérieures, quand l'option FREEZE de VACUUM est utilisée ou quand tous les blocs qui ne sont pas encore gelés nécessitent un nettoyage pour supprimer les versions de lignes mortes. Quand VACUUM parcourt chaque bloc d'une table qui n'est pas déjà entièrement gelé, il doit configurer age(relfrozenxid) à une valeur un peu au-dessus de la configuration utilisée pour vacuum_freeze_min_age (plus par le nombre de transactions démarrées depuis le lancement de VACUUM). Si aucun VACUUM avec avancement de relfrozenxid n'est lancé sur la table, une fois arrivé à autovacuum_freeze_max_age, un autovacuum est forcé sur la table.

Si, pour une certaine raison, l'autovacuum échoue à effacer les anciens XID d'une table, le système commencera à émettre des messages d'avertissement comme ceci quand les plus anciens XID de la base atteignent les 11 millions de transactions à partir du point de réinitialisation :

```
WARNING:  database "mydb" must be vacuumed within 10985967
 transactions
HINT:  To avoid a database shutdown, execute a database-wide VACUUM
 in that database.
```

(Une commande VACUUM manuelle devrait résoudre le problème, comme suggéré par l'indice ; mais notez que la commande VACUUM doit être exécutée par un superutilisateur, sinon elle échouera à mettre à jour les catalogues systèmes et ne pourra donc pas faire avancer le datfrozenxid de la base.) Si ces avertissements sont ignorés, le système s'arrêtera et refusera de commencer toute nouvelle transaction dès qu'il n'en restera qu'un million avant la réinitialisation :

```
ERROR:  database is not accepting commands to avoid wraparound data
 loss in database "mydb"
HINT:  Stop the postmaster and vacuum that database in single-user
 mode.
```

La marge de sécurité de un million de transactions existe pour permettre à l'administrateur de récupérer ces données sans perte en exécutant manuellement les commandes VACUUM requises. Néanmoins, comme le système n'exécute pas de commandes tant qu'il n'est pas sorti du mode d'arrêt par sécurité, la seule façon de le faire est de stopper le serveur et de démarrer le serveur en mode simple utilisateur pour exécuter le VACUUM. Le mode d'arrêt n'est pas pris en compte par le moteur en mode simple utilisateur. Voir la page de référence de postgres pour des détails sur l'utilisation du moteur en mode simple utilisateur.

24.1.5.1. Multixacts et cycle

Les *identifiants multixact* sont utilisés pour supporter le verrouillage de lignes par des transactions multiples. Comme l'espace est limité dans un en-tête de ligne pour y stocker des informations, cette information est codée sous la forme d'un « identifiant de transaction multiple », ou ID multixact pour faire court, à chaque fois qu'il y a plus d'une transaction cherchant à verrouiller en parallèle une ligne. Les informations sur les identifiants de transactions inclus dans tout identifiant multixact sont enregistrées séparément dans le sous-répertoire `pg_multixact` et seul l'identifiant multixact apparaît dans le champ `xmax` de l'en-tête de ligne. Comme les identifiants de transactions, les identifiants multi-transactions sont implémentés avec un compteur 32 bits et le stockage correspondant, ce qui nécessite une gestion attentive, un nettoyage du stockage et la gestion du cycle (plus exactement de la ré-utilisation des identifiants). Il existe un espace de stockage séparé qui détient la liste des membres dans chaque multixact, qui utilise aussi un compteur sur 32 bits et qui doit aussi être géré.

Quand `VACUUM` parcourt une partie d'une table, il remplacera tout ID multixact qu'il rencontre, plus âgé que vacuum_multixact_freeze_min_age, par une valeur différente, qui peut être la valeur zéro, un identifiant de transaction ou un nouvel identifiant multixact. Pour chaque table, `pg_class.relminmxid` enregistre le plus ancien identifiant multixact possible apparaissant déjà dans un enregistrement de cette table. Si cette valeur est plus ancienne que vacuum_multixact_freeze_table_age, un vacuum agressif est forcé. Comme indiqué dans la section précédente, un vacuum agressif signifie que seuls les blocs connus pour être entièrement gelés seront ignorés. `mxid_age()` peut être utilisé sur `pg_class.relminmxid` pour trouver son âge.

Les `VACUUM` agressifs, quelqu'en soit la cause, permet d'avancer la valeur pour cette table. Comme toutes les tables de toutes les bases sont parcourues et que leur plus anciennes valeurs multixact sont avancées, le stockage sur disque pour les anciens multixacts peut être supprimé.

Comme moyen de sécurité supplémentaire, un VACUUM agressif surviendra pour toute table dont l'âge en identifiant multixact est supérieur à autovacuum_multixact_freeze_max_age. Des VACUUM agressifs surviendront aussi progressivement pour toutes les tables, en commençant par ceux qui ont le multixact le plus ancien, si la quantité d'espace disque utilisé pour le membre dépasse 50% de l'espace de stockage accessible. Ces deux types de parcours agressifs de tables surviendront seulement si l'autovacuum est désactivé spécifiquement.

24.1.6. Le démon auto-vacuum

PostgreSQL dispose d'une fonctionnalité optionnelle mais hautement recommandée appelée *autovacuum*, dont le but est d'automatiser l'exécution des commandes `VACUUM` et `ANALYZE` . Une fois activé, autovacuum vérifie les tables ayant un grand nombre de lignes insérées, mises à jour ou supprimées. Ces vérifications utilisent la fonctionnalité de récupération de statistiques ; du coup, autovacuum ne peut pas être utilisé sauf si track_counts est configuré à `true`. Dans la configuration par défaut, l'autovacuum est activé et les paramètres liés sont correctement configurés.

Le « démon autovacuum » est constitué de plusieurs processus. Un processus démon permanent appelé *autovacuum launcher* (autrement dit le lanceur d'autovacuum) est en charge de lancer des processus travailleur (*autovacuum worker*) pour toutes les bases de données. Le lanceur distribuera le travail dans le temps mais essaiera de lancer un nouveau travailleur sur chaque base de données chaque autovacuum_naptime secondes. (Du coup, si l'installation a *N* bases de données, un nouveau *autovacuum worker* sera lancé tous les `autovacuum_naptime`/*N* secondes.) Un maximum de autovacuum_max_workers processus *autovacuum worker* est autorisé à s'exécuter en même temps. S'il y a plus de `autovacuum_max_workers` bases à traiter, la prochaine base de données sera traitée dès qu'un autre travailleur a terminé. Chaque processus travailleur vérifiera chaque table de leur base de données et exécutera un `VACUUM` et/ou un `ANALYZE` suivant les besoins. log_autovacuum_min_duration peut être utilisé pour superviser l'activité des processus autovacuum worker.

Si plusieurs grosses tables deviennent toutes éligibles pour un VACUUM dans un court espace de temps, tous les processus travailleurs pourraient avoir à exécuter des VACUUM sur ces tables pendant

un long moment. Ceci aura pour résultat que d'autres tables et d'autres bases de données ne pourront pas être traitées tant qu'un processus travailleur ne sera pas disponible. Il n'y a pas de limite sur le nombre de processus travailleurs sur une seule base, mais ils essaient d'éviter de répéter le travail qui a déjà été fait par d'autres. Notez que le nombre de processus travailleurs en cours d'exécution n'est pas décompté des limites max_connections et superuser_reserved_connections.

Les tables dont la valeur de `relfrozenxid` est plus importante que autovacuum_freeze_max_age sont toujours l'objet d'un VACUUM (cela s'applique aux tables dont le 'freeze max age' a été modifié par les paramètres de stockage ; voyez plus bas). Sinon, si le nombre de lignes obsolètes depuis le dernier `VACUUM` dépasse une « limite de vacuum », la table bénéficie d'un VACUUM. La limite est définie ainsi :

```
limite du vacuum = limite de base du vacuum + facteur d'échelle du
 vacuum * nombre de lignes
```

où la limite de base du vacuum est autovacuum_vacuum_threshold, le facteur d'échelle du vacuum est autovacuum_vacuum_scale_factor et le nombre de lignes est `pg_class.reltuples`. Le nombre de lignes obsolètes est obtenu à partir du récupérateur de statistiques ; c'est un nombre à peu près précis, mis à jour après chaque instruction `UPDATE` et `DELETE` (il est seulement à peu près précis car certaines informations pourraient être perdues en cas de grosse charge). Si la valeur de `relfrozenxid` pour la table est supérieure à `vacuum_freeze_table_age`, un VACUUM agressif est exécuté pour geler les anciennes lignes et pour avancer `relfrozenxid`, sinon seules les pages qui ont été modifiées depuis le dernier VACUUM sont parcourues par l'opération de VACUUM.

Pour ANALYZE, une condition similaire est utilisée : la limite, définie comme

```
limite du analyze = limite de base du analyze + facteur d'échelle
 du analyze * nombre de lignes
```

est comparée au nombre de lignes insérées, mises à jour et supprimées depuis le dernier `ANALYZE`.

Les tables partitionnées ne contiennent pas de lignes et ne sont donc pas traitées par l'autovacuum. (L'autovacuum traite les partitions comme n'importe quel autre table.)) Malheureusement, ceci signifie que l'autovacuum n'exécute pas d'`ANALYZE` sur les tables partitionnées, et ceci peut occasionner des plans non optimaux pour les requêtes qui référencent les statistiques de la table partitionnée. Vous pouvez contourner ce problème en exécutant manuellement `ANALYZE` sur les tables partitionnées quand elles sont peuplées la première fois, et à chaque fois que la distribution des données changent dans les partitions.

Les tables temporaires ne peuvent pas être accédées par l'autovacuum. Du coup, les opérations appropriées de VACUUM et d'ANALYZE devraient être traitées par des commandes SQL de session.

Les limites et facteurs d'échelle par défaut (et beaucoup d'autres paramètres de contrôle de l'autovacuum) sont pris dans `postgresql.conf`, mais il est possible de les surcharger table par table ; voir Paramètres de stockage pour plus d'informations.

Si une configuration a été modifié via les paramètres de stockage d'une table, cette valeur est utilisée lors du traitement de cette table. Dans le cas contraire, les paramètres globaux sont utilisés. Voir Section 19.10 pour plus de détails sur les paramètres globaux.

Quand plusieurs autovacuum workers travaillent, les paramètres de délai de coût de l'autovacuum (voir Section 19.4.4) sont « réparties » parmi tous les processus pour que l'impact total en entrée/sortie sur le système soit identique quelque soit le nombre de processus en cours d'exécution. Néanmoins, tout autovacuum worker traitant des tables et dont les paramètres de stockage `autovacuum_vacuum_cost_delay` ou `autovacuum_vacuum_cost_limit` ont été configurés spécifiquement ne sont pas considérés dans l'algorithme de balance.

Les autovacuum workers ne bloquent généralement pas d'autres commandes. Si un processus tente d'acquérir un verrou qui entre en conflit avec le verrou `SHARE UPDATE EXCLUSIVE` détenu par autovacuum, l'acquisition du verrou interrompera l'autovacuum. Pour les modes de verrou en

conflit, voir Tableau 13.2. Néanmoins, si l'autovacuum est en cours d'exécution pour empêcher un bouclage des identifiants de transaction (autrement dit, nom de la requête de l'autovacuum dans la vue `pg_stat_activity` se termine avec `(to prevent wraparound)`), l'autovacuum n'est pas automatiquement interrompu.

> **Avertissement**
>
> Exécuter régulièrement des commandes qui acquièrent des verrous entrant en conflit avec un verrou `SHARE UPDATE EXCLUSIVE` (par exemple ANALYZE) peut fortement empêcher les autovacuum de se terminer correctement.

24.2. Ré-indexation régulière

Dans certains cas, reconstruire périodiquement les index par la commande REINDEX ou une série d'étapes individuelles de reconstruction en vaut la peine.

Les pages de l'index B-tree, qui sont devenues complètement vides, sont réclamées pour leur ré-utilisation. Mais, il existe toujours une possibilité d'utilisation peu efficace de l'espace : si, sur une page, seulement plusieurs clés d'index ont été supprimés, la page reste allouée. En conséquence, si seulement quelques clés sont supprimées, vous devrez vous attendre à ce que l'espace disque soit très mal utilisé. Dans de tels cas, la réindexation périodique est recommandée.

Le potentiel d'inflation des index qui ne sont pas des index B-tree n'a pas été particulièrement analysé. Surveiller périodiquement la taille physique de ces index est une bonne idée.

De plus, pour les index B-tree, un index tout juste construit est légèrement plus rapide qu'un index qui a été mis à jour plusieurs fois parce que les pages adjacentes logiquement sont habituellement aussi physiquement adjacentes dans un index nouvellement créé (cette considération ne s'applique pas aux index non B-tree). Il pourrait être intéressant de ré-indexer périodiquement simplement pour améliorer la vitesse d'accès.

REINDEX peut être utilisé en toute sécurité et très facilement dans tous les cas. Mais comme cette commande nécessite un verrou exclusif sur la table, il est souvent préférable d'exécuter une reconstruction d'index avec une séquence d'étapes de création et remplacement. Les types d'index qui supportent CREATE INDEX avec l'option `CONCURRENTLY` peuvent être recréés de cette façon. Si cela fonctionne et que l'index résultant est valide, l'index original peut être remplacé par le nouveau construit en utilisant une combinaison de ALTER INDEX et DROP INDEX. Quand un index est utilisé pour forcer une contrainte d'unicité ou toute autre contrainte, ALTER TABLE pourrait être nécessaire pour basculer la constrainte existante sur celle forcée par le nouvel index. Il faut mettre beaucoup d'attention dans la mise en place de cette reconstruction alternative à plusieurs étapes avant de l'utiliser car il existe des limitations pour lesquelles les index peuvent être réindexés de cette façon et les erreurs doivent être gérées.

24.3. Maintenance du fichier de traces

Sauvegarder les journaux de trace du serveur de bases de données dans un fichier plutôt que dans `/dev/null` est une bonne idée. Les journaux sont d'une utilité incomparable lorsqu'arrive le moment où des problèmes surviennent.

> **Note**
>
> Les traces d'un serveur peuvent contenir des informations sensibles et ont besoin d'être protégées, peu importe où et comment ils sont enregistrés, ou leur destination d'envoi. Par exemple, certaines requêtes DDL pourraient contenir des mots de passe en clair ou d'autres détails d'authentification. Les instructions tracées au niveau `ERROR` pourraient afficher le code

> source SQL des applications, et pourraient aussi contenir une partie des lignes de données. Enregistrer des données, événements et informations relatives est le but assumé de cette fonctionnalité, donc il ne s'agit pas d'une fuite d'information ou d'un bug. Merci de vous assurer que les traces du serveur sont visibles uniquement par les personnes appropriées.

Les journaux ont tendance à être volumineux (tout spécialement à des niveaux de débogage importants) et vous ne voulez pas les sauvegarder indéfiniment. Vous avez besoin de faire une « rotation » des journaux pour que les nouveaux journaux sont commencés et que les anciens soient supprimés après une période de temps raisonnable.

Si vous redirigez simplement stderr du `postgres` dans un fichier, vous aurez un journal des traces mais la seule façon de le tronquer sera d'arrêter et de relancer le serveur. Ceci peut convenir si vous utilisez PostgreSQL dans un environnement de développement mais peu de serveurs de production trouveraient ce comportement acceptable.

Une meilleure approche est d'envoyer la sortie stderr du serveur dans un programme de rotation de journaux. Il existe un programme interne de rotation que vous pouvez utiliser en configurant le paramètre `logging_collector` à `true` dans `postgresql.conf`. Les paramètres de contrôle pour ce programme sont décrits dans Section 19.8.1. Vous pouvez aussi utiliser cette approche pour capturer les données des journaux applicatifs dans un format CSV (valeurs séparées par des virgules) lisible par une machine

Sinon, vous pourriez préférer utiliser un programme externe de rotation de journaux si vous en utilisez déjà un avec d'autres serveurs. Par exemple, l'outil rotatelogs inclus dans la distribution Apache peut être utilisé avec PostgreSQL. Pour cela, envoyez via un tube la sortie stderr du serveur dans le programme désiré. Si vous lancez le serveur avec `pg_ctl`, alors stderr est déjà directement renvoyé dans stdout, donc vous avez juste besoin d'ajouter la commande via un tube, par exemple :

```
pg_ctl start | rotatelogs /var/log/pgsql_log 86400
```

Une autre approche de production pour la gestion des journaux de trace est de les envoyer à syslog et de laisser syslog gérer la rotation des fichiers. Pour cela, initialisez le paramètre de configuration `log_destination` à `syslog` (pour tracer uniquement via syslog) dans `postgresql.conf`. Ensuite, vous pouvez envoyer un signal `SIGHUP` au démon syslog quand vous voulez le forcer à écrire dans un nouveau fichier. Si vous voulez automatiser la rotation des journaux, le programme logrotate peut être configuré pour fonctionner avec les journaux de traces provenant de syslog.

Néanmoins, sur beaucoup de systèmes, syslog n'est pas très fiable, particulièrement avec les messages très gros ; il pourrait tronquer ou supprimer des messages au moment où vous en aurez le plus besoin. De plus, sur Linux, syslog synchronisera tout message sur disque, amenant des performances assez pauvres. (Vous pouvez utiliser un « - » au début du nom de fichier dans le fichier de configuration syslog pour désactiver la synchronisation.)

Notez que toutes les solutions décrites ci-dessus font attention à lancer de nouveaux journaux de traces à des intervalles configurables mais ils ne gèrent pas la suppression des vieux fichiers de traces, qui ne sont probablement plus très utiles. Vous voudrez probablement configurer un script pour supprimer périodiquement les anciens journaux. Une autre possibilité est de configurer le programme de rotation pour que les anciens journaux de traces soient écrasés de façon cyclique.

pgBadger[2] est un projet externe qui analyse les journaux applicatifs d'une façon très poussée. check_postgres[3] fournit des alertes Nagios quand des messages importants apparaît dans les journaux applicatifs, mais détecte aussi de nombreux autres cas.

[2] https://pgbadger.darold.net/
[3] https://bucardo.org/check_postgres/

Chapitre 25. Sauvegardes et restaurations

Comme tout ce qui contient des données importantes, les bases de données PostgreSQL doivent être sauvegardées régulièrement. Bien que la procédure soit assez simple, il est important de comprendre les techniques et hypothèses sous-jacentes.

Il y a trois approches fondamentalement différentes pour sauvegarder les données de PostgreSQL :

- la sauvegarde SQL ;
- la sauvegarde au niveau du système de fichiers ;
- l'archivage continu.

Chacune a ses avantages et ses inconvénients. Elles sont toutes analysées, chacune leur tour, dans les sections suivantes.

25.1. Sauvegarde SQL

Le principe est de produire un fichier texte de commandes SQL (appelé « fichier dump »), qui, si on le renvoie au serveur, recrée une base de données identique à celle sauvegardée. PostgreSQL propose pour cela le programme utilitaire pg_dump. L'usage basique est :

```
pg_dump base_de_donnees > fichier_sauvegarde
```

pg_dump écrit son résultat sur la sortie standard. Son utilité est expliquée plus loin. Bien que la commande ci-dessus crée un fichier texte, pg_dump peut créer des fichiers dans d'autres formats qui permettent le parallélisme et un contrôle plus fin de la restauration des objets.

pg_dump est un programme client PostgreSQL classique (mais plutôt intelligent). Cela signifie que la sauvegarde peut être effectuée depuis n'importe quel ordinateur ayant accès à la base. Mais pg_dump n'a pas de droits spéciaux. En particulier, il doit avoir un accès en lecture à toutes les tables que vous voulez sauvegarder, donc pour sauvegarder une base complète, vous devez pratiquement toujours utiliser un superutilisateur. si vous n'avez pas les droits suffisants pour sauvegarder la base entière, vous pouvez toujours sauvegarder les parties pour lesquels vous avez le droit d'accès en utilisant des options telles que `-n` *`schéma`* et `-t` *`table`*.)

Pour préciser le serveur de bases de données que pg_dump doit contacter, on utilise les options de ligne de commande `-h` *`serveur`* et `-p` *`port`*. Le serveur par défaut est le serveur local ou celui indiqué par la variable d'environnement `PGHOST`. De la même façon, le port par défaut est indiqué par la variable d'environnement `PGPORT` ou, en son absence, par la valeur par défaut précisée à la compilation. Le serveur a normalement reçu les mêmes valeurs par défaut à la compilation.

Comme tout programme client PostgreSQL, pg_dump se connecte par défaut avec l'utilisateur de base de données de même nom que l'utilisateur système courant. L'utilisation de l'option `-U` ou de la variable d'environnement `PGUSER` permettent de modifier le comportement par défaut. Les connexions de pg_dump sont soumises aux mécanismes normaux d'authentification des programmes clients (décrits dans le Chapitre 20).

Un des gros avantages de pg_dump sur les autres méthodes de sauvegarde décrites après est que la sortie de pg_dump peut être généralement re-chargée dans des versions plus récentes de PostgreSQL, alors que les sauvegardes au niveau fichier et l'archivage continu sont tous les deux très spécifique à la version du serveur. pg_dump est aussi la seule méthode qui fonctionnera lors du transfert d'une base de données vers une machine d'une architecture différente (comme par exemple d'un serveur 32 bits à un serveur 64 bits).

Les sauvegardes créées par pg_dump sont cohérentes, ce qui signifie que la sauvegarde représente une image de la base de données au moment où commence l'exécution de pg_dump. pg_dump ne bloque pas les autres opérations sur la base lorsqu'il fonctionne (sauf celles qui nécessitent un verrou exclusif, comme la plupart des formes d'`ALTER TABLE`.)

25.1.1. Restaurer la sauvegarde

Les fichiers texte créés par pg_dump peuvent être lus par le programme psql. La syntaxe générale d'une commande de restauration est

```
psql base_de_donnees < fichier_sauvegarde
```

où *`fichier_sauvegarde`* est le fichier en sortie de la commande pg_dump. La base de données *`base_de_donnees`* n'est pas créée par cette commande. Elle doit être créée à partir de `template0` avant d'exécuter psql (par exemple avec `createdb -T template0 base_de_donnees`). psql propose des options similaires à celles de pg_dump pour indiquer le serveur de bases de données sur lequel se connecter et le nom d'utilisateur à utiliser. La page de référence de psql donne plus d'informations. Les sauvegardes binaires sont restaurées en utilisant l'outil pg_restore.

Tous les utilisateurs possédant des objets ou ayant certains droits sur les objets de la base sauvegardée doivent exister préalablement à la restauration de la sauvegarde. S'ils n'existent pas, la restauration échoue pour la création des objets dont ils sont propriétaires ou sur lesquels ils ont des droits (quelque fois, cela est souhaitable mais ce n'est habituellement pas le cas).

Par défaut, le script psql continue de s'exécuter après la détection d'une erreur SQL. Vous pouvez exécuter psql avec la variable `ON_ERROR_STOP` configurée pour modifier ce comportement. psql quitte alors avec un code d'erreur 3 si une erreur SQL survient :

```
psql --set ON_ERROR_STOP=on base_de_données < fichier_sauvegarde
```

Dans tous les cas, une sauvegarde partiellement restaurée est obtenue. Si cela n'est pas souhaitable, il est possible d'indiquer que la sauvegarde complète doit être restaurée au cours d'une transaction unique. De ce fait, soit la restauration est validée dans son ensemble, soit elle est entièrement annulée. Ce mode est choisi en passant l'option `-1` ou `--single-transaction` en ligne de commande à psql. Dans ce mode, la plus petite erreur peut annuler une restauration en cours depuis plusieurs heures. Néanmoins, c'est probablement préférable au nettoyage manuel d'une base rendue complexe par une sauvegarde partiellement restaurée.

La capacité de pg_dump et psql à écrire et à lire dans des tubes permet de sauvegarder une base de données directement d'un serveur sur un autre. Par exemple :

```
pg_dump -h serveur1 base_de_donnees | psql -
h serveur2 base_de_donnees
```

> **Important**
>
> Les fichiers de sauvegarde produits par pg_dump sont relatifs à `template0`. Cela signifie que chaque langage, procédure, etc. ajouté à `template1` est aussi sauvegardé par pg_dump. En conséquence, si une base `template1` modifiée est utilisée lors de la restauration, il faut créer la base vide à partir de `template0`, comme dans l'exemple plus haut.

Après la restauration d'une sauvegarde, il est conseillé d'exécuter ANALYZE sur chaque base de données pour que l'optimiseur de requêtes dispose de statistiques utiles ; voir Section 24.1.3 et Section 24.1.6 pour plus d'informations. Pour plus de conseils sur le chargement efficace de grosses quantités de données dans PostgreSQL, on peut se référer à la Section 14.4.

25.1.2. Utilisation de pg_dumpall

pg_dump ne sauvegarde qu'une seule base à la fois, et ne sauvegarde pas les informations relatives aux rôles et *tablespaces* (parce que ceux-ci portent sur l'ensemble des bases du cluster, et non sur une base particulière). Pour permettre une sauvegarde aisée de tout le contenu d'un cluster, le programme pg_dumpall est fourni. pg_dumpall sauvegarde toutes les bases de données d'un cluster (ensemble des bases d'une instance) PostgreSQL et préserve les données communes au cluster, telles que les rôles et tablespaces. L'utilisation basique de cette commande est :

```
pg_dumpall > fichier_sauvegarde
```

Le fichier de sauvegarde résultant peut être restauré avec psql :

```
psql -f fichier_sauvegarde postgres
```

(N'importe quelle base de données peut être utilisée pour la connexion mais si le rechargement est exécuté sur un cluster vide, il est préférable d'utiliser `postgres`.) Il faut obligatoirement avoir le profil superutilisateur pour restaurer une sauvegarde faite avec pg_dumpall, afin de pouvoir restaurer les informations sur les rôles et les tablespaces. Si les *tablespaces* sont utilisés, il faut s'assurer que leurs chemins sauvegardés sont appropriés à la nouvelle installation.

pg_dumpall fonctionne en émettant des commandes pour recréer les rôles, les *tablespaces* et les bases vides, puis en invoquant pg_dump pour chaque base de données. Cela signifie que, bien que chaque base de données est cohérente en interne, les images des différentes bases de données ne sont pas synchronisées.

Les données globales à l'instance peuvent être sauvegardées seules en utilisant l'option `--globals-only` de pg_dumpall. Ceci est nécessaire pour sauvegarder entièrement l'instance si la commande pg_dump est utilisée pour sauvegarder les bases individuelles.

25.1.3. Gérer les grosses bases de données

Certains systèmes d'exploitation ont des limites sur la taille maximum des fichiers qui posent des problème lors de la création de gros fichiers de sauvegarde avec pg_dump. Heureusement, pg_dump peut écrire sur la sortie standard, donc vous pouvez utiliser les outils Unix standards pour contourner ce problème potentiel. Il existe plusieurs autres méthodes :

Compresser le fichier de sauvegarde. Tout programme de compression habituel est utilisable. Par exemple gzip :

```
pg_dump base_de_donnees | gzip > nom_fichier.gz
```

Pour restaurer :

```
gunzip -c nom_fichier.gz | psql base_de_donnees
```

ou

```
cat nom_fichier.gz | gunzip | psql base_de_donnees
```

Couper le fichier avec `split`. La commande `split` permet de découper le fichier en fichiers plus petits, de taille acceptable par le système de fichiers sous-jacent. Par exemple, pour faire des morceaux de 2 Go :

```
pg_dump base_de_donnees | split -b 2G - nom_fichier
```

Pour restaurer :

```
cat nom_fichier* | psql base_de_donnees
```

Si vous utilisez GNU split, il est possible de l'utiliser avec gzip :

```
pg_dump dbname | split -b 2G --filter='gzip > $FILE.gz'
```

Le résultat peut être restauré en utilisant `zcat`.

Utilisation du format de sauvegarde personnalisé de pg_dump. Si PostgreSQL est installé sur un système où la bibliothèque de compression zlib est disponible, le format de sauvegarde personnalisé peut être utilisé pour compresser les données à la volée. Pour les bases de données volumineuses, cela produit un fichier de sauvegarde d'une taille comparable à celle du fichier produit par `gzip`, avec l'avantage supplémentaire de permettre de restaurer des tables sélectivement. La commande qui suit sauvegarde une base de données en utilisant ce format de sauvegarde :

```
pg_dump -Fc base_de_donnees > nom_fichier
```

Le format de sauvegarde personnalisé ne produit pas un script utilisable par psql. Ce script doit être restauré avec pg_restore, par exemple :

```
pg_restore -d nom_base nom_fichier
```

Voir les pages de référence de pg_dump et pg_restore pour plus de détails.

Pour les très grosses bases de données, il peut être nécessaire de combiner `split` avec une des deux autres approches.

Utiliser la fonctionnalité de sauvegarde en parallèle de pg_dump. Pour accélérer la sauvegarde d'une grosse base de données, vous pouvez utiliser le mode parallélisé de pg_dump. Cela sauvegardera plusieurs tables à la fois. Vous pouvez contrôler le degré de parallélisme avec le paramètre `-j`. Les sauvegardes en parallèle n'acceptent que le format répertoire.

```
pg_dump -j num -F d -f sortie.dir nom_base
```

Vous pouvez utiliser `pg_restore -j` pour restaurer une sauvegarde en parallèle. Ceci fonctionnera pour n'importe quel archive, qu'elle soit dans le mode personnalisé ou répertoire. Elle n'a pas besoin d'avoir été créée avec le mode parallélisé de `pg_dump`.

25.2. Sauvegarde de niveau système de fichiers

Une autre stratégie de sauvegarde consiste à copier les fichiers utilisés par PostgreSQL pour le stockage des données. Dans la Section 18.2, l'emplacement de ces fichiers est précisé. N'importe quelle méthode de sauvegarde peut être utilisée, par exemple :

```
tar -cf sauvegarde.tar /usr/local/pgsql/data
```

Cependant, deux restrictions rendent cette méthode peu pratique ou en tout cas inférieure à la méthode pg_dump.

1. Le serveur de base de données *doit* être arrêté pour obtenir une sauvegarde utilisable. Toutes les demi-mesures, comme la suppression des connexions, ne fonctionnent *pas* (principalement parce que `tar` et les outils similaires ne font pas une image atomique de l'état du système de fichiers, mais aussi à cause du tampon interne du serveur). Les informations concernant la façon d'arrêter le serveur PostgreSQL se trouvent dans la Section 18.5.

   Le serveur doit également être arrêté avant de restaurer les données.

2. Quiconque s'est aventuré dans les détails de l'organisation de la base de données peut être tenté de ne sauvegarder et restaurer que certaines tables ou bases de données particulières. Ce n'est

pas utilisable sans les fichiers journaux de validation `pg_xact/*` qui contiennent l'état de la validation de chaque transaction. Un fichier de table n'est utilisable qu'avec cette information. Bien entendu, il est impossible de ne restaurer qu'une table et les données `pg_xact` associées car cela rendrait toutes les autres tables du serveur inutilisables. Les sauvegardes du système de fichiers fonctionnent, de ce fait, uniquement pour les sauvegardes et restaurations complètes d'un cluster de bases de données.

Une autre approche à la sauvegarde du système de fichiers consiste à réaliser une « image cohérente » (*consistent snapshot*) du répertoire des données. Il faut pour cela que le système de fichiers supporte cette fonctionnalité (et qu'il puisse lui être fait confiance). La procédure typique consiste à réaliser une « image gelée » (*frozen snapshot*) du volume contenant la base de données et ensuite de copier entièrement le répertoire de données (pas seulement quelques parties, voir plus haut) de l'image sur un périphérique de sauvegarde, puis de libérer l'image gelée. Ceci fonctionne même si le serveur de la base de données est en cours d'exécution. Néanmoins, une telle sauvegarde copie les fichiers de la base de données dans un état où le serveur n'est pas correctement arrêté ; du coup, au lancement du serveur à partir des données sauvegardées, PostgreSQL peut penser que le serveur s'est stoppé brutalement et rejouer les journaux WAL. Ce n'est pas un problème, mais il faut en être conscient (et s'assurer d'inclure les fichiers WAL dans la sauvegarde). Vous pouvez réaliser un `CHECKPOINT` avant de prendre la sauvegarde pour réduire le temps de restauration.

Si la base de données est répartie sur plusieurs systèmes de fichiers, il n'est peut-être pas possible d'obtenir des images gelées exactement simultanées de tous les disques. Si les fichiers de données et les journaux WAL sont sur des disques différents, par exemple, ou si les tablespaces sont sur des systèmes de fichiers différents, une sauvegarde par images n'est probablement pas utilisable parce que ces dernières *doivent* être simultanées. La documentation du système de fichiers doit être étudiée avec attention avant de faire confiance à la technique d'images cohérentes dans de telles situations.

S'il n'est pas possible d'obtenir des images simultanées, il est toujours possible d'éteindre le serveur de bases de données suffisamment longtemps pour établir toutes les images gelées. Une autre possibilité est de faire une sauvegarde de la base en archivage continu (Section 25.3.2) parce que ces sauvegardes ne sont pas sensibles aux modifications des fichiers pendant la sauvegarde. Cela n'impose d'activer l'archivage en continu que pendant la période de sauvegarde ; la restauration est faite en utilisant la restauration d'archive en ligne (Section 25.3.4).

Une autre option consiste à utiliser rsync pour réaliser une sauvegarde du système de fichiers. Ceci se fait tout d'abord en lançant rsync alors que le serveur de bases de données est en cours d'exécution, puis en arrêtant le serveur juste assez longtemps pour lancer `rsync --checksum` une deuxième fois (`--checksum` est nécessaire car `rsync` n'a une granularité d'une seconde quand il teste par horodatage de modification. Le deuxième rsync est beaucoup plus rapide que le premier car il a relativement peu de données à transférer et le résultat final est cohérent, le serveur étant arrêté. Cette méthode permet de réaliser une sauvegarde du système de fichiers avec un arrêt minimal.

Une sauvegarde des fichiers de données va être généralement plus volumineuse qu'une sauvegarde SQL. (pg_dump ne sauvegarde pas le contenu des index, mais la commande pour les recréer). Cependant, une sauvegarde des fichiers de données peut être plus rapide.

25.3. Archivage continu et récupération d'un instantané (PITR)

PostgreSQL maintient en permanence des journaux WAL (*write ahead log*) dans le sous-répertoire `pg_wal/` du répertoire de données du cluster. Ces journaux enregistrent chaque modification effectuée sur les fichiers de données des bases. Ils existent principalement pour se prémunir des suites d'un arrêt brutal : si le système s'arrête brutalement, la base de données peut être restaurée dans un état cohérent en « rejouant » les entrées des journaux enregistrées depuis le dernier point de vérification. Néanmoins, l'existence de ces journaux rend possible l'utilisation d'une troisième stratégie pour la sauvegarde des bases de données : la combinaison d'une sauvegarde de niveau système de fichiers avec la sauvegarde des fichiers WAL. Si la récupération est nécessaire, la sauvegarde des fichiers est restaurée, puis les fichiers WAL sauvegardés sont rejoués pour amener la sauvegarde jusqu'à la date

actuelle. Cette approche est plus complexe à administrer que toutes les autres approches mais elle apporte des bénéfices significatifs :

- Il n'est pas nécessaire de disposer d'une sauvegarde des fichiers parfaitement cohérente comme point de départ. Toute incohérence dans la sauvegarde est corrigée par la ré-exécution des journaux (ceci n'est pas significativement différent de ce qu'il se passe lors d'une récupération après un arrêt brutal). La fonctionnalité d'image du système de fichiers n'est alors pas nécessaire, tar ou tout autre outil d'archivage est suffisant.

- Puisqu'une longue séquence de fichiers WAL peut être assemblée pour être rejouée, une sauvegarde continue est obtenue en continuant simplement à archiver les fichiers WAL. C'est particulièrement intéressant pour les grosses bases de données dont une sauvegarde complète fréquente est difficilement réalisable.

- Les entrées WAL ne doivent pas obligatoirement être rejouées intégralement. La ré-exécution peut être stoppée en tout point, tout en garantissant une image cohérente de la base de données telle qu'elle était à ce moment-là. Ainsi, cette technique autorise la *récupération d'un instantané* (PITR) : il est possible de restaurer l'état de la base de données telle qu'elle était en tout point dans le temps depuis la dernière sauvegarde de base.

- Si la série de fichiers WAL est fournie en continu à une autre machine chargée avec le même fichier de sauvegarde de base, on obtient un système « de reprise intermédiaire » (*warm standby*) : à tout moment, la deuxième machine peut être montée et disposer d'une copie quasi-complète de la base de données.

> **Note**
>
> pg_dump et pg_dumpall ne font pas de sauvegardes au niveau système de fichiers. Ce type de sauvegarde est qualifié de *logique* et ne contiennent pas suffisamment d'informations pour permettre le rejeu des journaux de transactions.

Tout comme la technique de sauvegarde standard du système de fichiers, cette méthode ne supporte que la restauration d'un cluster de bases de données complet, pas d'un sous-ensemble. De plus, un espace d'archivage important est requis : la sauvegarde de la base peut être volumineuse et un système très utilisé engendre un trafic WAL à archiver de plusieurs Mo. Malgré tout, c'est la technique de sauvegarde préférée dans de nombreuses situations où une haute fiabilité est requise.

Une récupération fructueuse à partir de l'archivage continu (aussi appelé « sauvegarde à chaud » par certains vendeurs de SGBD) nécessite une séquence ininterrompue de fichiers WAL archivés qui s'étend au moins jusqu'au point de départ de la sauvegarde. Pour commencer, il faut configurer et tester la procédure d'archivage des journaux WAL *avant* d'effectuer la première sauvegarde de base. C'est pourquoi la suite du document commence par présenter les mécanismes d'archivage des fichiers WAL.

25.3.1. Configurer l'archivage WAL

Au sens abstrait, un système PostgreSQL fonctionnel produit une séquence infinie d'enregistrements WAL. Le système divise physiquement cette séquence en *fichiers de segment* WAL de 16 Mo chacun (en général, mais cette taille peut être modifiée lors de l'exécution d'initdb). Les fichiers segment reçoivent des noms numériques pour refléter leur position dans la séquence abstraite des WAL. Lorsque le système n'utilise pas l'archivage des WAL, il ne crée que quelques fichiers segment, qu'il « recycle » en renommant les fichiers devenus inutiles. Un fichier segment dont le contenu précède le dernier point de vérification est supposé inutile et peut être recyclé.

Lors de l'archivage des données WAL, le contenu de chaque fichier segment doit être capturé dès qu'il est rempli pour sauvegarder les données ailleurs avant son recyclage. En fonction de l'application et du matériel disponible, « sauvegarder les données ailleurs » peut se faire de plusieurs façons : les fichiers segment peuvent être copiés dans un répertoire NFS monté sur une autre machine, être écrits sur une cartouche (après s'être assuré qu'il existe un moyen d'identifier le nom d'origine de chaque fichier)

ou être groupés pour gravure sur un CD, ou toute autre chose. Pour fournir autant de flexibilité que possible à l'administrateur de la base de données, PostgreSQL essaie de ne faire aucune supposition sur la façon dont l'archivage est réalisé. À la place, PostgreSQL permet de préciser la commande shell à exécuter pour copier le fichier segment complet à l'endroit désiré. La commande peut être aussi simple qu'un `cp` ou impliquer un shell complexe -- c'est l'utilisateur qui décide.

Pour activer l'archivage des journaux de transaction, on positionne le paramètre de configuration wal_level à `replica` ou supérieur, archive_mode à `on`, et on précise la commande shell à utiliser dans le paramètre archive_command de la configuration. En fait, ces paramètres seront toujours placés dans le fichier `postgresql.conf`. Dans cette chaîne, un `%p` est remplacé par le chemin absolu de l'archive alors qu'un `%f` n'est remplacé que par le nom du fichier. (Le nom du chemin est relatif au répertoire de travail du serveur, c'est-à-dire le répertoire des données du cluster.) `%%` est utilisé pour écrire le caractère `%` dans la commande. La commande la plus simple ressemble à :

```
archive_command = 'test ! -f /mnt/serveur/repertoire_archive/%f &&
 cp %p /mnt/serveur/repertoire_archive/%f'  # Unix
archive_command = 'copy "%p" "C:\\serveur\\repertoire_archive\\%f"'
  # Windows
```

qui copie les segments WAL archivables dans le répertoire `/mnt/serveur/repertoire_archive`. (Ceci est un exemple, pas une recommandation, et peut ne pas fonctionner sur toutes les plateformes.) Après le remplacement des paramètres `%p` et `%f`, la commande réellement exécutée peut ressembler à :

```
test ! -f /mnt/serveur/repertoire_archive/000000010000000A900000065
 && cp pg_wal/000000010000000A900000065 /mnt/serveur/
repertoire_archive/000000010000000A900000065
```

Une commande similaire est produite pour chaque nouveau fichier à archiver.

La commande d'archivage est exécutée sous l'identité de l'utilisateur propriétaire du serveur PostgreSQL. La série de fichiers WAL en cours d'archivage contient absolument tout ce qui se trouve dans la base de données, il convient donc de s'assurer que les données archivées sont protégées des autres utilisateurs ; on peut, par exemple, archiver dans un répertoire sur lequel les droits de lecture ne sont positionnés ni pour le groupe ni pour le reste du monde.

Il est important que la commande d'archivage ne renvoie le code de sortie zéro que si, et seulement si, l'exécution a réussi. En obtenant un résultat zéro, PostgreSQL suppose que le fichier segment WAL a été archivé avec succès et qu'il peut le supprimer ou le recycler. Un statut différent de zéro indique à PostgreSQL que le fichier n'a pas été archivé ; il essaie alors périodiquement jusqu'à la réussite de l'archivage.

La commande d'archivage doit, en général, être conçue pour refuser d'écraser tout fichier archive qui existe déjà. C'est une fonctionnalité de sécurité importante pour préserver l'intégrité de l'archive dans le cas d'une erreur de l'administrateur (comme l'envoi de la sortie de deux serveurs différents dans le même répertoire d'archivage).

Il est conseillé de tester la commande d'archivage proposée pour s'assurer, qu'en effet, elle n'écrase pas un fichier existant, *et qu'elle retourne un statut différent de zéro dans ce cas*. La commande pour Unix en exemple ci-dessus le garantit en incluant une étape `test` séparée. Sur certaines plateformes Unix, la commande `cp` dispose d'une option, comme `-i` pouvant être utilisé pour faire la même chose, mais en moins verbeux. Cependant, vous ne devriez pas vous baser là-dessus sans vous assurer que le code de sortie renvoyé est le bon. (en particulier, la commande `cp` de GNU renvoie un code zéro quand `-i` est utilisé et que le fichier cible existe déjà, ce qui n'est *pas* le comportement désiré.)

Lors de la conception de la configuration d'archivage, il faut considérer ce qui peut se produire si la commande d'archivage échoue de façon répétée, que ce soit parce qu'une intervention de l'opérateur s'avère nécessaire ou par manque d'espace dans le répertoire d'archivage. Ceci peut arriver, par exemple, lors de l'écriture sur une cartouche sans changeur automatique ; quand la cartouche est pleine, rien ne peut être archivé tant que la cassette n'est pas changée. Toute erreur ou requête à un opérateur

humain doit être rapportée de façon appropriée pour que la situation puisse être résolue rapidement. Le répertoire `pg_wal/` continue à se remplir de fichiers de segment WAL jusqu'à la résolution de la situation. (Si le système de fichiers contenant `pg_wal/` se remplit, PostgreSQL s'arrête en mode PANIC. Aucune transaction validée n'est perdue mais la base de données est inaccessible tant que de l'espace n'a pas été libéré.)

La vitesse de la commande d'archivage n'est pas importante, tant qu'elle suit le rythme de génération des données WAL du serveur. Les opérations normales continuent même si le processus d'archivage est un peu plus lent. Si l'archivage est significativement plus lent, alors la quantité de données qui peut être perdue croît. Cela signifie aussi que le répertoire `pg_wal/` contient un grand nombre de fichiers segment non archivés, qui peuvent finir par dépasser l'espace disque disponible. Il est conseillé de surveiller le processus d'archivage pour s'assurer que tout fonctionne normalement.

Lors de l'écriture de la commande d'archivage, il faut garder à l'esprit que les noms de fichier à archiver peuvent contenir jusqu'à 64 caractères et être composés de toute combinaison de lettres ASCII, de chiffres et de points. Il n'est pas nécessaire de conserver le chemin relatif original (`%p`) mais il est nécessaire de se rappeler du nom du fichier (`%f`).

Bien que l'archivage WAL autorise à restaurer toute modification réalisée sur les données de la base, il ne restaure pas les modifications effectuées sur les fichiers de configuration (c'est-à-dire `postgresql.conf`, `pg_hba.conf` et `pg_ident.conf`) car ceux-ci sont édités manuellement et non au travers d'opérations SQL. Il est souhaitable de conserver les fichiers de configuration à un endroit où ils sont sauvegardés par les procédures standard de sauvegarde du système de fichiers. Voir la Section 19.2 pour savoir comment modifier l'emplacement des fichiers de configuration.

La commande d'archivage n'est appelée que sur les segments WAL complets. Du coup, si le serveur engendre peu de trafic WAL (ou qu'il y a des périodes de calme où le trafic WAL est léger), il peut y avoir un long délai entre la fin d'une transaction et son enregistrement sûr dans le stockage d'archive. Pour placer une limite sur l'ancienneté des données archivées, on configure archive_timeout qui force le serveur à changer de fichier segment WAL passé ce délai. Les fichiers archivés lors d'un tel forçage ont toujours la même taille que les fichiers complets. Il est donc déconseillé de configurer un délai `archive_timeout` trop court -- cela fait grossir anormalement le stockage. Une minute pour `archive_timeout` est généralement raisonnable.

De plus, le changement d'un segment peut être forcé manuellement avec `pg_switch_wal`. Cela permet de s'assurer qu'une transaction tout juste terminée est archivée aussi vite que possible. D'autres fonctions utilitaires relatives à la gestion des WAL sont disponibles dans Tableau 9.79.

Quand `wal_level` est configuré à `minimal`, certaines commandes SQL sont optimisées pour éviter la journalisation des transactions, de la façon décrite dans Section 14.4.7. Si l'archivage ou la réplication en flux est activé lors de l'exécution d'une de ces instructions, les journaux de transaction ne contiennent pas suffisamment d'informations pour une récupération via les archives. (La récupération après un arrêt brutal n'est pas affectée.) Pour cette raison, `wal_level` ne peut être modifié qu'au lancement du serveur. Néanmoins, `archive_command` peut être modifié par rechargement du fichier de configuration. Pour arrêter temporairement l'archivage, on peut placer une chaîne vide (`''`) pour `archive_command`. Les journaux de transaction sont alors accumulés dans `pg_wal/` jusqu'au rétablissement d'un paramètre `archive_command` fonctionnel.

25.3.2. Réaliser une sauvegarde de base

La manière la plus simple pour effectuer une sauvegarde d'utiliser l'outil pg_basebackup. Il peut créer une sauvegarde de base soit sous la forme de fichiers standards, soit dans une archive tar. Pour les cas plus complexes, il est possible de réaliser une sauvegarde de base en utilisant l'API bas niveau (voir Section 25.3.3).

La durée d'une sauvegarde de base n'est pas toujours un critère déterminant. Toutefois, si vous exploitez votre server avec l'option `full_page_writes` désactivée, vous constaterez une baisse des performances lorsque la sauvegarde est effectuée car l'option `full_page_writes` est activée de force pendant les opérations de sauvegarde.

Pour utiliser une sauvegarde, vous devez conserver tous les segments WAL générés pendant et après la sauvegarde des fichiers. Pour vous aider dans cette tâche, le processus de sauvegarde crée un *fichier historique de sauvegarde* qui est immédiatement enregistré dans la zone d'archivage des WAL. Le nom de ce fichier reprend le nom du premier fichier WAL que vous devez conserver. Par exemple, si le premier fichier WAL à garder est `000000010000123400000055CD`, alors le fichier historique de sauvegarde sera nommé de la manière suivante `000000010000123400000055CD.007C9330.backup`. (La seconde partie du nom de fichier indique la position exacte à l'intérieur du fichier WAL. Cette information peut être ignorée). Une fois que vous avez archivé avec précaution la sauvegarde de base et les fichiers WAL générés pendant la sauvegarde (tel qu'indiqué par le fichier historique de sauvegarde), tous les fichiers WAL antérieurs ne sont plus nécessaires pour restaurer votre sauvegarde de base. Ils peuvent être supprimés. Toutefois il est conseillé de conserver plusieurs groupes de sauvegardes pour être absolument certain de récupérer vos données.

Le fichier historique de sauvegarde est un simple fichier texte. Il contient le label que vous avez attribué à l'opération pg_basebackup, ainsi que les dates de début, de fin et la liste des segments WAL de la sauvegarde. Si vous avez utilisé le label pour identifier le fichier de sauvegarde associé, alors le fichier historique vous permet de savoir quel fichier de sauvegarde vous devez utiliser pour la restauration.

Puisque vous devez archiver tous les fichiers WAL depuis votre dernière sauvegarde de base, l'intervalle entre deux sauvegardes de base doit être déterminé en fonction de l'espace de stockage que vous avez alloué pour l'archivage des fichiers WAL. Vous devez également prendre en compte le temps de restauration (Le système devra rejouer tous les segments WAL, cela prendra un certain temps si la sauvegarde de base est ancienne).

25.3.3. Effectuer une sauvegarde de base avec l'API bas niveau

La procédure pour créer une sauvegarde de base en utilisant l'API bas niveau contient plus d'étapes que la méthode pg_basebackup mais elle est relativement simple. Il est très important que ces étapes soit exécutées séquentiellement et de vérifier que chaque étape s'est déroulée correctement avant de passer à la suivante.

Les sauvegardes bas niveau peuvent être réalisées de façon exclusive ou non-exclusive. La méthode non-exclusive est recommandée alors que l'exclusive est obsolète et sera à la longue supprimée.

25.3.3.1. Créer une sauvegarde non-exclusive bas niveau

Une sauvegarde non-exclusive bas niveau permet à d'autres sauvegardes concurrentes d'être lancées (à la fois celles utilisant la même API et celles utilisant pg_basebackup).

1. S'assurer que l'archivage WAL est activé et fonctionnel.

2. Se connecter au serveur (peu importe la base) en tant qu'utilisateur ayant les droits d'exécuter pg_start_backup (superutilisateur, ou un utilisateur ayant été autorisé à EXECUTE la fonction) et lancer la commande :

   ```
   SELECT pg_start_backup('label', false, false);
   ```

   où `label` est une chaîne utilisée pour identifier de façon unique l'opération de sauvegarde. La connexion appelant `pg_start_backup` doit être maintenue jusqu'à la fin de la sauvegarde, ou la sauvegarde sera automatiquement avortée.

   Par défaut, `pg_start_backup` peut prendre beaucoup de temps pour arriver à son terme. Ceci est dû au fait qu'il réalise un point de vérification (*checkpoint*), et que les entrées/sorties pour l'établissement de ce point de vérification seront réparties sur une grande durée, par défaut la moitié de l'intervalle entre deux points de vérification (voir le paramètre de configuration

checkpoint_completion_target). Habituellement, ce comportement est appréciable, car il minimise l'impact du traitement des requêtes. Pour commencer la sauvegarde dès que possible, changer le second paramètre à `true`, ce qui exécutera un checkpoint immédiat en utilisant autant d'entrées/sorties disque que disponible.

Le troisième paramètre étant `false` signifie que `pg_start_backup` initiera une sauvegarde de base non-exclusive.

3. Effectuer la sauvegarde à l'aide de tout outil de sauvegarde du système de fichiers, tel tar ou cpio (mais ni pg_dump ni pg_dumpall). Il n'est ni nécessaire ni désirable de stopper les opérations normales de la base de données pour cela. Voir la section Section 25.3.3.3 pour les considérations à prendre en compte durant cette sauvegarde.

4. Dans la même connexion que précédemment, lancer la commande :

```
SELECT * FROM pg_stop_backup(false, true);
```

Cela met fin au processus de sauvegarde. Sur un serveur primaire, cela réalise aussi une bascule automatique au prochain segment de journal de transactions. Sur un serveur secondaire (standby), il n'est pas possible de basculer automatiquement les segments des journaux de transactions, donc vous pourriez vouloir utiliser `pg_switch_wal` sur le primaire pour réaliser une bascule manuelle. Cette bascule est nécessaire pour permettre au dernier fichier de segment WAL écrit pendant la sauvegarde d'être immédiatement archivable.

La fonction `pg_stop_backup` retournera une ligne avec trois valeurs. Le second de ces champs devrait être écrit dans un fichier nommé `backup_label` dans le répertoire racine de la sauvegarde. Le troisième champ devrait être écrit dans un fichier nommé `tablespace_map` sauf si le champ est vide. Ces fichiers sont vitaux pour le fonctionnement de la sauvegarde et doivent être écrits octet par octet sans modification, ce qui nécessite de les ouvrir en mode binaire.

5. Une fois que les fichiers de segment WAL utilisés lors de la sauvegarde sont archivés, c'est terminé. Le fichier identifié par le résultat de `pg_stop_backup` est le dernier segment nécessaire pour produire un jeu complet de fichiers de sauvegarde. Sur un serveur primaire, si `archive_mode` est activé et que le paramètre `wait_for_archive` est activé (valeur `true`), `pg_stop_backup` ne rend pas la main avant que le dernier segment n'ait été archivé. Sur un standby, le paramètre `archive_mode` doit valoir `always` pour que la fonction `pg_stop_backup` attende. L'archivage de ces fichiers est automatique puisque `archive_command` est déjà configuré. Dans la plupart des cas, c'est rapide, mais il est conseillé de surveiller le système d'archivage pour s'assurer qu'il n'y a pas de retard. Si le processus d'archivage a pris du retard en raison d'échecs de la commande d'archivage, il continuera d'essayer jusqu'à ce que l'archivage réussisse et que la sauvegarde soit complète. Pour positionner une limite au temps d'exécution de `pg_stop_backup`, il faut positionner `statement_timeout` à une valeur appropriée, mais il faut noter que si `pg_stop_backup` est interrompu à cause de cette configuration, la sauvegarde peut ne pas être correcte.

Si le processus de sauvegarde surveille et s'assure que tous les fichiers de segment WAL nécessaires à la sauvegarde soient archivés avec succès, le paramètre `wait_for_archive` (positionné à true par défaut), peut être positionné à false pour que `pg_stop_backup` renvoie la main dès que l'enregistrement de fin de sauvegarde est écrit dans le WAL. Par défaut, `pg_stop_backup` attendra jusqu'à ce que tous les WAL aient été archivés, ce qui peut prendre un certain temps. Cette option doit être utilisée avec précaution : si l'archivage des WAL n'est pas supervisé correctement, alors la sauvegarde pourrait ne pas inclure tous les fichiers WAL et serait donc incomplète et impossible à restaurer.

25.3.3.2. Créer une sauvegarde exclusive de bas niveau

Le procédé pour une sauvegarde exclusive est majoritairement le même que pour la non-exclusive, mais il diffère en quelques étapes clés. Ce type de sauvegarde peut seulement être réalisé sur un

serveur primaire et ne permet pas des sauvegardes concurrentes. Avant la version 9.6 de PostgreSQL, il s'agissait de la seule méthode bas niveau disponible, mais il est maintenant recommandé que tous les utilisateurs mettent à jour leurs scripts pour utiliser une sauvegarde non-exclusive si possible.

1. S'assurer que l'archivage des WAL est activé et fonctionnel.

2. Se connecter au serveur (peu importe la base) en tant qu'utilisateur ayant les droits d'exécuter pg_start_backup (superutilisateur, ou un utilisateur ayant le droit EXECUTE sur cette fonction) et lancer la commande :

   ```
   SELECT pg_start_backup('label');
   ```

   où `label` est une chaîne utilisée pour identifier de façon unique l'opération de sauvegarde. `pg_start_backup` crée un fichier *de label de sauvegarde* nommé `backup_label` dans le répertoire du cluster. Ce fichier contient les informations de la sauvegarde, ceci incluant le moment du démarrage et le label. La fonction crée aussi un fichier *tablespace map*, appelé `tablespace_map`, dans le répertoire principal des données avec des informations sur les liens symboliques des tablespaces contenus dans `pg_tblspc` si au moins un lien est présent. Ces fichiers sont critiques à l'intégrité de la sauvegarde, vous devez vous assurer de leur restauration.

   Par défaut, `pg_start_backup` peut prendre beaucoup de temps pour arriver à son terme. Ceci est dû au fait qu'il réalise un point de vérification (*checkpoint*), et que les entrées/sorties pour l'établissement de ce point de vérification seront réparties sur une grande durée, par défaut la moitié de l'intervalle entre deux points de vérification (voir le paramètre de configuration checkpoint_completion_target). Habituellement, ce comportement est appréciable, car il minimise l'impact du traitement des requêtes. Pour commencer la sauvegarde aussi rapidement que possible, utiliser :

   ```
   SELECT pg_start_backup('label', true);
   ```

   Cela force l'exécution du point de vérification aussi rapidement que possible.

3. Effectuer la sauvegarde à l'aide de tout outil de sauvegarde du système de fichiers, tel tar ou cpio (mais ni pg_dump ni pg_dumpall). Il n'est ni nécessaire ni désirable de stopper les opérations normales de la base de données pour cela. Voir la section Section 25.3.3.3 pour les considérations à prendre en compte durant cette sauvegarde.

   Notez que, si le serveur s'arrête brutalement lors de la sauvegarde, il pourrait ne pas être possible de recommencer tant que le fichier `backup_label` ne soit manuellement supprimée du répertoire `PGDATA`.

4. Se connecter à nouveau à la base de données en tant qu'utilisateur ayant le droit d'exécuter pg_stop_backup (superutilisateur, ou un utilisateur ayant le droit EXECUTE sur cette fonction) et lancer la commande :

   ```
   SELECT pg_stop_backup();
   ```

   Cette fonction met fin au processus de sauvegarde et réalise une bascule automatique vers le prochain segment WAL. Cette bascule est nécessaire pour permettre au dernier fichier de segment WAL écrit pendant la sauvegarde d'être immédiatement archivable.

5. Une fois que les fichiers des segments WAL utilisés lors de la sauvegarde sont archivés, c'est terminé. Le fichier identifié par le résultat de `pg_stop_backup` est le dernier segment nécessaire pour produire un jeu complet de fichiers de backup. Si `archive_mode` est activé, `pg_stop_backup` ne rend pas la main avant que le dernier segment n'ait été archivé. L'archivage de ces fichiers est automatique puisque `archive_command` est configuré. Dans la plupart des cas, c'est rapide, mais il est conseillé de surveiller le système d'archivage pour s'assurer qu'il n'y a pas de retard. Si le processus d'archivage a pris du retard en raison d'échecs de la commande

d'archivage, il continuera d'essayer jusqu'à ce que l'archive réussisse et que le backup soit complet. Pour positionner une limite au temps d'exécution de `pg_stop_backup`, il faut positionner `statement_timeout` à une valeur appropriée, mais il faut noter que si `pg_stop_backup` est interrompu du fait de cette configuration, la sauvegarde peut ne pas être correcte.

25.3.3.3. Sauvegarder le répertoire de données

Certains outils de sauvegarde de fichiers émettent des messages d'avertissement ou d'erreur si les fichiers qu'ils essaient de copier sont modifiés au cours de la copie. Cette situation, normale lors de la sauvegarde d'une base active, ne doit pas être considérée comme une erreur ; il suffit de s'assurer que ces messages puissent être distingués des autres messages. Certaines versions de rsync, par exemple, renvoient un code de sortie distinct en cas de « disparition de fichiers source ». Il est possible d'écrire un script qui considère ce code de sortie comme normal.

De plus, certaines versions de GNU tar retournent un code d'erreur qu'on peut confondre avec une erreur fatale si le fichier a été tronqué pendant sa copie par tar. Heureusement, les versions 1.16 et suivantes de GNU tar retournent 1 si le fichier a été modifié pendant la sauvegarde et 2 pour les autres erreurs. Avec GNU tar version 1.23 et les versions ultérieures, vous pouvez utiliser les options d'avertissement `--warning=no-file-changed --warning=no-file-removed` pour cacher les messages d'avertissement en relation.

La sauvegarde doit inclure tous les fichiers du répertoire du groupe de bases de données (`/usr/local/pgsql/data`, par exemple). Si des *tablespaces* qui ne se trouvent pas dans ce répertoire sont utilisés, il ne faut pas oublier de les inclure (et s'assurer également que la sauvegarde archive les liens symboliques comme des liens, sans quoi la restauration va corrompre les *tablespaces*).

Néanmoins, les fichiers du sous-répertoire `pg_wal/`, contenu dans le répertoire du cluster, devraient être omis. Ce léger ajustement permet de réduire le risque d'erreurs lors de la restauration. C'est facile à réaliser si `pg_wal/` est un lien symbolique vers quelque endroit extérieur au répertoire du cluster, ce qui est toutefois une configuration courante, pour des raisons de performance. Il peut être intéressant d'exclure `postmaster.pid` et `postmaster.opts`, qui enregistrent des informations sur le postmaster en cours d'exécution, mais pas sur le postmaster qui va utiliser cette sauvegarde. De plus, ces fichiers peuvent poser problème à pg_ctl.

C'est souvent une bonne idée d'omettre de la sauvegarde les fichiers provenant du répertoire `pg_replslot/` de l'instance, pour que les slots de réplication existant sur le maître ne deviennent pas partie intégrante de la sauvegarde. Dans le cas contraire, l'utilisation de la sauvegarde pour créer un esclave pourrait résulter en une rétention infinie des journaux de transactions sur l'esclave et aussi de la fragmentation sur le maître si les messages retour d'un esclave en Hot Standby sont activés, parce que les clients qui utilisent ces slots de réplication se connecteront toujours et mettront à jour les slots sur le maître et non pas sur l'esclave. Même si la sauvegarde a pour but d'être utilisée pour la création d'un nouveau maître, copier les slots de réplication n'est pas un comportement attendu car il n'a pas de raison d'être, le contenu de ces slots sera très probablement obsolète au moment où le nouveau maître sera en ligne.

Le contenu des répertoires `pg_dynshmem/`, `pg_notify/`, `pg_serial/`, `pg_snapshots/`, `pg_stat_tmp/`, et `pg_subtrans/` (mais pas les répertoires eux-même) peuvent être exclu de la sauvegarde puisqu'ils seront réinitialisés au démarrage du postmaster. Si stats_temp_directory est positionné et qu'il pointe dans un sous répertoire du répertoire de données alors le contenu de ce répertoire peut également être exclu.

N'importe quel fichier ou répertoire commençant par `pgsql_tmp` peut être exclu de la sauvegarde. Ces fichiers sont supprimé au démarrage du postmaster et les répertoires seront recréés si nécessaire.

Les fichiers `pg_internal.init` peuvent être omis de la sauvegarde quand un fichier de ce nom est trouvé. Ces fichiers contiennent les données de cache des relations qui est toujours reconstruire lors de la restauration.

Le fichier de label de la sauvegarde inclut la chaîne de label passée à `pg_start_backup`, l'heure à laquelle `pg_start_backup` a été exécuté et le nom du fichier WAL initial. En cas de confusion,

il est ainsi possible de regarder dans le fichier sauvegarde et de déterminer avec précision de quelle session de sauvegarde provient ce fichier. Le fichier des tablespaces inclut les noms des liens symboliques s'ils existent dans le répertoire `pg_tblspc/` et le chemin complet de chaque lien symbolique. Néanmoins, ces fichiers n'existent pas uniquement pour vous informer. Leurs présences et contenus sont critiques au bon déroulement du processus de restauration.

Il est aussi possible de faire une sauvegarde alors que le serveur est arrêté. Dans ce cas, `pg_start_backup` et `pg_stop_backup` ne peuvent pas être utilisées. L'utilisateur doit alors se débrouiller pour identifier les fichiers de sauvegarde et déterminer jusqu'où remonter avec les fichiers WAL associés. Il est généralement préférable de suivre la procédure d'archivage continu décrite ci-dessus.

25.3.4. Récupération à partir d'un archivage continu

Le pire est arrivé et il faut maintenant repartir d'une sauvegarde. Voici la procédure :

1. Arrêter le serveur s'il est en cours d'exécution.

2. Si la place nécessaire est disponible, copier le répertoire complet de données du cluster et tous les *tablespaces* dans un emplacement temporaire en prévision d'un éventuel besoin ultérieur. Cette précaution nécessite qu'un espace suffisant sur le système soit disponible pour contenir deux copies de la base de données existante. S'il n'y a pas assez de place disponible, il faut au minimum copier le contenu du sous-répertoire `pg_wal` du répertoire des données du cluster car il peut contenir des journaux qui n'ont pas été archivés avant l'arrêt du serveur.

3. Effacer tous les fichiers et sous-répertoires existant sous le répertoire des données du cluster et sous les répertoires racines des *tablespaces*.

4. Restaurer les fichiers de la base de données à partir de la sauvegarde des fichiers. Il faut veiller à ce qu'ils soient restaurés avec le bon propriétaire (l'utilisateur système de la base de données, et non pas `root` !) et avec les bons droits. Si des *tablespaces* sont utilisés, il faut s'assurer que les liens symboliques dans `pg_tblspc/` ont été correctement restaurés.

5. Supprimer tout fichier présent dans `pg_wal/` ; ils proviennent de la sauvegarde et sont du coup probablement obsolètes. Si `pg_wal/` n'a pas été archivé, il suffit de recréer ce répertoire en faisant attention à le créer en tant que lien symbolique, si c'était le cas auparavant.

6. Si des fichiers de segment WAL non archivés ont été sauvegardés dans l'étape 2, les copier dans `pg_wal/`. Il est préférable de les copier plutôt que de les déplacer afin qu'une version non modifiée de ces fichiers soit toujours disponible si un problème survient et qu'il faille recommencer.

7. Créer un fichier de commandes de récupération `recovery.conf` dans le répertoire des données du cluster (voir Chapitre 27). Il peut, de plus, être judicieux de modifier temporairement le fichier `pg_hba.conf` pour empêcher les utilisateurs ordinaires de se connecter tant qu'il n'est pas certain que la récupération a réussi.

8. Démarrer le serveur. Le serveur se trouve alors en mode récupération et commence la lecture des fichiers WAL archivés dont il a besoin. Si la récupération se termine sur une erreur externe, le serveur peut tout simplement être relancé. Il continue alors la récupération. À la fin du processus de récupération, le serveur renomme `recovery.conf` en `recovery.done` (pour éviter de retourner accidentellement en mode de récupération), puis passe en mode de fonctionnement normal.

9. Inspecter le contenu de la base de données pour s'assurer que la récupération a bien fonctionné. Dans le cas contraire, retourner à l'étape 1. Si tout va bien, le fichier `pg_hba.conf` peut-être restauré pour autoriser les utilisateurs à se reconnecter.

Le point clé de tout ceci est l'écriture d'un fichier de configuration de récupération qui décrit comment et jusqu'où récupérer. Le fichier `recovery.conf.sample` (normalement présent dans le répertoire d'installation `share/`) peut être utilisé comme prototype. La seule chose qu'il faut

absolument préciser dans `recovery.conf`, c'est `restore_command` qui indique à PostgreSQL comment récupérer les fichiers de segment WAL archivés. À l'instar d'`archive_command`, c'est une chaîne de commande shell. Elle peut contenir `%f`, qui est remplacé par le nom du journal souhaité, et `%p`, qui est remplacé par le chemin du répertoire où copier le journal. (Le nom du chemin est relatif au répertoire de travail du serveur, c'est-à-dire le répertoire des données du cluster.) Pour écrire le caractère `%` dans la commande, on utilise `%%`. La commande la plus simple ressemble à :

```
restore_command = 'cp /mnt/serveur/répertoire_archive/%f %p'
```

qui copie les segments WAL précédemment archivés à partir du répertoire `/mnt/serveur/répertoire_archive`. Il est toujours possible d'utiliser une commande plus compliquée, voire même un script shell qui demande à l'utilisateur de monter la cassette appropriée.

Il est important que la commande retourne un code de sortie différent de zéro en cas d'échec. Des fichiers absents de l'archive *seront* demandés à la commande ; elle doit renvoyer autre chose que zéro dans ce cas. Ce n'est pas une condition d'erreur. Une exception est possible si la commande a été terminée par un signa (autre que SIGTERM, qui est utilisé pour l'arrêt du serveur) ou si une erreur shell (comme une commande introuvable). Dans ces cas, la restauration va s'arrêter et le serveur ne démarrera plus.

Tous les fichiers demandés ne seront pas des segments WAL ; vous pouvez aussi vous attendre à des demandes de fichiers suffixés par `.history`. Il faut également garder à l'esprit que le nom de base du chemin `%p` diffère de `%f` ; ils ne sont pas interchangeables.

Les segments WAL qui ne se trouvent pas dans l'archive sont recherchés dans `pg_wal/` ; cela autorise l'utilisation de segments récents non archivés. Néanmoins, les segments disponibles dans l'archive sont utilisés de préférence aux fichiers contenus dans `pg_wal/`.

Normalement, la récupération traite tous les segments WAL disponibles, restaurant du coup la base de données à l'instant présent (ou aussi proche que possible, en fonction des segments WAL disponibles). Une récupération normale se finit avec un message « fichier non trouvé », le texte exact du message d'erreur dépendant du choix de `restore_command`. Un message d'erreur au début de la récupération peut également apparaître concernant un fichier nommé dont le nom ressemble à `00000001.history`. Ceci est aussi normal et n'indique pas un problème dans les situations de récupération habituelles. Voir Section 25.3.5 pour plus d'informations.

Pour récupérer à un moment précis (avant que le DBA junior n'ait supprimé la table principale), il suffit d'indiquer le point d'arrêt requis dans `recovery.conf`. Le point d'arrêt, aussi nommé « recovery target » (cible de récupération), peut être précisé par une combinaison date/heure, un point de récupération nommé ou par le dernier identifiant de transaction. Actuellement, seules les options date/heure et point de récupération nommé sont vraiment utilisables car il n'existe pas d'outils permettant d'identifier avec précision l'identifiant de transaction à utiliser.

> **Note**
>
> Le point d'arrêt doit être postérieur à la fin de la sauvegarde de la base (le moment où `pg_stop_backup` se termine). Une sauvegarde ne peut pas être utilisée pour repartir d'un instant où elle était encore en cours (pour ce faire, il faut récupérer la sauvegarde précédente et rejouer à partir de là).

Si la récupération fait face à une corruption des données WAL, elle se termine à ce point et le serveur ne démarre pas. Dans un tel cas, le processus de récupération peut alors être ré-exécuté à partir du début en précisant une « cible de récupération » antérieure au point de récupération pour permettre à cette dernière de se terminer correctement. Si la récupération échoue pour une raison externe (arrêt brutal du système ou archive WAL devenue inaccessible), la récupération peut être simplement relancée. Elle redémarre alors quasiment là où elle a échoué. Le redémarrage de la restauration fonctionne comme les points de contrôle du déroulement normal : le serveur force une écriture régulière de son état sur les

disques et actualise alors le fichier `pg_control` pour indiquer que les données WAL déjà traitées n'ont plus à être parcourues.

25.3.5. Lignes temporelles (*Timelines*)

La possibilité de restaurer la base de données à partir d'un instantané crée une complexité digne des histoires de science-fiction traitant du voyage dans le temps et des univers parallèles.

Par exemple, dans l'historique original de la base de données, supposez qu'une table critique ait été supprimée à 17h15 mardi soir, mais personne n'a réalisé cette erreur avant mercredi midi. Sans stress, la sauvegarde est récupérée et restaurée dans l'état où elle se trouvait à 17h14 mardi soir. La base est fonctionnelle. Dans *cette* histoire de l'univers de la base de données, la table n'a jamais été supprimée. Or, l'utilisateur réalise peu après que ce n'était pas une si grande idée et veut revenir à un quelconque moment du mercredi matin. Cela n'est pas possible, si, alors que la base de données est de nouveau fonctionnelle, elle réutilise certaines séquences de fichiers WAL qui permettent de retourner à ce point. Il est donc nécessaire de pouvoir distinguer les séries d'enregistrements WAL engendrées après la récupération de l'instantané de celles issues de l'historique originel de la base.

Pour gérer ces difficultés, PostgreSQL inclut la notion de *lignes temporelles* (ou *timelines*). Quand une récupération d'archive est terminée, une nouvelle ligne temporelle est créée pour identifier la série d'enregistrements WAL produits après cette restauration. Le numéro d'identifiant de la timeline est inclus dans le nom des fichiers de segment WAL. De ce fait, une nouvelle timeline ne réécrit pas sur les données engendrées par des timelines précédentes. En fait, il est possible d'archiver plusieurs timelines différentes. Bien que cela semble être une fonctionnalité inutile, cela peut parfois sauver des vies. Dans une situation où l'instantané à récupérer n'est pas connu avec certitude, il va falloir tester les récupérations de différents instantanés jusqu'à trouver le meilleur. Sans les timelines, ce processus engendre vite un bazar ingérable. Avec les timelines, il est possible de récupérer *n'importe quel* état précédent, même les états de branches temporelles abandonnées.

Chaque fois qu'une nouvelle timeline est créée, PostgreSQL crée un fichier d'« historique des timelines » qui indique à quelle timeline il est attaché, et depuis quand. Ces fichiers d'historique sont nécessaires pour permettre au système de choisir les bons fichiers de segment WAL lors de la récupération à partir d'une archive qui contient plusieurs timelines. Ils sont donc archivés comme tout fichier de segment WAL. Puisque ce sont de simples fichiers texte, il est peu coûteux et même judicieux de les conserver indéfiniment (contrairement aux fichiers de segment, volumineux). Il est possible d'ajouter des commentaires au fichier d'historique expliquant comment et pourquoi cette timeline a été créée. De tels commentaires s'avèrent précieux lorsque l'expérimentation conduit à de nombreuses timelines.

Par défaut, la récupération s'effectue sur la timeline en vigueur au cours de la sauvegarde. Si l'on souhaite effectuer la récupération dans une timeline fille (c'est-à-dire retourner à un état enregistré après une tentative de récupération), il faut préciser l'identifiant de la timeline dans `recovery.conf`. Il n'est pas possible de récupérer dans des timelines antérieures à la sauvegarde.

25.3.6. Conseils et exemples

Quelques conseils de configuration de l'archivage continue sont donnés ici.

25.3.6.1. Configuration de la récupération

Il est possible d'utiliser les capacités de sauvegarde de PostgreSQL pour produire des sauvegardes autonomes à chaud. Ce sont des sauvegardes qui ne peuvent pas être utilisées pour la récupération à un instant donné, mais ce sont des sauvegardes qui sont typiquement plus rapide à obtenir et à restaurer que ceux issus de pg_dump. (Elles sont aussi bien plus volumineuses qu'un export pg_dump, il se peut donc que l'avantage de rapidité soit négatif.)

Comme pour les sauvegarde de base, la manière la plus simple de créer une sauvegarde à chaud autonome est d'utiliser l'outil pg_basebackup. Si vous ajoutez le paramètre `-X` au lancement de la

sauvegarde, tout l'historique de transaction ("transaction log") nécessaire sera inclus automatiquement dans la sauvegarde et vous n'aurez pas d'action supplémentaire à effectuer pour restaurer votre sauvegarde.

Si vous avez besoin de plus de flexibilité pour copier les fichiers de sauvegarde, un processus bas niveau peut être utilisé pour les sauvegardes à chaud autonomes. En vue d'effectuer des sauvegardes à chaud autonomes, on positionne `wal_level` à `replica` ou supérieur, `archive_mode` à `on`, et on configure `archive_command` de telle sorte que l'archivage ne soit réalisé que lorsqu'un *fichier de bascule* existe. Par exemple :

```
archive_command = 'test ! -f /var/lib/pgsql/backup_in_progress
 || (test ! -f /var/lib/pgsql/archive/%f && cp %p /var/lib/pgsql/
archive/%f)'
```

Cette commande réalise l'archivage dès lors que `/var/lib/pgsql/backup_in_progress` existe. Dans le cas contraire, elle renvoie silencieusement le code de statut zéro (permettant à PostgreSQL de recycler le journal de transactions non désiré).

Avec cette préparation, une sauvegarde peut être prise en utilisant un script comme celui-ci :

```
touch /var/lib/pgsql/backup_in_progress
psql -c "select pg_start_backup('hot_backup');"
tar -cf /var/lib/pgsql/backup.tar /var/lib/pgsql/data/
psql -c "select pg_stop_backup();"
rm /var/lib/pgsql/backup_in_progress
tar -rf /var/lib/pgsql/backup.tar /var/lib/pgsql/archive/
```

Le fichier de bascule, `/var/lib/pgsql/backup_in_progress`, est créé en premier, activant l'archivage des journaux de transactions pleins. Après la sauvegarde, le fichier de bascule est supprimé. Les journaux de transaction archivés sont ensuite ajoutés à la sauvegarde pour que la sauvegarde de base et les journaux requis fassent partie du même fichier tar. Rappelez vous d'ajouter de la gestion d'erreur à vos scripts.

25.3.6.2. Compression des fichiers archives

Si la taille du stockage des archives est un problème, vous pouvez utiliser gzip pour compresser les fichiers archives :

```
archive_command = 'gzip < %p > /var/lib/pgsql/archive/%f'
```

Vous aurez alors besoin d'utiliser gunzip pendant la récupération :

```
restore_command = 'gunzip < /mnt/server/archivedir/%f > %p'
```

25.3.6.3. Scripts `archive_command`

Nombreux sont ceux qui choisissent d'utiliser des scripts pour définir leur `archive_command`, de sorte que leur `postgresql.conf` semble très simple :

```
archive_command = 'local_backup_script.sh "%p" "%f"'
```

Utiliser un script séparé est conseillé à chaque fois qu'il est envisagé d'utiliser plusieurs commandes pour le processus d'archivage. Ainsi toute la complexité est gérée dans le script qui peut être écrit dans un langage de scripts populaires comme bash ou perl.

Quelques exemples de besoins résolus dans un script :

- copier des données vers un stockage distant ;
- copier les journaux de transaction en groupe pour qu'ils soient transférés toutes les trois heures plutôt qu'un à la fois ;
- s'interfacer avec d'autres outils de sauvegarde et de récupération ;
- s'interfacer avec un outil de surveillance pour y renvoyer les erreurs.

> **Astuce**
>
> Lors de l'utilisation d'un script `archive_command`, il est préférable d'activer logging_collector. Tout message écrit sur stderr à partir du script apparaîtra ensuite dans les traces du serveur, permettant un diagnostic facilité de configurations complexes en cas de problème.

25.3.7. Restrictions

Au moment où ces lignes sont écrites, plusieurs limitations de la technique d'archivage continu sont connues. Elles seront probablement corrigées dans une prochaine version :

- Si une commande CREATE DATABASE est exécutée alors qu'une sauvegarde est en cours, et que la base de données modèle utilisée par l'instruction `CREATE DATABASE` est à son tour modifiée pendant la sauvegarde, il est possible que la récupération propage ces modifications dans la base de données créée. Pour éviter ce risque, il est préférable de ne pas modifier les bases de données modèle lors d'une sauvegarde de base.
- Les commandes CREATE TABLESPACE sont tracées dans les WAL avec le chemin absolu et sont donc rejouées en tant que créations de *tablespace* suivant le même chemin absolu. Cela n'est pas forcément souhaitable si le journal est rejoué sur une autre machine. De plus, cela peut s'avérer dangereux même lorsque le journal est rejoué sur la même machine, mais dans un répertoire différent : la ré-exécution surcharge toujours le contenu du *tablespace* original. Pour éviter de tels problèmes, la meilleure solution consiste à effectuer une nouvelle sauvegarde de la base après la création ou la suppression de *tablespace*.

Il faut de plus garder à l'esprit que le format actuel des WAL est extrêmement volumineux car il inclut de nombreuses images des pages disques. Ces images de page sont conçues pour supporter la récupération après un arrêt brutal, puisqu'il peut être nécessaire de corriger des pages disque partiellement écrites. En fonction du matériel et des logiciels composant le système, le risque d'écriture partielle peut être suffisamment faible pour être ignoré, auquel cas le volume total des traces archivées peut être considérablement réduit par la désactivation des images de page à l'aide du paramètre full_page_writes (lire les notes et avertissements dans Chapitre 30 avant de le faire). Désactiver les images de page n'empêche pas l'utilisation des traces pour les opérations PITR. Un piste éventuelle de développement futur consiste à compresser les données des WAL archivés en supprimant les copies inutiles de pages même si `full_page_writes` est actif. Entre temps, les administrateurs peuvent souhaiter réduire le nombre d'images de pages inclus dans WAL en augmentant autant que possible les paramètres d'intervalle entre les points de vérification.

Chapitre 26. Haute disponibilité, répartition de charge et réplication

Des serveurs de bases de données peuvent travailler ensemble pour permettre à un serveur standby de prendre rapidement la main si le serveur principal échoue (haute disponibilité, ou *high availability*), ou pour permettre à plusieurs serveurs de servir les mêmes données (répartition de charge, ou *load balancing*). Idéalement, les serveurs de bases de données peuvent travailler ensemble sans jointure.

Il est aisé de faire coopérer des serveurs web qui traitent des pages web statiques en répartissant la charge des requêtes web sur plusieurs machines. Dans les faits, les serveurs de bases de données en lecture seule peuvent également coopérer facilement. Malheureusement, la plupart des serveurs de bases de données traitent des requêtes de lecture/écriture et, de ce fait, collaborent plus difficilement. En effet, alors qu'il suffit de placer une seule fois les données en lecture seule sur chaque serveur, une écriture sur n'importe quel serveur doit, elle, être propagée à tous les serveurs afin que les lectures suivantes sur ces serveurs renvoient des résultats cohérents.

Ce problème de synchronisation représente la difficulté fondamentale à la collaboration entre serveurs. Comme la solution au problème de synchronisation n'est pas unique pour tous les cas pratiques, plusieurs solutions co-existent. Chacune répond de façon différente et minimise cet impact au regard d'une charge spécifique.

Certaines solutions gèrent la synchronisation en autorisant les modifications des données sur un seul serveur. Les serveurs qui peuvent modifier les données sont appelés serveur en lecture/écriture, *primaire* ou serveur *primaire*. Les serveurs qui suivent les modifications du primaire sont appelés *standby*, ou serveurs *standbys*, ou encore serveurs *secondaires*. Un serveur en standby auquel on ne peut pas se connecter tant qu'il n'a pas été promu en serveur primaire est appelé un serveur en *warm standby*, et un qui peut accepter des connections et répondre à des requêtes en lecture seule est appelé un serveur en *hot standby*.

Certaines solutions sont synchrones, ce qui signifie qu'une transaction de modification de données n'est pas considérée valide tant que tous les serveurs n'ont pas validé la transaction. Ceci garantit qu'un *failover* ne perd pas de données et que tous les serveurs en répartition de charge retournent des résultats cohérents, quel que soit le serveur interrogé. Au contraire, les solutions asynchrones autorisent un délai entre la validation et sa propagation aux autres serveurs. Cette solution implique une éventuelle perte de transactions lors de la bascule sur un serveur de sauvegarde, ou l'envoi de données obsolètes par les serveurs à charge répartie. La communication asynchrone est utilisée lorsque la version synchrone est trop lente.

Les solutions peuvent aussi être catégorisées par leur granularité. Certaines ne gèrent que la totalité d'un serveur de bases alors que d'autres autorisent un contrôle par table ou par base.

Il importe de considérer les performances dans tout choix. Il y a généralement un compromis à trouver entre les fonctionnalités et les performances. Par exemple, une solution complètement synchrone sur un réseau lent peut diviser les performances par plus de deux, alors qu'une solution asynchrone peut n'avoir qu'un impact minimal sur les performances.

Le reste de cette section souligne différentes solutions de *failover*, de réplication et de répartition de charge.

26.1. Comparaison de différentes solutions

Failover sur disque partagé

Le *failover* (ou bascule sur incident) sur disque partagé élimine la surcharge de synchronisation par l'existence d'une seule copie de la base de données. Il utilise un seul ensemble de disques partagé par plusieurs serveurs. Si le serveur principal échoue, le serveur en attente est capable de

monter et démarrer la base comme s'il récupérait d'un arrêt brutal. Cela permet un *failover* rapide sans perte de données.

La fonctionnalité de matériel partagé est commune aux périphériques de stockage en réseau. Il est également possible d'utiliser un système de fichiers réseau bien qu'il faille porter une grande attention au système de fichiers pour s'assurer qu'il a un comportement POSIX complet (voir Section 18.2.2). Cette méthode comporte une limitation significative : si les disques ont un problème ou sont corrompus, le serveur primaire et le serveur en attente sont tous les deux non fonctionnels. Un autre problème est que le serveur en attente ne devra jamais accéder au stockage partagé tant que le serveur principal est en cours d'exécution.

Réplication de système de fichiers (périphérique bloc)

Il est aussi possible d'utiliser cette fonctionnalité d'une autre façon avec une réplication du système de fichiers, où toutes les modifications d'un système de fichiers sont renvoyées sur un système de fichiers situé sur un autre ordinateur. La seule restriction est que ce miroir doit être construit de telle sorte que le serveur en attente dispose d'une version cohérente du système de fichiers -- spécifiquement, les écritures sur le serveur en attente doivent être réalisées dans le même ordre que celles sur le primaire. DRBD est une solution populaire de réplication de systèmes de fichiers pour Linux.

Envoi des journaux de transactions

Les serveurs *warm et hot standby* (voir Section 26.2) peuvent conserver leur cohérence en lisant un flux d'enregistrements de WAL. Si le serveur principal échoue, le serveur *standby* contient pratiquement toutes les données du serveur principal et peut rapidement devenir le nouveau serveur primaire. Ça peut être synchrone mais ça ne peut se faire que pour le serveur de bases complet.

Un serveur de standby peut être implémenté en utilisant la recopie de journaux par fichier (Section 26.2) ou la streaming replication (réplication en continu, voir Section 26.2.5), ou une combinaison des deux. Pour des informations sur le hot standby, voyez Section 26.5..

Logical Replication

La réplication logique autorise un serveur de bases de données d'envoyer un flux de modifications de données à un autre serveur. La réplication logique de PostgreSQL construit un flux de modifications logiques de données à partir des journaux de transactions. La réplication logique permet la réplication des modifications de données de tables individuelles. La réplication logique ne requiert pas qu'un serveur particulier soit désigné comme serveur primaire ou secondaire, mais autorise le flux de données dans plusieurs directions. Pour plus d'informations sur la réplication logique, voir Chapitre 31. Au travers de l'interface de décodage logique (Chapitre 49), les extensions tierces peuvent aussi fournir des fonctionnalitées similaires.

Réplication primaire/secondaire basé sur des triggers

Une configuration de réplication primaire/secondaire envoie toutes les requêtes de modification de données au serveur primaire. Ce serveur envoie les modifications de données de façon asynchrone au serveur secondaire. Le secondaire peut répondre aux requêtes en lecture seule alors que le serveur primaire est en cours d'exécution. Le serveur secondaire est idéal pour les requêtes vers un entrepôt de données.

Slony-I est un exemple de ce type de réplication, avec une granularité par table et un support des secondaires multiples. Comme il met à jour le serveur secondaire de façon asynchrone (par lots), il existe une possibilité de perte de données pendant un *failover*.

Middleware de réplication basé sur les instructions

Avec les *middleware* de réplication basés sur les instructions, un programme intercepte chaque requête SQL et l'envoie à un ou tous les serveurs. Chaque serveur opère indépendamment. Les

requêtes en lecture/écriture doivent être envoyées à tous les serveurs pour que chaque serveur reçoive les modifications. Les requêtes en lecture seule ne peuvent être envoyées qu'à un seul serveur, ce qui permet de distribuer la charge de lecture.

Si les requêtes sont envoyées sans modification, les fonctions comme `random()`, `CURRENT_TIMESTAMP` ainsi que les séquences ont des valeurs différentes sur les différents serveurs. Cela parce que chaque serveur opère indépendamment alors que les requêtes SQL sont diffusées (et non les données modifiées). Si cette solution est inacceptable, le *middleware* ou l'application doivent demander ces valeurs à un seul serveur, et les utiliser dans des requêtes d'écriture. Une autre solution est d'utiliser cette solution de réplication avec une configuration primaire-secondaire traditionnelle, c'est à dire que les requêtes de modification de données ne sont envoyées qu'au primaire et sont propagées aux secondaires via une réplication primaire-secondaire, pas par le middleware de réplication. Il est impératif que toute transaction soit validée ou annulée sur tous les serveurs, éventuellement par validation en deux phases (PREPARE TRANSACTION et COMMIT PREPARED). Pgpool-II et Continuent Tungsten sont des exemples de ce type de réplication.

Réplication asynchrone multi-primaires

Pour les serveurs qui ne sont pas connectés en permanence ou qui ont des liens de communication lents, comme les ordinateurs portables ou les serveurs distants, conserver la cohérence des données entre les serveurs est un challenge. L'utilisation de la réplication asynchrone multi-primaires permet à chaque serveur de fonctionner indépendamment. Il communique alors périodiquement avec les autres serveurs pour identifier les transactions conflictuelles. La gestion des conflits est alors confiée aux utilisateurs ou à un système de règles de résolution. Bucardo est un exemple de ce type de réplication.

Réplication synchrone multi-primaires

Dans les réplications synchrones multi-primaires, tous les serveurs acceptent les requêtes en écriture. Les données modifiées sont transmises du serveur d'origine à tous les autres serveurs avant toute validation de transaction.

Une activité importante en écriture peut être la cause d'un verrouillage excessif et de délai dans la validation des transactions, ce qui peut conduire à un effondrement des performances. Dans les faits, les performances en écriture sont souvent pis que celles d'un simple serveur.

Tous les serveurs acceptent les requêtes en lecture.

Certaines implantations utilisent les disques partagés pour réduire la surcharge de communication.

Les performances de la réplication synchrone multi-primaires sont meilleures lorsque les opérations de lecture représentent l'essentiel de la charge, alors que son gros avantage est l'acceptation des requêtes d'écriture par tous les serveurs -- il n'est pas nécessaire de répartir la charge entre les serveurs primaires et secondaires et, parce que les modifications de données sont envoyées d'un serveur à l'autre, les fonctions non déterministes, comme `random()`, ne posent aucun problème.

PostgreSQL n'offre pas ce type de réplication, mais la validation en deux phases de PostgreSQL (PREPARE TRANSACTION et COMMIT PREPARED) autorise son intégration dans une application ou un *middleware*.

Solutions commerciales

Parce que PostgreSQL est libre et facilement extensible, certaines sociétés utilisent PostgreSQL dans des solutions commerciales fermées (*closed-source*) proposant des fonctionnalités de bascule sur incident (*failover*), réplication et répartition de charge.

La Tableau 26.1 résume les possibilités des différentes solutions listées plus-haut.

Tableau 26.1. Matrice de fonctionnalités : haute disponibilité, répartition de charge et réplication

Fonctionnalité	Bascule par disques partagés (*Shared Disk Failover*)	Réplication par système de fichiers	Envoi des journaux de transactions	Réplication logique	Réplication primaire/secondaire basé sur les triggers	*Middleware* de réplication sur instructions	Réplication asynchrone multi-primaires	Réplication synchrone multi-primaires
Exemple d'implémentations	NAS	DRBD	réplication en flux interne	réplication logique interne, pglogical	Londiste, Slony	pgpool-II	Bucardo	
Méthode de communication	Disque partagé	Blocs disque	WAL	décodage logique	Lignes de tables	SQL	Lignes de tables	Lignes de tables et verrous de ligne
Ne requiert aucun matériel spécial		•	•	•	•	•	•	•
Autorise plusieurs serveurs primaires				•		•	•	•
Pas de surcharge sur le serveur primaire	•		•	•		•		
Pas d'attente entre serveurs	•		with sync off	with sync off	•		•	
Pas de perte de données en cas de panne du primaire	•	•	with sync on	with sync on		•		•
Les secondaires acceptent les requêtes en lecture seule			avec un hot standby	•	•	•	•	•
Granularité de niveau table				•	•		•	•
Ne nécessite	•	•	•		•	•		•

Fonctionnalité	Bascule par disques partagés (*Shared Disk Failover*)	Réplication par système de fichiers	Envoi des journaux de transactions	Réplication logique	Réplication primaire/secondaire basé sur les triggers	*Middleware* de réplication sur instructions	Réplication asynchrone multi-primaires	Réplication synchrone multi-primaires
pas de résolution de conflit								

Certaines solutions n'entrent pas dans les catégories ci-dessus :

Partitionnement de données

Le partitionnement des données divise les tables en ensembles de données. Chaque ensemble ne peut être modifié que par un seul serveur. Les données peuvent ainsi être partitionnées par bureau, Londres et Paris, par exemple, avec un serveur dans chaque bureau. Si certaines requêtes doivent combiner des données de Londres et Paris, il est possible d'utiliser une application qui requête les deux serveurs ou d'implanter une réplication primaire/secondaire pour conserver sur chaque serveur une copie en lecture seule des données de l'autre bureau.

Exécution de requêtes en parallèle sur plusieurs serveurs

La plupart des solutions ci-dessus permettent à plusieurs serveurs de répondre à des requêtes multiples, mais aucune ne permet à une seule requête d'être exécutée sur plusieurs serveurs pour se terminer plus rapidement. Cette solution autorisent plusieurs serveurs à travailler ensemble sur une seule requête. Ceci s'accomplit habituellement en répartissant les données entre les serveurs, chaque serveur exécutant une partie de la requête pour renvoyer les résultats à un serveur central qui les combine et les renvoie à l'utilisateur. Cela peut également se faire en utilisant PL/Proxy.

26.2. Serveurs de Standby par transfert de journaux

L'archivage en continu peut être utilisé pour créer une configuration de cluster en *haute disponibilité* (HA) avec un ou plusieurs *serveurs de standby* prêts à prendre la main sur les opérations si le serveur primaire fait défaut. Cette fonctionnalité est généralement appelée *warm standby* ou *log shipping*.

Les serveurs primaire et de standby travaillent de concert pour fournir cette fonctionnalité, bien que les serveurs ne soient que faiblement couplés. Le serveur primaire opère en mode d'archivage en continu, tandis que le serveur de standby opère en mode de récupération en continu, en lisant les fichiers WAL provenant du primaire. Aucune modification des tables de la base ne sont requises pour activer cette fonctionnalité, elle entraîne donc moins de travail d'administration par rapport à d'autres solutions de réplication. Cette configuration a aussi un impact relativement faible sur les performances du serveur primaire.

Déplacer directement des enregistrements de WAL d'un serveur de bases de données à un autre est habituellement appelé log shipping. PostgreSQL implémente le log shipping par fichier, ce qui signifie que les enregistrements de WAL sont transférés un fichier (segment de WAL) à la fois. Les fichiers de WAL (16Mo) peuvent être transférés facilement et de façon peu coûteuse sur n'importe quelle distance, que ce soit sur un système adjacent, un autre système sur le même site, ou un autre système à l'autre bout du globe. La bande passante requise pour cette technique varie en fonction du débit de transactions du serveur primaire. La technique de streaming replication permet d'optimiser cette bande passante en utilisant une granularité plus fine que le log shipping par fichier. Pour cela, les modifications apportées au journal de transactions sont traitées sous forme de flux au travers d'une connexion réseau (voir Section 26.2.5).

Il convient de noter que le log shipping est asynchrone, c'est à dire que les enregistrements de WAL sont transférés après que la transaction ait été validée. Par conséquent, il y a un laps de temps pendant lequel une perte de données pourrait se produire si le serveur primaire subissait un incident majeur; les transactions pas encore transférées seront perdues. La taille de la fenêtre de temps de perte de données peut être réduite par l'utilisation du paramètre `archive_timeout`, qui peut être abaissé à des valeurs de quelques secondes. Toutefois, un paramètre si bas augmentera de façon considérable la bande passante nécessaire pour le transfert de fichiers. L'utilisation de la technique de streaming replication (voir Section 26.2.5) permet de diminuer la taille de la fenêtre de temps de perte de données.

La performance de la récupération est suffisamment bonne pour que le standby ne soit en général qu'à quelques instants de la pleine disponibilité à partir du moment où il aura été activé. C'est pour cette raison que cette configuration de haute disponibilité est appelée warm standby. Restaurer un serveur d'une base de sauvegarde archivée, puis appliquer tous les journaux prendra largement plus de temps, ce qui fait que cette technique est une solution de 'disaster recovery' (reprise après sinistre), pas de haute disponibilité. Un serveur de standby peut aussi être utilisé pour des requêtes en lecture seule, dans quel cas il est appelé un serveur de Hot Standby. Voir Section 26.5 pour plus d'information.

26.2.1. Préparatifs

Il est habituellement préférable de créer les serveurs primaire et de standby de façon à ce qu'ils soient aussi similaires que possible, au moins du point de vue du serveur de bases de données. En particulier, les chemins associés avec les tablespaces seront passés d'un noeud à l'autre sans conversion, ce qui implique que les serveurs primaire et de standby doivent avoir les mêmes chemins de montage pour les tablespaces si cette fonctionnalité est utilisée. Gardez en tête que si CREATE TABLESPACE est exécuté sur le primaire, tout nouveau point de montage nécessaire pour cela doit être créé sur le primaire et tous les standby avant que la commande ne soit exécutée. Le matériel n'a pas besoin d'être exactement le même, mais l'expérience monte que maintenir deux systèmes identiques est plus facile que maintenir deux différents sur la durée de l'application et du système. Quoi qu'il en soit, l'architecture hardware doit être la même -- répliquer par exemple d'un serveur 32 bits vers un 64 bits ne fonctionnera pas.

De manière générale, le log shipping entre serveurs exécutant des versions majeures différentes de PostgreSQL est impossible. La politique du PostgreSQL Global Development Group est de ne pas réaliser de changement sur les formats disques lors des mises à jour mineures, il est par conséquent probable que l'exécution de versions mineures différentes sur le primaire et le standby fonctionne correctement. Toutefois, il n'y a aucune garantie formelle de cela et il est fortement conseillé de garder le serveur primaire et celui de standby au même niveau de version autant que faire se peut. Lors d'une mise à jour vers une nouvelle version mineure, la politique la plus sûre est de mettre à jour les serveurs de standby d'abord -- une nouvelle version mineure est davantage susceptible de lire les enregistrements WAL d'une ancienne version mineure que l'inverse.

26.2.2. Fonctionnement du Serveur de Standby

En mode de standby, le serveur applique continuellement les WAL reçus du serveur primaire. Le serveur de standby peut lire les WAL d'une archive WAL (voir restore_command) ou directement du primaire via une connexion TCP (streaming replication). Le serveur de standby essaiera aussi de restaurer tout WAL trouvé dans le répertoire `pg_wal` du cluster de standby. Cela se produit habituellement après un redémarrage de serveur, quand le standby rejoue à nouveau les WAL qui ont été reçu du primaire avant le redémarrage, mais vous pouvez aussi copier manuellement des fichiers dans `pg_wal` à tout moment pour qu'ils soient rejoués.

Au démarrage, le serveur de standby commence par restaurer tous les WAL disponibles à l'endroit où se trouvent les archives, en appelant la `restore_command`. Une fois qu'il a épuisé tous les WAL disponibles à cet endroit et que `restore_command` échoue, il essaie de restaurer tous les WAL disponibles dans le répertoire `pg_wal`. Si cela échoue, et que la réplication en flux a été activée, le standby essaie de se connecter au serveur primaire et de démarrer la réception des WAL depuis le dernier enregistrement valide trouvé dans les archives ou `pg_wal`. Si cela échoue ou que la streaming

replication n'est pas configurée, ou que la connexion est plus tard déconnectée, le standby retourne à l'étape 1 et essaie de restaurer le fichier à partir de l'archive à nouveau. Cette boucle de retentatives de l'archive, `pg_wal` et par la streaming replication continue jusqu'à ce que le serveur soit stoppé ou que le failover (bascule) soit déclenché par un fichier trigger (déclencheur).

Le mode de standby est quitté et le serveur bascule en mode de fonctionnement normal quand `pg_ctl promote` est exécuté ou qu'un fichier de trigger est trouvé (`trigger_file`). Avant de basculer, tout WAL immédiatement disponible dans l'archive ou le `pg_wal` sera restauré, mais aucune tentative ne sera faite pour se connecter au primaire.

26.2.3. Préparer le primaire pour les serveurs de standby

Mettez en place un archivage en continu sur le primaire vers un répertoire d'archivage accessible depuis le standby, comme décrit dans Section 25.3. La destination d'archivage devrait être accessible du standby même quand le primaire est inaccessible, c'est à dire qu'il devrait se trouver sur le serveur de standby lui-même ou un autre serveur de confiance, pas sur le serveur primaire.

Si vous voulez utiliser la streaming replication, mettez en place l'authentification sur le serveur primaire pour autoriser les connexions de réplication à partir du (des) serveur de standby ; c'est-à-dire, créez un rôle et mettez en place une ou des entrées appropriées dans `pg_hba.conf` avec le champ database positionné à `replication`. Vérifiez aussi que `max_wal_senders` est positionné à une valeur suffisamment grande dans le fichier de configuration du serveur primaire. Si des slots de réplication seront utilisés, il faut s'assurer que `max_replication_slots` est également positionné à une valeur suffisamment grande.

Effectuez une sauvegarde de base comme décrit dans Section 25.3.2 pour initialiser le serveur de standby.

26.2.4. Paramétrer un Serveur de Standby

Pour paramétrer le serveur de standby, restaurez la sauvegarde de base effectué sur le serveur primaire (voir (see Section 25.3.4). Créez un fichier de commande de récupération `recovery.conf` dans le répertoire de données du cluster de standby, et positionnez `standby_mode` à on. Positionnez `restore_command` à une simple commande qui recopie les fichiers de l'archive de WAL. Si vous comptez disposer de plusieurs serveurs de stanby pour mettre en œuvre de la haute disponibilité, définissez `recovery_target_timeline` à `latest`, pour indiquer que le serveur de standby devra prendre en compte la ligne temporelle définie lors de la bascule à un autre serveur de standby.

> **Note**
>
> N'utilisez pas pg_standby ou des outils similaires avec le mode de standby intégré décrit ici. `restore_command` devrait retourner immédiatement si le fichier n'existe pas; le serveur essayera la commande à nouveau si nécessaire. Voir Section 26.4 pour utiliser des outils tels que pg_standby.

Si vous souhaitez utiliser la streaming replication, renseignez `primary_conninfo` avec une chaîne de connexion libpq, contenant le nom d'hôte (ou l'adresse IP) et tout détail supplémentaire nécessaire pour se connecter au serveur primaire. Si le primaire a besoin d'un mot de passe pour l'authentification, le mot de passe doit aussi être spécifié dans `primary_conninfo`.

Si vous mettez en place le serveur de standby pour des besoins de haute disponibilité, mettez en place l'archivage de WAL, les connexions et l'authentification à l'identique du serveur primaire, parce que le serveur de standby fonctionnera comme un serveur primaire après la bascule.

Si vous utilisez une archive WAL, sa taille peut être réduite en utilisant l'option archive_cleanup_command pour supprimer les fichiers qui ne sont plus nécessaires au

serveur de standby. L'outil pg_archivecleanup est conçu spécifiquement pour être utilisé avec `archive_cleanup_command` dans des configurations typiques de standby, voir pg_archivecleanup. Notez toutefois que si vous utilisez l'archive à des fins de sauvegarde, vous avez besoin de garder les fichiers nécessaires pour restaurer à partir de votre dernière sauvegarde de base, même si ces fichiers ne sont plus nécessaires pour le standby.

Si vous utilisez l'archivage des journaux de transactions, la taille des archives peut être minimisée en utilisant le paramètre des suppressions de fichiers qui ne sont plus nécessaires au serveur standby. Néanmoins, notez que si vous utilisez l'archive pour la sauvegarde, vous devez conserver les fichiers nécessaires pour la restauration, au moins pour la dernière sauvegarde de base, même s'ils ne sont plus nécessaire au standby.

Un simple exemple de `recovery.conf` est:

```
standby_mode = 'on'
primary_conninfo = 'host=192.168.1.50 port=5432 user=foo
 password=foopass'
restore_command = 'cp /path/to/archive/%f %p'
archive_cleanup_command = 'pg_archivecleanup /path/to/archive %r'
```

Vous pouvez avoir n'importe quel nombre de serveurs de standby, mais si vous utilisez la streaming replication, assurez vous d'avoir positionné `max_wal_senders` suffisamment haut sur le primaire pour leur permettre de se connecter simultanément.

26.2.5. Streaming Replication

La streaming replication permet à un serveur de standby de rester plus à jour qu'il n'est possible avec l'envoi de journaux par fichiers. Le standby se connecte au primaire, qui envoie au standby les enregistrements de WAL dès qu'ils sont générés, sans attendre qu'un fichier de WAL soit rempli.

La streaming replication est asynchrone par défaut (voir Section 26.2.8), auquel cas il y a un petit délai entre la validation d'une transaction sur le primaire et le moment où les changements sont visibles sur le standby. Le délai est toutefois beaucoup plus petit qu'avec l'envoi de fichiers, habituellement en dessous d'une seconde en partant de l'hypothèse que le standby est suffisamment puissant pour supporter la charge. Avec la streaming replication, `archive_timeout` n'est pas nécessaire pour réduire la fenêtre de perte de données.

Si vous utilisez la streaming replication sans archivage en continu des fichiers, le serveur pourrait recycler de vieux journaux de transactions avant que le serveur ne les ait reçus. Si cela arrive, le serveur en standby devra être recréé d'une nouvelle sauvegarde de l'instance. Vous pouvez éviter cela en positionnant `wal_keep_segments` à une valeur suffisamment grande pour s'assurer que les journaux de transactions ne sont pas recyclés trop tôt, ou en configurant un slot de réplication pour le serveur en standby. Si un archivage des journaux de transactions est en place, et que les fichiers archivés sont disponibles depuis le serveur en standby, cette solution n'est pas nécessaire, puisque le serveur en standby peut toujours utiliser les fichiers archivés pour rattraper son retard, sous réserve que suffisamment de fichiers soient conservés.

Pour utiliser la streaming replication, mettez en place un serveur de standby en mode fichier comme décrit dans Section 26.2. L'étape qui transforme un standby en mode fichier en standby en streaming replication est de faire pointer `primary_conninfo` dans le fichier `recovery.conf` vers le serveur primaire. Positionnez listen_addresses et les options d'authentification (voir `pg_hba.conf`) sur le primaire pour que le serveur de standby puisse se connecter à la pseudo-base `replication` sur le serveur primaire (voir Section 26.2.5.1).

Sur les systèmes qui supportent l'option de keepalive sur les sockets, positionner tcp_keepalives_idle, tcp_keepalives_interval et tcp_keepalives_count aide le primaire à reconnaître rapidement une connexion interrompue.

Positionnez le nombre maximum de connexions concurrentes à partir des serveurs de standby (voir max_wal_senders pour les détails).

Quand le standby est démarré et que `primary_conninfo` est positionné correctement, le standby se connectera au primaire après avoir rejoué tous les fichiers WAL disponibles dans l'archive. Si la connexion est établie avec succès, vous verrez un processus walreceiver dans le standby, et un processus walsender correspondant sur le primaire.

26.2.5.1. Authentification

Il est très important que les privilèges d'accès pour la réplications soient paramétrés pour que seuls les utilisateurs de confiance puissent lire le flux WAL, parce qu'il est facile d'en extraire des informations privilégiées. Les serveurs de standby doivent s'authentifier au serveur primaire en tant que superutilisateur ou avec un compte disposant de l'attribut `REPLICATION`. Il est recommandé de créer un compte utilisateur dédié pour la réplication. Il doit disposer des attributs `REPLICATION` et `LOGIN`. Alors que l'attribut `REPLICATION` donne beaucoup de droits, il ne permet pas à l'utilisateur de modifier de données sur le serveur primaire, contrairement à l'attribut `SUPERUSER`.

L'authentification cliente pour la réplication est contrôlée par un enregistrement de `pg_hba.conf` spécifiant `replication` dans le champ *`database`*. Par exemple, si le standby s'exécute sur un hôte d'IP `192.168.1.100` et que le nom de l'utilisateur pour la réplication est `foo`, l'administrateur peut ajouter la ligne suivante au fichier `pg_hba.conf` sur le primaire:

```
# Autoriser l'utilisateur "foo" de l'hôte 192.168.1.100 à se
 connecter au primaire
# en tant que standby de replication si le mot de passe de
 l'utilisateur est correctement fourni
#
# TYPE  DATABASE        USER            ADDRESS
 METHOD
host    replication     foo             192.168.1.100/32        md5
```

Le nom d'hôte et le numéro de port du primaire, le nom d'utilisateur de la connexion, et le mot de passe sont spécifiés dans le fichier `recovery.conf`. Le mot de passe peut aussi être enregistré dans le fichier `~/.pgpass` sur le serveur en attente (en précisant `replication` dans le champ *`database`*). Par exemple, si le primaire s'exécute sur l'hôte d'IP `192.168.1.50`, port `5432`, que le nom de l'utilisateur pour la réplication est `foo`, et que le mot de passe est `foopass`, l'administrateur peut ajouter la ligne suivante au fichier `recovery.conf` sur le standby:

```
# Le standby se connecte au primaire qui s'exécute sur l'hôte
 192.168.1.50
# et port 5432 en tant qu'utilisateur "foo" dont le mot de passe
 est "foopass"
primary_conninfo = 'host=192.168.1.50 port=5432 user=foo
 password=foopass'
```

26.2.5.2. Supervision

Un important indicateur de santé de la streaming replication est le nombre d'enregistrements générés sur le primaire, mais pas encore appliqués sur le standby. Vous pouvez calculer ce retard en comparant le point d'avancement des écritures du WAL sur le primaire avec le dernier point d'avancement reçu par le standby. Ils peuvent être récupérés en utilisant `pg_current_wal_lsn` sur le primaire et `pg_last_wal_receive_lsn` sur le standby, respectivement (voir Tableau 9.79 et Tableau 9.80 pour plus de détails). Le point d'avancement de la réception dans le standby est aussi affiché dans

le statut du processus de réception des WAL (wal receiver), affiché par la commande `ps` (voir Section 28.1 pour plus de détails).

Vous pouvez obtenir la liste des processus émetteurs de WAL au moyen de la vue `pg_stat_replication` D'importantes différences entre les champs `pg_current_wal_lsn` et `sent_lsn` peuvent indiquer que le serveur primaire est en surcharge, tandis que des différences entre `sent_lsn` et `pg_last_wal_receive_lsn` sur le standby peuvent soit indiquer une latence réseau importante, soit que le standby est surchargé.

Sur un hot standby, le statut du processus wal receiver est récupérable avec la vue pg_stat_wal_receiver. Une différence importante entre `pg_last_wal_replay_lsn` et la colonne `received_lsn` de la vue indique que les WAL sont reçus plus rapidement qu'ils ne sont rejoués.

26.2.6. Slots de réplication

Les slots de réplication fournissent une manière automatisée de s'assurer que le primaire ne supprime pas les journaux de transactions avant qu'ils n'aient été reçus par tous les serveurs en standby, et que le serveur primaire ne supprime pas des lignes qui pourraient causer un conflit de restauration même si le serveur en standby est déconnecté.

Au lieu d'utiliser des slots de réplication, il est possible d'empêcher la suppression des anciens journaux de transations en utilisant wal_keep_segments, ou en les stockant dans un répertoire d'archive en utilisant archive_command. Cependant, ces méthodes ont souvent pour résultat le stockage de plus de journaux de transactions que nécessaire, alors que les slots de réplication ne conservent que le nombre nécessaire de journaux de transactions. Un avantage de ces méthodes est qu'elles limitent l'espace requis pour `pg_wal` ; il n'y a pour le moment aucun moyen d'en faire de même en utilisant les slots de réplication.

De la même manière, hot_standby et vacuum_defer_cleanup_age fournissent des protections contre la suppression de lignes utiles par vacuum, mais le premier paramètre n'offre aucune protection durant la période pendant laquelle le serveur de standby n'est pas connecté, et le second nécessite souvent d'être positionné à une grande valeur pour fournir une protection adéquate. Les slots de réplication surmontent ces désavantages.

26.2.6.1. Requêter et manipuler des slots de réplication

Chaque slot de réplication à un nom, qui peut contenir des lettres en minuscule, des nombres ou un tiret bas.

Les slots de réplication existants et leur états peuvent être vus dans la vue `pg_replication_slots`.

Les slots de réplication peuvent être créés et supprimés soit via le protocole de réplication en flux (voir Section 53.6) soit via des fonctions SQL (voir Section 9.26.6).

26.2.6.2. Exemple de configuration

Il est possible de créer un slot de réplication ainsi :

```
postgres=# SELECT * FROM
 pg_create_physical_replication_slot('node_a_slot');
  slot_name  | lsn
-------------+-----
 node_a_slot |

postgres=# SELECT slot_name, slot_type, active FROM
 pg_replication_slots;
```

```
  slot_name  | slot_type | active
-------------+-----------+--------
 node_a_slot | physical  | f
```

Pour configurer le serveur en standby pour utiliser ce slot, `primary_slot_name` devrait être configuré dans le `recovery.conf` du secondaire. Voilà un exemple simple :

```
standby_mode = 'on'
primary_conninfo = 'host=192.168.1.50 port=5432 user=foo
 password=foopass'
primary_slot_name = 'node_a_slot'
```

26.2.7. Réplication en cascade

La fonctionnalité de la réplication en cascade permet à un serveur standard d'accepter les connexions de réplication et d'envoyer un flux d'enregistrements de journaux de transactions à d'autres secondaires, agissant ainsi comme un relai. C'est généralement utilisé pour réduire le nombre de connexions directes au primaire et minimise ainsi l'utilisation de bande passante entre sites distants.

Un serveur standby agissant à la fois comme un receveur et comme un émetteur est connu sous le nom de standby en cascade (*cascading standby*). Les standbys qui sont plus proches du serveur primaire sont connus sous le nom de serveurs *upstream* alors que les serveurs standby en bout de chaîne sont des serveurs *downstream*. La réplication en cascade ne pose pas de limites sur le nombre ou l'arrangement des serveurs *downstream*. Chaque standby se connecte à un seul serveur *upstream*, qui finit par arriver à un seul serveur primaire/primaire.

Un standby en cascade envoie non seulement les enregistrements reçus de journaux de transactions mais aussi ceux restaurés des archives. Donc, même si la connexion de réplication d'une connexion upstream est rompue, la réplication en flux continue vers le serveur downstream tant que de nouveaux enregistrements de journaux de transactions sont disponibles.

La réplication en cascade est actuellement asynchrone. La réplication synchrone (voir Section 26.2.8) n'a aucun effet sur la réplication en cascade.

Les messages en retour des serveurs Hot Standby se propagent vers les serveurs upstream, quelque soit la configuration de la réplication en cascade.

Si un serveur standby upstream est promu pour devenir le nouveau serveur primaire, les serveurs downstream continueront à recevoir le flux de réplication du nouveau primaire si le paramètre `recovery_target_timeline` est configuré à `'latest'`.

Pour utiliser la réplication en cascade, configurez le standby en cascade de façon à ce qu'il accepte les connexions de réplication (configurez max_wal_senders et hot_standby, ainsi que l'authentification). Vous aurez aussi besoin de configurer la variable `primary_conninfo` dans le standby downstream pour qu'elle pointe vers le standby en cascade.

26.2.8. Réplication synchrone

La streaming réplication mise en œuvre par PostgreSQL est asynchrone par défaut. Si le serveur primaire est hors-service, les transactions produites alors peuvent ne pas avoir été répliquées sur le serveur de standby, impliquant une perte de données. La quantité de données perdues est proportionnelle au délai de réplication au moment de la bascule.

La réplication synchrone permet de confirmer que tous les changements effectués par une transaction ont bien été transférées à un ou plusieurs serveurs de standby synchrone. Cette propriété étend le niveau de robustesse standard offert par un commit. En science informatique, ce niveau de protection

est appelé réplication à deux états (*2-safe replication*) et *group-1-safe* (*group-safe* et *1-safe*) quand `synchronous_commit` est configuré à la valeur `remote_write`.

Lorsque la réplication synchrone est utilisée, chaque validation portant sur une écriture va nécessiter d'attendre la confirmation de l'écriture de cette validation sur les journaux de transaction des disques du serveur primaire et des serveurs en standby. Le seul moyen possible pour que des données soient perdues est que les serveur primaire et de standby soient hors service au même moment. Ce mécanisme permet d'assurer un niveau plus élevé de robustesse, en admettant que l'administrateur système ait pris garde à l'emplacement et à la gestion de ces deux serveurs. Attendre après la confirmation de l'écriture augmente la confiance que l'utilisateur pourra avoir sur la conservation des modifications dans le cas où un serveur serait hors service mais il augmente aussi en conséquence le temps de réponse à chaque requête. Le temps minimum d'attente est celui de l'aller-retour entre les serveurs primaire et de standby.

Les transactions où seule une lecture est effectuée ou qui consistent à annuler une transaction ne nécessitent pas d'attendre les serveurs de standby. Les validations concernant les transactions imbriquées ne nécessitent pas non plus d'attendre la réponse des serveurs de standby, cela n'affecte en fait que les validations principales. De longues opérations comme le chargement de données ou la création d'index n'attendent pas le commit final pour synchroniser les données. Toutes les actions de validation en deux étapes nécessitent d'attendre la validation du standby, incluant autant l'opération de préparation que l'opération de validation.

Un standby synchrone peut être un standby de réplication physique ou un abonné d'une réplication logique. Il peut aussi être tout autre consommateur de flux de réplication physique ou logique qui sait comment gérer les messages de retour appropriés. En plus des systèmes intégrés de réplication physique et logique, cela inclut le support des outils tels que `pg_receivewal` et `pg_recvlogical` ainsi que les systèmes de réplication et outils personnalisés tiers.

26.2.8.1. Configuration de base

Une fois la streaming replication configurée, la configuration de la réplication synchrone ne demande qu'une unique étape de configuration supplémentaire : la variable synchronous_standby_names doit être définie à une valeur non vide. La variable `synchronous_commit` doit aussi être définie à `on`, mais comme il s'agit d'une valeur par défaut, il n'est pas nécessaire de la modifier. (Voir Section 19.5.1 et Section 19.6.2.) Cette configuration va entraîner l'attente de la confirmation de l'écriture permanente de chaque validation sur le serveur de standby. La variable `synchronous_commit` peut être définie soit par des utilisateurs, soit par le fichier de configuration pour des utilisateurs ou des bases de données fixées, soit dynamiquement par des applications, pour contrôler la robustesse des échanges transactionnels.

Suite à l'enregistrement sur disque d'une validation sur le serveur primaire, l'enregistrement WAL est envoyé au serveur de standby. Le serveur de standby retourne une réponse à chaque fois qu'un nouveau lot de données WAL est écrit sur disque, à moins que le paramètre `wal_receiver_status_interval` soit défini à zéro sur le serveur standby. Dans le cas où le paramètre `synchronous_commit` est configuré à la valeur `remote_apply`, le serveur standby envoie des messages de réponse quand l'enregistrement de validation (commit) est rejoué, rendant la transaction visible. Si le serveur standby est configuré en serveur synchrone d'après la configuration du paramètre `synchronous_standby_names` sur le primaire, le message de réponse provenant du standby sera considéré parmi ceux des autres serveurs standby pour décider du moment de libération des transactions attendant la confirmation de la bonne réception de l'enregistrement de commit. Ces paramètres permettent à l'administrateur de spécifier quels serveurs de standby suivront un comportement synchrone. Remarquez ici que la configuration de la réplication synchrone se situe sur le serveur primaire. Les serveurs standbys nommés doivent être directement connectés au primaire ; le primaire ne connaît rien des serveurs standbys utilisant la réplication en cascade.

Configurer `synchronous_commit` à `remote_write` fera que chaque COMMIT attendra la confirmation de la réception en mémoire de l'enregistrement du COMMIT par le standby et son écriture via la système d'exploitation, sans que les données du cache du système ne soient vidées sur disque au niveau du serveur en standby. Cette configuration fournit une garantie moindre de durabilité que la configuration `on` : le standby peut perdre les données dans le cas d'un crash du système d'exploitation,

mais pas dans le cas du crash de PostgreSQL. Cependant, il s'agit d'une configuration utile en pratique car il diminue le temps de réponse pour la transaction. Des pertes de données ne peuvent survenir que si le serveur primaire et le standby tombent en même temps et que la base de données du primaire est corrompue.

Configurer `synchronous_commit` à `remote_apply` fera en sorte que chaque commit devra attendre le retour des standbys synchrones actuels indiquant qu'ils ont bien rejoué la transaction, la rendant visible aux requêtes des utilisateurs. Dans des cas simples, ceci permet une répartition de chaque sans incohérence.

Habituellement, un signal d'arrêt rapide (*fast shutdown*) annule les transactions en cours sur tous les processus serveur. Cependant, dans le cas de la réplication asynchrone, le serveur n'effectuera pas un arrêt complet avant que chaque enregistrement WAL ne soit transféré aux serveurs de standby connectés.

26.2.8.2. Multiple standbys synchrones

La réplication synchrone supporte un ou plusieurs serveurs standbys synchrones. Les transactions attendront que tous les serveurs en standby considérés synchrones confirment la réception de leurs données. Le nombre de standbys dont les transactions doivent attendre la réponse est indiqué dans le paramètre `synchronous_standby_names`. Ce paramètre indique aussi une liste des noms des serveurs standbys ou l'emploi de la méthode (`FIRST` ou `ANY`) pour choisir sur quel serveur synchrone basculer parmi l'ensemble des serveurs listés.

La méthode `FIRST` définit une réplication synchrone priorisée : elle temporise la validation de la transaction jusqu'à que les enregistrements WAL soient répliqués en fonction de la priorité définie des serveurs standbys dans une liste ordonnée. Le serveur standby dont le nom apparait en premier sur la liste est prioritaire et est celui qui est considéré comme synchrone. Les serveurs standbys suivants sont considérés comme un/des serveurs standbys synchrones potentiels. Si le premier serveur synchrone venait à tomber, il serait immédiatement remplacé par le serveur standby prioritaire suivant.

Voici un exemple de configuration de `synchronous_standby_names` pour la réplication synchrone priorisée :

```
synchronous_standby_names = 'FIRST 2 (s1, s2, s3)'
```

Dans cet exemple, si les quatre serveurs standbys `s1`, `s2`, `s3` et `s4` sont fonctionnels et en cours d'exécution, les deux serveurs `s1` et `s2` seront choisis comme standbys synchrones car leurs noms apparaissent en premier dans la liste des serveurs standbys. `s3` est un serveur standby synchrone potentiel et prendra le rôle d'un standby synchrone si `s1` ou `s2` tombe. `s4` est un standby asynchrone et son nom n'est pas dans la liste.

La méthode `ANY` définit une réplication synchrone basée sur un quorum : elle temporise la validation de la transaction jusqu'à ce que les enregistrements WAL soient répliqués *au moins* sur le nombre de serveurs définis dans la liste.

Voici un exemple de configuration du paramètre `synchronous_standby_names` pour la réplication synchrone avec un quorum :

```
synchronous_standby_names = 'ANY 2 (s1, s2, s3)'
```

Dans cet exemple, sur quatre serveurs standbys démarrés `s1`, `s2`,`s3` et `s4`, pour obtenir la validation d'une transaction, le serveur primaire attendra la réponse d'au minimum deux standbys parmi `s1`, `s2` et `s3`. `s4` est un standby asynchrone et son nom n'est pas dans la liste.

L'état de synchronicité des serveurs standbys peut être consulté avec la vue `pg_stat_replication`.

26.2.8.3. S'organiser pour obtenir de bonnes performances

La réplication synchrone nécessite souvent d'organiser avec une grande attention les serveurs de standby pour apporter un bon niveau de performances aux applications. Les phases d'attente d'écriture n'utilisent pas les ressources systèmes, mais les verrous transactionnels restent positionnés jusqu'à ce que le transfert vers les serveurs de standby soit confirmé. En conséquence, une utilisation non avertie de la réplication synchrone aura pour impact une baisse des performances de la base de donnée d'une application due à l'augmentation des temps de réponses et à un moins bon support de la charge.

PostgreSQL permet aux développeurs d'application de spécifier le niveau de robustesse à employer pour la réplication. Cela peut être spécifié pour le système entier, mais aussi pour des utilisateurs ou des connexions spécifiques, ou encore pour des transactions individuelles.

Par exemple, une répartition du travail pour une application pourrait être constituée de : 10 % de modifications concernant des articles de clients importants, et 90 % de modifications de moindre importance et qui ne devraient pas avoir d'impact sur le métier si elles venaient à être perdues, comme des dialogues de messagerie entre utilisateurs.

Les options de réplication synchrone spécifiées par une application (sur le serveur primaire) permettent de n'utiliser la réplication synchrone que pour les modifications les plus importantes, sans affecter les performances sur la plus grosse partie des traitements. Les options modifiables par les applications sont un outil important permettant d'apporter les bénéfices de la réplication synchrone aux applications nécessitant de la haute performance.

Il est conseillé de disposer d'une bande passante réseau supérieure à la quantité de données WAL générées.

26.2.8.4. S'organiser pour la haute disponibilité

`synchronous_standby_names` indique le nombre et les noms des serveurs standbys synchrones pour lesquels les validations de transactions effectuées lorsque `synchronous_commit` est configurée à `on`, `remote_apply` ou `remote_write`, attendront leur réponse. Ces validations de transactions pourraient ne jamais se terminer si un des standbys synchrones s'arrêtait brutalement.

La meilleure solution pour la haute disponibilité est de s'assurer que vous conservez autant de serveurs standbys synchrones que demandés. Ceci se fait en nommant plusieurs standbys synchrones potentiels avec `synchronous_standby_names`.

Dans la réplication synchrone dite priorisée, les serveurs standbys dont les noms apparaissent en premier seront utilisé comme standbys synchrones. Les standbys définis ensuite prendront la place de serveur synchrone si l'un des serveurs venait à tomber.

Dans la réplication dite de quorum, tous les standbys spécifiés dans la liste seront utilisés comme des standbys synchrones potentiels. Même si l'un d'entre eux tombe, les autres standbys continueront de prétendre au rôle de standby synchrone.

Au moment où le premier serveur de standby s'attache au serveur primaire, il est possible qu'il ne soit pas exactement synchronisé. Cet état est appelé le mode `catchup`. Une fois la différence entre le serveur de standby et le serveur primaire ramenée à zéro, le mode `streaming` est atteint. La durée du mode catchup peut être longue surtout juste après la création du serveur de standby. Si le serveur de standby est arrêté sur cette période, alors la durée du mode CATCHUP sera d'autant plus longue. Le serveur de standby ne peut devenir un serveur de standby synchrone que lorsque le mode `streaming` est atteint. L'état de synchronicité des serveurs standbys peut être consulté avec la vue `pg_stat_replication`.

Si le serveur primaire redémarre alors que des opérations de commit étaient en attente de confirmation, les transactions en attente ne seront réellement enregistrées qu'au moment où la base de données du serveur primaire sera redémarrée. Il n'y a aucun moyen de savoir si tous les serveurs de standby ont reçu toutes les données WAL nécessaires au moment où le serveur primaire est déclaré hors-service. Des transactions pourraient ne pas être considérées comme sauvegardées sur le serveur de standby, même

si elles l'étaient sur le serveur primaire. La seule garantie offerte dans ce cadre est que l'application ne recevra pas de confirmation explicite de la réussite d'une opération de validation avant qu'il soit sûr que les données WAL sont reçues proprement par tous les serveurs de standby synchrones.

Si vous ne pouvez vraiment pas conserver autant de serveurs standbys synchrones que demandés, alors vous devriez diminuer le nombre de standbys synchrones dont le système doit attendre les réponses aux validations de transactions, en modifiant `synchronous_standby_names` (ou en le désactivant) et en rechargeant le fichier de configuration du serveur primaire.

Si le serveur primaire n'est pas accessible par les serveurs de standby restants, il est conseillé de basculer vers le meilleur candidat possible parmi ces serveurs de standby.

S'il est nécessaire de recréer un serveur de standby alors que des transactions sont en attente de confirmation, prenez garde à ce que les commandes pg_start_backup() et pg_stop_backup() soient exécutées dans un contexte où la variable `synchronous_commit` vaut `off` car, dans le cas contraire, ces requêtes attendront indéfiniment l'apparition de ce serveur de standby.

26.2.9. Archivage continu côté standby

Lorsque l'archivage continu est utilisé sur un standby, il existe deux scénarios possibles : soit les archives sont partagées entre le serveur primaire et le serveur de standby, soit le standby peut avoir ses propres archives. Si le serveur possède ses propres archives, en définissant le paramètre `archive_mode` à `always`, le standby exécutera la commande d'archivage pour chaque segment de WAL qu'il aura reçu, peu importe qu'il utilise la réplication par les archives ou la réplication streaming. La gestion par archivage partagé peut être faite de la même manière, mais `archive_command` doit d'abord tester si le segment de WAL existe, et si le fichier existant contient les mêmes informations. Cela demande plus de précaution lors de la définition de la commande, car elle doit vérifier qu'elle n'écrase pas un fichier existant avec un contenu différent, et doit renvoyer un succès si le même fichier est archivé deux fois. Tout ceci devant être en plus effectué sans concurrence si deux serveurs essayent d'archiver le même fichier au même moment.

Si `archive_mode` est défini à `on`, l'archivage n'est pas actif pendant les modes recovery et standby. Si le serveur standby est promu, il commencera à réaliser l'archivage après sa promotion, et il archivera uniquement les fichiers (WAL et historique) qu'il a lui même produit. Pour être sûr d'obtenir un jeu complet d'archives, vous devez vous assurer que tous les fichiers WAL ont été archivés avant qu'ils atteignent le standby. C'est implicitement toujours le cas avec un log-shipping s'appuyant sur les archives, car le standby ne récupère que des informations provenant de ces mêmes fichiers archivés. Ce n'est pas le cas dans le cadre de la réplication streaming. Lorsqu'un serveur est en standby il n'y a aucune différence entre les modes `on` et `always`.

26.3. Bascule (*Failover*)

Si le serveur primaire plante alors le serveur de standby devrait commencer les procédures de failover.

Si le serveur de standby plante alors il n'est pas nécessaire d'effectuer un failover. Si le serveur de standby peut être redémarré, même plus tard, alors le processus de récupération peut aussi être redémarré au même moment, en bénéficiant du fait que la récupération sait reprendre où elle en était. Si le serveur de standby ne peut pas être redémarré, alors une nouvelle instance complète de standby devrait être créé.

Si le serveur primaire plante, que le serveur de standby devient le nouveau primaire, et que l'ancien primaire redémarre, vous devez avoir un mécanisme pour informer l'ancien primaire qu'il n'est plus primaire. C'est aussi quelquefois appelé STONITH (Shoot The Other Node In The Head, ou Tire Dans La Tête De L'Autre Noeud), qui est nécessaire pour éviter les situations où les deux systèmes pensent qu'ils sont le primaire, ce qui amènerait de la confusion, et finalement de la perte de données.

Beaucoup de systèmes de failover n'utilisent que deux systèmes, le primaire et le standby, connectés par un mécanisme de type ligne de vie (heartbeat) pour vérifier continuellement la connexion entre les

deux et la viabilité du primaire. Il est aussi possible d'utiliser un troisième système (appelé un serveur témoin) pour éviter certains cas de bascule inappropriés, mais la complexité supplémentaire peut ne pas être justifiée à moins d'être mise en place avec suffisamment de précautions et des tests rigoureux.

PostgreSQL ne fournit pas le logiciel système nécessaire pour identifier un incident sur le primaire et notifier le serveur de base de standby. De nombreux outils de ce genre existent et sont bien intégrés avec les fonctionnalités du système d'exploitation nécessaires à la bascule, telles que la migration d'adresse IP.

Une fois que la bascule vers le standby se produit, il n'y a plus qu'un seul serveur en fonctionnement. C'est ce qu'on appelle un état dégradé. L'ancien standby est maintenant le primaire, mais l'ancien primaire est arrêté et pourrait rester arrêté. Pour revenir à un fonctionnement normal, un serveur de standby doit être recréé, soit sur l'ancien système primaire quand il redevient disponible, ou sur un troisième, peut être nouveau, système. L'utilitaire pg_rewind peut être utilisé pour accélérer ce processus sur de gros clusters. Une fois que ceci est effectué, le primaire et le standby peuvent être considérés comme ayant changé de rôle. Certaines personnes choisissent d'utiliser un troisième serveur pour fournir une sauvegarde du nouveau primaire jusqu'à ce que le nouveau serveur de standby soit recréé, bien que ceci complique visiblement la configuration du système et les procédures d'exploitation.

Par conséquent, basculer du primaire vers le serveur de standby peut être rapide mais requiert du temps pour re-préparer le cluster de failover. Une bascule régulière du primaire vers le standby est utile, car cela permet une période d'interruption de production sur chaque système pour maintenance. Cela vous permet aussi pour vous assurer que votre mécanisme de bascule fonctionnera réellement quand vous en aurez besoin. Il est conseillé que les procédures d'administration soient écrites.

Pour déclencher le failover d'un serveur de standby en log-shipping, exécutez la commande `pg_ctl promote` ou créez un fichier trigger (déclencheur) avec le nom de fichier et le chemin spécifiés par le paramètre `trigger_file` de `recovery.conf`. Si vous comptez utiliser la commande `pg_ctl promote` pour effectuer la bascule, la variable `trigger_file` n'est pas nécessaire. S'il s'agit d'ajouter des serveurs qui ne seront utilisés que pour alléger le serveur primaire des requêtes en lecture seule, et non pas pour des considérations de haute disponibilité, il n'est pas nécessaire de les réveiller (*promote*).

26.4. Méthode alternative pour le log shipping

Une alternative au mode de standby intégré décrit dans les sections précédentes est d'utiliser une `restore_command` qui scrute le dépôt d'archives. C'était la seule méthode disponible dans les versions 8.4 et inférieures. Dans cette configuration, positionnez `standby_mode` à off, parce que vous implémentez la scrutation nécessaire au fonctionnement standby vous-mêmes. Voir le module pg_standby pour une implémentation de référence de ceci.

Veuillez noter que dans ce mode, le serveur appliquera les WAL fichier par fichier, ce qui entraîne que si vous requêtez sur le serveur de standby (voir Hot Standby), il y a un délai entre une action sur le primaire et le moment où cette action devient visible sur le standby, correspondant au temps nécessaire à remplir le fichier de WAL. `archive_timeout` peut être utilisé pour rendre ce délai plus court. Notez aussi que vous ne pouvez combiner la streaming replication avec cette méthode.

Les opérations qui se produisent sur le primaire et les serveurs de standby sont des opérations normales d'archivage et de recovery. Le seul point de contact entre les deux serveurs de bases de données est l'archive de fichiers WAL qu'ils partagent : le primaire écrivant dans l'archive, le standby lisant de l'archive. Des précautions doivent être prises pour s'assurer que les archives WAL de serveurs primaires différents ne soient pas mélangées ou confondues. L'archive n'a pas besoin d'être de grande taille si elle n'est utilisée que pour le fonctionnement de standby.

La magie qui permet aux deux serveurs faiblement couplés de fonctionner ensemble est une simple `restore_command` utilisée sur le standby qui quand on lui demande le prochain fichier de WAL, attend que le primaire le mette à disposition. La `restore_command` est spécifiée dans le fichier

`recovery.conf` sur le serveur de standby. La récupération normale demanderait un fichier de l'archive WAL, en retournant un échec si le fichier n'était pas disponible. Pour un fonctionnement en standby, il est normal que le prochain fichier WAL ne soit pas disponible, ce qui entraîne que le standby doive attendre qu'il apparaisse. Pour les fichiers se terminant en `.history` il n'y a pas besoin d'attendre, et un code retour différent de zéro doit être retourné. Une `restore_command` d'attente peut être écrite comme un script qui boucle après avoir scruté l'existence du prochain fichier de WAL. Il doit aussi y avoir un moyen de déclencher la bascule, qui devrait interrompre la `restore_command` , sortir le la boucle et retourner une erreur file-not-found au serveur de standby. Cela met fin à la récupération et le standby démarrera alors comme un serveur normal.

Le pseudocode pour une `restore_command` appropriée est:

```
triggered = false;
while (!NextWALFileReady() && !triggered)
{
    sleep(100000L);         /* wait for ~0.1 sec */
    if (CheckForExternalTrigger())
        triggered = true;
}
if (!triggered)
        CopyWALFileForRecovery();
```

Un exemple fonctionnel de `restore_command` d'attente est fournie par le module pg_standby. Il devrait être utilisé en tant que référence, comme la bonne façon d'implémenter correctement la logique décrite ci-dessus. Il peut aussi être étendu pour supporter des configurations et des environnements spécifiques.

La méthode pour déclencher une bascule est une composante importante de la planification et de la conception. Une possibilité est d'utiliser la commande `restore_command`. Elle est exécutée une fois pour chaque fichier WAL, mais le processus exécutant la `restore_command` est créé et meurt pour chaque fichier, il n'y a donc ni démon ni processus serveur, et on ne peut utiliser ni signaux ni gestionnaire de signaux. Par conséquent, la `restore_command` n'est pas appropriée pour déclencher la bascule. Il est possible d'utiliser une simple fonctionnalité de timeout, particulièrement si utilisée en conjonction avec un paramètre `archive_timeout` sur le primaire. Toutefois, ceci est sujet à erreur, un problème réseau ou un serveur primaire chargé pouvant suffire à déclencher une bascule. Un système de notification comme la création explicite d'un fichier trigger est idéale, dans la mesure du possible.

26.4.1. Implémentation

La procédure simplifié pour configurer un serveur de test en utilisant cette méthode alternative est la suivante. Pour tous les détails sur chaque étape, référez vous aux sections précédentes suivant les indications.

1. Paramétrez les systèmes primaire et standby de façon aussi identique que possible, y compris deux copies identiques de PostgreSQL au même niveau de version.

2. Activez l'archivage en continu du primaire vers un répertoire d'archives WAL sur le serveur de standby. Assurez vous que archive_mode, archive_command et archive_timeout sont positionnés correctement sur le primaire (voir Section 25.3.1).

3. Effectuez une sauvegarde de base du serveur primaire(voir Section 25.3.2), , et chargez ces données sur le standby.

4. Commencez la récupération sur le serveur de standby à partir de l'archive WAL locale, en utilisant un `recovery.conf` qui spécifie une `restore_command` qui attend comme décrit précédemment (voir Section 25.3.4).

Le récupération considère l'archive WAL comme étant en lecture seule, donc une fois qu'un fichier WAL a été copié sur le système de standby il peut être copié sur bande en même temps qu'il est lu par le serveur de bases de données de standby. Ainsi, on peut faire fonctionner un serveur de standby pour de la haute disponibilité en même temps que les fichiers sont stockés pour de la reprise après sinistre.

À des fins de test, il est possible de faire fonctionner le serveur primaire et de standby sur le même système. Cela n'apporte rien en termes de robustesse du serveur, pas plus que cela ne pourrait être décrit comme de la haute disponibilité.

26.4.2. Log Shipping par Enregistrements

Il est aussi possible d'implémenter du log shipping par enregistrements en utilisant cette méthode alternative, bien qu'elle nécessite des développements spécifiques, et que les modifications ne seront toujours visibles aux requêtes de hot standby qu'après que le fichier complet de WAL ait été recopié.

Un programme externe peut appeler la fonction `pg_walfile_name_offset()` (voir Section 9.26) pour obtenir le nom de fichier et la position exacte en octets dans ce fichier de la fin actuelle du WAL. Il peut alors accéder au fichier WAL directement et copier les données de la fin précédente connue à la fin courante vers les serveurs de standby. Avec cette approche, la fenêtre de perte de données est la période de scrutation du programme de copie, qui peut être très petite, et il n'y a pas de bande passante gaspillée en forçant l'archivage de fichiers WAL partiellement remplis. Notez que les scripts `restore_command` des serveurs de standby ne peuvent traiter que des fichiers WAL complets, les données copiées de façon incrémentale ne sont donc d'ordinaire pas mises à disposition des serveurs de standby. Elles ne sont utiles que si le serveur primaire tombe -- alors le dernier fichier WAL partiel est fourni au standby avant de l'autoriser à s'activer. L'implémentation correcte de ce mécanisme requiert la coopération entre le script `restore_command` et le programme de recopie des données.

À partir de PostgreSQL version 9.0, vous pouvez utiliser la streaming replication (voir Section 26.2.5) pour bénéficier des mêmes fonctionnalités avec moins d'efforts.

26.5. Hot Standby

Hot Standby est le terme utilisé pour décrire la possibilité de se connecter et d'exécuter des requêtes en lecture seule alors que le serveur est en récupération d'archive or standby mode. C'est utile à la fois pour la réplication et pour restaurer une sauvegarde à un état désiré avec une grande précision. Le terme Hot Standby fait aussi référence à la capacité du serveur à passer de la récupération au fonctionnement normal tandis-que les utilisateurs continuent à exécuter des requêtes et/ou gardent leurs connexions ouvertes.

Exécuter des requêtes en mode hot standby est similaire au fonctionnement normal des requêtes, bien qu'il y ait quelques différences d'utilisation et d'administration notées ci-dessous.

26.5.1. Aperçu pour l'utilisateur

Quand le paramètre hot_standby est configuré à true sur un serveur en attente, le serveur commencera à accepter les connexions une fois que la restauration est parvenue à un état cohérent. Toutes les connexions qui suivront seront des connexions en lecture seule ; même les tables temporaires ne pourront pas être utilisées.

Les données sur le standby mettent un certain temps pour arriver du serveur primaire, il y aura donc un délai mesurable entre primaire et standby. La même requête exécutée presque simultanément sur le primaire et le standby pourrait par conséquent retourner des résultats différents. On dit que la donnée est *cohérente à terme* avec le primaire. Une fois que l'enregistrement de validation (COMMIT) d'une transaction est rejoué sur le serveur en attente, les modifications réalisées par cette transaction seront visibles par toutes les images de bases obtenues par les transactions en cours sur le serveur en attente. Ces images peuvent être prises au début de chaque requête ou de chaque transaction, suivant le niveau d'isolation des transactions utilisé à ce moment. Pour plus de détails, voir Section 13.2.

Les transactions exécutées pendant la période de restauration sur un serveur en mode hotstandby peuvent inclure les commandes suivantes :

- Accès par requête - SELECT, COPY TO
- Commandes de curseur - DECLARE, FETCH, CLOSE
- Paramètres - SHOW, SET, RESET
- Commandes de gestion de transaction
  - BEGIN, END, ABORT, START TRANSACTION
  - SAVEPOINT, RELEASE, ROLLBACK TO SAVEPOINT
  - Blocs d'EXCEPTION et autres sous-transactions internes
- LOCK TABLE, mais seulement quand explicitement dans un de ces modes: ACCESS SHARE, ROW SHARE ou ROW EXCLUSIVE.
- Plans et ressources - PREPARE, EXECUTE, DEALLOCATE, DISCARD
- Plugins et extensions - LOAD
- UNLISTEN

Les transactions lancées pendant la restauration d'un serveur en hotstandby ne se verront jamais affectées un identifiant de transactions et ne peuvent pas être écrites dans les journaux de transactions. Du coup, les actions suivantes produiront des messages d'erreur :

- Langage de Manipulation de Données (LMD ou DML) - INSERT, UPDATE, DELETE, COPY FROM, TRUNCATE. Notez qu'il n'y a pas d'action autorisée qui entraînerait l'exécution d'un trigger pendant la récupération. Cette restriction s'applique même pour les tables temporaires car les lignes de ces tables ne peuvent être lues et écrites s'il n'est pas possible d'affecter un identifiant de transactions, ce qui n'est actuellement pas possible dans un environnement Hot Standby.
- Langage de Définition de Données (LDD ou DDL) - CREATE, DROP, ALTER, COMMENT. Cette restriction s'applique aussi aux tables temporaires car, pour mener à bien ces opérations, cela nécessiterait de mettre à jour les catalogues systèmes.
- SELECT ... FOR SHARE | UPDATE, car les verrous de lignes ne peuvent pas être pris sans mettre à jour les fichiers de données.
- Rules sur des ordres SELECT qui génèrent des commandes LMD.
- LOCK qui demandent explicitement un mode supérieur à ROW EXCLUSIVE MODE.
- LOCK dans sa forme courte par défaut, puisqu'il demande ACCESS EXCLUSIVE MODE.
- Commandes de gestion de transaction qui positionnent explicitement un état n'étant pas en lecture-seule:
  - BEGIN READ WRITE, START TRANSACTION READ WRITE
  - SET TRANSACTION READ WRITE, SET SESSION CHARACTERISTICS AS TRANSACTION READ WRITE
  - SET transaction_read_only = off
- Commandes de two-phase commit PREPARE TRANSACTION, COMMIT PREPARED, ROLLBACK PREPARED parce que même les transactions en lecture seule ont besoin d'écrire dans le WAL durant la phase de préparation (la première des deux phases du two-phase commit).
- Mise à jour de séquence - nextval(), setval()

- `LISTEN`, `NOTIFY`

Dans le cadre normal, les transactions « en lecture seule » permettent l'utilisation des instructions `LISTEN` et `NOTIFY`, donc les sessions Hot Standby ont des restrictions légèrement inférieures à celles de sessions en lecture seule ordinaires. Il est possible que certaines des restrictions soient encore moins importantes dans une prochaine version.

Lors du fonctionnement en serveur hotstandby, le paramètre `transaction_read_only` est toujours à true et ne peut pas être modifié. Tant qu'il n'y a pas de tentative de modification sur la base de données, les connexions sur un serveur en hotstandby se comportent de façon pratiquement identiques à celles sur un serveur normal. Quand une bascule (*failover* ou *switchover*) survient, la base de données bascule dans le mode de traitement normal. Les sessions resteront connectées pendant le changement de mode. Quand le mode hotstandby est terminé, il sera possible de lancer des transactions en lecture/écriture, y compris pour les sessions connectées avant la bascule.

Les utilisateurs pourront déterminer si leur session est en lecture seule en exécutant `SHOW transaction_read_only`. De plus, un jeu de fonctions (Tableau 9.80) permettent aux utilisateurs d' accéder à des informations à propos du serveur de standby. Ceci vous permet d'écrire des programmes qui sont conscients de l'état actuel de la base. Vous pouvez vous en servir pour superviser l'avancement de la récupération, ou pour écrire des programmes complexes qui restaurent la base dans des états particuliers.

26.5.2. Gestion des conflits avec les requêtes

Les noeuds primaire et standby sont de bien des façons faiblement couplés. Des actions sur le primaire auront un effet sur le standby. Par conséquent, il y a un risque d'interactions négatives ou de conflits entre eux. Le conflit le plus simple à comprendre est la performance : si un gros chargement de données a lieu sur le primaire, il générera un flux similaire d'enregistrements WAL sur le standby, et les requêtes du standby pourrait entrer en compétition pour les ressources systèmes, comme les entrées-sorties.

Il y a aussi d'autres types de conflits qui peuvent se produire avec le Hot Standby. Ces conflits sont des *conflits durs* dans le sens où des requêtes pourraient devoir être annulées et, dans certains cas, des sessions déconnectées, pour les résoudre. L'utilisateur dispose de plusieurs moyens pour gérer ces conflits. Voici les différents cas de conflits possibles :

- Des verrous en accès exclusif pris sur le serveur primaire, incluant à la fois les commandes `LOCK` exclusives et quelques actions de type DDL, entrent en conflit avec les accès de table des requêtes en lecture seule.

- La suppression d'un tablespace sur le serveur primaire entre en conflit avec les requêtes sur le serveur standby qui utilisent ce tablespace pour les fichiers temporaires.

- La suppression d'une base de données sur le serveur primaire entre en conflit avec les sessions connectées sur cette base de données sur le serveur en attente.

- La copie d'un enregistrement nettoyé par un VACUUM entre en conflit avec les transactions sur le serveur en attente qui peuvent toujours « voir » au moins une des lignes à supprimer.

- La copie d'un enregistrement nettoyé par un VACUUM entre en conflit avec les requêtes accédant à la page cible sur le serveur en attente, qu'elles voient ou non les données à supprimer.

Sur le serveur primaire, ces cas résultent en une attente supplémentaire ; l'utilisateur peut choisir d'annuler une des actions en conflit. Néanmoins, sur le serveur en attente, il n'y a pas de choix possibles : l'action enregistrée dans les journaux de transactions est déjà survenue sur le serveur primaire et le serveur en standby doit absolument réussir à l'appliquer. De plus, permettre que l'enregistrement de l'action attende indéfiniment pourrait avoir des effets fortement non désirables car le serveur en attente sera de plus en plus en retard par rapport au primaire. Du coup, un mécanisme est fourni pour forcer l'annulation des requêtes sur le serveur en attente qui entreraient en conflit avec des enregistrements des journaux de transactions en attente.

Voici un exemple de problème type : un administrateur exécute un DROP TABLE sur une table du serveur primaire qui est actuellement utilisé dans des requêtes du serveur en attente. Il est clair que la requête ne peut pas continuer à s'exécuter si l'enregistrement dans les journaux de transactions, correspondant au DROP TABLE est appliqué sur le serveur en attente. Si cette situation survient sur le serveur primaire, l'instruction DROP TABLE attendra jusqu'à ce que l'autre requête se termine. Par contre, quand le DROP TABLE est exécuté sur le serveur primaire, ce dernier ne sait pas les requêtes en cours d'exécution sur le serveur en attente, donc il n'attendra pas la fin de l'exécution des requêtes sur le serveur en attente. L'enregistrement de cette modification dans les journaux de transactions arrivera au serveur en attente alors que la requête sur le serveur en attente est toujours en cours d'exécution, causant un conflit. Le serveur en attente doit soit retarder l'application des enregistrements des journaux de transactions (et tous ceux qui sont après aussi) soit annuler la requête en conflit, pour appliquer l'instruction DROP TABLE.

Quand une requête en conflit est courte, il est généralement préférable d'attendre un peu pour l'application du journal de transactions. Mais un délai plus long n'est généralement pas souhaitable. Donc, le mécanisme d'annulation dans l'application des enregistrements de journaux de transactions dispose de deux paramètres, max_standby_archive_delay et max_standby_streaming_delay, qui définissent le délai maximum autorisé pour appliquer les enregistrements. Les requêtes en conflit seront annulées si l'application des enregistrements prend plus de temps que celui défini. Il existe deux paramètres pour que des délais différents puissent être observés suivant le cas : lecture des enregistrements à partir d'un journal archivé (par exemple lors de la restauration initiale à partir d'une sauvegarde ou lors d'un « rattrapage » si le serveur en attente accumulait du retard par rapport au primaire) et lecture des enregistrements à partir de la réplication en flux.

Pour un serveur en attente dont le but principal est la haute-disponibilité, il est préférable de configurer des valeurs assez basses pour les paramètres de délai, de façon à ce que le serveur en attente ne soit pas trop en retard par rapport au serveur primaire à cause des délais suivis à cause des requêtes exécutées sur le serveur en attente. Par contre, si le serveur en attente doit exécuter des requêtes longues, alors une valeur haute, voire infinie, du délai pourrait être préférable. Néanmoins, gardez en tête qu'une requête mettant du temps à s'exécuter pourrait empêcher les autres requêtes de voir les modifications récentes sur le serveur primaire si elle retarde l'application des enregistrements de journaux de transactions.

Une fois que le délai spécifié par max_standby_archive_delay ou max_standby_streaming_delay a été dépassé, toutes les requêtes en conflit seront annulées. Ceci résulte habituellement en une erreur d'annulation, bien que certains cas, comme un DROP DATABASE, peuvent occassionner l'arrêt complet de la connexion. De plus, si le conflit intervient sur un verrou détenu par une transaction en attente, la session en conflit sera terminée (ce comportement pourrait changer dans le futur).

Les requêtes annulées peuvent être ré-exécutées immédiatement (après avoir commencé une nouvelle transaction, bien sûr). Comme l'annulation des requêtes dépend de la nature des enregistrements dans le journal de transactions, une requête annulée pourrait très bien réussir si elle est de nouveau exécutée.

Gardez en tête que les paramètres de délai sont comparés au temps passé depuis que la donnée du journal de transactions a été reçue par le serveur en attente. Du coup, la période de grâce accordée aux requêtes n'est jamais supérieur au paramètre de délai, et peut être considérablement inférieur si le serveur en attente est déjà en retard suite à l'attente de la fin de l'exécution de requêtes précédentes ou suite à son impossibilité de conserver le rythme d'une grosse mise à jour.

La raison la plus fréquente des conflits entre les requêtes en lecture seule et le rejeu des journaux de transactions est le « nettoyage avancé ». Habituellement, PostgreSQL permet le nettoyage des anciennes versions de lignes quand aucune transaction ne peut les voir pour s'assurer du respect des règles de MVCC. Néanmoins, cette règle peut seulement s'appliquer sur les transactions exécutées sur le serveur primaire. Donc il est possible que le nettoyage effectué sur le primaire supprime des versions de lignes toujours visibles sur une transaction exécutée sur le serveur en attente.

Les utilisateurs expérimentés peuvent noter que le nettoyage des versions de ligne ainsi que le gel des versions de ligne peuvent potentiellement avoir un conflit avec les requêtes exécutées sur le serveur en attente. L'exécution d'un VACUUM FREEZE manuel a de grandes chances de causer des conflits, y compris sur les tables sans lignes mises à jour ou supprimées.

Les utilisateurs doivent s'attendre à ce que les tables fréquemment mises à jour sur le serveur primaire seront aussi fréquemment la cause de requêtes annulées sur le serveur en attente. Dans un tel cas, le paramétrage d'une valeur finie pour `max_standby_archive_delay` ou `max_standby_streaming_delay` peut être considéré comme similaire à la configuration de `statement_timeout`.

Si le nombre d'annulations de requêtes sur le serveur en attente est jugé inadmissible, quelques solutions existent. La première option est de définir la variable `hot_standby_feedback` qui permet d'empêcher les conflits liés au nettoyage opéré par la commande `VACUUM` en lui interdisant de nettoyer les lignes récemment supprimées. Si vous le faites, vous devez noter que cela retardera le nettoyage des versions de lignes mortes sur le serveur primaire, ce qui pourrait résulter en une fragmentation non désirée de la table. Néanmoins, cette situation ne sera pas meilleure si les requêtes du serveur en attente s'exécutaient directement sur le serveur primaire. Vous avez toujours le bénéfice de l'exécution sur un serveur distant. Si des serveurs en standby se connectent et se déconnectent fréquemment, vous pourriez vouloir faire des ajustements pour gérer la période durant laquelle `hot_standby_feedback` n'est pas renvoyé. Par exemple, vous pouvez considérer l'augmentation de `max_standby_archive_delay` pour que les requêtes ne soient pas annulées rapidement par des conflits avec le journal de transactions d'archive durant les périodes de déconnexion. Vous pouvez également considérer l'augmentation de `max_standby_streaming_delay` pour éviter des annulations rapides par les nouvelles données de flux de transaction après la reconnexion.

Une autre option revient à augmenter vacuum_defer_cleanup_age sur le serveur primaire, pour que les lignes mortes ne soient pas nettoyées aussi rapidement que d'habitude. Cela donnera plus de temps aux requêtes pour s'exécuter avant d'être annulées sur le serveur en attente, sans voir à configurer une valeur importante de `max_standby_streaming_delay`. Néanmoins, il est difficile de garantir une fenêtre spécifique de temps d'exécution avec cette approche car `vacuum_defer_cleanup_age` est mesuré en nombre de transactions sur le serveur primaire.

Le nombre de requêtes annulées et le motif de cette annulation peut être visualisé avec la vue système `pg_stat_database_conflicts` sur le serveur de standby. La vue système `pg_stat_database` contient aussi des informations synthétiques sur ce sujet.

26.5.3. Aperçu pour l'administrateur

Si `hot_standby` est positionné à `on` dans `postgresql.conf` (valeur par défaut) et qu'un fichier `recovery.conf` est présent, le serveur fonctionnera en mode Hot Standby. Toutefois, il pourrait s'écouler du temps avant que les connections en Hot Standby soient autorisées, parce que le serveur n'acceptera pas de connexions tant que la récupération n'aura pas atteint un point garantissant un état cohérent permettant aux requêtes de s'exécuter. Pendant cette période, les clients qui tentent de se connecter seront rejetés avec un message d'erreur. Pour confirmer que le serveur a démarré, vous pouvez soit tenter de vous connecter en boucle, ou rechercher ces messages dans les journaux du serveur:

```
LOG:  entering standby mode

... puis, plus loin ...

LOG:  consistent recovery state reached
LOG:  database system is ready to accept read only connections
```

L'information sur la cohérence est enregistrée une fois par checkpoint sur le primaire. Il n'est pas possible d'activer le hot standby si on lit des WAL générés durant une période pendant laquelle `wal_level` n'était pas positionné à `replica` ou `logical` sur le primaire. L'arrivée à un état cohérent peut aussi être retardée si ces deux conditions se présentent:

- Une transaction en écriture a plus de 64 sous-transactions

- Des transactions en écriture ont une durée très importante

Si vous effectuez du log shipping par fichier ("warm standby"), vous pourriez devoir attendre jusqu'à l'arrivée du prochain fichier de WAL, ce qui pourrait être aussi long que le paramètre `archive_timeout` du primaire.

Certains paramètres sur le standby vont devoir être revus si ils ont été modifiés sur le primaire. Pour ces paramètres, la valeur sur le standby devra être égale ou supérieure à celle du primaire. De ce fait, si vous voulez augmenter ces valeurs, vous devez le faire d'abord sur tous les serveurs standbys avant de le faire sur le serveur primaire. De la même façon, si vous voulez diminuer ces valeurs, vous devez tout d'abord le faire sur le serveur primaire, puis sur tous les serveurs secondaires. Si ces paramètres ne sont pas suffisamment élevés le standby refusera de démarrer. Il est tout à fait possible de fournir de nouvelles valeurs plus élevées et de redémarrer le serveur pour reprendre la récupération. Ces paramètres sont les suivants:

- `max_connections`
- `max_prepared_transactions`
- `max_locks_per_transaction`
- `max_worker_processes`

Il est important que l'administrateur sélectionne le paramétrage approprié pour max_standby_archive_delay et max_standby_streaming_delay. Le meilleur choix varie les priorités. Par exemple, si le serveur a comme tâche principale d'être un serveur de haute-disponibilité, alors il est préférable d'avoir une configuration assez basse, voire à zéro, de ces paramètres. Si le serveur en attente est utilisé comme serveur supplémentaire pour des requêtes du type décisionnel, il sera acceptable de mettre les paramètres de délai à des valeurs allant jusqu'à plusieurs heures, voire même -1 (cette valeur signifiant qu'il est possible d'attendre que les requêtes se terminent d'elles-même).

Les "hint bits" (bits d'indices) écrits sur le primaire ne sont pas journalisés en WAL, il est donc probable que les hint bits soient réécrits sur le standby. Ainsi, le serveur de standby fera toujours des écritures disques même si tous les utilisateurs sont en lecture seule; aucun changement ne se produira sur les données elles mêmes. Les utilisateurs écriront toujours les fichiers temporaires pour les gros tris et re-génèreront les fichiers d'information relcache, il n'y a donc pas de morceau de la base qui soit réellement en lecture seule en mode hot standby. Notez aussi que les écritures dans des bases distantes en utilisant le module dblink , et d'autres opération en dehors de la base s'appuyant sur des fonctions PL seront toujours possibles, même si la transaction est en lecture seule localement.

Les types suivants de commandes administratives ne sont pas acceptées durant le mode de récupération:

- Langage de Définition de Données (LDD ou DDL) - comme `CREATE INDEX`
- Privilège et possession - `GRANT`, `REVOKE`, `REASSIGN`
- Commandes de maintenance - `ANALYZE`, `VACUUM`, `CLUSTER`, `REINDEX`

Notez encore une fois que certaines de ces commandes sont en fait autorisées durant les transactions en "lecture seule" sur le primaire.

Par conséquent, vous ne pouvez pas créer d'index supplémentaires qui existeraient uniquement sur le standby, ni des statistiques qui n'existeraient que sur le standby. Si ces commandes administratives sont nécessaires, elles doivent être exécutées sur le primaire, et ces modifications se propageront à terme au standby.

`pg_cancel_backend()` et `pg_terminate_backend()` fonctionneront sur les processus utilisateurs, mais pas sur les processus de démarrage, qui effectuent la récupération. `pg_stat_activity` ne montre pas les transactions de récupération comme actives. Ainsi, `pg_prepared_xacts` est toujours vide durant la récupération. Si vous voulez traiter des

transactions préparées douteuses, interrogez `pg_prepared_xacts` sur le primaire, et exécutez les commandes pour résoudre le problème à cet endroit ou résolvez-les après la fin de la restauration.

`pg_locks` affichera les verrous possédés par les processus, comme en temps normal. `pg_locks` affiche aussi une transaction virtuelle gérée par le processus de démarrage qui possède tous les `AccessExclusiveLocks` possédés par les transactions rejouées par la récupération. Notez que le processus de démarrage n'acquiert pas de verrou pour effectuer les modifications à la base, et que par conséquent les verrous autre que `AccessExclusiveLocks` ne sont pas visibles dans `pg_locks` pour le processus de démarrage; ils sont simplement censés exister.

Le plugin Nagios check_pgsql fonctionnera, parce que les informations simples qu'il vérifie existent. Le script de supervision check_postgres fonctionnera aussi, même si certaines valeurs retournées pourraient être différentes ou sujettes à confusion. Par exemple, la date de dernier vacuum ne sera pas mise à jour, puisqu'aucun vacuum ne se déclenche sur le standby. Les vacuums s'exécutant sur le primaire envoient toujours leurs modifications au standby.

Les options de contrôle des fichiers de WAL ne fonctionneront pas durant la récupération, comme `pg_start_backup`, `pg_switch_wal`, etc...

Les modules à chargement dynamique fonctionnent, comme `pg_stat_statements`.

Les verrous consultatifs fonctionnent normalement durant la récupération, y compris en ce qui concerne la détection des verrous mortels (deadlocks). Notez que les verrous consultatifs ne sont jamais tracés dans les WAL, il est donc impossible pour un verrou consultatif sur le primaire ou le standby d'être en conflit avec la ré-application des WAL. Pas plus qu'il n'est possible d'acquérir un verrou consultatif sur le primaire et que celui-ci initie un verrou consultatif similaire sur le standby. Les verrous consultatifs n'ont de sens que sur le serveur sur lequel ils sont acquis.

Les systèmes de réplications à base de triggers tels que Slony, Londiste et Bucardo ne fonctionneront pas sur le standby du tout, même s'ils fonctionneront sans problème sur le serveur primaire tant que les modifications ne sont pas envoyées sur le serveur standby pour y être appliquées. Le rejeu de WAL n'est pas à base de triggers, vous ne pouvez donc pas utiliser le standby comme relai vers un système qui aurait besoin d'écritures supplémentaires ou utilise des triggers.

Il n'est pas possible d'assigner de nouveaux OID, bien que des générateurs d' UUID puissent tout de même fonctionner, tant qu'ils n'ont pas besoin d'écrire un nouveau statut dans la base.

À l'heure actuelle, la création de table temporaire n'est pas autorisée durant les transactions en lecture seule, certains scripts existants pourraient donc ne pas fonctionner correctement. Cette restriction pourrait être levée dans une version ultérieure. Il s'agit à la fois d'un problème de respect des standards et un problème technique.

`DROP TABLESPACE` ne peut réussir que si le tablespace est vide. Certains utilisateurs pourraient utiliser de façon active le tablespace via leur paramètre `temp_tablespaces`. S'il y a des fichiers temporaires dans le tablespace, toutes les requêtes actives sont annulées pour s'assurer que les fichiers temporaires sont supprimés, afin de supprimer le tablespace et de continuer l'application des WAL.

Exécuter `DROP DATABASE` ou `ALTER DATABASE ... SET TABLESPACE` sur le serveur primaire générera un enregistrement dans les journaux de transactions qui causera la déconnexion de tous les utilisateurs actuellement connectés à cette base de données. Cette action survient immédiatement, quelque soit la valeur du paramètre `max_standby_streaming_delay`. Notez que `ALTER DATABASE ... RENAME` ne déconnecte pas les utilisateurs qui, dans la plupart des cas, ne s'en apercevront pas. Cela peut néanmoins confondre un programme qui dépendrait du nom de la base.

En fonctionnement normal (pas en récupération), si vous exécutez `DROP USER` ou `DROP ROLE` pour un rôle ayant le privilège LOGIN alors que cet utilisateur est toujours connecté alors rien ne se produit pour cet utilisateur connecté - il reste connecté. L'utilisateur ne peut toutefois pas se reconnecter. Ce comportement est le même en récupération, un `DROP USER` sur le primaire ne déconnecte donc pas cet utilisateur sur le standby.

Le collecteur de statistiques est actif durant la récupération. Tous les parcours, lectures, utilisations de blocs et d'index, etc... seront enregistrés normalement sur le standby. Les actions rejouées ne dupliqueront pas leur effets sur le primaire, l'application d'insertions n'incrémentera pas la colonne Inserts de pg_stat_user_tables. Le fichier de statistiques est effacé au démarrage de la récupération, les statistiques du primaire et du standby différeront donc; c'est vu comme une fonctionnalité, pas un bug.

Autovacuum n'est pas actif durant la récupération, il démarrera normalement à la fin de la récupération.

Les processus d'écriture en arrière plan (checkpointer et background writer) sont actifs durant la récupération. Le processus checkpointer effectuera les restartpoints (similaire aux checkpoints sur le primaire) et le processus background writer effectuera les activités normales de nettoyage de blocs. Ceci peut inclure la mise à jour des information de hint bit des données du serveur de standby. La commande `CHECKPOINT` est acceptée pendant la récupération, bien qu'elle déclenche un restartpoint et non un checkpoint.

26.5.4. Référence des paramètres de Hot Standby

De nombreux paramètres ont été mentionnés ci-dessus dans Section 26.5.2 et Section 26.5.3.

Sur le primaire, les paramètres wal_level et vacuum_defer_cleanup_age peuvent être utilisés. max_standby_archive_delay et max_standby_streaming_delay n'ont aucun effet sur le primaire.

Sur le serveur en attente, les paramètres hot_standby, max_standby_archive_delay et max_standby_streaming_delay peuvent être utilisés. vacuum_defer_cleanup_age n'a pas d'effet tant que le serveur reste dans le mode standby, mais deviendra important quand le serveur en attente deviendra un serveur primaire.

26.5.5. Avertissements

Il y a plusieurs limitations de Hot Standby. Elles peuvent et seront probablement résolues dans des versions ultérieures:

- Une connaissance complète des transactions en cours d'exécution est nécessaire avant de pouvoir déclencher des instantanés. Des transactions utilisant un grand nombre de sous-transactions (à l'heure actuelle plus de 64) retarderont le démarrage des connexions en lecture seule jusqu'à complétion de la plus longue transaction en écriture. Si cette situation se produit, des messages explicatifs seront envoyés dans la trace du serveur.

- Des points de démarrage valides pour les requêtes de standby sont générés à chaque checkpoint sur le primaire. Si le standby est éteint alors que le primaire est déjà éteint, il est tout à fait possible ne pas pouvoir repasser en Hot Standby tant que le primaire n'aura pas été redémarré, afin qu'il génère de nouveaux points de démarrage dans les journaux WAL. Cette situation n'est pas un problème dans la plupart des situations où cela pourrait se produire. Généralement, si le primaire est éteint et plus disponible, c'est probablement en raison d'un problème sérieux qui va de toutes façons forcer la conversion du standby en primaire. Et dans des situations où le primaire est éteint intentionnellement, la procédure standard est de promouvoir le primaire.

- À la fin de la récupération, les `AccessExclusiveLocks` possédés par des transactions préparées nécessiteront deux fois le nombre d'entrées normal dans la table de verrous. Si vous pensez soit exécuter un grand nombre de transactions préparées prenant des `AccessExclusiveLocks`, ou une grosse transaction prenant beaucoup de `AccessExclusiveLocks`, il est conseillé d'augmenter la valeur de `max_locks_per_transaction`, peut-être jusqu'à une valeur double de celle du serveur primaire. Vous n'avez pas besoin de prendre ceci en compte si votre paramètre `max_prepared_transactions` est 0.

- Il n'est pas encore possible de passer une transaction en mode d'isolation sérialisable tout en supportant le hot standby (voir Section 13.2.3 et Section 13.4.1 pour plus de détails). Une tentative de modification du niveau d'isolation d'une transaction à sérialisable en hot standby générera une erreur.

Chapitre 27. Configuration de la récupération

Ce chapitre décrit les paramètres disponibles dans le fichier `recovery.conf`. Ils ne s'appliquent que pendant la durée de la récupération. Ils doivent être repositionnés pour toute récupération ultérieure que vous souhaiterez effectuer. Ils ne peuvent pas être modifiés une fois que la récupération a commencé.

Les paramètres de `recovery.conf` sont spécifiés dans le format `nom = 'valeur'`. Un paramètre est déclaré par ligne. Les caractères dièse (#) indiquent que le reste de la ligne est un commentaire. Pour inclure un guillemet dans une valeur de paramètre, écrivez deux guillemets (`''`).

Un fichier d'exemple , `share/recovery.conf.sample`, est fourni dans le répertoire `share/` de l'installation.

27.1. Paramètres de récupération de l'archive

`restore_command` (`chaîne de caractères`)

La commande d'interpréteur à exécuter pour récupérer un segment de la série de fichiers WAL archivés. Ce paramètre est nécessaire pour la récupération à partir de l'archive, mais optionnel pour la réplication à flux continu. Tout `%f` dans la chaîne est remplacé par le nom du fichier à récupérer de l'archive, et tout `%p` est remplacé par le chemin de destination de la copie sur le serveur. (Le chemin est relatif au répertoire courant de travail, c'est à dire le répertoire de données de l'instance.) Tout `%r` est remplacé par le nom du fichier contenant le dernier point de reprise (restartpoint) valide. Autrement dit, le fichier le plus ancien qui doit être gardé pour permettre à la récupération d'être redémarrable. Cette information peut donc être utilisée pour tronquer l'archive au strict minimum nécessaire pour permettre de reprendre la restauration en cours. `%r` n'est typiquement utilisé que dans des configurations de warm-standby. (voir Section 26.2). Écrivez `%%` pour inclure un vrai caractère %.

Il est important que la commande ne retourne un code retour égal à zéro que si elle réussit. La commande *recevra* des demandes concernant des fichiers n'existant pas dans l'archive ; elle doit avoir un code retour différent de zéro dans ce cas. Par exemple :

```
restore_command = 'cp /mnt/server/archivedir/%f "%p"'
restore_command = 'copy "C:\\server\\archivedir\\%f" "%p"'  #
 Windows
```

Seule exception, si la commande est terminée par un signal (autre que SIGTERM, qui est utilisé pour un arrêt du serveur) ou une erreur du shell (comme une commande introuvable), alors la restauration va s'annuler et le serveur ne redémarrera pas.

`archive_cleanup_command` (`string`)

Ce paramètre optionel spécifie une commande d'interpréteur qui sera exécuté à chaque point de reprise. Le but de `archive_cleanup_command` est de fournir un mécanisme de nettoyage des vieux fichiers WAL archivés qui ne sont plus nécessaires au serveur de standby. Tout `%r` est remplacé par le nom du fichier contenant le dernier point de reprise (restartpoint) valide. Autrement dit, le fichier le plus ancien qui doit être *conservé* pour permettre à la récupération d'être redémarrable. Du coup, tous les fichiers créés avant `%r` peuvent être supprimés sans problème. Cette information peut être utilisée pour tronquer les archives au minimum nécessaire pour redémarrer à partir de la restauration en Le module pg_archivecleanup est souvent utilisé dans `archive_cleanup_command` dans des configurations de standby seuls. Par exemple :

```
archive_cleanup_command = 'pg_archivecleanup /mnt/server/
archivedir %r'
```

Notez néanmoins que si plusieurs serveurs en standby sont mis à jour à partir du même répertoire d'archives, vous devez vous assurer que vous ne supprimez que les journaux de transactions qui ne sont plus utiles à tous les serveurs. `archive_cleanup_command` n'est typiquement utilisé que dans des configurations de warm-standby (voir Section 26.2). Écrivez %% pour inclure un vrai caractère %.

Si la commande retourne un code de retour différent de zéro alors un message de journal WARNING sera écrit. Seule exception, une erreur de niveau FATAL est renvoyée si la commande a été terminée par un signal ou par une erreur du shell (comme une commande introuvable).

`recovery_end_command` (`chaîne de caractéres`)

Ce paramètre spécifie une commande d'interpréteur qui sera exécutée une fois seulement, à la fin de la récupération. Ce paramètre est optionnel. Le but de `recovery_end_command` est de fournir un mécanisme pour un nettoyage à la fin de la réplication ou de la récupération. Tout `%r` est remplacé par le nom du fichier contenant le dernier point de reprise valide, comme dans archive_cleanup_command.

Si la commande retourne un code de retour différent de zéro alors un message de journal WARNING sera écrit et la base continuera son démarrage malgré tout. Par contre, si la commande a été terminée par un signal ou une erreur provenant du shell (comme une commande introuvable), la base n'effectuera pas son démarrage.

27.2. Paramètres de cible de récupération

Par défaut, la restauration continuera jusqu'à la fin du dernier journal de transactions. Les paramètres suivants peuvent être utilisés pour spécifier un point d'arrêt précédent. Une des cibles suivantes peut être indiquée : `recovery_target`, `recovery_target_lsn`, `recovery_target_name`, `recovery_target_time` ou `recovery_target_xid`. Si plus d'un parmi eux est spécifié dans le fichier de configuration, seule la dernière valeur sera conservée.

```
recovery_target = 'immediate'
```

Ce paramètre spécifie que la restauration doit se terminer dès que l'état de cohérence est atteint, autrement dit dès que possible. Lors de la restauration à partir d'une sauvegarde en ligne, cela signifie le moment où la sauvegarde s'est terminée.

Au niveau technique, c'est une chaîne de caractères mais `'immediate'` est la seule valeur actuellement autorisée.

`recovery_target_name` (`string`)

Ce paramètre spécifie le point de restauration nommé (créé précédemment avec la fonction `pg_create_restore_point()`) où la restauration se terminera.

`recovery_target_time` (`timestamp`)

Ce paramètre spécifie l'horodatage (timestamp) jusqu'auquel la récupération se poursuivra. Le point précis d'arrêt dépend aussi de recovery_target_inclusive.

`recovery_target_xid` (`chaîne de caractères`)

Ce paramètre spécifie l'identifiant de transaction jusqu'auquel la récupération se poursuivra. Gardez à l'esprit que, bien que les identifiants de transactions sont assignés séquentiellement au démarrage des transactions, elles peuvent se terminer dans un ordre numérique différent. Les transactions qui seront récupérées sont celles qui auront réalisé leur COMMIT avant

la transaction spécifiée (optionnellement incluse). Le point précis d'arrêt dépend aussi de recovery_target_inclusive.

`recovery_target_lsn` (`pg_lsn`)

Ce paramètre spécifie le LSN de l'emplacement dans le journal de transaction jusqu'auquel la récupération se poursuivra. Le point d'arrêt précis est aussi influencé par recovery_target_inclusive. Ce paramètre est parsé en utilisant le type de données système `pg_lsn`.

Les options suivantes indiquent la cible de restauration et ont un effet sur ce qui arrive une fois la cible atteinte :

`recovery_target_inclusive` (`booléen`)

Spécifie si il faut s'arrêter juste après la cible de récupération spécifiée (`true`), ou juste avant la cible de récupération (`false`). S'applique quand soit recovery_target_lsn soit recovery_target_time soit recovery_target_xid est indiqué. Ce paramètre contrôle si les transactions qui ont exactement le même emplacement (LSN) dans les journaux de transactions ou le même horodatage ou le même identifiant de transaction, respectivement, seront inclues dans la restauration. La valeur par défaut est (`true`).

`recovery_target_timeline` (`chaîne de caractères`)

Spécifie la ligne de temps (timeline) précise sur laquelle effectuer la récupération. Le comportement par défaut est de récupérer sur la même timeline que celle en cours lorsque la sauvegarde de base a été effectuée. Configurer ce paramètre à `latest` permet de restaurer jusqu'à la dernière ligne de temps disponible dans les archives, ce qui est utile pour un serveur standby. Sinon, vous n'aurez besoin de positionner ce paramètre que dans des cas complexes de re-récupération, où vous aurez besoin d'atteindre un état lui même atteint après une récupération à un moment dans le temps (point-in-time recovery). Voir Section 25.3.5 pour plus d'informations.

`recovery_target_action` (`enum`)

Indique l'action que doit prendre le serveur une fois que la cible de récupération est atteinte. La valeur par défaut est `pause`, ce qui signifie que la récupération sera mise en pause. `promote` signifie que le processus de récupération terminera et que le serveur se lancera pour accepter des connexions. Enfin, `shutdown` arrêtera le serveur après avoir atteint la cible de récupération.

Le but du paramétrage `pause` est d'autoriser l'exécution des requêtes sur la base pour vérifier si la cible de récupération actuelle est la bonne. La pause peut être annulée en utilisant la fonction `pg_wal_replay_resume()` (voir Tableau 9.81), ce qui termine la restauration. Si la cible actuelle de restauration ne correspond pas au point d'arrêt souhaité, arrêtez le serveur, modifiez la configuration de la cible de restauration à une cible plus lointaine, et enfin redémarrez pour continuer la restauration.

Le paramétrage `shutdown` est intéressant pour que l'instance soit prête au point de rejeu souhaité. L'instance pourra toujours rejoué les enregistrements WAL suivants (et de fait devra rejouer les enregistrements WAL depuis le dernier checkpoint à son prochain lancement).

Notez que, comme le fichier de configuration `recovery.conf` n'est pas renommé, `recovery_target_action` reste configuré à `shutdown`, et toute tentative de lancement se terminera avec un arrêt immédiat sauf si la configuration est changée ou que le fichier `recovery.conf` est supprimé manuellement.

Ce paramétrage n'a pas d'effet si aucune cible de récupération n'est configurée. Si hot_standby n'est pas activé, un paramétrage à `pause` agira de la même façon que `shutdown`.

27.3. Paramètres de serveur de Standby

`standby_mode` (`booléen`)

Spécifie s'il faut démarrer le serveur PostgreSQL en tant que standby. Si ce paramètre est à `on`, le serveur n'arrête pas la récupération quand la fin du WAL archivé est atteinte, mais continue d'essayer de poursuivre la récupération en récupérant de nouveaux segments en utilisant `restore_command` et/ou en se connectant au serveur primaire comme spécifié par le paramètre `primary_conninfo`.

`primary_conninfo` (`chaîne de caractères`)

Spécifie au serveur de standby la chaîne de connexion à utiliser pour atteindre le primaire. Cette chaîne est dans le format décrie dans Section 34.1.1. Si une option n'est pas spécifiée dans cette chaîne, alors la variable d'environnement correspondante (voir Section 34.14) est examinée. Si la variable d'environnement n'est pas positionnée non plus, la valeur par défaut est utilisée.

La chaîne de connexion devra spécifier le nom d'hôte (ou adresse) du serveur primaire, ainsi que le numéro de port si ce n'est pas le même que celui par défaut du serveur de standby. Spécifiez aussi un nom d'utilisateur disposant des droits adéquats sur le primaire (voir Section 26.2.5.1). Un mot de passe devra aussi être fourni, si le primaire demande une authentification par mot de passe. Il peut être fourni soit dans la chaîne `primary_conninfo` soit séparément dans un fichier `~/.pgpass` sur le serveur de standby (utilisez `replication` comme nom de base de données). Ne spécifiez pas de nom de base dans la chaîne`primary_conninfo`

Ce paramètre n'a aucun effet si `standby_mode` vaut `off`.

`primary_slot_name` (`string`)

Indique en option un slot de réplication existant à utiliser lors de la connexion au serveur principal via la réplication en vue, dans le but de contrôler la suppression des ressources sur le serveur principal (voir Section 26.2.6). Ce paramètre n'a aucun effet si le paramètre `primary_conninfo` n'est pas configuré.

`trigger_file` (`chaîne de caractères`)

Spécifie un fichier trigger dont la présence met fin à la récupération du standby. Même si cette valeur n'est pas configurée, vous pouvez toujours promouvoir le serveur en attente en utilisant `pg_ctl promote`. Ce paramètre n'a aucun effet si `standby_mode` vaut `off`.

`recovery_min_apply_delay` (`integer`)

Par défaut, un serveur standby restaure les enregistrements des journaux de transactions provenant du serveur primaire dès que possible. Dans certains cas, il peut se révéler utile d'avoir une copie des données dont la restauration accuse un certain retard programmé. Cela ouvre notamment différentes options pour corriger les erreurs de perte de données. Ce paramètre vous permet de retarder la restauration pr une période de temps fixe, spécifiée en millisecondes si aucune unité n'est spécifiée. Par exemple, si vous configurez ce paramètre à `5min`, le serveur standby rejouera chaque transaction seulement quand l'horloge système de l'esclave dépasse de cinq minutes l'heure de validation rapportée par le serveur maître.

Il est possible que le délai de réplication entre serveurs dépasse la valeur de ce paramètre, auquel cas aucun délai n'est ajouté. Notez que le délai est calculé entre l'horodatage du journal de transactions écrit sur le maître et la date et heure courante sur le standby. Les délais de transfert dûs aux réseaux et aux configurations de réplication en cascade peuvent réduire le temps d'attente réel de façon significative. Si les horloges systèmes du maître et de l'esclave ne sont pas synchronisés, cela peut amener à la restauration d'enregistrements avant le délai prévu ; mais ce n'est pas un problème grave car les valeurs intéressantes pour ce paramètre sont bien au dessus des déviations d'horloge typiques.

Le délai survient seulement sur les validations (COMMIT) des transactions. D'autres enregistrements sont rejoués aussi rapidement que possible, ce qui n'est pas un problème car les règles de visibilité MVCC nous assurent que leurs effets ne sont pas visibles jusqu'à l'application de l'enregistrement du COMMIT.

Le délai est observé une fois que la base de données en restauration a atteint un état cohérent jusqu'à ce que le serveur standby soit promu ou déclenché. Après cela, le serveur standby terminera la restauration sans attendre.

Ce paramètre cible principalement les déploiements de la réplication en flux. Cependant, si le paramètre est spécifié, il honorera tous les cas. `hot_standby_feedback` sera retardé par l'utilisation de cette fonctionnalité, qui peut aboutir à de la fragmentation sur le maître. Faites attention en utilisant les deux.

> **Avertissement**
>
> La réplication synchrone est affectée par ce paramètre quand `synchronous_commit` est configuré à `remote_apply` ; chaque `COMMIT` devra attendre son rejeu.

Chapitre 28. Surveiller l'activité de la base de données

Un administrateur de bases de données se demande fréquemment : « Que fait le système en ce moment ? » Ce chapitre explique la façon de le savoir.

Plusieurs outils sont disponibles pour surveiller l'activité de la base de données et pour analyser les performances. Une grande partie de ce chapitre concerne la description du récupérateur de statistiques de PostgreSQL mais personne ne devrait négliger les programmes de surveillance Unix standards tels que `ps`, `top`, `iostat` et `vmstat`. De plus, une fois qu'une requête peu performante a été identifiée, des investigations supplémentaires pourraient être nécessaires en utilisant la commande EXPLAIN de PostgreSQL. La Section 14.1 discute de `EXPLAIN` et des autres méthodes pour comprendre le comportement d'une seule requête.

28.1. Outils Unix standard

Sur la plupart des plateformes Unix, PostgreSQL modifie son titre de commande reporté par `ps` de façon à ce que les processus serveur individuels puissent être rapidement identifiés. Voici un affichage d'exemple :

```
$ ps auxww | grep ^postgres
postgres  15551  0.0  0.1  57536  7132 pts/0    S    18:02   0:00
 postgres -i
postgres  15554  0.0  0.0  57536  1184 ?        Ss   18:02   0:00
 postgres: background writer
postgres  15555  0.0  0.0  57536   916 ?        Ss   18:02   0:00
 postgres: checkpointer
postgres  15556  0.0  0.0  57536   916 ?        Ss   18:02   0:00
 postgres: walwriter
postgres  15557  0.0  0.0  58504  2244 ?        Ss   18:02   0:00
 postgres: autovacuum launcher
postgres  15558  0.0  0.0  17512  1068 ?        Ss   18:02   0:00
 postgres: stats collector
postgres  15582  0.0  0.0  58772  3080 ?        Ss   18:04   0:00
 postgres: joe runbug 127.0.0.1 idle
postgres  15606  0.0  0.0  58772  3052 ?        Ss   18:07   0:00
 postgres: tgl regression [local] SELECT waiting
postgres  15610  0.0  0.0  58772  3056 ?        Ss   18:07   0:00
 postgres: tgl regression [local] idle in transaction
```

(L'appel approprié de `ps` varie suivant les différentes plateformes, de même que les détails affichés. Cet exemple est tiré d'un système Linux récent.) Le premier processus affiché ici est le processus serveur maître. Les arguments affichés pour cette commande sont les mêmes qu'à son lancement. Les cinq processus suivants sont des processus en tâche de fond lancés automatiquement par le processus maître (le processus « stats collector » n'est pas présent si vous avez configuré le système pour qu'il ne lance pas le récupérateur de statistiques ; de même que le processus « autovacuum launcher » peut être désactivé). Chacun des autres processus est un processus serveur gérant une connexion cliente. Tous ces processus restants initialisent l'affichage de la ligne de commande sous la forme :

`postgres: `*`utilisateur base_de_données hôte activité`*

L'utilisateur, la base de données et les éléments de l'hôte (client) restent identiques pendant toute la vie de connexion du client mais, l'indicateur d'activité change. L'activité pourrait être `idle` (c'est-à-dire en attente d'une commande du client), `idle in transaction` (en attente du client à l'intérieur

d'un bloc de BEGIN/COMMIT) ou un nom de commande du type SELECT. De plus, waiting est ajouté si le processus serveur est en attente d'un verrou détenu par une autre session. Dans l'exemple ci-dessus, nous pouvons supposer que le processus 15606 attend que le processus 15610 finisse sa transaction, et par conséquent libère un verrou (le processus 15610 doit être celui qui bloque car il n'y a aucune autre session active. Dans des cas plus compliqués, il serait nécessaire de regarder dans la vue système pg_locks pour déterminer qui est en train de bloquer qui.)

Si cluster_name a été configuré, le nom de l'instance figurera également dans la sortie :

```
$ psql -c 'SHOW cluster_name'
 cluster_name
--------------
 server1
(1 row)

$ ps aux|grep server1
postgres   27093  0.0  0.0  30096  2752 ?        Ss   11:34   0:00
 postgres: server1: background writer
...
```

Si vous avez désactivé update_process_title, alors l'indicateur d'activité n'est pas mis à jour ; le titre du processus est configuré une seule fois quand un nouveau processus est lancé. Sur certaines plateformes, ceci permet d'économiser du temps. Sur d'autres, cette économie est insignifiante.

> **Astuce**
>
> Solaris requiert une gestion particulière. Vous devez utiliser /usr/ucb/ps plutôt que /bin/ps. Vous devez aussi utiliser deux options w et non pas seulement une. En plus, votre appel original de la commande postgres doit avoir un affichage de statut dans ps plus petit que celui fourni par les autres processus serveur. Vous devez donc faire ces trois opérations sinon l'affichage de ps pour chaque processus serveur sera la ligne de commande originale de postgres.

28.2. Le récupérateur de statistiques

Le *récupérateur de statistiques* de PostgreSQL est un sous-système qui prend en charge la récupération et les rapports d'informations sur l'activité du serveur. Actuellement, le récupérateur peut compter les accès aux tables et index à la fois en termes de blocs disque et de lignes individuelles. Il conserve aussi la trace du nombre total de lignes dans chaque table ainsi que des informations sur les VACUUM et les ANALYZE pour chaque table. Il peut aussi compter le nombre d'appels aux fonctions définies par l'utilisateur ainsi que le temps total dépensé par chacune d'elles.

PostgreSQL est également capable de renvoyer des informations dynamiques en temps réel sur ce qu'il se passe exactement dans le système, comme la commande exacte en cours d'exécution par d'autres processus serveur et les autres connexions qui existent dans le système. Cette fonctionnalité est indépendante du processus de récupération de données statistiques.

28.2.1. Configuration de la récupération de statistiques

Comme la récupération de statistiques ajoute un temps supplémentaire à l'exécution de la requête, le système peut être configuré pour récupérer ou non des informations. Ceci est contrôlé par les paramètres de configuration qui sont normalement initialisés dans postgresql.conf (voir Chapitre 19 pour plus de détails sur leur initialisation).

Le paramètre track_activities active la collecte d'informations sur la commande en cours d'exécution pour n'importe quel processus serveur.

Le paramètre track_counts contrôle si les statistiques sont récupérées pour les accès aux tables et index.

Le paramètre track_functions active le calcul de statistiques sur l'utilisation des fonctions définies par l'utilisateur.

Le paramètre track_io_timing active la collecte des temps de lecture et d'écriture de blocs.

Normalement, ces paramètres sont configurés dans `postgresql.conf` de façon à ce qu'ils s'appliquent à tous les processus serveur, mais il est possible de les activer/désactiver sur des sessions individuelles en utilisant la commande SET (pour empêcher les utilisateurs ordinaires de cacher leur activité à l'administrateur, seuls les superutilisateurs sont autorisés à modifier ces paramètres avec `SET`).

Le collecteur de statistiques transmet l'information récupérée aux autres processus PostgreSQL à travers des fichiers temporaires. Ces fichiers sont stockés dans le répertoire défini par le paramètre stats_temp_directory, par défaut `pg_stat_tmp`. Pour de meilleures performances, `stats_temp_directory` peut pointer vers un disque en RAM, diminuant ainsi les besoins en entrées/sorties physiques. Quand le serveur s'arrête proprement, une copie permanente des données statistiques est stockée dans le sous-répertoire `pg_stat`, pour que les statistiques puissent être conservées puis réutilisées au redémarrage du serveur. Lorsqu'au démarrage du serveur, la restauration est réalisée (par exemple, après un arrêt immédiat, un crash du serveur ou encore après une restauration PITR), tous les compteurs statistiques sont réinitialisés.

Une transaction peut aussi voir des statistiques propres à son activité (qui ne sont pas encore transmises au collecteur) dans les vues `pg_stat_xact_all_tables`, `pg_stat_xact_sys_tables`, `pg_stat_xact_user_tables` et `pg_stat_xact_user_functions`. Ces informations se mettent à jour en continu pendant l'exécution de la transaction.

28.2.2. Visualiser les statistiques

Plusieurs vues prédéfinies, listées à Tableau 28.1, sont disponibles pour montrer l'état courant du système. Il existe aussi plusieurs autres vues, listées à Tableau 28.2, qui montrent les résultats des statistiques récupérées. De manière alternative, il est possible de créer des vues personnalisées qui utilisent les fonctions statistiques sous-jacentes, comme discuté à Section 28.2.3.

En utilisant les statistiques pour surveiller l'activité en cours, il est important de réaliser que l'information n'est pas mise à jour instantanément. Chaque processus serveur individuel transmet les nouvelles statistiques au récupérateur juste avant l'attente d'une nouvelle commande du client ; donc une requête toujours en cours n'affecte pas les totaux affichés. De plus, le récupérateur lui-même émet un nouveau rapport une fois par `PGSTAT_STAT_INTERVAL` millisecondes (soit 500 millisecondes, sauf si cette valeur a été modifiée lors de la construction du serveur). Donc, les totaux affichés sont bien derrière l'activité réelle. Néanmoins, l'information sur la requête en cours récupérée par `track_activities` est toujours à jour.

Un autre point important est que, lorsqu'un processus serveur se voit demander d'afficher une des statistiques, il récupère tout d'abord le rapport le plus récent émis par le processus de récupération, puis continue d'utiliser cette image de toutes les vues et fonctions statistiques jusqu'à la fin de sa transaction en cours. De façon similaire, les informations sur les requêtes en cours, quel que soit le processus, sont récupérées quand une telle information est demandée dans une transaction, et cette même information sera affichée lors de la transaction. Donc, les statistiques afficheront des informations statiques tant que vous restez dans la même transaction. Ceci est une fonctionnalité, et non pas un bogue, car il vous permet de traiter plusieurs requêtes sur les statistiques et de corréler les résultats sans vous inquiéter que les nombres aient pu changer. Mais si vous voulez voir les nouveaux résultats pour chaque requête, assurez-vous de lancer les requêtes en dehors de tout bloc de transaction. Autrement, vous pouvez appeler `pg_stat_clear_snapshot`(), qui annulera l'image statistique de la transaction en cours. L'utilisation suivante des informations statistiques causera la récupération d'une nouvelle image.

Tableau 28.1. Vues statistiques dynamiques

Nom de la vue	Description
pg_stat_activity	Une ligne par processus serveur, montrant les informations liées à l'activité courante du processus, comme l'état et la requête en cours. Voir pg_stat_activity pour plus de détails.
pg_stat_replication	Une ligne par processus d'envoi de WAL, montrant les statistiques sur la réplication vers le serveur standby connecté au processus. Voir pg_stat_replication pour les détails.
pg_stat_wal_receiver	Seulement une ligne, affichant des statistiques sur le récepteur WAL à partir du serveur ayant ce récepteur. Voir pg_stat_wal_receiver pour les détails.
pg_stat_subscription	Au moins une ligne par souscription, affichant des informations sur les processus workers de souscription. Voir pg_stat_subscription pour plus de détails.
pg_stat_ssl	Une ligne par connexion (régulière et de réplication), montrant des informations sur le chiffrement SSL utilisé pour ces connexions. Voir pg_stat_ssl pour les détails.
pg_stat_progress_vacuum	Une ligne pour chaque processus (incluant les processus autovacuum worker) exécutant un VACUUM, affichant le progrès en cours. Voir Section 28.4.1.

Tableau 28.2. Vues sur les statistiques récupérées

Nom de la vue	Description
pg_stat_archiver	Une seule ligne, montrant les statistiques sur l'activité du processus d'archivage des journaux de transactions. Voir pg_stat_archiver pour les détails.
pg_stat_bgwriter	Une seule ligne, montrant les statistiques d'activité du processus d'écriture d'arrière-plan. Voir pg_stat_bgwriter pour plus de détails.
pg_stat_database	Une ligne par base de données, montrant les statistiques globales des bases. Voir pg_stat_database pour plus de détails.
pg_stat_database_conflicts	Une ligne par base de données, montrant les statistiques au niveau de la base concernant les requêtes annulées à cause de conflits avec les serveurs standby en restauration. Voir pg_stat_database_conflicts pour les détails.
pg_stat_all_tables	Une ligne par table de la base de données courante, montrant les statistiques d'accès de chaque table spécifiquement. Voir pg_stat_all_tables pour plus de détails.
pg_stat_sys_tables	Identique à pg_stat_all_tables, sauf que seules les tables systèmes sont affichées
pg_stat_user_tables	Identique à pg_stat_all_tables, sauf que seules les tables utilisateurs sont affichées
pg_stat_xact_all_tables	Similaire à pg_stat_all_tables, mais décompte les actions prises dans la transaction en cours (qui ne sont *pas* encore pris en compte dans la vue pg_stat_all_tables et les vues du même type). Les colonnes correspondant au nombre de lignes vivantes et mortes, ainsi que celles pour les actions du VACUUM et de l'ANALYZE ne sont pas présentes dans cette vue

Nom de la vue	Description
pg_stat_xact_sys_tables	Identique à pg_stat_xact_all_tables, sauf que seules les tables systèmes sont affichées
pg_stat_xact_user_tables	Identique à pg_stat_xact_all_tables, sauf que seules les tables utilisateurs sont affichées
pg_stat_all_indexes	Une ligne par index de la base de données courante, montrant les statistiques d'accès de chaque index spécifiquement. Voir pg_stat_all_indexes pour plus de détails.
pg_stat_sys_indexes	Identique à pg_stat_all_indexes, sauf que seules les tables systèmes sont affichées
pg_stat_user_indexes	Identique à pg_stat_all_indexes, sauf que seules les tables utilisateurs sont affichées
pg_statio_all_tables	Une ligne par table de la base de données courante, montrant les statistiques d'entrées/sorties de chaque table spécifiquement. Voir pg_statio_all_tables pour plus de détails.
pg_statio_sys_tables	Identique à pg_statio_all_tables, sauf que seules les tables systèmes sont affichées
pg_statio_user_tables	Identique à pg_statio_all_tables, sauf que seules les tables utilisateur sont affichées
pg_statio_all_indexes	Une ligne par index de la base de données courante, montrant les les statistiques d'entrées/sorties de chaque index spécifiquement. Voir pg_statio_all_indexes pour plus de détails.
pg_statio_sys_indexes	Identique à pg_statio_all_indexes, sauf que seuls les index systèmes sont affichés
pg_statio_user_indexes	Identique à pg_statio_all_indexes, sauf que seuls les index utilisateur sont affichés
pg_statio_all_sequences	Une ligne par séquence de la base de données courante, montrant les statistiques d'entrées/sorties de chaque séquence spécifiquement. Voir pg_statio_all_sequences pour plus de détails.
pg_statio_sys_sequences	Identique à pg_statio_all_sequences, sauf que seules les séquences système sont affichées (actuellement, aucune séquence système n'est définie, donc cette vue est toujours vide)
pg_statio_user_sequences	Identique à pg_statio_all_sequences, sauf que seules les séquences utilisateur sont affichées
pg_stat_user_functions	Une ligne par fonction suivie, montrant les statistiques d'exécution de cette fonction. Voir pg_stat_user_functions pour plus de détails.
pg_stat_xact_user_functions	Similaire à pg_stat_user_functions, mais compte seulement les appels pendant la transaction en cours (qui ne sont *pas* encore inclus dans pg_stat_user_functions)

Les statistiques par index sont particulièrement utiles pour déterminer les index utilisés et leur efficacité.

Les vues pg_statio_ sont principalement utiles pour déterminer l'efficacité du cache tampon. Quand le nombre de lectures disques réelles est plus petit que le nombre de récupérations valides par le tampon, alors le cache satisfait la plupart des demandes de lecture sans faire appel au noyau. Néanmoins, ces statistiques ne nous donnent pas l'histoire complète : à cause de la façon dont PostgreSQL gère les entrées/sorties disque, les données qui ne sont pas dans le tampon de PostgreSQL pourraient toujours résider dans le tampon d'entrées/sorties du noyau et pourraient, du coup, être toujours récupérées sans nécessiter une lecture physique. Les utilisateurs intéressés pour obtenir des informations plus détaillées sur le comportement des entrées/sorties dans PostgreSQL sont invités à utiliser le récupérateur de statistiques de PostgreSQL avec les outils du système d'exploitation permettant une vue de la gestion des entrées/sorties par le noyau.

Tableau 28.3. Vue pg_stat_activity

Colonne	Type	Description
datid	oid	OID de la base de données auquelle ce processus serveur est connecté
datname	name	Nom de la base de données auquelle ce processus serveur est connecté
pid	integer	Identifiant du processus serveur
usesysid	oid	OID de l'utilisateur connecté à ce processus serveur
usename	name	Nom de l'utilisateur connecté à ce processus serveur
application_name	text	Nom de l'application connectée à ce processus serveur
client_addr	inet	Adresse IP du client pour ce processus serveur. Si ce champ est vide, cela indique soit que le client est connecté via un socket Unix sur la machine serveur soit qu'il s'agit d'un processus interne tel qu'autovacuum.
client_hostname	text	Nom d'hôte du client connecté, comme reporté par une recherche DNS inverse sur client_addr. Ce champ ne sera rempli que pour les connexions IP, et seulement quand log_hostname est activé.
client_port	integer	Numéro de port TCP que le client utilise pour communiquer avec le processus serveur, ou -1 si un socket Unix est utilisé.
backend_start	timestamp with time zone	Heure de démarrage du processus. Pour les processus backends, c'est l'heure où le client s'est connecté au serveur.
xact_start	timestamp with time zone	Heure de démarrage de la transaction courante du processus, ou NULL si aucune transaction n'est active. Si la requête courante est la première

Colonne	Type	Description
		de sa transaction, cette colonne a la même valeur que la colonne `query_start`.
`query_start`	`timestamp with time zone`	Heure à laquelle la requête active a été démarrée, ou si `state` ne vaut pas `active`, quand la dernière requête a été lancée.
`state_change`	`timestamp with time zone`	Heure à laquelle l'état (`state`) a été modifié en dernier
`wait_event_type`	`text`	Type de l'événement pour lequel le processus est en attente sinon NULL. Les valeurs possibles sont : • `LWLock` : Le processus attend un verrou léger. Ce type de verrou protège une structure de données en mémoire partagée. `wait_event` contiendra un nom identifiant le but du verrou léger. (Certains verrous ont des noms spécifiques ; d'autres font partie d'un groupe de verrous ayant chacun un but similaire.) • `Lock` : Le processus attend un verrou lourd. Les verrous lourds, connus aussi en tant que verrous du gestionnaire de verrous ou plus simplement verrous, protègent principalement des objets visibles au niveau SQL, comme les tables. Néanmoins, ils sont aussi utilisés pour assurer une exclusion mutuelle pour certaines opérations internes comme l'agrandissement d'une relation. `wait_event` identifie le type de verrou attendu. • `BufferPin` : Le processus serveur attend d'accéder à un tampon de données lors d'une période où aucun autre processus ne peut examiner ce tampon. Les attentes sur des tampons peuvent rétractées si un autre processus détient un curseur ouvert qui a lu des données dans le tampon en question.

Colonne	Type	Description
		• `Activity` : Le processus serveur est en attente. Ceci est utilisé par les processus système attendant une activité dans leur boucle principale de traitement. `wait_event` identifiera le point d'attente spécifique. • `Extension` : Le processus serveur est en attente d'activité dans une extension. Cette catégorie est utile pour que les modules puissent tracer des points d'attente. • `Client` : Le processus serveur est en attente d'activité d'une application utilisateur sur un socket. Autrement dit, le serveur attend la venue d'une activité indépendante à ses traitements internes. `wait_event` identifiera le point d'attente spécifique. • `IPC` : Le processus serveur est une attente d'une activité d'un autre processus serveur. `wait_event` identifiera le point d'attente spécifique. • `Timeout` : Le processus serveur est en attente de l'expiration d'un délai. `wait_event` identifiera le point d'attente spécifique. • `IO` : Le processus serveur est en attente de la fin d'une opération disque. `wait_event` identifiera le point d'attente spécifique.
`wait_event`	`text`	Nom de l'événement d'attente si le processus est en attente, NULL dans le cas contraire. Voir Tableau 28.4 pour plus de détails.
`state`	`text`	État général du processus serveur. Les valeurs possibles sont: • `active` : le processus serveur exécute une requête. • `idle` : le processus serveur est en attente d'une commande par le client.

Colonne	Type	Description
		• `idle in transaction` : le processus serveur est en transaction, mais n'est pas en train d'exécuter une requête. • `idle in transaction (aborted)` : l'état est similaire à `idle in transaction`, à la différence qu'une des instructions de la transaction a généré une erreur. • `fastpath function call` : le processus serveur exécute une fonction fast-path. • `disabled` : cet état est affiché si track_activities est désactivé pour ce processus serveur.
`backend_xid`	`xid`	Identifiant de transaction de haut niveau de ce processus, si disponible.
`backend_xmin`	`xid`	L'horizon `xmin` de ce processus.
`query`	`text`	Texte de la requête la plus récente pour ce processus serveur. Si `state` vaut `active`, alors ce champ affiche la requête en cours d'exécution. Dans tous les autres cas, il affichera la dernière requête à avoir été exécutée. Par défaut, le texte de la requête est tronqué à 1024 octets. Cette valeur peut être modifiée avec le paramètre track_activity_query_size.
`backend_type`	`text`	Type du processus actuel. Les types possibles sont `logical replication launcher`, `logical replication worker`, `parallel worker`, `background writer`, `client backend`, `checkpointer`, `startup`, `walreceiver`, `walsender` et `walwriter`. De plus, les background workers enregistrés par les extensions pourraient avoir des types supplémentaires.

La vue `pg_stat_activity` aura une ligne par processus serveur, montrant des informations liées à l'activité courante de ce processus.

> **Note**
>
> Les colonnes `wait_event` et `state` sont indépendantes. Si un processus serveur est dans l'état `active`, il pourrait, ou non, être en attente (`waiting`) d'un événement. Si l'état est `active` et si `wait_event` est différent de NULL, cela signifie qu'une requête est en cours d'exécution, mais que cette exécution est bloquée quelque part dans le système.

Tableau 28.4. Description de `wait_event`

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
`LWLock`	`ShmemIndexLock`	Attente pour trouver ou allouer de l'espace en mémoire partagée.
	`OidGenLock`	Attente pour allouer ou affecter un OID.
	`XidGenLock`	Attente pour allouer ou affecter un identifiant de transaction.
	`ProcArrayLock`	Attente pour obtenir une image de la base ou pour effacer un identifiant de transaction à la fin de la transaction.
	`SInvalReadLock`	Attente pour récupérer ou supprimer des messages à partir de la queue partagée d'invalidation.
	`SInvalWriteLock`	Attente pour ajouter un message dans la queue partagée d'invalidation.
	`WALBufMappingLock`	Attente pour replacer un bloc dans les tampons des journaux de transactions.
	`WALWriteLock`	Attente pour l'écriture des tampons de journaux de transactions sur disque.
	`ControlFileLock`	Attente pour lire ou mettre à jour le fichier contrôle ou pour créer un nouveau journal de transactions.
	`CheckpointLock`	Attente pour l'exécution d'un checkpoint.
	`CLogControlLock`	Attente pour lire ou mettre à jour le statut de transaction.
	`SubtransControlLock`	Attente pour lire ou mettre à jour les informations de sous-transactions.
	`MultiXactGenLock`	Attente pour lire ou mettre à jour l'état partagé multixact.
	`MultiXactOffsetControlLock`	Attente pour lire ou mettre à jour les correspondances de décalage multixact.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	`MultiXactMemberControlLock`	Attente pour lire ou mettre à jour les correspondances de membre multixact.
	`RelCacheInitLock`	Attente pour lire ou écrire le fichier d'initialisation du cache de relations.
	`CheckpointerCommLock`	Attente pour gérer les demandes fsync.
	`TwoPhaseStateLock`	Attente pour lire ou mettre à jour l'état des transactions préparées.
	`TablespaceCreateLock`	Attente pour créer ou supprimer le tablespace.
	`BtreeVacuumLock`	Attente pour lire ou mettre à jour les informations relatives au vacuum pour un index Btree.
	`AddinShmemInitLock`	Attente pour gérer l'allocation d'espace en mémoire partagée.
	`AutovacuumLock`	Autovacuum worker ou launcher en attente de mise à jour ou de lecture de l'état actuel des autovacuum worker.
	`AutovacuumScheduleLock`	Attente pour s'assurer que la table sélectionnée pour un vacuum a justement besoin d'un vacuum.
	`SyncScanLock`	Attente pour obtenir l'emplacement de début d'un parcours d'une table dans le cas de parcours synchronisés.
	`RelationMappingLock`	Attente pour mettre à jour le fichier de correspondance des relations utilisé pour enregistrer la correspondance objet logique vers objet physique.
	`AsyncCtlLock`	Attente pour lire ou mettre à jour l'état partagé de notification.
	`AsyncQueueLock`	Attente pour lire ou mettre à jour les messages de notification.
	`SerializableXactHashLock`	Attente pour récupérer ou enregistrer des informations sur les transactions sérialisables.
	`SerializableFinishedListLock`	Attente pour accéder à la liste des transactions sérialisées terminées.
	`SerializablePredicateLockListLock`	Attente pour réaliser une opération sur une liste de verrous détenus par les transactions sérialisées.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	`OldSerXidLock`	Attente pour lire ou enregistrer des transactions sérialisées en conflit.
	`SyncRepLock`	Attente pour lire ou mettre à jour des informations sur les réplicas synchrones.
	`BackgroundWorkerLock`	Attente pour lire ou mettre à l'état d'un background worker.
	`DynamicSharedMemoryControlLock`	Attente pour lire ou mettre à jour l'état de la mémoire partagée dynamique.
	`AutoFileLock`	Attente pour mettre à jour le fichier `postgresql.auto.conf`.
	`ReplicationSlotAllocationLock`	Attente pour allouer ou libérer un slot de réplication.
	`ReplicationSlotControlLock`	Attente pour lire ou mettre à jour l'état d'un slot de réplication.
	`CommitTsControlLock`	Attente pour lire ou mettre à jour les horodatages de validation des transactions.
	`CommitTsLock`	Attente pour lire ou mettre à jour la dernière valeur d'horodatage de transaction.
	`ReplicationOriginLock`	Attente pour configurer, supprimer ou utiliser une origine de réplication.
	`MultiXactTruncationLock`	Attente pour lire ou tronquer une information multixact.
	`OldSnapshotTimeMapLock`	Attente de lecture ou mise à jour d'informations de contrôle d'une ancienne image de base.
	`BackendRandomLock`	Attente de la génération d'un nombre aléatoire.
	`LogicalRepWorkerLock`	Attente d'une action sur le processus worker de la réplication logique pour se terminer.
	`CLogTruncationLock`	Attente de l'exécution de `txid_status` ou de la mise à jour de l'identifiant le plus ancien disponible.
	`WrapLimitsVacuumLock`	Attente de la mise à jour des limites sur la consommation des identifiants de transactions et de multixact.
	`NotifyQueueTailLock`	Attente de la mise à jour des limites sur le stockage des messages de notification.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	clog	Attente d'I/O sur un tampon clog (statut de transaction).
	commit_timestamp	Attente d'I/O sur un tampon d'horodatage de validation de transaction.
	subtrans	Attente d'I/O sur un tampon de sous-transaction.
	multixact_offset	Attente d'I/O sur un tampon de décalage multixact.
	multixact_member	Attente d'I/O sur un tampon de membre multixact.
	async	Attente d'I/O sur un tampon async (notify).
	oldserxid	Attente d'I/O sur un tampon oldserxid.
	wal_insert	Attente pour insérer un WAL dans un tampon mémoire.
	buffer_content	Attente pour lire ou écrire un bloc de données en mémoire.
	buffer_io	Attente d'I/O sur un bloc de données.
	replication_origin	Attente pour lire ou mettre à jour le progrès de la réplication.
	replication_slot_io	Attente d'I/O sur un slot de réplication.
	proc	Attente pour lire ou mettre à jour l'information de verrou par chemin rapide (fast-path lock).
	buffer_mapping	Attente pour associer un bloc de données avec un tampon dans le groupe de tampons.
	lock_manager	Attente pour ajouter ou examiner les verrous des processus, ou attente pour joindre ou quitter un groupe de verrouillage (utilisé par les requêtes parallélisées).
	predicate_lock_manager	Attente pour ajouter ou examiner les infirmations sur les verrous de prédicat.
	parallel_query_dsa	Attente du verrou d'allocation de la mémoire partagée dynamique pour les requêtes dynamiques.
	tbm	Attente du verrou sur l'itérateur partagé TBM.
	parallel_append	Attente pour sélectionner le sous-plan suivant pendant l'exécution du plan `Parallel Append`

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	parallel_hash_join	Attente pour allouer ou changer une portion de la mémoire ou pour mettre à jour les compteurs pendant l'exécution d'un Parallel Hash du plan d'exécution.
Lock	relation	Attente pour acquérir un verrou sur une relation.
	extend	Attente pour étendre une relation.
	frozenid	Attente pour mettre à jour pg_database.datfrozenxid et pg_database.datminmxid.
	page	Attente pour acquérir un verrou sur une page d'une relation.
	tuple	Attente pour acquérir un verrou sur une ligne.
	transactionid	Attente de la fin d'une transaction.
	virtualxid	Attente pour acquérir un verrou de transaction virtuel.
	speculative token	Attente pour acquérir un verrou d'insertion spéculatif.
	object	Attente pour acquérir un verrou sur un objet de base qui n'est pas une relation.
	userlock	Attente pour acquérir un verrou utilisateur.
	advisory	Attente pour acquérir un verrou utilisateur informatif.
BufferPin	BufferPin	Attente pour acquérir un blocage d'un tampon.
Activity	ArchiverMain	Attente dans la boucle principale du processus d'archivage.
	AutoVacuumMain	Attente dans la boucle principale du processus autovacuum launcher.
	BgWriterHibernate	Attente du processus background writer, hibernation.
	BgWriterMain	Attente dans la boucle principale du processus background writer.
	CheckpointerMain	Attente dans la boucle principale du processus checkpointer.
	LogicalApplyMain	Attente dans la boucle principale du processus logical apply.
	LogicalLauncherMain	Attente dans la boucle principale du processus logical launcher.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	PgStatMain	Attente dans la boucle principale du processus de collecte des statistiques.
	RecoveryWalAll	Attente de WAL à partir du flux lors de la restauration.
	RecoveryWalStream	Attente lorsque les données WAL ne sont pas disponibles à partir de tout type de sources (local, archive ou stream) avant d'essayer de nouveau de récupérer les données WAL lors de la restauration.
	SysLoggerMain	Attente dans la boucle principale du processus syslogger.
	WalReceiverMain	Attente dans la boucle principale du processus WAL receiver.
	WalSenderMain	Attente dans la boucle principale du processus WAL sender.
	WalWriterMain	Attente dans la boucle principale du processus WAL writer.
Client	ClientRead	Attente de lecture de données provenant du client.
	ClientWrite	Attente d'écriture de données provenant du client.
	LibPQWalReceiverConnect	Attente dans le WAL receiver pour établir une connexion avec le serveur distant.
	LibPQWalReceiverReceive	Attente dans le WAL receiver pour recevoir des données du serveur distant.
	SSLOpenServer	Attente du SSL lors d'une tentative de connexion.
	WalReceiverWaitStart	Attente du processus de démarrage pour envoyer les données initiales de la réplication en flux.
	WalSenderWaitForWAL	Attente de WAL à vider sur disque par le processus WAL sender.
	WalSenderWriteData	Attente de toute activité lors du traitement des réponses provenant du WAL receiver dans le processus WAL sender.
Extension	Extension	Attente dans une extension.
IPC	BgWorkerShutdown	Attente de l'arrêt d'un background worker.
	BgWorkerStartup	Attente du démarrage d'un background worker.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	`BtreePage`	Attente de la disponibilité du numéro de bloc nécessaire pour continuer un parcours parallélisé d'un index B-tree.
	`ClogGroupUpdate`	Waiting for group leader to update transaction status at transaction end.
	`ExecuteGather`	Attente d'activité d'un processus fils lors de l'exécution d'un nœud `Gather`.
	`Hash/Batch/Allocating`	Attente de l'élection d'un participant (worker) `Parallel Hash` pour lui attribuer une table de hachage.
	`Hash/Batch/Electing`	Élection d'un participant (worker) au `Parallel Hash` pour lui attribuer une table de hachage.
	`Hash/Batch/Loading`	Attente d'autres participants (workers) au `Parallel Hash` afin de terminer le chargement d'une table de hachage
	`Hash/Build/Allocating`	Attente qu'un participant (worker) élu au `Parallel Hash` s'attribue la table de hachage initiale.
	`Hash/Build/Electing`	Élection d'un participant (worker) au `Parallel Hash` pour l'attribution de la table de hachage initiale.
	`Hash/Build/ HashingInner`	Attente que d'autres participants (worker) au `Parallel Hash` aient terminé le hachage de la relation interne.
	`Hash/Build/ HashingOuter`	Attente que d'autres participants (worker) au `Parallel Hash` aient terminé le partitionnement de la relation externe
	`Hash/GrowBatches/ Allocating`	Attente qu'un participant (worker) élu au `Parallel Hash` s'attribue d'autres lots de traitement.
	`Hash/GrowBatches/ Deciding`	Élection d'un participant (worker) au `Parallel Hash` à la décision de la croissance future des lots de traitements.
	`Hash/GrowBatches/ Electing`	Élection d'un participant (worker) au `Parallel Hash` pour l'affectation de lots de traitements supplémentaires.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	Hash/GrowBatches/Finishing	Attente d'un participant (worker) élu au Parallel Hash à la décision de la croissance future des lots de traitements.
	Hash/GrowBatches/Repartitioning	Attente que d'autres participants (workers) au Parallel Hash aient terminé le repartitionnement.
Hash/GrowBuckets/Allocating	Attente qu'un participant (worker) élu au Parallel Hash ait terminé l'affectation de plus de paquets.	
Hash/GrowBuckets/Electing	Élection d'un participant (worker) au Parallel Hash pour l'affectation de plus de paquets.	
Hash/GrowBuckets/Reinserting	Attente que d'autres participants (worker) au Parallel Hash aient terminé d'insérer les lignes dans de nouveaux paquets.	
LogicalSyncData	Attente de l'envoi de données du serveur distant en réplication logique pour la synchronisation initiale de tables.	
LogicalSyncStateChange	Attente du changement d'état du serveur distant en réplication logique.	
MessageQueueInternal	Attente de l'attachement dans la queue de messages partagées d'autres processus.	
MessageQueuePutMessage	Attente de l'écriture d'un message du protocole dans une queue de messages partagée.	
MessageQueueReceive	Attente de la réception d'octets d'une queue de messages partagée.	
MessageQueueSend	Attente de l'envoi d'octets provenant d'une queue de messages partagé.	
ParallelBitmapScan	Attente de l'initialisation d'un parcours bitmap parallélisé.	
ParallelCreateIndexScan	Waiting for parallel CREATE INDEX workers to finish heap scan.	
ParallelFinish	Attente la fin du traitement de processus workers parallélisés.	
ProcArrayGroupUpdate	Attente de l'effacement de l'identifiant de transactions en fin de transaction par le leader du groupe.	

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
ReplicationOriginDrop	Attente du placement en inactivité de l'origine de réplication pour sa suppression.	
ReplicationSlotDrop	Attente du placement en inactivité d'un slot de réplication pour sa suppression.	
SafeSnapshot	Attente d'un snapshot pour une transaction READ ONLY DEFERRABLE.	
SyncRep	Attente de confirmation du serveur distant lors d'une réplication synchrone.	
Timeout	BaseBackupThrottle	Attente d'une sauvegarde de base provoquée par un délai d'attente dépassé pendant une forte activité système.
	PgSleep	Attente du processus ayant appelé pg_sleep.
	RecoveryApplyDelay	Attente lors de l'application des WAL à la restauration pour respecter le délai configuré.
IO	BufFileRead	Attente de lecture à partir d'un fichier en cache.
	BufFileWrite	Attente d'écriture dans un fichier en cache.
	ControlFileRead	Attente d'une lecture du fichier de contrôle.
	ControlFileSync	Attente que le fichier de contrôle atteigne un stockage stable.
	ControlFileSyncUpdate	Attente d'une mise à jour pour que le fichier de contrôle atteigne un stockage stable.
	ControlFileWrite	Attente d'une écriture dans le fichier de contrôle.
	ControlFileWriteUpdate	Attente d'une écriture pour mettre à jour le fichier de contrôle.
	CopyFileRead	Attente d'une lecture lors d'une opération de copie de fichier.
	CopyFileWrite	Attente d'une écriture lors d'une opération de copie de fichier.
	DataFileExtend	Attente de l'extension d'un fichier de données.
	DataFileFlush	Attente qu'un fichier de données atteignent un stockage stable.
	DataFileImmediateSync	Attente de la synchronisation immédiate d'un fichier de données dans un stockage table.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	DataFilePrefetch	Attente d'une prélecture asynchrone d'un fichier de données.
	DataFileRead	Attente d'une lecture à partir d'un fichier de données.
	DataFileSync	Attente que les changements d'un fichier de données atteignent le stockage stable.
	DataFileTruncate	Attente de la troncature d'un fichier de données.
	DataFileWrite	Attente d'une écriture sur un fichier de données.
	DSMFillZeroWrite	Attente de l'écriture de zéro octet dans un fichier de mémoire partagée dynamique.
	LockFileAddToDataDirRead	Attente d'une lecture lors de l'ajout d'une ligne dans le fichier de verrouillage du répertoire de données.
	LockFileAddToDataDirSync	Attente que les données atteignent un stockage stable lors de l'ajout d'une ligne dans le fichier de verrouillage du répertoire de données.
	LockFileAddToDataDirWrite	Attente d'une écriture lors de l'ajout d'une ligne dans le fichier de verrouillage du répertoire de données.
	LockFileCreateRead	Attente d'une lecture lors de la création du fichier de verrouillage du répertoire de données.
	LockFileCreateSync	Attente que les données atteignent le stockage stable lors de la création du fichier de verrouillage du répertoire de données.
	LockFileCreateWrite	Attente d'une écriture lors de la création du fichier de verrouillage du répertoire de données.
	LockFileReCheckDataDirRead	Attente d'une lecture lors de la vérification du fichier de verrouillage du répertoire de données.
	LogicalRewriteCheckpointSync	Attente que les correspondances de réécriture logique atteignent un stockage stable lors d'un checkpoint.
	LogicalRewriteMappingSync	Attente que la correspondance des données atteignent un

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
		stockage stable lors d'une réécriture logique.
	LogicalRewriteMappingWrite	Attente d'une réécriture des correspondances des données lors d'une réécriture logique.
	LogicalRewriteSync	Attente que les correspondances de réécriture logique atteignent un stockage stable.
	LogicalRewriteTruncate	Attente du vidage des données de correspondance lors d'une réécriture logique.
	LogicalRewriteWrite	Attente d'une écriture des correspondances de réécriture logique.
	RelationMapRead	Attente d'une lecture dans le fichier de correspondance des relations.
	RelationMapSync	Attente que le fichier de correspondance des relations atteigne un stockage stable.
	RelationMapWrite	Attente d'une écriture dans le fichier de correspondance des relations.
	ReorderBufferRead	Attente d'une lecture lors de la gestion du tri des tampons.
	ReorderBufferWrite	Attente d'une écriture lors de la gestion du tri des tampons.
	ReorderLogicalMappingRead	Attente d'une lecture d'une correspondance logique lors de la gestion du tri des tampons.
	ReplicationSlotRead	Attente d'une lecture à partir d'un fichier de contrôle pour un slot de réplication.
	ReplicationSlotRestoreSync	Attente qu'un fichier de contrôle pour un slot de réplication atteigne le stockage stable lors de sa restauration en mémoire.
	ReplicationSlotSync	Attente qu'un fichier de contrôle pour un slot de réplication atteigne le stockage stable.
	ReplicationSlotWrite	Attente d'une écriture dans un fichier de contrôle pour un slot de réplication.
	SLRUFlushSync	Attente que les données SLRU atteignent un stockage stable lors d'un checkpoint ou lors d'un arrêt du serveur de bases de données.
	SLRURead	Attente d'une lecture à partir d'un bloc SLRU.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	SLRUSync	Attente que les données SLRU atteignent un stockage stable suivant l'écriture d'un bloc.
	SLRUWrite	Attente d'une écriture dans un bloc SLRU.
	SnapbuildRead	Attente d'une lecture pour un snapshot du catalogue historique sérialisé.
	SnapbuildSync	Attente que le snapshot du catalogue historique sérialisé atteigne un stockage stable.
	SnapbuildWrite	Attente d'une écriture dans le snapshot du catalogue historique sérialisé.
	TimelineHistoryFileSync	Attente que le fichier d'historique des timelines reçu via le flux de réplication atteigne un stockage stable.
	TimelineHistoryFileWrite	Attente d'une écriture dans le fichier d'historique des timelines reçu via le flux de réplication.
	TimelineHistoryRead	Attente d'une lecture dans le fichier d'historique des timelines reçu via le flux de réplication.
	TimelineHistorySync	Attente qu'un nouveau fichier d'historique des timelines atteigne le stockage stable.
	TimelineHistoryWrite	Attente d'une écriture d'un fichier d'historique des timelines.
	TwophaseFileRead	Attente d'une lecture dans un fichier d'état pour le 2PC.
	TwophaseFileSync	Attente que le fichier d'état du 2PC atteigne un stockage stable.
	TwophaseFileWrite	Attente d'une écriture dans un fichier d'état pour le 2PC.
	WALBootstrapSync	Attente que le WAL atteigne le stockage stable pendant l'initialisation (bootstrapping).
	WALBootstrapWrite	Attente d'une écriture d'une page WAL lors de l'initialisation (bootstrapping).
	WALCopyRead	Attente d'une lecture lors de la création d'un nouveau segment WAL en copiant un existant.
	WALCopySync	Attente qu'un nouveau segment WAL créé, en copiant un existant, atteigne un stockage stable.

Type d'événement d'attente	Nom d'événement d'attente	Description
	WALCopyWrite	Attente d'une écriture lors de la création d'un nouveau segment WAL par copie d'un existant.
	WALInitSync	Attente qu'un fichier WAL nouvellement initialisée atteigne le stockage stable.
	WALInitWrite	Attente d'une écriture lors de l'initialisation d'un nouveau fichier WAL.
	WALRead	Attente d'une lecture à partir d'un fichier WAL.
	WALSenderTimelineHistoryRead	Attente d'une lecture dans un fichier d'historique de timelines lors de la commande timeline du walsender.
	WALSyncMethodAssign	Attente que les données atteignent un stockage stable lors de l'affectation de la méthode de synchronisation des WAL.
	WALWrite	Attente d'une écriture dans un fichier WAL.

> **Note**
>
> Pour les tranches enregistrées par les extensions, le nom est indiqué par l'extension et peut être affiché comme `wait_event`. Il est tout à fait possible que l'utilisateur ait enregistré la tranche dans un des processus serveur (en allouant de la mémoire partagée dynamique), auquel cas les autres processus serveur n'ont pas cette information. Dans ce cas, le texte `extension` est affiché.

Voici un exemple de visualisation d'événements d'attente :

```
SELECT pid, wait_event_type, wait_event FROM pg_stat_activity WHERE
 wait_event is NOT NULL;
 pid  | wait_event_type |  wait_event
------+-----------------+--------------
 2540 | Lock            | relation
 6644 | LWLock          | ProcArrayLock
(2 rows)
```

Tableau 28.5. Vue `pg_stat_replication`

Colonne	Type	Description
pid	integer	Identifiant du processus d'envoi des WAL
usesysid	oid	OID de l'utilisateur connecté à ce processus
usename	name	Nom de l'utilisateur connecté à ce processus

Colonne	Type	Description
application_name	text	Nom de l'application qui est connectée à ce processus
client_addr	inet	Adresse IP du client connecté à ce processus. Si ce champ est NULL, ceci signifie que le client est connecté via un socket Unix sur la machine serveur.
client_hostname	text	Nom de l'hôte du client connecté, comme renvoyé par une recherche DNS inverse sur client_addr. Ce champ sera uniquement non NULL pour les connexions IP, et seulement si log_hostname est activé.
client_port	integer	Numéro du port TCP que le client utilise pour la communication avec ce processus, ou -1 si un socket Unix est utilisée.
backend_start	timestamp with time zone	Heure à laquelle ce processus a été démarré, exemple, lorsque le client s'est connecté à ce processus expéditeur de WALs.
backend_xmin	xid	L'horizon xmin de ce serveur standby renvoyé par hot_standby.
state	text	État courant du processus walsender. Les valeurs possibles sont : • startup : Le processus walsender est en cours de démarrage. • catchup : Le secondaire connecté au processus walsender est en cours de rattrapage du primaire. • streaming : Ce processus walsender envoie les modifications au serveur secondaire connecté depuis que ce dernier a rattrapé le primaire. • backup : Ce processus walsender est en train d'envoyer une sauvegarde. • stopping : Ce processus walsender est en cours d'arrêt.

Colonne	Type	Description
sent_lsn	pg_lsn	La position de la dernière transaction envoyée sur cette connexion
write_lsn	pg_lsn	La position de la dernière transaction écrite sur disque par ce serveur standby
flush_lsn	pg_lsn	La position de la dernière transaction vidée sur disque par ce serveur standby
replay_lsn	pg_lsn	La position de la dernière transaction rejouée dans la base de données par ce serveur standby
write_lag	interval	Durée passée entre le vidage local des WAL récents et la réception de notification que ce serveur secondaire les a bien écrites (mais pas encore vidées ou appliquées). Ceci peut être utilisé pour mesurer le délai que le niveau remote_write de synchronous_commit coûterait lors de la validation si ce serveur était configuré comme un serveur secondaire synchrone.
flush_lag	interval	Durée passée entre le vidage local des WAL récents et la réception de notification que ce serveur secondaire les a bien écrites et vidées sur disque (mais pas encore appliquées). Ceci peut être utilisé pour mesurer le délai que le niveau on de synchronous_commit coûterait lors de la validation si ce serveur était configuré comme un serveur secondaire synchrone.
replay_lag	interval	Durée passée entre le vidage local des WAL récents et la réception de notification que ce serveur secondaire les a bien écrites, vidées sur disque et appliquées. Ceci peut être utilisé pour mesurer le délai que le niveau remote_apply de synchronous_commit coûterait lors de la validation si ce serveur était configuré comme un serveur secondaire synchrone.

Colonne	Type	Description
sync_priority	integer	Priorité de ce serveur standby pour être choisi comme le serveur standby synchrone dans une réplication synchrone basée sur la priorité. Ceci n'a pas d'effet sur une réplication synchrone basée sur un quorum.
sync_state	text	État synchrone de ce serveur standby. Les valeurs possibles sont : • async : Ce serveur standby est asynchrone. • potential : Ce serveur standby est maintenant asynchrone, mais peut potentiellement devenir synchrone si un des synchrones échoue. • sync : Ce serveur standby est synchrone. • quorum : Ce serveur standby est considéré comme un candidat dans les standbys avec quorum.

La vue pg_stat_replication contiendra une ligne par processus d'envoi de WAL, montrant des statistiques sur la réplication avec le serveur standby connecté au processus. Seuls les serveurs standby directement connectés sont listés ; aucune information n'est disponible concernant les serveurs standby en aval.

Les délais rapportés dans la vue pg_stat_replication sont des mesures de temps prises pour l'écriture, le vidage sur disque et le rejeu des données récentes des WAL et pour que le serveur d'envoi soit mis au courant. Ces durées représentent le délai de validation qui a été (ou aurait été) introduit par chaque niveau de validation synchrone si le serveur distant était configuré comme un standby synchrone. Pour un standby asynchrone, la colonne replay_lag renvoie une approximation du délai avant que les transactions récentes deviennent visibles aux requêtes. Si le serveur standby a complètement rattrapé le serveur d'envoi et qu'il n'y a plus d'activité en écriture (donc plus de nouveaux enregistrements dans les journaux de transactions), les délais mesurés le plus récemment continueront à être affichés pendant un court instant, puis seront mis à NULL.

Les délais fonctionnent automatiquement pour la réplication physique. Les plugins de décodage logique pourraient émettre des messages de trace. S'ils ne le font pas, le mécanisme de trace affichera simplement une valeur NULL.

> **Note**
>
> Les délais rapportés ne sont pas des prédictions du temps pris par le serveur standby pour rattraper le serveur d'envoi en constatant le taux actuel de rejeu. Un tel système afficherait des temps similaires alors que de nouveaux journaux de transactions seraient générés, mais différeraient lorsque le serveur deviendrait inactif. En particulier, quand le serveur standby a complètement rattrapé le serveur d'envoi, pg_stat_replication affiche le temps pris pour écrire, vider sur disque et rejouer l'emplacement de l'enregistrement le plus récemment rapporté plutôt que zéro comme certains utilisateurs pourraient s'y attendre. Ceci est cohérent

avec le but de mesurer les délais de la validation synchrone et de la visibilité des transactions pour les transactions récentes en écriture. Pour réduire la confusion pour les utilisateurs s'attendant à un autre modèle de retard, les colonnes de retard sont réinitialisées à NULL après un court moment sur un système entièrement à jour et complètement inactif. Les systèmes de supervision devraient choisir s'ils souhaitent représenter ces colonnes comme des données manquantes, des données à zéro, ou continuer à afficher la dernière valeur connue.

Tableau 28.6. Vue `pg_stat_wal_receiver`

Colonne	Type	Description
`pid`	`integer`	Identifiant du processus de réception des enregistrements de transaction
`status`	`text`	Statut d'activité du processus walreceiver
`receive_start_lsn`	`pg_lsn`	Première position dans le journal de transaction utilisée quand walreceiver a été démarré
`receive_start_tli`	`integer`	Première ligne de temps utilisée quand walreceiver a été démarré
`received_lsn`	`pg_lsn`	Dernière position des journaux de transactions, déjà reçue et écrite sur disque, la valeur initiale de ce champ étant la première position dans les journaux de transactions utilisée lors du démarrage du walreceiver
`received_tli`	`integer`	Numéro de la ligne de temps de la dernière position des journaux de transactions, déjà reçue et écrite sur disque, la valeur initiale de ce champ étant la ligne de temps de la première position dans les journaux de transactions utilisée lors du démarrage du walreceiver
`last_msg_send_time`	`timestamp with time zone`	Horodatage d'envoi du dernier message reçu à partir du walsender
`last_msg_receipt_time`	`timestamp with time zone`	Horodatage de la réception du dernier message à partir du walsender
`latest_end_lsn`	`pg_lsn`	Dernière position de transaction reportée par le walsender associé
`latest_end_time`	`timestamp with time zone`	Horodatage de la dernière position de transaction reportée par le walsender associé
`slot_name`	`text`	Nom du slot de réplication utilisé par ce walreceiver
`sender_host`	`text`	Hôte de l'instance PostgreSQL auquel ce processus « wal

Colonne	Type	Description
		receiver » est connecté. Il peut s'agir d'un nom d'hôte, d'une adresse IP ou d'un chemin d'accès à un répertoire si la connexion se fait via un socket Unix (dans ce dernier cas, il est facile de le distinguer car il s'agira toujours d'un chemin absolu débutant par le caractère (/).)
sender_port	integer	Numéro de port de l'instance PostgreSQL auquel wal receiver est connecté.
conninfo	text	Chaîne de connexion utilisée par ce wal receiver, les informations sensibles au niveau sécurité sont cachés.

La vue pg_stat_wal_receiver contiendra seulement une ligne, affichant les statistiques du walreceiver du serveur de connexion.

Tableau 28.7. Vue pg_stat_subscription

Colonne	Type	Description
subid	oid	OID de la souscription
subname	text	Nom de la souscription
pid	integer	Identifiant du processus worker de la souscription
relid	Oid	OID de la relation que le processus worker synchronise ; NULL pour le processus worker apply principal
received_lsn	pg_lsn	Dernier emplacement de journal de transactions reçu, la valeur initiale de ce champ étant 0
last_msg_send_time	timestamp with time zone	Horodatage d'envoi du dernier message reçu à partir du walsender original
last_msg_receipt_time	timestamp with time zone	Horodatage de réception du dernier message reçu du walsender original
latest_end_lsn	pg_lsn	Dernier emplacement des journaux de transactions rapporté par le walsender original
latest_end_time	timestamp with time zone	Horodatage du dernier emplacement de journal de transactions rapporté par le walsender original

La vue pg_stat_subscription contiendra une ligne par souscription du worker principal (avec le PID NULL si le processus worker n'est pas en cours d'exécution), et des lignes supplémentaires pour les workers gérant la copie initiale de données des tables souscrites.

Tableau 28.8. Vue `pg_stat_ssl`

Colonne	Type	Description
`pid`	`integer`	ID du processus backend ou du processus d'envoi de WAL
`ssl`	`boolean`	True si SSL est utilisé dans cette connexion
`version`	`text`	Version de SSL utilisée, ou NULL si SSL n'est pas utilisé pour cette connexion
`cipher`	`text`	Nom du chiffrement SSL utilisé, ou NULL si SSL n'est pas utilisé pour cette connexion
`bits`	`integer`	Nombre de bits dans l'algorithme de chiffrement utilisé, ou NULL si SSL n'est pas utilisé pour cette connexion
`compression`	`boolean`	True si la compression SSL est utilisée, false sinon, ou NULL si SSL n'est pas utilisé pour cette connexion
`clientdn`	`text`	Champ Distinguished Name (DN) utilisé par le certificat du client, ou NULL si aucun certificat client n'a été fourni ou si SSL n'est pas utilisé pour cette connexion. Ce champ est tronqué si le champ DN est plus long que `NAMEDATALEN` (64 caractères dans une compilation standard)

La vue `pg_stat_ssl` contiendra une ligne par backend ou processus d'envoi de WAL, montrant des statistiques sur l'usage de SSL dans cette connexion. Elle peut être jointe à `pg_stat_activity` ou `pg_stat_replication` sur la colonne `pid` pour obtenir plus de détails sur la connexion.

Tableau 28.9. Vue `pg_stat_archiver`

Colonne	Type	Description
`archived_count`	`bigint`	Nombre de journaux de transactions archivés avec succès
`last_archived_wal`	`text`	Nom du dernier journal de transaction archivé avec succès
`last_archived_time`	`timestamp with time zone`	Horodatage de la dernière opération d'archivage réussie
`failed_count`	`bigint`	Nombre d'échecs d'archivage de journaux de transactions
`last_failed_wal`	`text`	Nom du journal de transactions correspondant au dernier archivage échoué
`last_failed_time`	`timestamp with time zone`	Horodatage de la dernière opération d'archivage échouée

Colonne	Type	Description
stats_reset	timestamp with time zone	Horodatage de la dernière réinitialisation de ces statistiques

La vue pg_stat_archiver aura toujours une seule ligne contenant les données du processus d'archivage de l'instance.

Tableau 28.10. Vue pg_stat_bgwriter

Colonne	Type	Description
checkpoints_timed	bigint	Nombre de checkpoints planifiés ayant été effectués
checkpoints_req	bigint	Nombre de checkpoints demandés ayant été effectués
checkpoint_write_time	double precision	Temps total passé dans la partie des checkpoints où les fichiers sont écrits sur disque, en millisecondes.
checkpoint_sync_time	double precision	Temps total passé dans la partie des checkpoints où les fichiers sont synchronisés sur le disque, en millisecondes.
buffers_checkpoint	bigint	Nombre de tampons écrits durant des checkpoints
buffers_clean	bigint	Nombre de tampons écrits par le processus background writer (processus d'écriture en tâche de fond)
maxwritten_clean	bigint	Nombre de fois que le processus background writer a arrêté son parcours de nettoyage pour avoir écrit trop de tampons
buffers_backend	bigint	Nombre de tampons écrits directement par un processus serveur
buffers_backend_fsync	bigint	Nombre de fois qu'un processus serveur a du exécuter son propre appel à fsync (normalement le processus background writer gère ces appels même quand le processus serveur effectue sa propre écriture)
buffers_alloc	bigint	Nombre de tampons alloués
stats_reset	timestamp with time zone	Dernière fois que ces statistiques ont été réinitialisées

La vue pg_stat_bgwriter aura toujours une ligne unique, contenant les données globales de l'instance.

Tableau 28.11. Vue pg_stat_database

Colonne	Type	Description
datid	oid	OID d'une base de données

Colonne	Type	Description
datname	name	Nom de cette base de données
numbackends	integer	Nombre de processus serveur actuellement connectés à cette base de données. C'est la seule colonne de cette vue qui renvoie une valeur reflétant l'état actuel ; toutes les autres colonnes renvoient les valeurs accumulées depuis la dernière réinitialisation
xact_commit	bigint	Nombre de transactions de cette base de données qui ont été validées
xact_rollback	bigint	Nombre de transactions de cette base de données qui ont été annulées
blks_read	bigint	Nombre de blocs disques lus dans cette base de données
blks_hit	bigint	Nombre de fois que des blocs disques étaient déjà dans le cache tampon, et qu'il n'a donc pas été nécessaire de les lire sur disque (cela n'inclut que les accès dans le cache tampon de PostgreSQL, pas dans le cache de fichiers du système d'exploitation).
tup_returned	bigint	Nombre de lignes retournées par des requêtes dans cette base de données
tup_fetched	bigint	Nombre de lignes rapportées par des requêtes dans cette base de données
tup_inserted	bigint	Nombre de lignes insérées par des requêtes dans cette base de données
tup_updated	bigint	Nombre de lignes mises à jour par des requêtes dans cette base de données
tup_deleted	bigint	Nombre de lignes supprimées par des requêtes dans cette base de données
conflicts	bigint	Nombre de requêtes annulées à cause de conflits avec la restauration dans cette base de données. (Les conflits n'arrivent que sur des serveurs de standby ; voir pg_stat_database_conflicts pour plus de détails.)
temp_files	bigint	Nombre de fichiers temporaires créés par des requêtes dans cette base de données. Tous les fichiers temporaires sont

Colonne	Type	Description
		comptabilisés, quel que soit la raison de la création du fichier temporaire (par exemple, un tri ou un hachage) et quel que soit la valeur du paramètre log_temp_files.
temp_bytes	bigint	Quantité totale de données écrites dans des fichiers temporaires par des requêtes dans cette base de données. Tous les fichiers temporaires sont comptabilisés, quel que soit la raison de la création de ce fichier temporaire, et de la valeur du paramètre log_temp_files.
deadlocks	bigint	Nombre de verrous mortels détectés dans cette base de données
blk_read_time	double precision	Temps passé à lire des blocs de donnée dans des fichiers par des processus serveur dans cette base de données, en millisecondes
blk_write_time	double precision	Temps passé à écrire des blocs de données dans des fichiers par les processus serveur dans cette base de données, en millisecondes
stats_reset	timestamp with time zone	Dernière fois que ces statistiques ont été réinitialisées

La vue pg_stat_database ne contiendra qu'une ligne pour chaque base de données dans l'instance, montrant ses statistiques globales.

Tableau 28.12. Vue pg_stat_database_conflicts

Colonne	Type	Description
datid	oid	OID de la base de données
datname	name	Nom de cette base de données
confl_tablespace	bigint	Nombre de requêtes dans cette base de données qui ont été annulées suite à la suppression de tablespaces
confl_lock	bigint	Nombre de requêtes dans cette base de données qui ont été annulées suite à des délais dépassés sur des verrouillages
confl_snapshot	bigint	Nombre de requêtes dans cette base de données qui ont été annulées à cause d'instantanés trop vieux
confl_bufferpin	bigint	Nombre de requêtes dans cette base de données qui ont été

Colonne	Type	Description
		annulées à cause de tampons verrouillés
confl_deadlock	bigint	Nombre de requêtes dans cette base de données qui ont été annulées à cause de deadlocks

La vue pg_stat_database_conflicts contiendra une ligne par base de données, montrant des statistiques au niveau de chaque base de données concernant les requêtes annulées survenant à cause de conflits avec la restauration sur des serveurs standby. Cette vue contiendra seulement des informations sur les serveurs standby, dans la mesure où aucun conflit ne survient sur les serveurs primaires.

Tableau 28.13. Vue pg_stat_all_tables

Colonne	Type	Description
relid	oid	OID d'une table
schemaname	name	Nom du schéma dans lequel se trouve cette table
relname	name	Nom de cette table
seq_scan	bigint	Nombre de parcours séquentiels initiés sur cette table
seq_tup_read	bigint	Nombre de lignes vivantes rapportées par des parcours séquentiels
idx_scan	bigint	Nombre de parcours d'index initiés sur cette table
idx_tup_fetch	bigint	Nombre de lignes vivantes rapportées par des parcours d'index
n_tup_ins	bigint	Nombre de lignes insérées
n_tup_upd	bigint	Nombre de lignes mises à jour (y compris les lignes mises à jour avec HOT)
n_tup_del	bigint	Nombre de lignes supprimées
n_tup_hot_upd	bigint	Nombre de lignes mises à jour par HOT (c'est-à-dire sans mises à jour d'index nécessaire)
n_live_tup	bigint	Nombre estimé de lignes vivantes
n_dead_tup	bigint	Nombre estimé de lignes mortes
n_mod_since_analyze	bigint	Nombre estimé de lignes modifiées depuis le dernier ANALYZE sur cette table
last_vacuum	timestamp with time zone	Dernière fois qu'une opération VACUUM manuelle a été faite sur cette table (sans compter VACUUM FULL)
last_autovacuum	timestamp with time zone	Dernière fois que le démon autovacuum a exécuté une

Colonne	Type	Description
		opération VACUUM sur cette table
last_analyze	timestamp with time zone	Dernière fois qu'une opération ANALYZE a été lancée manuellement sur cette table
last_autoanalyze	timestamp with time zone	Dernière fois que le démon autovacuum a exécuté une opération ANALYZE sur cette table
vacuum_count	bigint	Nombre de fois qu'une opération VACUUM manuelle a été lancée sur cette table (sans compter VACUUM FULL)
autovacuum_count	bigint	Nombre de fois que le démon autovacuum a exécuté une opération VACUUM manuelle
analyze_count	bigint	Nombre de fois qu'une opération ANALYZE manuelle a été lancée sur cette table
autoanalyze_count	bigint	Nombre de fois que le démon autovacuum a exécuté une opération ANALYZE sur cette table

La vue pg_stat_all_tables contiendra une ligne par table dans la base de données courante (incluant les tables TOAST), montrant les statistiques d'accès pour cette table spécifiquement. Les vues pg_stat_user_tables et pg_stat_sys_tables contiennent les mêmes informations, mais filtrent respectivement les tables utilisateurs et les tables systèmes.

Tableau 28.14. Vue pg_stat_all_indexes

Colonne	Type	Description
relid	oid	OID de la table pour cet index
indexrelid	oid	OID de cet index
schemaname	name	Nom du schéma dans lequel se trouve cet index
relname	name	Nom de la table pour cet index
indexrelname	name	Nom de cet index
idx_scan	bigint	Nombre de parcours d'index initiés par cet index
idx_tup_read	bigint	Nombre d'entrées d'index retournées par des parcours sur cet index
idx_tup_fetch	bigint	Nombre de lignes vivantes de la table rapportées par des simples parcours d'index utilisant cet index

La vue pg_stat_all_indexes contiendra une ligne pour chaque index dans la base de données courante, montrant les statistiques d'accès sur cet index spécifiquement. Les vues pg_stat_user_indexes et pg_stat_sys_indexes contiennent la même information, mais sont filtrées pour ne montrer respectivement que les index utilisateurs et les index système.

Les index peuvent être utilisés avec un simple parcours d'index, un parcours d'index « bitmap » ou l'optimiseur. Dans un parcours de bitmap, les sorties de plusieurs index peuvent être combinées avec des règles AND ou OR, c'est pourquoi il est difficile d'associer des lectures de lignes individuelles de la table avec des index spécifiques quand un parcours de bitmap est utilisé. Par conséquent, un parcours de bitmap incrémente le(s) valeur(s) de `pg_stat_all_indexes`.`idx_tup_read` pour le(s) index qu'il utilise, et incrémente la valeur de `pg_stat_all_tables`.`idx_tup_fetch` pour la table, mais il n'affecte pas `pg_stat_all_indexes`.`idx_tup_fetch`. L'optimiseur accède également aux index pour vérifier si des constantes fournies sont en dehors des plages de valeurs enregistrées par les statistiques de l'optimiseur car celles-ci peuvent ne pas être à jour.

> **Note**
>
> Les valeurs de `idx_tup_read` et `idx_tup_fetch` peuvent être différentes même sans aucune utilisation de parcours de bitmap, car `idx_tup_read` comptabilise les entrées d'index récupérées de cet index alors que `idx_tup_fetch` comptabilise le nombre de lignes vivantes rapportées de la table. Le second sera moindre si des lignes mortes ou pas encore validées sont rapportées en utilisant l'index, ou si des lectures de lignes de la table sont évitées grâce à un parcours d'index seul.

Tableau 28.15. Vue `pg_statio_all_tables`

Colonne	Type	Description
`relid`	`oid`	OID d'une table
`schemaname`	`name`	Nom du schéma dans lequel se trouve cette table
`relname`	`name`	Nom de cette table
`heap_blks_read`	`bigint`	Nombre de blocs disque lus pour cette table
`heap_blks_hit`	`bigint`	Nombre de tampons récupérés pour cette table
`idx_blks_read`	`bigint`	Nombre de blocs disque lus par tous les index de cette table
`idx_blks_hit`	`bigint`	Nombre de tampons récupérés sur tous les index de cette table
`toast_blks_read`	`bigint`	Nombre de blocs disque lus sur la partie TOAST de cette table (si présente)
`toast_blks_hit`	`bigint`	Nombre de tampons récupérés sur la partie TOAST de cette table (si présente)
`tidx_blks_read`	`bigint`	Nombre de blocs disque lus sur les index de la partie TOAST de cette table (si présente)
`tidx_blks_hit`	`bigint`	Nombre de tampons récupérés sur les index de la partie TOAST de cette table (si présente)

La vue `pg_statio_all_tables` contiendra une ligne pour chaque table dans la base de données courante (en incluant les tables TOAST), montrant les statistiques d'entrées/sorties de chaque table spécifiquement. Les vues `pg_statio_user_tables` et `pg_statio_sys_tables` contiennent la même information, mais sont filtrées pour ne montrer respectivement que les tables utilisateurs et les tables système.

Tableau 28.16. Vue pg_statio_all_indexes

Colonne	Type	Description
relid	oid	OID de la table pour cet index
indexrelid	oid	OID de cet index
schemaname	name	Nom du schéma dans lequel se trouve cet index
relname	name	Nom de la table pour cet index
indexrelname	name	Nom de cet index
idx_blks_read	bigint	Nombre de blocs disque lus pour cet index
idx_blks_hit	bigint	Nombre de tampons récupérés sur cet index

La vue pg_statio_all_indexes contiendra une ligne pour chaque index dans la base de données courante, montrant les statistiques d'entrées/sorties sur chaque index spécifiquement. Les vues pg_statio_user_indexes et pg_statio_sys_indexes contiennent la même information, mais sont filtrées pour ne montrer respectivement que les tables utilisateur et tables système.

Tableau 28.17. Vue pg_statio_all_sequences

Colonne	Type	Description
relid	oid	OID de cette séquence
schemaname	name	Nom du schéma dans lequel se trouve cette séquence
relname	name	Nom de cette séquence
blks_read	bigint	Nombre de blocs disque lus pour cette séquence
blks_hit	bigint	Nombre de tampons récupérés pour cette séquence

La vue pg_statio_all_sequences contiendra une ligne pour chaque séquence dans la base de données courante, montrant les statistiques d'entrées/sorties pour chaque séquence spécifiquement.

Tableau 28.18. Vue pg_stat_user_functions

Colonne	Type	Description
funcid	oid	OID de cette fonction
schemaname	name	Nom du schéma dans lequel se trouve cette fonction
funcname	name	Nom de cette fonction
calls	bigint	Nombre de fois que cette fonction a été appelée
total_time	double precision	Temps total passé dans cette fonction ainsi que dans toutes les autres fonctions appelées par elle, en millisecondes
self_time	double precision	Temps total passé dans cette fonction seule, sans inclure les autres fonctions appelées par elle, en millisecondes

La vue pg_stat_user_functions contiendra une ligne pour chaque fonction suivie, montrant les statistiques d'exécution de cette fonction. Le paramètre track_functions contrôle exactement quelles fonctions sont suivies.

28.2.3. Fonctions Statistiques

Une autre façon de regarder les statistiques peut être mise en place en écrivant des requêtes utilisant les mêmes fonctions d'accès sous- jacentes utilisées par les vues standards montrées au-dessus. Pour des détails comme les noms de fonction, veuillez consulter les définitions de ces vues standards. (Par exemple, dans psql vous pouvez utiliser \d+ pg_stat_activity.) Les fonctions d'accès pour les statistiques par base de données prennent comme argument un OID pour identifier sur quelle base de données travailler. Les fonctions par table et par index utilisent un OID de table ou d'index. Les fonctions pour les statistiques par fonctions utilisent un OID de fonction. Notez que seuls les tables, index et fonctions dans la base de données courante peuvent être vus avec ces fonctions.

Les fonctions supplémentaires liées à la récupération de statistiques sont listées dans Tableau 28.19.

Tableau 28.19. Fonctions supplémentaires de statistiques

Fonction	Type renvoyé	Description
pg_backend_pid()	integer	Identifiant du processus serveur gérant la session courante.
pg_stat_get_activity(integer)	setof record	Retourne un enregistrement d'informations sur le processus serveur du PID spécifié, ou un enregistrement pour chaque processus serveur actif dans le système si NULL est spécifié. Les champs retournés sont des sous-ensembles de ceux dans la vue pg_stat_activity.
pg_stat_get_snapshot_timestamp()	timestamp with time zone	Renvoie l'horodatage de l'instantané courant des statistiques
pg_stat_clear_snapshot()	void	Supprime l'image statistique courante.
pg_stat_get_xact_blocks_fetched(oid)	bigint	Renvoie le nombre de demandes de lecture de bloc pour la table ou l'index dans la transaction en cours. Ce nombre soustrait à pg_stat_get_xact_blocks_hit donne le nombre d'appels à la fonction noyau read() ; le nombre de lectures physiques réelles est généralement plus basse grâce au cache au niveau noyau.
pg_stat_get_xact_blocks_hit(oid)	bigint	Renvoie le nombre de demandes de lecture de bloc pour la table ou l'index dans la transaction en cours, trouvé dans le cache (donc ne déclenchant pas les appels à la fonction noyau read()).
pg_stat_reset()	void	Remet à zéro tous les compteurs de statistique pour la base de données courante (nécessite

Fonction	Type renvoyé	Description
		les droits super-utilisateur par défaut, mais le droit EXECUTE peut être donné à d'autres pour cette fonction).
`pg_stat_reset_shared(text)`	`void`	Remet à zéro quelques statistiques globales de l'instance, en fonction de l'argument (nécessite les droits super-utilisateur by default, mais le droit EXECUTE peut être donné sur cette fonction à d'autres rôles). Appeler `pg_stat_reset_shared('bgwriter')` réinitialisera tous les compteurs montrés dans la vue `pg_stat_bgwriter`. Appeler `pg_stat_reset_shared('archiver')` réinitialisera tous les compteurs indiqués dans la vue `pg_stat_archiver`.
`pg_stat_reset_single_table_counters(oid)`	`void`	Remet à zéro les statistiques pour une seule table ou index dans la base de données courante (nécessite les droits super-utilisateur par défaut, mais le droit EXECUTE peut être donné à d'autres pour cette fonction).
`pg_stat_reset_single_function_counters(oid)`	`void`	Remet à zéro les statistiques pour une seule fonction dans la base de données courante (nécessite les droits super-utilisateur par défaut, mais le droit EXECUTE peut être donné à d'autres pour cette fonction).

Avertissement

Utiliser `pg_stat_reset()` réinitialise aussi les compteurs que l'autovacuum utilise pour déterminer quand déclencher une opération VACUUM ou une opération ANALYZE. Réinitialiser ces compteurs peut empêcher l'autovacuum de réaliser un travail pourtant nécessaire, ce qui entrainerait comme conséquence une fragmentation des tables ou des statistiques obsolètes sur les données des tables. Un `ANALYZE` sur la base est recommandé après avoir réinitialisé les statistiques.

`pg_stat_get_activity`, la fonction sous-jacente de la vue `pg_stat_activity`, retourne un ensemble d'enregistrements contenant toute l'information disponible sur chaque processus serveur. Parfois il peut être plus pratique de n'obtenir qu'un sous-ensemble de cette information. Dans ces cas-là, un ensemble plus vieux de fonctions d'accès aux statistiques par processus serveur peut être utilisé ; celle-ci sont montrées dans Tableau 28.20. Ces fonctions d'accès utilisent un numéro d'identifiant du processus serveur, qui va de un au nombre de processus serveur actuellement actifs. La fonction `pg_stat_get_backend_idset` fournit une manière pratique de générer une ligne pour chaque processus serveur actif pour appeler ces fonctions. Par exemple, pour montrer les PID et requêtes en cours de tous les processus serveur :

```
SELECT pg_stat_get_backend_pid(s.backendid) AS pid,
       pg_stat_get_backend_activity(s.backendid) AS query
    FROM (SELECT pg_stat_get_backend_idset() AS backendid) AS s;
```

Tableau 28.20. Fonctions statistiques par processus serveur

Fonction	Type renvoyé	Description
`pg_stat_get_backend_idset()`	`setof integer`	Ensemble de numéros de processus serveur actuellement actifs (de 1 jusqu'au nombre de processus serveur actifs)
`pg_stat_get_backend_activity(integer)`	`text`	Texte de la requête la plus récente de ce processus serveur
`pg_stat_get_backend_activity_start(integer)`	`timestamp with time zone`	Heure à laquelle la requête la plus récente a été démarrée
`pg_stat_get_backend_client_addr(integer)`	`inet`	Adresse IP du client connecté à ce processus serveur
`pg_stat_get_backend_client_port(integer)`	`integer`	Numéro de port TCP que le client utilise pour communiquer
`pg_stat_get_backend_dbid(integer)`	`oid`	OID de la base de données auquelle ce processus serveur est connecté
`pg_stat_get_backend_pid(integer)`	`integer`	Identifiant du processus serveur
`pg_stat_get_backend_start(integer)`	`timestamp with time zone`	Heure à laquelle ce processus a été démarré
`pg_stat_get_backend_userid(integer)`	`oid`	OID de l'utilisateur connecté à ce processus serveur
`pg_stat_get_backend_wait_event_type(integer)`	`text`	Nom du type d'événement d'attente si le processus est actuellement en attente, NULL sinon. Voir Tableau 28.4 pour les détails.
`pg_stat_get_backend_wait_event(integer)`	`text`	Nom de l'événement d'attente si le processus est actuellement en attente, NULL sinon. Voir Tableau 28.4 pour les détails.
`pg_stat_get_backend_xact_start(integer)`	`timestamp with time zone`	Heure à laquelle la transaction courante a été démarrée

28.3. Visualiser les verrous

Un autre outil utile pour surveiller l'activité des bases de données est la table système `pg_locks`. Elle permet à l'administrateur système de visualiser des informations sur les verrous restant dans le gestionnaire des verrous. Par exemple, cette fonctionnalité peut être utilisée pour :

- Visualiser tous les verrous en cours, tous les verrous sur les relations d'une base de données particulière ou tous les verrous détenus par une session PostgreSQL particulière.

- Déterminer la relation de la base de données disposant de la plupart des verrous non autorisés (et qui, du coup, pourraient être une source de contention parmi les clients de la base de données).

- Déterminer l'effet de la contention des verrous sur les performances générales des bases de données, ainsi que l'échelle dans laquelle varie la contention sur le trafic de la base de données.

Les détails sur la vue `pg_locks` apparaissent dans la Section 52.73. Pour plus d'informations sur les verrous et la gestion des concurrences avec PostgreSQL, référez-vous au Chapitre 13.

28.4. Rapporter la progression

PostgreSQL a la possibilité de rapporter la progression de certaines commandes lors de leur exécution. Actuellement, la seule commande supportant un rapport de progression est `VACUUM`. Ceci pourrait être étendu dans le futur.

28.4.1. Rapporter la progression du VACUUM

La vue `pg_stat_progress_vacuum` contient une ligne pour chaque processus serveur (incluant les processus autovacuum worker) en train d'exécuter un `VACUUM`. Les tableaux ci-dessous décrivent les informations rapportées et fournissent des informations sur leur interprétation. Le rapport de progression n'est actuellement pas supporté pour `VACUUM FULL`. De ce fait, les processus serveur exécutant un `VACUUM FULL` ne feront pas partie de la liste fournie par la vue.

Tableau 28.21. Vue `pg_stat_progress_vacuum`

Colonne	Type	Description
`pid`	`integer`	Identifiant (PID) du processus serveur.
`datid`	`oid`	OID de la base de données où est connecté ce processus serveur.
`datname`	`name`	Nom de la base de données où est connecté ce processus serveur.
`relid`	`oid`	OID de la table nettoyée par le VACUUM.
`phase`	`text`	Phase actuelle du vacuum. Voir Tableau 28.22.
`heap_blks_total`	`bigint`	Nombre total de blocs de la table. Ce nombre est récupéré au début du parcours. Des blocs peuvent être ajoutés par la suie, mais ne seront pas (et n'ont pas besoin d'être) visités par ce `VACUUM`.
`heap_blks_scanned`	`bigint`	Nombre de blocs parcourus dans la table. Comme la carte de visibilité est utilisée pour optimiser les parcours, certains blocs seront ignorés sans inspection ; les blocs ignorés sont inclus dans ce total, pour que ce nombre puisse devenir égal à `heap_blks_total` quand le nettoyage se termine. Ce compteur avance seulement quand la phase est `scanning heap`.
`heap_blks_vacuumed`	`bigint`	Nombre de blocs nettoyés dans la table. Sauf si la table n'a pas d'index, ce compteur

Colonne	Type	Description
		avance seulement quand la phase est `vacuuming heap`. Les blocs qui ne contiennent aucune ligne morte sont ignorés, donc le compteur pourrait parfois avancer par de larges incréments.
`index_vacuum_count`	`bigint`	Nombre de cycles de nettoyage d'index réalisés.
`max_dead_tuples`	`bigint`	Nombre de lignes mortes que nous pouvons stocker avant d'avoir besoin de réaliser un cycle de nettoyage d'index, basé sur maintenance_work_mem.
`num_dead_tuples`	`bigint`	Nombre de lignes mortes récupérées depuis le dernier cycle de nettoyage d'index.

Tableau 28.22. Phases du VACUUM

Phase	Description
`initializing`	`VACUUM` se prépare à commencer le parcours de la table. Cette phase est habituellement très rapide.
`scanning heap`	`VACUUM` parcourt la table. Il va défragmenter chaque bloc si nécessaire et potentiellement réaliser un gel des lignes. La colonne `heap_blks_scanned` peut être utilisée pour surveiller la progression du parcours.
`vacuuming indexes`	`VACUUM` est en train de nettoyer les index. Si une table a des index, ceci surviendra au moins une fois par vacuum, après le parcours complet de la table. Cela pourrait arriver plusieurs fois par vacuum si maintenance_work_mem (ou, dans le cas de l'autovacuum, autovacuum_work_mem s'il est configuré) n'est pas suffisamment important pour y enregistrer le nombre de lignes mortes trouvées.
`vacuuming heap`	`VACUUM` est en train de nettoyer la table. Nettoyer la table est différent du parcours de la table, et survient après chaque phase de nettoyage d'index. Si `heap_blks_scanned` est inférieur à `heap_blks_total`, le système retournera à parcourir la table après la fin de cette phase. Sinon, il commencera le nettoyage des index une fois cette phase terminée.
`cleaning up indexes`	`VACUUM` est en train de nettoyer les index. Ceci survient après que la table ait été entièrement parcourue et que le vacuum des index et de la table soit terminé.
`truncating heap`	`VACUUM` est en cours de tronquage de la table pour pouvoir redonner au système d'exploitation les pages vides en fin de relation. Ceci survient après le nettoyage des index.

Phase	Description
`performing final cleanup`	`VACUUM` réalise le nettoyage final. Durant cette phase, `VACUUM` nettoiera la carte des espaces libres, mettra à jour les statistiques dans `pg_class`, et rapportera les statistiques au collecteur de statistiques. Une fois cette phase terminée, `VACUUM` se terminera.

28.5. Traces dynamiques

PostgreSQL fournit un support pour les traces dynamiques du serveur de bases de données. Ceci permet l'appel à un outil externe à certains points du code pour tracer son exécution.

Un certain nombre de sondes et de points de traçage sont déjà insérés dans le code source. Ces sondes ont pour but d'être utilisées par des développeurs et des administrateurs de base de données. Par défaut, les sondes ne sont pas compilées dans PostgreSQL ; l'utilisateur a besoin de préciser explicitement au script configure de rendre disponible les sondes.

Actuellement, l'outil DTrace[1] est supporté. Il est disponible sur Solaris, macOS, FreeBSD, NetBSD et Oracle Linux. Le projet SystemTap[2] fournit un équivalent DTrace et peut aussi être utilisé. Le support d'autres outils de traces dynamiques est possible théoriquement en modifiant les définitions des macros dans `src/include/utils/probes.h`.

28.5.1. Compiler en activant les traces dynamiques

Par défaut, les sondes ne sont pas disponibles, donc vous aurez besoin d'indiquer explicitement au script configure de les activer dans PostgreSQL. Pour inclure le support de DTrace, ajoutez `--enable-dtrace` aux options de configure. Lire Section 16.4 pour plus d'informations.

28.5.2. Sondes disponibles

Un certain nombre de sondes standards sont fournies dans le code source, comme indiqué dans Tableau 28.23. Tableau 28.24 précise les types utilisés dans les sondes. D'autres peuvent être ajoutées pour améliorer la surveillance de PostgreSQL.

Tableau 28.23. Sondes disponibles pour DTrace

Nom	Paramètres	Aperçu
`transaction-start`	`(LocalTransactionId)`	Sonde qui se déclenche au lancement d'une nouvelle transaction. arg0 est l'identifiant de transaction
`transaction-commit`	`(LocalTransactionId)`	Sonde qui se déclenche quand une transaction se termine avec succès. arg0 est l'identifiant de transaction
`transaction-abort`	`(LocalTransactionId)`	Sonde qui se déclenche quand une transaction échoue. arg0 est l'identifiant de transaction
`query-start`	`(const char *)`	Sonde qui se déclenche lorsque le traitement d'une requête commence. arg0 est la requête

[1] https://en.wikipedia.org/wiki/DTrace
[2] https://sourceware.org/systemtap/

Nom	Paramètres	Aperçu
query-done	(const char *)	Sonde qui se déclenche lorsque le traitement d'une requête se termine. arg0 est la requête
query-parse-start	(const char *)	Sonde qui se déclenche lorsque l'analyse d'une requête commence. arg0 est la requête
query-parse-done	(const char *)	Sonde qui se déclenche lorsque l'analyse d'une requête se termine. arg0 est la requête
query-rewrite-start	(const char *)	Sonde qui se déclenche lorsque la ré-écriture d'une requête commence. arg0 est la requête
query-rewrite-done	(const char *)	Sonde qui se déclenche lorsque la ré-écriture d'une requête se termine. arg0 est la requête
query-plan-start	()	Sonde qui se déclenche lorsque la planification d'une requête commence
query-plan-done	()	Sonde qui se déclenche lorsque la planification d'une requête se termine
query-execute-start	()	Sonde qui se déclenche lorsque l'exécution d'une requête commence
query-execute-done	()	Sonde qui se déclenche lorsque l'exécution d'une requête se termine
statement-status	(const char *)	Sonde qui se déclenche à chaque fois que le processus serveur met à jour son statut dans pg_stat_activity.status. arg0 est la nouvelle chaîne de statut
checkpoint-start	(int)	Sonde qui se déclenche quand un point de retournement commence son exécution. arg0 détient les drapeaux bit à bit utilisés pour distinguer les différents types de points de retournement, comme un point suite à un arrêt, un point immédiat ou un point forcé
checkpoint-done	(int, int, int, int, int)	Sonde qui se déclenche quand un point de retournement a terminé son exécution (les sondes listées après se déclenchent en séquence lors du traitement d'un point de retournement). arg0 est le nombre de tampons mémoires écrits. arg1 est le nombre total de tampons mémoires. arg2, arg3 et arg4 contiennent respectivement

Nom	Paramètres	Aperçu
		le nombre de journaux de transactions ajoutés, supprimés et recyclés
clog-checkpoint-start	(bool)	Sonde qui se déclenche quand la portion CLOG d'un point de retournement commence. arg0 est true pour un point de retournement normal, false pour un point de retournement suite à un arrêt
clog-checkpoint-done	(bool)	Sonde qui se déclenche quand la portion CLOG d'un point de retournement commence. arg0 a la même signification que pour clog-checkpoint-start
subtrans-checkpoint-start	(bool)	Sonde qui se déclenche quand la portion SUBTRANS d'un point de retournement commence. arg0 est true pour un point de retournement normal, false pour un point de retournement suite à un arrêt
subtrans-checkpoint-done	(bool)	Sonde qui se déclenche quand la portion SUBTRANS d'un point de retournement se termine. arg0 a la même signification que pour subtrans-checkpoint-start
multixact-checkpoint-start	(bool)	Sonde qui se déclenche quand la portion MultiXact d'un point de retournement commence. arg0 est true pour un point de retournement normal, false pour un point de retournement suite à un arrêt
multixact-checkpoint-done	(bool)	Sonde qui se déclenche quand la portion MultiXact d'un point de retournement se termine. arg0 a la même signification que pour multixact-checkpoint-start
buffer-checkpoint-start	(int)	Sonde qui se déclenche quand la portion d'écriture de tampons d'un point de retournement commence. arg0 contient les drapeaux bit à bit pour distinguer différents types de point de retournement comme le point après arrêt, un point immédiat, un point forcé
buffer-sync-start	(int, int)	Sonde qui se déclenche quand nous commençons d'écrire les tampons modifiés pendant un

Nom	Paramètres	Aperçu
		point de retournement (après identification des tampons qui doivent être écrits). arg0 est le nombre total de tampons. arg1 est le nombre de tampons qui sont modifiés et n'ont pas besoin d'être écrits
`buffer-sync-written`	`(int)`	Sonde qui se déclenche après chaque écriture d'un tampon lors d'un point de retournement. arg0 est le numéro d'identifiant du tampon
`buffer-sync-done`	`(int, int, int)`	Sonde qui se déclenche quand tous les tampons modifiés ont été écrits. arg0 est le nombre total de tampons. arg1 est le nombre de tampons réellement écrits par le processus de point de retournement. arg2 est le nombre attendu de tampons à écrire (arg1 de `buffer-sync-start`) ; toute différence reflète d'autres processus écrivant des tampons lors du point de retournement
`buffer-checkpoint-sync-start`	`()`	Sonde qui se déclenche une fois les tampons modifiés écrits par le noyau et avant de commencer à lancer des requêtes fsync
`buffer-checkpoint-done`	`()`	Sonde qui se déclenche après la fin de la synchronisation des tampons sur le disque
`twophase-checkpoint-start`	`()`	Sonde qui se déclenche quand la portion deux-phases d'un point de retournement est commencée
`twophase-checkpoint-done`	`()`	Sonde qui se déclenche quand la portion deux-phases d'un point de retournement est terminée
`buffer-read-start`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid, int, bool)`	Sonde qui se déclenche quand la lecture d'un tampon commence. arg0 et arg1 contiennent les numéros de fork et de bloc de la page (arg1 vaudra -1 s'il s'agit de demande d'extension de la relation). arg2, arg3 et arg4 contiennent respectivement l'OID du tablespace, de la base de données et de la relation identifiant ainsi précisément la relation. arg5 est l'identifiant du processus moteur qui a créé la relation temporaire pour un tampon local ou `InvalidBackendId` (-1) pour un tampon partagé. arg6

Nom	Paramètres	Aperçu
		est true pour une demande d'extension de la relation, false pour une lecture ordinaire
`buffer-read-done`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid, int, bool, bool)`	Sonde qui se déclenche quand la lecture d'un tampon se termine. arg0 et arg1 contiennent les numéros de fork et de bloc de la page (arg1 contient le numéro de bloc du nouveau bloc ajouté s'il s'agit de demande d'extension de la relation). arg2, arg3 et arg4 contiennent respectivement l'OID du tablespace, de la base de données et de la relation identifiant ainsi précisément la relation. arg5 est l'identifiant du processus moteur qui a créé la relation temporaire pour un tampon local ou `InvalidBackendId` (-1) pour un tampon partagé. arg6 est true pour une demande d'extension de la relation, false pour une lecture ordinaire. arg7 est true si la tampon était disponible en mémoire, false sinon
`buffer-flush-start`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid)`	Sonde qui se déclenche avant de lancer une demande d'écriture pour un bloc partagé. arg2, arg3 et arg4 contiennent respectivement l'OID du tablespace, de la base de données et de la relation identifiant ainsi précisément la relation
`buffer-flush-done`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid)`	Sonde qui se déclenche quand une demande d'écriture se termine. (Notez que ceci ne reflète que le temps passé pour fournir la donnée au noyau ; ce n'est habituellement pas encore écrit sur le disque.) Les arguments sont identiques à ceux de `buffer-flush-start`
`buffer-write-dirty-start`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid)`	Sonde qui se déclenche quand un processus serveur commence à écrire un tampon modifié sur disque. Si cela arrive souvent, cela implique que shared_buffers est trop petit ou que les paramètres de contrôle de bgwriter ont besoin d'un ajustement.) arg0 et arg1 contiennent les numéros de fork et de bloc de

Nom	Paramètres	Aperçu
		la page. arg2, arg3 et arg4 contiennent respectivement l'OID du tablespace, de la base de données et de la relation identifiant ainsi précisément la relation
`buffer-write-dirty-done`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid)`	Sonde qui se déclenche quand l'écriture d'un tampon modifié est terminé. Les arguments sont identiques à ceux de `buffer-write-dirty-start`
`wal-buffer-write-dirty-start`	`()`	Sonde qui se déclenche quand un processus serveur commence à écrire un tampon modifié d'un journal de transactions parce qu'il n'y a plus d'espace disponible dans le cache des journaux de transactions. (Si cela arrive souvent, cela implique que wal_buffers est trop petit.)
`wal-buffer-write-dirty-done`	`()`	Sonde qui se déclenche quand l'écriture d'un tampon modifié d'un journal de transactions est terminée
`wal-insert`	`(unsigned char, unsigned char)`	Sonde qui se déclenche quand un enregistrement est inséré dans un journal de transactions. arg0 est le gestionnaire de ressource (rmid) pour l'enregistrement. arg1 contient des informations supplémentaires
`wal-switch`	`()`	Sonde qui se déclenche quand une bascule du journal de transactions est demandée
`smgr-md-read-start`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid, int)`	Sonde qui se déclenche au début de la lecture d'un bloc d'une relation. arg0 et arg1 contiennent les numéros de fork et de bloc de la page. arg2, arg3 et arg4 contiennent respectivement l'OID du tablespace, de la base de données et de la relation identifiant ainsi précisément la relation. arg5 est l'identifiant du processus moteur qui a créé la relation temporaire pour un tampon local ou `InvalidBackendId` (-1) pour un tampon partagé
`smgr-md-read-done`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid, int, int, int)`	Sonde qui se déclenche à la fin de la lecture d'un bloc. arg0 et arg1 contiennent les numéros de fork et de bloc de la page. arg2, arg3 et

Nom	Paramètres	Aperçu
		arg4 contiennent respectivement l'OID du tablespace, de la base de données et de la relation identifiant ainsi précisément la relation. arg5 est l'identifiant du processus moteur qui a créé la relation temporaire pour un tampon local ou `InvalidBackendId` (-1) pour un tampon partagé. arg6 est le nombre d'octets réellement lus alors que arg7 est le nombre d'octets demandés (s'il y a une différence, il y a un problème)
`smgr-md-write-start`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid, int)`	Sonde qui se déclenche au début de l'écriture d'un bloc dans une relation. arg0 et arg1 contiennent les numéros de fork et de bloc de la page. arg2, arg3 et arg4 contiennent respectivement l'OID du tablespace, de la base de données et de la relation identifiant ainsi précisément la relation. arg5 est l'identifiant du processus moteur qui a créé la relation temporaire pour un tampon local ou `InvalidBackendId` (-1) pour un tampon partagé
`smgr-md-write-done`	`(ForkNumber, BlockNumber, Oid, Oid, Oid, int, int, int)`	Sonde qui se déclenche à la fin de l'écriture d'un bloc. arg0 et arg1 contiennent les numéros de fork et de bloc de la page. arg2, arg3 et arg4 contiennent respectivement l'OID du tablespace, de la base de données et de la relation identifiant ainsi précisément la relation. arg5 est l'identifiant du processus moteur qui a créé la relation temporaire pour un tampon local ou `InvalidBackendId` (-1) pour un tampon partagé. arg6 est le nombre d'octets réellement écrits alors que arg7 est le nombre d'octets demandés (si ces nombres sont différents, cela indique un problème)
`sort-start`	`(int, bool, int, int, bool, int)`	Sonde qui se déclenche quand une opération de tri est démarré. arg0 indique un tri de la table, de l'index ou d'un datum. arg1 est true si on force les valeurs uniques. arg2 est le nombre de

Nom	Paramètres	Aperçu
		colonnes clés. arg3 est le nombre de Ko de mémoire autorisé pour ce travail. arg4 est true si un accès aléatoire au résultat du tri est requis arg5 indicates serial when `0`, parallel worker when `1`, or parallel leader when `2`.
`sort-done`	`(bool, long)`	Sonde qui se déclenche quand un tri est terminé. arg0 est true pour un tri externe, false pour un tri interne. arg1 est le nombre de blocs disque utilisés pour un tri externe, ou le nombre de Ko de mémoire utilisés pour un tri interne
`lwlock-acquire`	`(char *, LWLockMode)`	Sonde qui se déclenche quand un LWLock a été acquis. arg0 est la tranche de LWLock. arg1 est le mode de verrou attendu, soit exclusif soit partagé.
`lwlock-release`	`(char *)`	Sonde qui se déclenche quand un LWLock a été relâché (mais notez que tout processus en attente n'a pas encore été réveillé). arg0 est la tranche de LWLock.
`lwlock-wait-start`	`(char *, LWLockMode)`	Sonde qui se déclenche quand un LWLock n'était pas immédiatement disponible et qu'un processus serveur a commencé à attendre la disponibilité du verrou. arg0 est la tranche de LWLock. arg1 est le mode de verrou attendu, soit exclusif soit partagé.
`lwlock-wait-done`	`(char *, LWLockMode)`	Sonde qui se déclenche quand un processus serveur n'est plus en attente d'un LWLock (il n'a pas encore le verrou). arg0 est la tranche de LWLock. arg1 est le mode de verrou attendu, soit exclusif soit partagé.
`lwlock-condacquire`	`(char *, LWLockMode)`	Sonde qui se déclenche quand un LWLock a été acquis avec succès malgré le fait que l'appelant ait demandé de ne pas attendre. arg0 est la tranche de LWLock. arg1 est le mode de verrou attendu, soit exclusif soit partagé.
`lwlock-condacquire-fail`	`(char *, LWLockMode)`	Sonde qui se déclenche quand un LWLock, demandé sans attente, n'est pas accepté. arg0 est la tranche de LWLock. arg1 est

Nom	Paramètres	Aperçu
		le mode de verrou attendu, soit exclusif soit partagé.
lock-wait-start	(unsigned int, unsigned int, unsigned int, unsigned int, LOCKMODE)	Sonde qui se déclenche quand une demande d'un gros verrou (*lmgr lock*) a commencé l'attente parce que le verrou n'était pas disponible. arg0 à arg3 sont les champs identifiant l'objet en cours de verrouillage. arg4 indique le type d'objet à verrouiller. arg5 indique le type du verrou demandé
lock-wait-done	(unsigned int, unsigned int, unsigned int, unsigned int, LOCKMODE)	Sonde qui se déclenche quand une demande d'un gros verrou (*lmgr lock*) a fini d'attendre (c'est-à-dire que le verrou a été accepté). Les arguments sont identiques à ceux de lock-wait-start
deadlock-found	()	Sonde qui se déclenche quand un verrou mortel est trouvé par le détecteur

Tableau 28.24. Types définis utilisés comme paramètres de sonde

Type	Definition
LocalTransactionId	unsigned int
LWLockMode	int
LOCKMODE	int
BlockNumber	unsigned int
Oid	unsigned int
ForkNumber	int
bool	char

28.5.3. Utiliser les sondes

L'exemple ci-dessous montre un script DTrace pour l'analyse du nombre de transactions sur le système, comme alternative à l'interrogation régulière de `pg_stat_database` avant et après un test de performance :

```
#!/usr/sbin/dtrace -qs

postgresql$1:::transaction-start
{
      @start["Start"] = count();
      self->ts  = timestamp;
}

postgresql$1:::transaction-abort
{
      @abort["Abort"] = count();
}
```

```
postgresql$1:::transaction-commit
/self->ts/
{
      @commit["Commit"] = count();
      @time["Total time (ns)"] = sum(timestamp - self->ts);
      self->ts=0;
}
```

À son exécution, le script de l'exemple D donne une sortie comme :

```
# ./txn_count.d `pgrep -n postgres` or ./txn_count.d <PID>
^C

Start                                          71
Commit                                         70
Total time (ns)                          2312105013
```

> **Note**
>
> SystemTap utilise une notation différente de DTrace pour les scripts de trace, même si les points de trace sont compatibles. Il est intéressant de noter que, lorsque nous avons écrit ce texte, les scripts SystemTap doivent référencer les noms des sondes en utilisant des tirets bas doubles à la place des tirets simples. Il est prévu que les prochaines versions de SystemTap corrigent ce problème.

Vous devez vous rappeler que les programmes DTrace doivent être écrits soigneusement, sinon les informations récoltées pourraient ne rien valoir. Dans la plupart des cas où des problèmes sont découverts, c'est l'instrumentation qui est erronée, pas le système sous-jacent. En discutant des informations récupérées en utilisant un tel système, il est essentiel de s'assurer que le script utilisé est lui-aussi vérifié et discuter.

28.5.4. Définir de nouvelles sondes

De nouvelles sondes peuvent être définies dans le code partout où le développeur le souhaite bien que cela nécessite une nouvelle compilation. Voici les étapes nécessaires pour insérer de nouvelles sondes :

1. Décider du nom de la sonde et des données nécessaires pour la sonde
2. Ajoutez les définitions de sonde dans `src/backend/utils/probes.d`
3. Inclure `pg_trace.h` s'il n'est pas déjà présent dans le module contenant les points de sonde, et insérer les macros `TRACE_POSTGRESQL` aux emplacements souhaités dans le code source
4. Recompiler et vérifier que les nouvelles sondes sont disponibles

Exemple : Voici un exemple d'ajout d'une sonde pour tracer toutes les nouvelles transactions par identifiant de transaction.

1. La sonde sera nommée `transaction-start` et nécessite un paramètre de type `LocalTransactionId`
2. Ajout de la définition de la sonde dans `src/backend/utils/probes.d` :

```
probe transaction__start(LocalTransactionId);
```

Notez l'utilisation du double tiret bas dans le nom de la sonde. Dans un script DTrace utilisant la sonde, le double tiret bas doit être remplacé par un tiret, donc `transaction-start` est le nom à documenter pour les utilisateurs.

3. Au moment de la compilation, `transaction__start` est converti en une macro appelée `TRACE_POSTGRESQL_TRANSACTION_START` (notez que les tirets bas ne sont plus doubles ici), qui est disponible en incluant le fichier `pg_trace.h`. Il faut ajouter l'appel à la macro aux bons emplacements dans le code source. Dans ce cas, cela ressemble à :

```
TRACE_POSTGRESQL_TRANSACTION_START(vxid.localTransactionId);
```

4. Après une nouvelle compilation et l'exécution du nouveau binaire, il faut vérifier que la nouvelle sonde est disponible en exécutant la commande DTrace suivante. Vous deviez avoir cette sortie :

```
# dtrace -ln transaction-start
   ID    PROVIDER          MODULE           FUNCTION NAME
18705 postgresql49878     postgres     StartTransactionCommand
 transaction-start
18755 postgresql49877     postgres     StartTransactionCommand
 transaction-start
18805 postgresql49876     postgres     StartTransactionCommand
 transaction-start
18855 postgresql49875     postgres     StartTransactionCommand
 transaction-start
18986 postgresql49873     postgres     StartTransactionCommand
 transaction-start
```

Il faut faire attention à d'autres choses lors de l'ajout de macros de trace dans le code C :

- Vous devez faire attention au fait que les types de données indiqués pour les paramètres d'une sonde correspondent aux types de données des variables utilisées dans la macro. Dans le cas contraire, vous obtiendrez des erreurs de compilation.

- Sur la plupart des plateformes, si PostgreSQL est construit avec `--enable-dtrace`, les arguments pour une macro de trace seront évalués à chaque fois que le contrôle passe dans la macro, *même si aucun traçage n'est réellement en cours*. Cela a généralement peu d'importance si vous rapportez seulement les valeurs de quelques variables locales, mais faites bien attention à l'utilisation de fonctions coûteuses. Si vous devez le faire, pensez à protéger la macro avec une vérification pour vous assurer que la trace est bien activée :

```
if (TRACE_POSTGRESQL_TRANSACTION_START_ENABLED())
    TRACE_POSTGRESQL_TRANSACTION_START(some_function(...));
```

  Chaque macro de trace a une macro `ENABLED` correspondante.

Chapitre 29. Surveiller l'utilisation des disques

Ce chapitre explique comment surveiller l'utilisation que fait PostgreSQL des disques.

29.1. Déterminer l'utilisation des disques

Chaque table possède un fichier principal (*heap*) dans lequel la majorité des données sont stockées. Si la table a des colonnes potentiellement grandes en taille, il pourrait aussi y avoir un fichier TOAST associé à la table. Ce fichier permet de stocker les valeurs trop larges pour tenir dans la table principale (voir la Section 69.2). Si la table TOAST existe, un index valide lui est associé. Des index peuvent également être associés à la table de base. Chaque table ou index est stocké dans un fichier distinct -- voire plus si la taille du fichier dépasse 1 Go. Les conventions de nommage de ces fichiers sont décrites dans la Section 69.1.

L'espace disque peut être surveillé de trois façons différentes : en utilisant les fonctions SQL listées dans Tableau 9.84, en utilisant le module oid2name ou en inspectant manuellement les catalogues système. Les fonctions SQL sont les plus simples à utiliser et sont généralement recommandées. Le reste de cette section montre comment le faire en inspectant les catalogues système.

Sur une base de données récemment « nettoyée » (`VACUUM`) ou « analysée » (`ANALYZE`), psql permet de lancer des requêtes pour voir l'occupation disque d'une table :

```
SELECT pg_relation_filepath(oid), relpages FROM pg_class WHERE
 relname = 'customer';

 pg_relation_filepath | relpages
----------------------+----------
 base/16384/16806     |       60
(1 row)
```

Chaque page a une taille de 8 Ko, typiquement. (Rappelez-vous que `relpages` est seulement mis à jour par `VACUUM`, `ANALYZE` et quelques commandes DDL telles que `CREATE INDEX`.) Le chemin du fichier n'a d'intérêt que si vous voulez examiner directement le fichier de la table.

Pour connaître l'espace disque utilisé par les tables TOAST, on utilise une requête similaire à la suivante :

```
SELECT relname, relpages
FROM pg_class,
     (SELECT reltoastrelid
      FROM pg_class
      WHERE relname = 'customer') AS ss
WHERE oid = ss.reltoastrelid OR
      oid = (SELECT indexrelid
             FROM pg_index
             WHERE indrelid = ss.reltoastrelid)
ORDER BY relname;

       relname        | relpages
----------------------+----------
 pg_toast_16806       |        0
 pg_toast_16806_index |        1
```

On peut aussi facilement afficher la taille des index :

```
SELECT c2.relname, c2.relpages
FROM pg_class c, pg_class c2, pg_index i
WHERE c.relname = 'customer' AND
      c.oid = i.indrelid AND
      c2.oid = i.indexrelid
ORDER BY c2.relname;

       relname        | relpages
----------------------+----------
 customer_id_indexdex |       26
```

Les tables et les index les plus volumineux sont repérés à l'aide de la requête suivante :

```
SELECT relname, relpages
FROM pg_class
ORDER BY relpages DESC;

       relname        | relpages
----------------------+----------
 bigtable             |     3290
 customer             |     3144
```

29.2. Panne pour disque saturé

La tâche la plus importante d'un administrateur de base de données, en ce qui concerne la surveillance des disques, est de s'assurer que les disques n'arrivent pas à saturation. Un disque de données plein ne corrompt pas les données mais peut empêcher toute activité. S'il s'agit du disque contenant les fichier WAL, une alerte PANIC et un arrêt du serveur peuvent survenir.

S'il n'est pas possible de libérer de la place sur le disque, il faut envisager le déplacement de quelques fichiers vers d'autres systèmes de fichiers à l'aide des *tablespaces*. Voir la Section 22.6 pour plus d'informations.

> **Astuce**
>
> Certains systèmes de fichiers réagissent mal à proximité des limites de remplissage. Il est donc préférable de ne pas attendre ce moment pour réagir.

Si le système supporte les quotas disque par utilisateur, la base de données est alors soumise au quota de l'utilisateur qui exécute le serveur de base de données. Dépasser ce quota a les mêmes conséquences néfastes qu'un disque plein.

Chapitre 30. Fiabilité et journaux de transaction

Ce chapitre explique comment les journaux de transaction sont utilisés pour obtenir des traitements efficaces et fiables.

30.1. Fiabilité

La fiabilité est une propriété importante de tout système de base de données sérieux. PostgreSQL fait tout ce qui est en son pouvoir pour garantir une fiabilité à toute épreuve. Un des aspects de cette fiabilité est que toutes les données enregistrées par une transaction validée doivent être stockées dans un espace non volatile, un espace non sensible aux coupures de courant, aux bogues du système d'exploitation et aux problèmes matériels (sauf en cas de problème sur l'espace non volatile, bien sûr). Écrire avec succès les données sur le stockage permanent de l'ordinateur (disque dur ou un équivalent) est habituellement suffisant pour cela. En fait, même si un ordinateur est vraiment endommagé, si le disque dur survit, il peut être placé dans un autre ordinateur avec un matériel similaire et toutes les transactions validées resteront intactes.

Bien que forcer l'enregistrement des données périodiquement sur le disque semble être une opération simple, ce n'est pas le cas. Comme les disques durs sont beaucoup plus lents que la mémoire principale et les processeurs, plusieurs niveaux de cache existent entre la mémoire principale de l'ordinateur et les disques. Tout d'abord, il existe le tampon cache du système d'exploitation, qui met en cache les blocs disque fréquemment utilisés et combine les écritures sur le disque. Heureusement, tous les systèmes d'exploitation donnent un moyen de forcer les écritures du cache disque vers le disque et PostgreSQL utilise ces fonctions (voir le paramètre wal_sync_method pour voir comment cela se fait).

Ensuite, il pourrait y avoir un cache dans le contrôleur du disque dur ; ceci est assez commun sur les cartes contrôleur RAID. Certains de ces caches sont *write-through*, signifiant que les écritures sont envoyées au lecteur dès qu'elles arrivent. D'autres sont *write-back*, signifiant que les données sont envoyées au lecteur un peu après. De tels caches peuvent apporter une faille dans la fiabilité car la mémoire du cache du disque contrôleur est volatile et qu'elle perdra son contenu à la prochaine coupure de courant. Des cartes contrôleur de meilleure qualité ont des caches *avec batterie* (BBU), signifiant que la carte dispose d'une batterie qui maintient le courant dans le cache en cas de perte de courant. Une fois le courant revenu, les données seront écrites sur les disques durs.

Et enfin, la plupart des disques durs ont des caches. Certains sont « write-through » alors que d'autres sont « write-back ». Les mêmes soucis sur la perte de données existent pour ces deux types de cache. Les lecteurs grand public IDE et SATA ont principalement des caches « write-back » qui ne survivront pas à une perte de courant. De nombreux SSD sont aussi dotés de caches « write-back » volatiles.

Ces caches peuvent typiquement être désactivés. Néanmoins, la méthode pour le faire dépend du système d'exploitation et du type de disque :

- Sur Linux, les disques IDE et SATA peuvent être vérifiés avec la commande `hdparm -I` ; le cache en écriture est activé si une étoile (`*`) se trouve derrière le texte `Write cache`. `hdparm -W 0` peut être utilisé pour désactiver le cache en écriture. Les disques SCSI peuvent être vérifiés en utilisant sdparm[1]. Utilisez `sdparm --get=WCE` pour vérifier si le cache en écriture est activé et `sdparm --clear=WCE` pour le désactiver.

- Sur FreeBSD, les disques IDE peuvent être vérifiés avec `atacontrol` et le cache en écriture désactivé avec `hw.ata.wc=0` dans le fichier de configuration `/boot/loader.conf` ; les disques SCSI peuvent être vérifiés en utilisant `camcontrol identify`, et le cache en écriture peut être vérifié et modifié en utilisant `sdparm` quand cette commande est disponible.

[1] http://sg.danny.cz/sg/sdparm.html

- Sur Solaris, le cache disque en écriture est contrôlé par `format -e`. (Le système de fichiers Solaris ZFS est sûr, y compris quand le cache disque en écriture est activé car il exécute ses propres commandes de vidage du cache.)

- Sur Windows, si `wal_sync_method` vaut `open_datasync` (la valeur par défaut), le cache en écriture peut être désactivé en décochant `My Computer\Open\`*`disk drive`*`\Properties\Hardware\Properties\Policies\Enable write caching on the disk`. Sinon configurez `wal_sync_method` à `fsync` ou `fsync_writethrough` pour désactiver le cache en écriture.

- Sur macOS, le cache en écriture peut être évité en configurant `wal_sync_method` à `fsync_writethrough`.

Les disques SATA récents (ceux compatibles ATAPI-6 ou supérieurs) proposent une commande pour vider le cache sur le disque (`FLUSH CACHE EXT`) alors que les disques SCSI proposent depuis longtemps une commande similaire, `SYNCHRONIZE CACHE`. Ces commandes ne sont pas directement accessibles à PostgreSQL, mais certains systèmes de fichiers (comme ZFS, ext4) peuvent les utiliser pour vider les données sur disque pour les disques dont le cache en écriture est activé. Malheureusement, ces systèmes de fichiers se comportent de façon non optimale avec des contrôleurs disque équipés de batterie (BBU, acronyme de *Battery-Backed Unit*). Dans ce type de configuration, la commande de synchronisation force l'écriture de toutes les données comprises dans le cache sur les disques, éliminant ainsi tout l'intérêt d'un cache protégé par une batterie. Vous pouvez lancer l'outil pg_test_fsync, disponible dans le code source de PostgreSQL, pour vérifier si vous êtes affecté. Si vous l'êtes, les améliorations de performance du cache BBU peuvent être de nouveaux obtenues en désactivant les barrières d'écriture dans la configuration du système de fichiers ou en reconfigurant le contrôleur de disque, si cela est possible. Si les barrières d'écriture sont désactivées, assurez-vous que la batterie reste active. Une batterie défectueuse peut être une cause de perte de données. Il reste à espérer que les concepteurs de systèmes de fichiers et de contrôleurs disque finissent par s'attaquer à ce comportement gênant.

Quand le système d'exploitation envoie une demande d'écriture au système de stockage, il ne peut pas faire grand chose pour s'assurer que les données sont arrivées dans un espace de stockage non volatile. Ce travail incombe à l'administrateur : ce dernier doit s'assurer que tous les composants de stockage assurent l'intégrité des données et des métadonnées du système de fichier. Évitez les contrôleurs disques ne disposant pas de caches protégés par batterie. Au niveau du disque, désactivez le cache « write-back » si le disque ne garantit pas que les données seront écrites avant un arrêt. Si vous utilisez des disques SSD, sachez que beaucoup n'honorent pas les commandes de vidage de cache par défaut. Vous pouvez tester la fiabilité du comportement du système disque en utilisant `diskchecker.pl`[2].

Un autre risque concernant la perte des données est dû aux opérations d'écriture sur les plateaux du disque. Les plateaux sont divisés en secteur de 512 octets généralement. Chaque opération de lecture ou écriture physique traite un secteur entier. Quand la demande d'écriture arrive au lecteur, elle pourrait contenir des multiples de 512 octets (PostgreSQL écrit généralement 8192 octets, soit 16 secteurs, à la fois) et le processus d'écriture pourrait échouer à cause d'une perte de courant à tout moment signifiant que certains octets pourraient être écrits et les autres perdus. Pour se prévenir contre ce type d'échec, PostgreSQL écrit périodiquement des images de page complète sur le stockage permanent des journaux de transactions *avant* de modifier la page réelle sur disque. En effectuant ceci, lors d'une récupération après un arrêt brutal, PostgreSQL peut restaurer des pages écrites partiellement à partir des journaux de transactions. Si vous avez un système de fichiers qui vous protège contre les écritures de pages incomplètes (par exemple ZFS), vous pouvez désactiver la création des images de page en utilisant le paramètre full_page_writes. Les contrôleurs disques disposant d'une batterie (BBU pour *Battery-Backed Unit*) n'empêchent pas les écritures de pages partielles sauf s'ils garantissent que les données sont écrites par pages complètes de 8 Ko.

PostgreSQL protège aussi de certaines corruptions de données des supports de stockage qui pourraient se produire suite à des erreurs au niveau matériel ou des problèmes d'usure rencontrés avec le temps, comme par exemple la lecture ou l'écriture de données erronnées.

[2] https://brad.livejournal.com/2116715.html

- Chaque enregistrement individuel d'un journal de transactions est protégé par une somme de contrôle CRC-32 (32-bit) qui permet de savoir si le contenu de l'enregistrement est correct. La valeur du CRC est définie à chaque écriture d'un enregistrement dans les journaux de transactions et vérifiée durant la reconstruction de la mémoire, la récupération d'une archive ou encore la réplication.

- Les pages de données ne disposent pas de sommes de contrôle par défaut, mais les images des pages complètes stockées dans les enregistrements des journaux de transactions seront protégées. Voir initdb pour les détails sur l'activation des sommes de contrôle sur les pages de données.

- Le code vérificateur des structures de données internes comme `pg_xact`, `pg_subtrans`, `pg_multixact`, `pg_serial`, `pg_notify`, `pg_stat`, `pg_snapshots` ne sont pas directement calculées, même si les pages sont protégées par les écritures de pages complètes. Cependant, lorsque de telles structures de données sont persistentes, les enregistrements fes journaux de transactions sont écrits de manière à ce que les modifications récentes puissent être rapidement reconstruites durant une restauration après incident, et pour cela, ils sont protégés tel que décrit plus haut.

- Les fichiers d'état individuels de `pg_twophase` sont protégés par une somme de contrôle CRC-32.

- Les fichiers de données temporaires utilisés pour les grosses requêtes SQL de tri, la matérialisation ou encore les résultats intermédiaires ne sont pas actuellement l'objet d'un calcul de somme de contrôle, bien que la modification de ces fichiers soit consignée dans les enregistrements des journaux de transactions.

PostgreSQL ne protége pas contre les erreurs mémoires et il est pris comme hypothèse que vous travaillerez avec de la RAM respectant les standards de l'industrie, incluant les codes des correcteurs d'erreur (ECC) ou une meilleure protection.

30.2. Write-Ahead Logging (WAL)

Write-Ahead Logging (WAL) est une méthode conventionnelle pour s'assurer de l'intégrité des données. Une description détaillée peut être trouvée dans la plupart des livres sur le traitement transactionnel. Brièvement, le concept central du WAL est d'effectuer les changements des fichiers de données (donc les tables et les index) uniquement après que ces changements ont été écrits de façon sûr dans un journal, appelé journal des transactions. Si nous suivons cette procédure, nous n'avons pas besoin d'écrire les pages de données vers le disque à chaque validation de transaction car nous savons que, dans l'éventualité d'une défaillance, nous serons capables de récupérer la base de données en utilisant le journal : chaque changement qui n'a pas été appliqué aux pages de données peut être ré-exécuté depuis les enregistrements du journal (ceci est une récupération roll-forward, aussi connue sous le nom de REDO).

> **Astuce**
>
> Comme les journaux de transaction permettent de restaurer le contenu des fichiers de base de données après un arrêt brutal, les systèmes de fichiers journalisés ne sont pas nécessaires pour stocker avec fiabilité les fichiers de données ou les journaux de transactions. En fait, la surcharge causée par la journalisation peut réduire les performances, tout spécialement si la journalisation fait que les *données* du système de fichiers sont envoyées sur disque. Heureusement, l'envoi des données lors de la journalisation peut souvent être désactivé avec une option de montage du système de fichiers, par exemple `data=writeback` sur un système de fichiers Linux ext3. Par contre, les systèmes de fichiers journalisés améliorent la rapidité au démarrage après un arrêt brutal.

Utiliser les journaux de transaction permet de réduire de façon significative le nombre d'écritures sur le disque puisque seul le journal a besoin d'être écrit sur le disque pour garantir qu'une transaction a

été validée plutôt que d'écrire dans chaque fichier de données modifié par la transaction. Ce journal est écrit séquentiellement ce qui fait que le coût de synchronisation du journal est largement moindre que le coût d'écriture des pages de données. Ceci est tout spécialement vrai pour les serveurs gérant beaucoup de petites transactions touchant différentes parties du stockage de données. De plus, quand le serveur traite plein de petites transactions en parallèle, un `fsync` du journal des transactions devrait suffire pour enregistrer plusieurs transactions.

Les journaux de transaction rendent possible le support de sauvegarde en ligne et de récupération à un moment, comme décrit dans la Section 25.3. En archivant les journaux de transaction, nous pouvons supporter le retour à tout instant couvert par les données disponibles dans les journaux de transaction : nous installons simplement une ancienne sauvegarde physique de la base de données et nous rejouons les journaux de transaction jusqu'au moment désiré. Qui plus est, la sauvegarde physique n'a pas besoin d'être une image instantanée de l'état de la base de données -- si elle a été faite pendant une grande période de temps, alors rejouer les journaux de transaction pour cette période corrigera toute incohérence interne.

30.3. Validation asynchrone (Asynchronous Commit)

La *validation asynchrone* est une option qui permet aux transactions de se terminer plus rapidement. Le risque encouru est de perdre les transactions les plus récentes dans le cas où le serveur s'arrête brutalement. Dans beaucoup d'applications, le compromis est acceptable.

Comme le décrit la section précédente, la validation d'une transaction est habituellement *synchrone* : le serveur attend que les enregistrements des journaux de transaction soient bien sauvegardés sur un disque avant de renvoyer l'information du succès de l'opération au client. Ce dernier a donc la garantie qu'une transaction validée est stockée de façon sûre, donc même en cas d'arrêt brutal immédiatement après. Néanmoins, pour les petites transactions, ce délai est une partie importante de la durée totale d'exécution de la transaction. Sélectionner le mode de validation asynchrone signifie que le serveur renvoie le succès de l'opération dès que la transaction est terminée logiquement, donc avant que les enregistrements du journal de transaction que cette transaction a généré ne soient réellement stockées sur disque. Ceci peut apporter une accélération importante pour les petites transactions.

La validation asynchrone introduit le risque des pertes de données. Il existe un petit délai entre le moment où le rapport de la fin d'une transaction est envoyé au client et celui où la transaction est réellement enregistrée (c'est-à-dire le moment où le résultat de cette transaction ne pourra pas être perdu même en cas d'arrêt brutal du serveur). Du coup, la validation asynchrone ne devrait pas être utilisée si le client se base sur le fait que la transaction est enregistrée de façon sûre. Par exemple, une banque ne devra pas utiliser la validation asynchrone pour l'enregistrement d'une transaction sur les opérations sur un compte bancaire. Dans de nombreux autres scénarios, comme la trace d'événements, il n'y a pas de garantie forte de ce type.

Le risque pris avec l'utilisation de la validation asynchrone concerne la perte de données, pas la corruption de données. Si le serveur s'arrête brutalement, il récupèrera en rejouant les journaux de transaction jusqu'au dernier enregistrement qui a été envoyé au disque. La base de données sera donc dans un état cohérent mais toutes les transactions qui n'auront pas été enregistrées sur disque n'apparaîtront pas. L'effet immédiat est donc la perte des dernières transactions. Comme les transactions sont rejouées dans l'ordre de validation, aucune incohérence ne sera introduite -- par exemple, si la transaction B fait des modifications sur les effets d'une précédente transaction A, il n'est pas possible que les effets de A soient perdus alors que les effets de B sont préservés.

L'utilisateur peut sélectionner le mode de validation de chaque transaction, donc il est possible d'avoir en même temps des transactions validées en synchrone et en asynchrone. Une grande flexibilité est permise entre performance et durabilité de certaines transactions. Le mode de validation est contrôlé par le paramètre utilisateur synchronous_commit, qui peut être modifié comme tout autre paramètre utilisateur. Le mode utilisé pour toute transaction dépend de la valeur de `synchronous_commit` au début de la transaction.

Certaines commandes, par exemple `DROP TABLE`, sont forcées en mode synchrone quelque soit la valeur du paramètre `synchronous_commit`. Ceci a pour but de s'assurer de la cohérence entre le système de fichiers du serveur et l'état logique de la base de données. Les commandes gérant la validation en deux phases, comme `PREPARE TRANSACTION`, sont aussi toujours synchrones.

Si la base de données s'arrête brutalement lors du délai entre une validation asynchrone et l'écriture des enregistrements dans le journal des transactions, les modifications réalisées lors de cette transaction *seront* perdues. La durée de ce délai est limitée car un processus en tâche de fond (le « wal writer ») envoie les enregistrements non écrits des journaux de transaction sur le disque toutes les wal_writer_delay millisecondes. La durée maximum actuelle de ce délai est de trois fois `wal_writer_delay` car le processus d'écriture des journaux de transaction est conçu pour favoriser l'écriture de pages complètes lors des périodes de grosses activités.

> **Attention**
>
> Un arrêt en mode immédiat est équivalent à un arrêt brutal et causera du coup la perte des validations asynchrones.

La validation asynchrone fournit un comportement différent de la simple désactivation de fsync. `fsync` est un paramètre pour le serveur entier qui modifie le comportement de toutes les transactions. Cela désactive toute logique de PostgreSQL qui tente de synchroniser les écritures aux différentes parties de la base de données (c'est-à-dire l'arrêt brutal du matériel ou du système d'exploitation, par un échec de PostgreSQL lui-même) pourrait résulter en une corruption arbitraire de l'état de la base de données. Dans de nombreux scénarios, la validation asynchrone fournit la majorité des améliorations de performances obtenues par la désactivation de `fsync`, mais sans le risque de la corruption de données.

commit_delay semble aussi très similaire à la validation asynchrone mais il s'agit en fait d'une méthode de validation synchrone (en fait, `commit_delay` est ignoré lors d'une validation asynchrone). `commit_delay` a pour effet l'application d'un délai avant qu'une transaction entraîne la mise à jour du WAL sur disque, dans l'espoir que cela profite aussi aux autres transactions qui auraient été commitées à peu près au même moment. Ce paramètre peut être vu comme le moyen d'augmenter la fenêtre de temps durant laquelle chaque transaction peut participer à un même vidage sur disque, pour amortir le coût de chaque vidage sur disque sur plusieurs transactions.

30.4. Configuration des journaux de transaction

Il y a plusieurs paramètres de configuration associés aux journaux de transaction qui affectent les performances de la base de données. Cette section explique leur utilisation. Consultez le Chapitre 19 pour des détails sur la mise en place de ces paramètres de configuration.

Dans la séquence des transactions, les *points de contrôles* (appelés *checkpoints*) sont des points qui garantissent que les fichiers de données table et index ont été mis à jour avec toutes les informations enregistrées dans le journal avant le point de contrôle. Au moment du point de contrôle, toutes les pages de données non propres sont écrites sur le disque et une entrée spéciale, pour le point de contrôle, est écrite dans le journal. (Les modifications étaient déjà envoyées dans les journaux de transactions.) En cas de défaillance, la procédure de récupération recherche le dernier enregistrement d'un point de vérification dans les traces (enregistrement connus sous le nom de « redo log ») à partir duquel il devra lancer l'opération REDO. Toute modification effectuée sur les fichiers de données avant ce point est garantie d'avoir été enregistrée sur disque. Du coup, après un point de vérification, tous les segments représentant des journaux de transaction précédant celui contenant le « redo record » ne sont plus nécessaires et peuvent être soit recyclés soit supprimés (quand l'archivage des journaux de transaction est activé, ces derniers doivent être archivés avant d'être recyclés ou supprimés).

CHECKPOINT doit écrire toutes les pages de données modifiées sur disque, ce qui peut causer une charge disque importante. Du coup, l'activité des CHECKPOINT est diluée de façon à ce que les entrées/sorties disque commencent au début du CHECKPOINT et se termine avant le démarrage du prochain CHECKPOINT ; ceci minimise la dégradation des performances lors des CHECKPOINT.

Le processus checkpointer lance automatiquement un point de contrôle de temps en temps : toutes les checkpoint_timeout secondes ou si max_wal_size risque d'être dépassé, suivant ce qui arrive en premier. La configuration par défaut de ces deux paramètres est, respectivement, 5 minutes et 1 Go. Si aucun enregistrement WAL n'a été écrit depuis le dernier checkpoint, les nouveaux checkpoint ne seront pas effectués même si la durée `checkpoint_timeout` est dépassée. (Si l'archivage des WAL est utilisé et que vous voulez définir une limite basse correspondant à la fréquence à laquelle les fichiers sont archivés de manière à limiter la perte potentielle de données, vous devez ajuster le paramètre archive_timeout plutôt que les paramètres affectant les checkpoints.) Il est aussi possible de forcer un checkpoint en utilisant la commande SQL `CHECKPOINT`.

La réduction de `checkpoint_timeout` et/ou `max_wal_size` implique des points de contrôle plus fréquents. Cela permet une récupération plus rapide après défaillance puisqu'il y a moins d'écritures à synchroniser. Cependant, il faut équilibrer cela avec l'augmentation du coût d'écriture des pages de données modifiées. Si full_page_writes est configuré (ce qui est la valeur par défaut), il reste un autre facteur à considérer. Pour s'assurer de la cohérence des pages de données, la première modification d'une page de données après chaque point de vérification résulte dans le traçage du contenu entier de la page. Dans ce cas, un intervalle de points de vérification plus petit augmentera le volume en sortie des journaux de transaction, diminuant légèrement l'intérêt d'utiliser un intervalle plus petit et impliquant de toute façon plus d'entrées/sorties au niveau disque.

Les points de contrôle sont assez coûteux, tout d'abord parce qu'ils écrivent tous les tampons utilisés, et ensuite parce que cela suscite un trafic supplémentaire dans les journaux de transaction, comme indiqué ci-dessus. Du coup, il est conseillé de configurer les paramètres en relation assez haut pour que ces points de contrôle ne surviennent pas trop fréquemment. Pour une vérification rapide de l'adéquation de vos paramètres, vous pouvez configurer le paramètre checkpoint_warning. Si les points de contrôle arrivent plus rapidement que `checkpoint_warning` secondes, un message est affiché dans les journaux applicatifs du serveur recommandant d'accroître `max_wal_size`. Une apparition occasionnelle d'un message ne doit pas vous alarmer mais, s'il apparaît souvent, alors les paramètres de contrôle devraient être augmentés. Les opérations en masse, comme les transferts importants de données via `COPY`, pourraient être la cause de l'apparition d'un tel nombre de messages d'avertissements si vous n'avez pas configuré `max_wal_size` avec une valeur suffisamment haute.

Pour éviter de remplir le système disque avec de très nombreuses écritures de pages, l'écriture des pages modifiés pendant un point de vérification est étalée sur une période de temps. Cette période est contrôlée par checkpoint_completion_target, qui est donné comme une fraction de l'intervalle des points de vérification. Le taux d'entrées/sorties est ajusté pour que le point de vérification se termine quand la fraction donnée de `checkpoint_timeout` secondes s'est écoulée ou quand la fraction donnée de `max_wal_size` a été consommée (la condition que se verra vérifiée la première). Avec une valeur par défaut de 0,5, PostgreSQL peut s'attendre à terminer chaque point de vérification en moitié moins de temps qu'il ne faudra pour lancer le prochain point de vérification. Sur un système très proche du taux maximum en entrée/sortie pendant des opérations normales, vous pouvez augmenter `checkpoint_completion_target` pour réduire le chargement en entrée/sortie dû aux points de vérification. L'inconvénient de ceci est que prolonger les points de vérification affecte le temps de récupération parce qu'il faudra conserver plus de journaux de transaction si une récupération est nécessaire. Bien que `checkpoint_completion_target` puisse valoir 1.0, il est bien mieux de la configurer à une valeur plus basse que ça (au maximum 0,9) car les points de vérification incluent aussi d'autres activités en dehors de l'écriture des pages modifiées. Une valeur de 1,0 peut avoir pour résultat des points de vérification qui ne se terminent pas à temps, ce qui aurait pour résultat des pertes de performance à cause de variation inattendue dans le nombre de journaux nécessaires.

Sur les plateformes Linux et POSIX, checkpoint_flush_after permet de forcer le système d'exploitation à ce que les pages écrites par un checkpoint soient enregistrées sur disque après qu'un nombre configurable d'octets soit écrit. Dans le cas contraire, ces pages pourraient rester dans le cache disque du système d'exploitation, pouvant provoquer des ralentissements lorsque `fsync` est exécuté à la fin

d'un checkpoint. Cette configuration aide souvent à réduire la latence des transactions mais il peut aussi avoir un effet inverse sur les performances, tout particulièrement lorsque le volume de données traitées dépasse la taille indiquée par le paramètre shared_buffers, tout en restant plus petite que la taille du cache disque du système d'exploitation.

Le nombre de fichiers de segments WAL dans le répertoire `pg_wal` dépend des paramètres `min_wal_size`, `max_wal_size` et du contenu des WAL générés par les cycles de checkpoints précédents. Quand les anciens fichiers de segments ne sont plus nécessaires, ils sont supprimés ou recyclés (autrement dit, renommés pour devenir les segments futurs dans une séquence numérotée). Si, à cause d'un pic rapide sur le taux de sortie des WAL, `max_wal_size` est dépassé, les fichiers inutiles de segments seront supprimés jusqu'à ce que le système revienne sous cette limite. En dessous de cette limite, le système recycle suffisamment de fichiers WAL pour couvrir le besoin estimé jusqu'au checkpoint suivant, et supprime le reste. L'estimation est basée sur une moyenne changeante du nombre de fichiers WAL utilisés dans les cycles de checkpoint précédents. La moyenne changeante est augmentée immédiatement si l'utilisation actuelle dépasse l'estimation, pour qu'il corresponde mieux à l'utilisation en pic plutôt qu'à l'utilisation en moyenne, jusqu'à un certain point. `min_wal_size` place un minimum sur le nombre de fichiers WAL recyclés pour une utilisation future même si le système est inutilisé temporairement et que l'estimation de l'utilisation des WAL suggère que peu de WAL sont nécessaires.

Indépendamment de `max_wal_size`, les wal_keep_segments + 1 plus récents fichiers WAL sont conservés en permanence. De plus, si l'archivage est activé, les anciens segments ne sont ni supprimés ni recyclés jusqu'à la réussite de leur archivage. Si l'archivage des WAL n'est pas assez rapide pour tenir le rythme soutenu de la génération des WAL ou si la commande indiquée par `archive_command` échoue de manière répétée, les anciens fichiers WAL s'accumuleront dans le répertoire `pg_wal` jusqu'à ce que ce problème soit résolu. Un serveur standby lent ou en échec qui utilise un slot de réplication aura le même effet (voir Section 26.2.6).

Dans le mode de restauration d'archive et dans le mode standby, le serveur réalise périodiquement des *restartpoints* (points de redémarrage). C'est similaire aux checkpoints lors du fonctionnement normal : le serveur force l'écriture de son état sur disque, met à jour le fichier `pg_control` pour indiquer que les données déjà traitées des journaux de transactions n'ont plus besoin d'être parcourues de nouveau, puis recycle les anciens journaux de transactions trouvés dans le répertoire `pg_wal`. Les restartpoints ne peuvent être réalisés plus fréquemment que les checkpoints du maître car les restartpoints peuvent seulement être réalisés aux enregistrements de checkpoint. Un restartpoint est déclenché lorsqu'un enregistement de checkpoint est atteint si un minimum de `checkpoint_timeout` secondes se sont écoulées depuis le dernier restartpoint, ou si la taille totale des journaux de transactions a dépassé `max_wal_size`. Néanmoins, à cause des limitations lors de la réalisation d'un restartpoint, `max_wal_size` est souvent dépassé lors d'une restauration jusqu'à au plus un cycle de checkpoint de journaux (`max_wal_size` n'est de toute façon jamais une limite en dur donc vous devriez toujours laisser plein d'espace pour éviter de manquer d'espace disque).

Il existe deux fonctions WAL internes couramment utilisées : `XLogInsertRecord` et `XLogFlush`. `XLogInsertRecord` est utilisée pour placer une nouvelle entrée à l'intérieur des tampons WAL en mémoire partagée. S'il n'y a plus d'espace pour une nouvelle entrée, `XLogInsertRecord` devra écrire (autrement dit, déplacer dans le cache du noyau) quelques tampons WAL remplis. Ceci n'est pas désirable parce que `XLogInsertRecord` est utilisée lors de chaque modification bas niveau de la base (par exemple, lors de l'insertion d'une ligne) quand un verrou exclusif est posé sur des pages de données affectées. À cause de ce verrou, l'opération doit être aussi rapide que possible. Pire encore, écrire des tampons WAL peut forcer la création d'un nouveau journal, ce qui peut prendre beaucoup plus de temps. Normalement, les tampons WAL doivent être écrits et vidés par une requête de `XLogFlush` qui est faite, la plupart du temps, au moment de la validation d'une transaction pour assurer que les entrées de la transaction sont écrites vers un stockage permanent. Sur les systèmes avec une importante écriture de journaux, les requêtes de `XLogFlush` peuvent ne pas arriver assez souvent pour empêcher `LogInsert` d'avoir à écrire lui-même sur disque. Sur de tels systèmes, on devrait augmenter le nombre de tampons WAL en modifiant le paramètre de configuration wal_buffers. Quand full_page_writes est configuré et que le système est très occupé, configurer `wal_buffers` avec une valeur plus importante aide à avoir des temps de réponse plus réguliers lors de la période suivant chaque point de vérification.

Le paramètre commit_delay définit la durée d'endormissement en micro-secondes qu'un processus maître du groupe de commit va s'endormir après avoir obtenu un verrou avec `XLogFlush`, tandis que les autres processus du groupe de commit vont compléter la file d'attente derrière le maître. Ce délai permet aux processus des autres serveurs d'ajouter leurs enregistrements de commit aux buffers WAL de manière à ce qu'ils soient tous mis à jour par l'opération de synchronisation éventuelle du maître. Il n'y aura pas d'endormissement si fsync n'est pas activé et si le nombre de sessions disposant actuellement de transactions actives est inférieur à commit_siblings ; ce mécanisme évite l'endormissement lorsqu'il est improbable que d'autres sessions valident leur transactions peu de temps après. Il est à noter que, sur certaines plateformes, la résolution d'une requête d'endormissement est de dix millisecondes, ce qui implique que toute valeur comprise entre 1 et 10000 pour le paramètre `commit_delay` aura le même effet. Notez aussi que les opérations d'endormissement peuvent être légérement plus longues que ce qui a été demandé par ce paramètre sur certaines plateformes.

Comme l'objet de `commit_delay` est de permettre d'amortir le coût de chaque opération de vidage sur disque des transactions concurrentes (potentiellement au coût de la latence des transactions), il est nécessaire de quantifier ce coût pour choisir une bonne valeur pour ce paramètre. Plus ce coût est élevé, plus il est probable que `commit_delay` soit optimal dans un contexte où les transactions sont de plus en plus nombreuses, jusqu'à un certain point. Le programme pg_test_fsync peut être utilisé pour mesurer le temps moyen en microsecondes qu'une seule mise à jour WAL prends. Définir le paramètre à la moitié du temps moyen rapporté par ce programme après une mise à jour d'une simple opération d'écriture de 8 Ko est la valeur la plus souvent recommandée pour démarrer l'optimisation d'une charge particulière. Alors que l'ajustement de la valeur de `commit_delay` est particulièrement nécessaire lorsque les journaux WAL sont stockés sur des disques à latence élevée, le gain pourrait aussi être significatif sur les supports de stockage avec des temps de synchronisation très rapides, comme ceux s'appuyant sur de la mémoire flash ou RAID avec des caches d'écriture dotés de batterie, mais dans tous les cas, cela doit être testé avec un fonctionnement représentatif de la réalité. Des valeurs plus élevées de `commit_siblings` peuvent être utilisées dans ce cas, alors que de plus petites valeurs de `commit_siblings` sont plutôt utiles sur des supports de plus grande latence. À noter qu'il est possible qu'une valeur trop élevée de `commit_delay` puisse augmenter la latence des transactions à tel point que l'ensemble des transactions pourraient en souffrir.

Lorsque `commit_delay` est défini à zéro (il s'agit de la valeur par défaut), il est toujours possible qu'un groupement de commit se produise, mais chaque groupe ne consistera qu'en les sessions qui ont atteint le point où il leur est nécessaire de mettre à jour leur enregistrement de commit alors que la précédente opération de mise à jour opère. Avec un plus grand nombre de clients, l'apparition d'un « effet tunnel » se profile, car l'effet d'un groupement de commit devient plus lourd même lorsque `commit_delay` est à zéro, et dans ce cas `commit_delay` devient inutile. Définir `commit_delay` n'est alors réellement utile que quand il existe des transactions concurrentes, et que le flux est limité en fréquence par commit. Ce paramètre peut aussi être efficace avec une latence élevée en augmentant le flux de transaction avec un maximum de deux clients (donc un unique client avec une unique transaction en cours).

Le paramètre wal_sync_method détermine la façon dont PostgreSQL demande au noyau de forcer les mises à jour des journaux de transaction sur le disque. Toutes les options ont un même comportement avec une exception, `fsync_writethrough`, qui peut parfois forcer une écriture du cache disque même quand d'autres options ne le font pas. Néanmoins, dans la mesure où la fiabilité ne disparaît pas, c'est avec des options spécifiques à la plate-forme que la rapidité la plus importante sera observée. Vous pouvez tester l'impact sur la vitesse provoquée par différentes options en utilisant le programme pg_test_fsync. Notez que ce paramètre est ignoré si `fsync` a été désactivé.

Activer le paramètre de configuration wal_debug (à supposer que PostgreSQL ait été compilé avec le support de ce paramètre) permet d'enregistrer chaque appel WAL à `XLogInsertRecord` et `XLogFlush` dans les journaux applicatifs du serveur. Cette option pourrait être remplacée par un mécanisme plus général dans le futur.

30.5. Vue interne des journaux de transaction

Le mécanisme WAL est automatiquement disponible ; aucune action n'est requise de la part de l'administrateur excepté de s'assurer que l'espace disque requis par les journaux de transaction soit présent et que tous les réglages soient faits (regardez la Section 30.4).

Des enregistrements WAL sont ajoutés aux journaux WAL, enregistrement après enregistrement. La position d'insertion est donnée par le Log Sequence Number (LSN) qui est un décalage d'octet dans les journaux de transactions, décalage s'incrémentant de manière monotone à chaque enregistrement. Les valeurs du LSN sont renvoyées en tant que type de données `pg_lsn`. Les valeurs peuvent être comparées pour calculer le volume de données WAL les séparant, permettant ainsi de mesurer l'avancement de la réplication et de la restauration.

Les journaux de transaction sont stockés dans le répertoire `pg_wal` sous le répertoire de données, comme un ensemble de fichiers, chacun d'une taille de 16 Mo généralement (cette taille pouvant être modifiée en précisant une valeur pour l'option `--wal-segsize` de initdb). Chaque fichier est divisé en pages de généralement 8 Ko (cette taille pouvant être modifiée en précisant une valeur pour l'option `--with-wal-blocksize` de configure). Les en-têtes de l'entrée du journal sont décrites dans `access/xlogrecord.h` ; le contenu de l'entrée dépend du type de l'événement qui est enregistré. Les fichiers sont nommés suivant un nombre qui est toujours incrémenté et qui commence à `000000010000000000000001`. Les nombres ne bouclent pas, mais cela prendra beaucoup de temps pour épuiser le stock de nombres disponibles.

Il est avantageux que les journaux soient situés sur un autre disque que celui des fichiers principaux de la base de données. Cela peut se faire en déplaçant le répertoire `pg_wal` vers un autre emplacement (alors que le serveur est arrêté) et en créant un lien symbolique de l'endroit d'origine dans le répertoire principal de données au nouvel emplacement.

Le but de WAL est de s'assurer que le journal est écrit avant l'altération des entrées dans la base, mais cela peut être mis en échec par les disques qui rapportent une écriture réussie au noyau quand, en fait, ils ont seulement mis en cache les données et ne les ont pas encore stockés sur le disque. Une coupure de courant dans ce genre de situation peut mener à une corruption irrécupérable des données. Les administrateurs devraient s'assurer que les disques contenant les journaux de transaction de PostgreSQL ne produisent pas ce genre de faux rapports. (Voir Section 30.1.)

Après qu'un point de contrôle ait été fait et que le journal ait été écrit, la position du point de contrôle est sauvegardée dans le fichier `pg_control`. Donc, au début de la récupération, le serveur lit en premier `pg_control` et ensuite l'entrée du point de contrôle ; ensuite, il exécute l'opération REDO en parcourant vers l'avant à partir de la position du journal indiquée dans l'entrée du point de contrôle. Parce que l'ensemble du contenu des pages de données est sauvegardé dans le journal à la première modification de page après un point de contrôle (en supposant que full_page_writes n'est pas désactivé), toutes les pages changées depuis le point de contrôle seront restaurées dans un état cohérent.

Pour gérer le cas où `pg_control` est corrompu, nous devons permettre le parcours des segments de journaux existants en ordre inverse -- du plus récent au plus ancien -- pour trouver le dernier point de vérification. Ceci n'a pas encore été implémenté. `pg_control` est assez petit (moins d'une page disque) pour ne pas être sujet aux problèmes d'écriture partielle et, au moment où ceci est écrit, il n'y a eu aucun rapport d'échecs de la base de données uniquement à cause de son incapacité à lire `pg_control`. Donc, bien que cela soit théoriquement un point faible, `pg_control` ne semble pas être un problème en pratique.

Chapitre 31. Réplication logique

La réplication logique est une méthode permettant de répliquer des données au niveau objet ainsi que les modifications apportées à ces objets, ceci basé sur leur identité de réplication (habituellement la clé primaire). L'utilisation du terme « réplication logique » est faite en opposition à la réplication physique qui elle, utilise l'adresse exacte des blocs couplée avec une réplication octet par octet. PostgreSQL supporte ces deux méthodes, référez-vous à l'article Chapitre 26. La réplication logique permet un contrôle fin des données au niveau de la réplication et de la sécurité.

La réplication logique utilise un système de *publication*/*abonnement* avec un ou plusieurs *abonnés* qui s'abonnent à une ou plusieurs *publications* d'un nœud particulier. Les abonnés récupèrent les données des publications auxquelles ils sont abonnés et peuvent éventuellement renvoyer ces informations pour permettre un système de réplication en cascade dans le cas de configurations plus complexes.

La réplication logique d'une table commence en générale en prenant un instantané des données sur la base publiée et le copiant vers la base abonnée. Une fois cette étape réalisée, les changements sur la base publiée sont envoyés à la base abonnée en temps réel. La base abonnée applique les modifications dans le même ordre qu'elles auront été réalisées de façon à ce que la cohérence transactionnelle soit garantie pour les publications d'un seul abonnement. Cette méthode de réplication porte parfois le nom de réplication transactionnelle.

Les cas typiques d'utilisation de la réplication logique peuvent être les suivants :

- Envoyer immédiatement les changements réalisés sur une base de données, ou sur un sous-ensemble de ces données, de façon incrémentale à une base de données abonnée.
- Déclencher des triggers pour des changements spécifiques lorsqu'ils apparaissent sur la base de données abonnée.
- Réaliser la consolidation de plusieurs bases de données au sein d'une seule (par exemple pour répondre à des problématiques analytiques).
- Réplication entre des versions majeures différentes de PostgreSQL.
- Répliquer des instances PostgreSQL sur des plateformes différentes (par exemple de Linux à Windows)
- Donner accès à des données répliquées à différents groupes d'utilisateurs.
- Partager un sous-ensemble de données entre plusieurs bases de données.

Une base de données abonnée se comporte comme n'importe quelle autre base de données d'une instance PostgreSQL et peut être utilisée comme base de données de publication pour d'autres base de données en lui définissant ses propres publications. Lorsque la base abonnée est considérée comme une base en lecture seule par l'application, il ne va pas y avoir de problèmes de conflit. D'un autre côté, s'il y a des écritures provenant soit de l'application soit d'un autre abonnement sur le même ensemble de tables, des conflits peuvent survenir.

31.1. Publication

Une *publication* peut être définie sur n'importe quel serveur primaire de réplication physique. Le nœud sur laquelle la publication est définie est nommé *éditeur* . Une publication est un ensemble de modifications générées par une table ou un groupe de table et peut aussi être défini comme un ensemble de modifications ou un ensemble de réplication. Chaque publication existe au sein d'une seule base de données.

Les publications sont différenciées du schéma et n'ont pas d'impact sur la manière dont la base est accédée. Chaque table peut être ajoutée à différentes publications si besoin. Actuellement, les publications ne contiennent que les tables. Les objets doivent être ajoutés explicitement, sauf si la publication a été créée pour toutes les tables (`ALL TABLES`).

Les publications peuvent choisir de limiter les changements qu'elles produisent avec n'importe quelle combinaison de `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE` et `TRUNCATE`, ceci d'une façon similaire à l'activation de triggers en fonction d'un certain type d'événement. Par défaut, tous les types d'opération sont répliqués.

Une table publiée doit avoir une « identité de réplication » configurée pour être capable de répliquer des opérations `UPDATE` et `DELETE`, pour que les lignes appropriées à modifier ou supprimer puissent être identifiées du côté de l'abonné. Par défaut, il s'agit de la clé primaire, si elle existe. Un autre index unique (avec quelques prérequis supplémentaires) peut aussi être configuré du côté de l'abonné. Si la table n'a pas de clé convenable, alors elle peut être configurée pour l'identité de réplicat « full », ce qui signifie que la ligne entière devient la clé. Néanmoins, ceci est très inefficace et devrait seulement être utilisé si aucune autre solution n'est disponible. Si une identité de réplication est différente de « full » du côté du publieur, une identité de réplication comprenant les mêmes colonnes, ou moins de colonnes, peut aussi être configuré du côté de l'abonné. Voir `REPLICA IDENTITY` pour les détails sur la configuration de l'identité de réplication. Si une table sans identité de réplication est ajoutée à une publication qui réplique les opérations `UPDATE` ou `DELETE`, alors les opérations `UPDATE` ou `DELETE` suivantes causera une erreur sur le publieur. Les opérations `INSERT` peuvent se réaliser quelque soit l'identité de réplication.

Chaque publication peut avoir plusieurs abonnés.

Une publication est créée en utilisant la commande CREATE PUBLICATION et peut ensuite être modifiée ou supprimée en utilisant la commande correspondante.

Les tables individuelles peuvent être ajoutées ou supprimées dynamiquement en utilisant ALTER PUBLICATION. Les opérations `ADD TABLE` et `DROP TABLE` sont toutes les deux transactionnelles ; de ce fait, une table va commencer ou arrêter de répliquer dans le bon instantané seulement une fois que la transaction a été validée.

31.2. Abonnement

Un *abonnement* est le côté aval de la réplication logique. Le nœud où un abonnement a été défini est nommé *abonné*. Un abonnement définit la connexion à une autre base de données et un ensemble de publications (une ou plus) auxquelles l'abonné veut souscrire.

La base de données abonnée se comporte comme n'importe quelle base de données d'une instance PostgreSQL et peut être utilisée comme éditeur pour d'autres bases de données en définissant ses propres publications.

Un nœud abonné peut avoir plusieurs abonnements si besoin. Il est possible de définir plusieurs abonnements entre une même paire éditeur-abonné. Dans ce cas, il faut faire attention à ce que les objets des publications auquelles l'abonné a souscrit ne se chevauchent pas.

Chaque abonnement recevra les changements par un slot de réplication (voir Section 26.2.6). Des slots de réplications temporaires supplémentaires peuvent être nécessaires pour la synchronisation initiale des données d'une table contenant des données pré-existantes.

Un abonnement de réplication logique peut être un serveur standby pour de la réplication synchrone (voir Section 26.2.8). Le nom du serveur standby correspond par défaut au nom de l'abonnement. Un nom alternatif peut être indiqué avec le paramètre `application_name` dans les informations de connexion à l'abonnement.

Les abonnements sont sauvegardés par `pg_dump` si l'utilisateur courant a des droits de superutilisateur. Si ce n'est pas le cas, un message d'avertissement est renvoyé et les abonnements ne sont pas sauvegardés. En effet, les informations d'abonnements contenues dans `pg_subscription` ne sont pas consultables par des utilisateurs dotés de droits moins importants.

Un abonnement est ajouté en utilisant CREATE SUBSCRIPTION. Il peut être arrêté/repris à n'importe quel moment en utilisant la commande ALTER SUBSCRIPTION et il peut être supprimé par la commande DROP SUBSCRIPTION.

Quand un abonnement est supprimé puis recréé, les informations de synchronisation sont perdues. Cela signifie que les données doivent être resynchronisées ensuite.

La définition d'un schéma n'est pas répliquée, et les tables publiées doivent exister sur la base abonnée. Seules des tables standards peuvent accueillir des données répliquées. Par exemple, il n'est pas pas possible de répliquer dans une vue.

La correspondance entre les tables de l'éditeur et de l'abonné est réalisée en utilisant le nom entièrement qualifié de la table. La réplication entre des tables portant un nom différent sur la base abonnée n'est pas supportée.

La correspondance sur les colonnes d'une table se fait aussi par nom. L'ordre des colonnes dans la table abonnée n'a pas besoin de correspondre à celle réalisée sur le publieur. Les types de données des colonnes n'ont pas besoin de correspondre à condition que la représentation textuelle des données peut être convertie vers le type cible. Par exemple, vous pouvez répliquer d'une colonne de type `integer` vers une colonne de type `bigint`. La table cible peut aussi avoir des colonnes supplémentaires non fournies par la table publiée. De telles colonnes seront remplies avec la valeur par défaut telle qu'elle est spécifiée dans la définition de la table cible.

31.2.1. Gestion des slots de réplication

Comme présenté plus tôt, chaque abonnement (actif) reçoit les changements depuis un slot de réplication du serveur distant (publication). Normalement, le slot de réplication distant est créé automatiquement en utilisant la commande `CREATE SUBSCRIPTION` et il est supprimé automatiquement en utilisant la commande `DROP SUBSCRIPTION`. Dans certaines situations, il peut être utile ou nécessaire de manipuler les abonnements ainsi que les slots de réplication sous-jacents de façon séparées. Voici quelques exemples :

- Lorsqu'en créant un abonnement, le slot de réplication correspondant existe déjà. Dans ce cas, l'abonnement peut être créé en utilisant l'option `create_slot = false` pour réaliser l'association avec le slot existant.

- Lorsqu'en créant un abonnement, le serveur distant n'est pas disponible ou dans un état indéfini. Dans ce cas, l'abonnement peut être créé en utilisant l'option `connect = false`. Le serveur distant ne sera jamais contacté. C'est la méthode utilisée par pg_dump. Le slot de réplication distant devra alors être créé manuellement avant que l'abonnement puisse être activé.

- Lorsqu'on supprime un abonnement et que le slot de réplication doit être conservé, par exemple lorsqu'une base abonnée est déplacée vers un serveur différent et sera activée depuis cette nouvelle localisation. Dans ce cas, il faut dissocier le slot de réplication de l'abonnement correspondant en utilisant la commande `ALTER SUBSCRIPTION` avant de supprimer l'abonnement.

- Lorsque l'on supprime un abonnement et que le serveur distant n'est pas joignable. Dans ce cas, il faut aussi dissocier le slot de réplication de l'abonnement correspondant en utilisant `ALTER SUBSCRIPTION` avant de supprimer l'abonnement. Si l'instance distante n'existe plus, aucune action supplémentaire n'est nécessaire. Si, par contre, l'instance distante est simplement temporairement injoignable, le slot de réplication devrait être supprimé manuellement, sinon l'instance va persévérer à conserver ses fichiers WAL jusqu'à saturation de l'espace disque disponible. Ces cas doivent être traités avec beaucoup de précautions.

31.3. Conflits

La réplication logique se comporte de la même manière pour les opérations DML dans le sens où les données seront mises à jour même si la modification a été faite en local sur la base abonnée. Si les données entrantes entrainent des violations de contrainte d'intégrité, la réplication s'arrête. Cela sera référencé comme un *conflit*. Lorsque l'on réplique des opérations `UPDATE` ou `DELETE`, les données manquantes ne produiront pas de conflit et des opérations de la sorte seront simplement évitées.

Lorsqu'un conflit entraine une erreur, cela stoppe la réplication ; Le conflit devra être résolu manuellement par un utilisateur. Des informations détaillées concernant le conflit seront disponibles dans les journaux d'erreurs de l'instance abonnée.

La résolution peut être réalisée, soit en changeant les données sur la base abonnée pour qu'elles ne soient plus en conflit avec les données entrantes ou en évitant les transactions qui sont en conflit avec les données existantes. La transaction peut être évitée en utilisant la fonction `pg_replication_origin_advance()` avec *`node_name`* pointant sur le nom de l'abonnement, ainsi que la position. La position courante d'origine peut être consultée dans la vue système `pg_replication_origin_status`.

31.4. Restrictions

La réplication logique souffre actuellement des restrictions suivantes ou des fonctionnalités manquantes. Elles pourraient être adressées dans les prochaines versions.

- La structure de la base de données et les commandes DDL ne sont pas répliquées. Le schéma initial peut être copié à la main en utilisant la commande `pg_dump --schema-only`. Les modifications de schéma suivantes auront besoin d'être synchronisées manuellement. (Notez, néanmoins, qu'il n'est pas nécessaire que les schémas soient strictement identiques des deux côtés.) La réplication logique est robuste quand il y a des modifications de schéma dans une base de données. Quand le schéma est changé sur le publieur et les données répliquées commencent à arriver sur l'abonné mais ne correspondent pas à la structure de la table, la réplication renverra une erreur jusqu'à ce que le schéma soit mis à jour. Dans de nombreux cas, les erreurs intermittentes peuvent être évitées en appliquant des modifcations de schéma à l'abonné en premier.

- Les données des séquences ne sont pas répliquées. Les données des colonnes de type serial et des colonnes identité, gérées par des séquences, seront bien sûr répliquées comme faisant partie de la table, mais la séquence elle-même affichera toujours la valeur de démarrage sur l'abonné. Si l'abonné est utilisé comme une base de données en lecture seule, alors cela ne devrait pas être un problème. Néanmoins, s'il est nécessaire de faire un switchover ou un failover sur la base de données abonnée, alors les séquences auront besoin d'être mises à jour à leur dernières valeurs, soit en copiant les données courantes du publieur (peut-être en utilisant `pg_dump`), soit en déterminant une valeur suffisante haute à partir des données de la table.

- La réplication des commandes `TRUNCATE` est supportée mais il est nécessaire de prêter attention lors de l'utilisation de cette commande sur des groupes de tables connectés par des clés étrangères. Lors de la réplication d'une action truncate, l'abonné tronquera le même groupe de tables tronquées sur le publieur, qu'elles soient spécifiées explicitement ou implicitement (grâce à la clause `CASCADE`), moins les tables qui ne font pas partie de la souscription. Ceci fonctionnera correctement si toutes les tables affectées font partie de la même souscription. Cependant, si certaines tables à tronquer ont des clés étrangères vers des tables qui ne font pas partie de la même souscription, alors l'application de l'action truncate échouera sur le serveur abonné.

- Les Large Objects (voir Chapitre 35) ne sont pas répliqués. Il n'y a pas de contournement pour ça, en dehors d'enregistrer les données dans des tables normales.

- La réplication est seulement possible pour les tables. Autrement dit, les tables du côté publication et du côté souscription doivent être des tables normales, pas des vues, des vues matérialisées, des tables racines ou des tables externes. Dans le cas des partitions, vous pouvez du coup répliquer une hiérarchie de partitions une à une, mais vous ne pouvez pas répliquer vers une configuration différente du partitionnement. Les tentatives de réplication de tables autre que les tables normales résulteront en une erreur.

31.5. Architecture

La réplication logique démarre en copiant un instantané des données sur la base de publication. Une fois cette étape réalisée, les modifications sur la base de publication sont envoyées à la base de données

abonnée au fil de l'eau. La base abonnée applique les modifications sur les données dans l'ordre dans lequel les validations ont été effectuées sur la base éditeur de manière à ce que la cohérence transactionnelle soit respectée pour les publications vis à vis de tous les abonnements.

La réplication se construit de façon similaire à la réplication physique continue (Streaming Replication) (voir Section 26.2.5). Ceci est implémenté par les processus « walsender » et « apply ». Le processus walsender démarre le décodage logique (décrit dans la section Section 53.3) des fichiers WAL et charge le plugin de décodage logique standard (pgoutput). Ce plugin transforme les changements lus depuis les fichiers WAL vers le protocole de réplication logique (voir Section 53.3) et filtre les données en fonction des spécificités des publications. Les données sont envoyées au fil de l'eau au processus apply, qui met en relation les données vers les tables locales et applique les changements individuels au moment où ils sont reçus, dans le bon ordre transactionnel.

Le processus apply sur l'instance de la base abonnée fonctionne toujours avec le paramètre `session_replication_role` défini à la valeur `replica`. Ceci signifie que, par défaut, les triggers et règles ne se déclencheront pas sur un abonné. Les utilisateurs peuvent choisir en option d'activer les triggers et les règles sur une table en utilisant la commande `ALTER TABLE` et les clauses `ENABLE TRIGGER` et `ENABLE RULE`.

Le processus apply de la réplication logique déclenche actuellement des triggers de ligne, et non pas des triggers de requêtes. Néanmoins, la synchronisation initiale des tables est implémentée comme une commande `COPY` ce qui peut déclencher les triggers `INSERT` en mode lignes et requêtes.

31.5.1. Instantané initial

Les données initiales présentes dans des tables abonnées sont photographiées et copiées dans une instance parallèle qui utilise un type particulier de processus apply. Ce processus va créer son propre slot de réplication temporaire et copier les données existantes. Une fois les données existantes copiées, le processus passe en mode de synchronisation, qui assure que la table est amenée vers un état synchronisé avec le processus apply principal, ceci en transférant toutes les modifications survenues pendant la copie initiale des données, réalisée avec le système de réplication logique standard. Une fois la synchronisation terminée, le contrôle de la réplication de la table est rendu au processus apply principal et la réplication continue telle quelle.

31.6. Supervision

Puisque la réplication logique est basée sur une architecture similaire à la réplication physique en flux, la supervision d'une instance publication est similaire à la supervision d'une instance primaire dans la réplication physique (voir Section 26.2.5.2).

Les informations des abonnements sont consultables dans la vue `pg_stat_subscription`. Cette vue contient une ligne pour chaque processus d'abonnement. Un abonnement peut avoir zéro ou plusieurs processus abonnés selon son état.

Normalement il y a un seul processus apply démarré pour un abonnement actif. Un abonnement désactivé ou une publication effondrée n'aura pas de ligne dans cette vue. Si la synchronisation initiale d'une table est en cours, il y aura des processus supplémentaires pour les tables en cours de synchronisation.

31.7. Sécurité

Un utilisateur capable de modifier le schéma des tables côté souscription peut exécuter un code arbitraire en tant que superutilisateur. Limitez le propriétaire et le droit `TRIGGER` sur de telles tables aux rôles pour lesquels les superutilisateurs ont confiance. De plus, si les utilisateurs sans confiance peuvent créer des tables, utilisez seulement des publications qui listent explicitement les tables. Autrement dit, créez une souscription `FOR ALL TABLES` uniquement quand les superutilisateurs ont confiance dans tous les utilisateurs qui ont le droit de créer une table permanente sur le publieur ou l'abonné.

Le rôle utilisée pour la réplication doit avoir l'attribut REPLICATION (ou être un superutilisateur). Si le rôle ne dispose pas des attributs SUPERUSER et BYPASSRLS, les politiques de sécurité niveau ligne du publieur peuvent s'exécuter. Si le rôle n'a pas confiance en tous les propriétaires de tables, incluez options=-crow_security=off dans la chaîne de connexion ;: si un propriétaire de table ajoute ensuite une politique de sécurité ligne, cette configuration imposera un arrêt de la réplication plutôt qu'une exécution de la politique. L'accès de ce rôle à l'instance doit avoir été déclaré dans pg_hba.conf et ce rôle doit avoir l'attribut LOGIN.

Pour être capable de copier les données originales de la table, le rôle utilisé pour la connexion de réplication doit avoir le droit SELECT sur une table publiée (ou être un superutilisateur).

Pour créer une publication, l'utilisateur doit avoir le droit CREATE pour la base de données.

Pour ajouter des tables à une publication, l'utilisateur doit être propriétaire de ces tables. Pour créer une publication qui publie toutes les tables automatiquement, l'utilisateur doit avoir les droits de super utilisateur.

Pour créer un abonnement, l'utilisateur doit avoir les droits de super utilisateur.

Le processus apply lié à un abonnement tournera sur la base de données locale avec les droits d'un superutilisateur.

Les droits ne sont vérifiés qu'une seule fois, au démarrage de la connexion de réplication. Ils ne sont pas re-vérifiés lorsqu'un changement est lu depuis l'éditeur, et ils ne sont pas re-vérifiés non plus à chaque application d'un changement.

31.8. Paramètres de configuration

La réplication logique requiert de nombreuses configurations pour fonctionner.

Du côté de l'éditeur, wal_level doit être positionné à logical, et max_replication_slots doit être positionné au minimum au nombre d'abonnements que l'on va connecter, plus quelques-uns que l'on réservera pour les synchronisations des tables. Le paramètre max_wal_senders devrait être positionné au minimum à la même valeur que max_replication_slots en plus du nombre de réplicats physiques qui pourraient être connectés au même moment.

Du côté de l'abonné, le paramètre max_replication_slots doit lui aussi être définipour configurer le nombre d'origines de réplication à tracer. Il devrait être défini au minimum au nombre d'abonnements qui vont être souscrits par les bases abonnées. Le paramètre max_logical_replication_workers doit être positionné au minimum à la valeur du nombre d'abonnements plus une réserve pour la synchronisation des tables. En supplément, le paramètre max_worker_processes peut devoir être ajusté pour s'accorder au nombre de processus de réplication, (max_logical_replication_workers + 1). Notez que certaines extensions et les requêtes parallélisées prennent elles aussi des unités de la réserve de max_worker_processes.

31.9. Démarrage rapide

En premier, définissez les options de configurations dans le fichier postgresql.conf :

```
wal_level = logical
```

La valeur par défaut des autres paramètres est suffisante pour une mise en place de base.

Le fichier pg_hba.conf doit être mis à jour pour autoriser la réplication (les valeurs dépendent de la configuration réelle de votre réseau et de l'utilisateur dont vous disposerez pour vous connecter) :

```
host     all     repuser     0.0.0.0/0     md5
```

Ensuite sur la base de l'éditeur :

```
CREATE PUBLICATION mypub FOR TABLE users, departments;
```

Et sur la base abonnée :

```
CREATE SUBSCRIPTION mysub CONNECTION 'dbname=foo host=bar
 user=repuser' PUBLICATION mypub;
```

Les instructions précédentes vont démarrer le processus de réplication, qui va réaliser la synchronisation initiale du contenu des tables `users` et `departments` et qui commencera ensuite à répliquer les changements de manière incrémentale sur ces tables.

Chapitre 32. JIT (compilation à la volée)

Ce chapitre décrit ce qu'est le JIT (compilation à la volée), et comment le configurer dans PostgreSQL.

32.1. Qu'est-ce que le JIT ?

La compilation à la volée (ou JIT pour *Just-in-Time Compilation*) est le processus de transformation de l'évaluation d'un programme interprété en un programme natif, et ce pendant l'exécution. Par exemple, au lieu d'utiliser un code généraliste pouvant évaluer des expressions SQL arbitraires pour évaluer un prédicat SQL particulier comme `WHERE a.col = 3`, il est possible de générer une fonction spécifique à cette expression et qui peut être exécutée nativement par le CPU, apportant une accélération.

PostgreSQL sait procéder à une compilation JIT grâce à LLVM[1] s'il a été compilé avec `--with-llvm` (voir `--with-llvm`).

Consultez `src/backend/jit/README` pour plus de détails.

32.1.1. JIT Opérations accélérées

Actuellement, l'implémentation JIT de PostgreSQL supporte l'accélération de l'évaluation d'expression et du décodage d'enregistrement. Plusieurs autres opérations pourraient être accélérées dans le futur.

L'évaluation d'expression est utilisée pour évaluer les clauses `WHERE`, les listes de colonnes, les agrégats et les projections. Elle peut être accélérée en générant du code spécifique à chaque cas.

Le décodage d'enregistrement est le processus de transformation d'un enregistrement sur disque (voir Section 69.6.1) dans sa représentation en mémoire. Il peut être accéléré en créant une fonction spécifique au format de la table et au nombre de colonnes extraites.

32.1.2. Inclusion

PostgreSQL est très extensible et permet de définir de nouveaux types de données, fonctions, opérateurs et autres objets de base de données ; voir Chapitre 38. En fait, ceux intégrés sont implémentés avec à peu près les mêmes mécanismes. Cette extensibilité a un surcoût, par exemple à cause des appels de fonction (voir Section 38.3). Pour réduire ce surcoût, la compilation JIT peut intégrer le corps des petites fonctions dans les expressions qui les utilisent. Cela permet d'optimiser un pourcentage significatif du surcoût.

32.1.3. Optimisation

LLVM permet d'optimiser le code généré. Certaines optimisations sont suffisamment peu coûteuses pour être accomplies à chaque utilisation du JIT, alors que d'autres n'ont de bénéfice que pour les requêtes durant plus longtemps. Voir pour plus de détails sur les optimisations. [2]

32.2. Quand utiliser le JIT ?

La compilation JIT bénéficie surtout aux requêtes de longue durée et limitées par le processeur. Ce seront souvent des requêtes analytiques. Pour les requêtes courtes, le surcoût apporté par la compilation JIT sera souvent supérieur au temps qu'elle permet de gagner.

[1] https://llvm.org/
[2] https://llvm.org/docs/passes.html#transform-passes

Pour déterminer si la compilation JIT doit être utilisée, le coût total estimé d'une requête (voir Chapitre 71 et Section 19.7.2) est utilisée. Le coût estimé de la requête sera comparé à la configuration du paramètre jit_above_cost. Si le coût est supérieur, une compilation JIT sera opérée. Deux décisions supplémentaires sont encore nécessaires. Premièrement, si le coût estimé est plus important que la configuration de jit_inline_above_cost, les petites fonctions et opérateurs utilisés dans la requête seront intégrés. Ensuite, si le coût est plus important que la valeur de jit_optimize_above_cost, les optimisations coûteuses sont appliquées pour améliorer le code généré. Chacune de ses options augmente la surcharge de la compilation JIT mais peut réduire considérablement la durée d'exécution.

Ces décisions basées sur les coûts seront réalisées au moment de la planification, pas au moment de l'exécution. Ceci signifie que, quand des instructions préparées sont utilisées et qu'un plan générique est utilisé (voir PREPARE), les valeurs des paramètres de configuration en effet au moment de la préparation contrôlent les décisions, pas les valeurs des paramètres au moment de l'exécution.

> **Note**
>
> Si jit est à `off`, ou si aucune implémentation du JIT n'est disponible (par exemple parce que le serveur a été compilé sans `--with-llvm`), le JIT ne sera pas opéré, même s'il est considéré comme bénéfique selon les critères ci-dessus. Placer jit à `off` prend effet au moment de la planification comme de l'exécution.

EXPLAIN peut être utilisé pour voir si le JIT est utilisé ou pas. Par exemple, voici une requête n'utilisant pas le JIT :

```
=# EXPLAIN ANALYZE SELECT SUM(relpages) FROM pg_class;
                                                     QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Aggregate  (cost=16.27..16.29 rows=1 width=8) (actual
 time=0.303..0.303 rows=1 loops=1)
   ->  Seq Scan on pg_class  (cost=0.00..15.42 rows=342 width=4)
 (actual time=0.017..0.111 rows=356 loops=1)
 Planning Time: 0.116 ms
 Execution Time: 0.365 ms
(4 rows)
```

Étant donné le coût de la planification, il est parfaitement raisonnable que le JIT ne soit pas utilisé, son coût aurait été supérieur au temps potentiellement épargné. Ajuster les limites de coût amèneront son utilisation :

```
=# SET jit_above_cost = 10;
SET
=# EXPLAIN ANALYZE SELECT SUM(relpages) FROM pg_class;
                                                     QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Aggregate  (cost=16.27..16.29 rows=1 width=8) (actual
 time=6.049..6.049 rows=1 loops=1)
   ->  Seq Scan on pg_class  (cost=0.00..15.42 rows=342 width=4)
 (actual time=0.019..0.052 rows=356 loops=1)
 Planning Time: 0.133 ms
 JIT:
   Functions: 3
   Options: Inlining false, Optimization false, Expressions true,
 Deforming true
```

```
  Timing: Generation 1.259 ms, Inlining 0.000 ms, Optimization
0.797 ms, Emission 5.048 ms, Total 7.104 ms
Execution Time: 7.416 ms
```

Comme on le voit ici, le JIT a été utilisé, mais pas l'intégration et l'optimisation coûteuse. Si jit_inline_above_cost et jit_optimize_above_cost étaient abaissés comme jit_above_cost, cela changerait.

32.3. Configuration

La variable de configuration jit détermine si la compilation JIT est activée ou désactivée. S'il est activé, les variables de configuration jit_above_cost, jit_inline_above_cost et jit_optimize_above_cost déterminent si la compilation JIT est réalisée our une requête et combien d'effort est dépensé pour le faire.

jit_provider détermine l'implémentation JIT utilisée. Il est rarement requis de le modifier. Voir Section 32.4.2.

Dans un but de développement et de débogage, quelques paramètres de configuration supplémentaires existent, comme décrit dans Section 19.17.

32.4. Extensibilité

32.4.1. Support de l'intégration pour les extensions

L'implémentation JIT de PostgreSQL peut intégrer le corps des fonctions de type `C` et `internal`, ainsi que les opérateurs basés sur ces fonctions. Voir Section 32.1.2. Pour le faire pour les fonctions au sein des extensions, la définition de ces fonctions doit être disponible. En utilisant PGXS pour construire une extension pour un serveur compilé avec le support JIT LLVM, les fichiers nécessaires seront automatiquement installés.

Les fichiers adéquats doivent être installés dans `$pkglibdir/bitcode/$extension/` et un résumé de ceux-ci dans `$pkglibdir/bitcode/$extension.index.bc`, où `$pkglibdir` est le répertoire retourné par `pg_config --pkglibdir` et `$extension` le nom (*basename*) de la librairie partagée de l'extension.

> **Note**
>
> Pour les fonctions construites dans PostgreSQL même, le bitcode est installé dans `$pkglibdir/bitcode/postgres`.

32.4.2. Fournisseur JIT interchangeable

PostgreSQL fournit une implémentation du JIT basée sur LLVM. L'interface au fournisseur du JIT est ouverte et le fournisseur peut être changé sans recompiler (bien qu'actuellement, le processus de construction fournit seulement des données de support pour LLVM). Le fournisseur actif est choisi par le GUC jit_provider.

32.4.2.1. Interface du fournisseur JIT

Un fournisseur JIT est chargé en chargeant dynamiquement la librairie partagée indiquée. Pour la situer, le chemin de recherche de librairie habituel est utilisé. Pour fournir les callbacks du fournisseur JIT et pour indiquer que la librairie est bien un fournisseur JIT, cette dernière doit fournir une fonction

C nommée `_PG_jit_provider_init`. À cette fonction est passée une structure qui doit être remplie avec les pointeurs des fonctions callback pour les différentes actions.

```
struct JitProviderCallbacks
{
    JitProviderResetAfterErrorCB reset_after_error;
    JitProviderReleaseContextCB release_context;
    JitProviderCompileExprCB compile_expr;
};

extern void _PG_jit_provider_init(JitProviderCallbacks *cb);
```

Chapitre 33. Tests de régression

Les tests de régression composent un ensemble exhaustif de tests pour l'implémentation SQL dans PostgreSQL. Ils testent les opérations SQL standards ainsi que les fonctionnalités étendues de PostgreSQL.

33.1. Lancer les tests

Les tests de régression peuvent être lancés sur un serveur déjà installé et fonctionnel ou en utilisant une installation temporaire à l'intérieur du répertoire de construction. De plus, ils peuvent être lancés en mode « parallèle » ou en mode « séquentiel ». Le mode séquentiel lance les scripts de test en série, alors que le mode parallèle lance plusieurs processus serveur pour paralléliser l'exécution des groupes de tests. Les tests parallèles permettent de s'assurer du bon fonctionnement des communications interprocessus et du verrouillage.

33.1.1. Exécuter les tests sur une installation temporaire

Pour lancer les tests de régression en parallèle après la construction, mais avant l'installation, il suffit de saisir

```
make check
```

dans le répertoire de premier niveau (on peut aussi se placer dans le répertoire `src/test/regress` et y lancer la commande). Au final, la sortie devrait ressembler à quelque chose comme

```
=====================
 All 100 tests passed.
=====================
```

ou une note indiquant l'échec des tests. Voir la Section 33.2 avant de supposer qu'un « échec » représente un problème sérieux.

Comme cette méthode de tests exécute un serveur temporaire, cela ne fonctionnera pas si vous avez construit le serveur en tant que root, étant donné que le serveur ne démarre pas en tant que root. La procédure recommandée est de ne pas construire en tant que root ou de réaliser les tests après avoir terminé l'installation.

Si vous avez configuré PostgreSQL pour qu'il s'installe dans un emplacement où existe déjà une ancienne installation de PostgreSQL et que vous lancez `make check` avant d'installer la nouvelle version, vous pourriez trouver que les tests échouent parce que les nouveaux programmes essaient d'utiliser les bibliothèques partagées déjà installées (les symptômes typiques sont des plaintes concernant des symboles non définis). Si vous souhaitez lancer les tests avant d'écraser l'ancienne installation, vous devrez construire avec `configure --disable-rpath`. Néanmoins, il n'est pas recommandé d'utiliser cette option pour l'installation finale.

Les tests de régression en parallèle lancent quelques processus avec votre utilisateur. Actuellement, le nombre maximum est de vingt scripts de tests en parallèle, ce qui signifie 40 processus : il existe un processus serveur, un psql et habituellement un processus parent pour le psql de chaque script de tests. Si votre système force une limite par utilisateur sur le nombre de processus, assurez-vous que cette limite est d'au moins 50, sinon vous pourriez obtenir des échecs hasardeux dans les tests en parallèle. Si vous ne pouvez pas augmenter cette limite, vous pouvez diminuer le degré de parallélisme en initialisant le paramètre `MAX_CONNECTIONS`. Par exemple,

```
make MAX_CONNECTIONS=10 check
```

ne lance pas plus de dix tests en même temps.

33.1.2. Exécuter les tests sur une installation existante

Pour lancer les tests après l'installation (voir le Chapitre 16), initialisez un espace de données et lancez le serveur comme expliqué dans le Chapitre 18, puis lancez

```
make installcheck
```

ou pour un test parallèle

```
make installcheck-parallel
```

Les tests s'attendront à contacter le serveur sur l'hôte local et avec le numéro de port par défaut, sauf en cas d'indication contraire avec les variables d'environnement `PGHOST` et `PGPORT`. Les tests seront exécutés dans une base de données nommée `regression` ; toute base de données existante de même nom sera supprimée.

Les tests créent aussi de façon temporaire des objets globaux, comme les rôles et les tablespaces. Ces objets auront des noms commençant avec `regress_`. Attention à l'utilisation du mode `installcheck` dans les installations qui ont de vrais rôles ou tablespaces nommés de cette manière.

33.1.3. Suites supplémentaires de tests

Les commandes `make check` et `make installcheck` exécutent seulement les tests de régression internes qui testent des fonctionnalités internes du serveur PostgreSQL. Les sources contiennent aussi des suites supplémentaires de tests, la plupart ayant à voir avec des fonctionnalités supplémentaires comme les langages optionnels de procédures.

Pour exécuter toutes les suites de tests applicables aux modules qui ont été sélectionnés à la construction, en incluant les tests internes, tapez une des commandes suivantes dans le répertoire principal de construction :

```
make check-world
make installcheck-world
```

Ces commandes exécutent les tests en utilisant, respectivement, un serveur temporaire ou un serveur déjà installé, comme expliqué précédemment pour `make check` et `make installcheck`. Les autres considérations sont identiques à celles expliquées précédemment pour chaque méthode. Notez que les constructions `make check-world` construisent un arbre d'installation séparé pour chaque module testé, ce qui demande à la fois plus de temps et plus d'espace disque qu'un `make installcheck-world`.

Autrement, vous pouvez exécuter les suites individuelles de tests en tapant `make check` ou `make installcheck` dans le sous-répertoire approprié du répertoire de construction. Gardez en tête que `make installcheck` suppose que vous avez installé les modules adéquats, pas seulement le serveur de base.

Les tests supplémentaires pouvant être demandés de cette façon incluent :

- Les tests de régression pour les langages optionnels de procédures stockées (autre que PL/pgSQL, qui fait partie des tests internes). Ils sont situés dans `src/pl`.
- Les tests de régression pour les modules `contrib`, situés dans `contrib`. Tous les modules `contrib` n'ont pas forcément des suites de tests.
- Les tests de régression pour les bibliothèques d'interface, situées dans `src/interfaces/libpq/test` et `src/interfaces/ecpg/test`.

- Les tests simulant le comportement de sessions concurrentes, situés dans `src/test/isolation`.
- Les tests des programmes clients, situés dans `src/bin`. Voir également Section 33.4.

Lors de l'utilisation du mode `installcheck`, ces tests détruiront toute base de données nommée `pl_regression`, `contrib_regression`, `isolation_regression`, `ecpg1_regression` ou `ecpg2_regression`, ainsi que `regression`.

Les tests TAP sont seulement exécutés si PostgreSQL a été configuré avec l'option `--enable-tap-tests`. Cela est recommandé pour le développement, mais peut être omis s'il n'y a pas d'installation Perl appropriée.

Certains tests ne sont pas exécutés par défaut, soit parce qu'ils ne sont pas sécurisés pour fonctionner sur un système multi-utilisateurs, soit parce qu'ils nécessitent un logiciel spécifique. Vous pouvez décider quels seront les suites de test à exécuter lors de l'execution de `make` par son paramètrage ou par l'affectation d'une configuration à la variable d'environnement `PG_TEST_EXTRA` dans une liste séparée par des espaces, par exemple :

```
make check-world PG_TEST_EXTRA='kerberos ldap ssl'
```

Les valeurs suivantes sont actuellement prises en charge :

`kerberos`

Exécute la suite de tests présent dans `src/test/kerberos`. Cela nécessite une installation de MIT Kerberos et ouvre les sockets d'écoute TCP/IP.

`ldap`

Exécute la suite de tests présent dans `src/test/ldap`. Cela nécessite une installation de OpenLDAP et ouvre les sockets d'écoute TCP/IP.

`ssl`

Exécute la suite de tests présent dans `src/test/ssl`. Ceci ouvre les sockets d'écoute TCP/IP.

Les tests pour les fonctionnalités qui ne sont pas prises en charge par la configuration de construction actuelle ne sont pas exécutés même si elles sont mentionnées dans `PG_TEST_EXTRA`.

33.1.4. Locale et encodage

Par défaut, les tests sur une installation temporaire utilisent la locale définie dans l'environnement et l'encodage de la base de données correspondante est déterminé par `initdb`. Il peut être utile de tester différentes locales en configurant les variables d'environnement appropriées. Par exemple :

```
make check LANG=C
make check LC_COLLATE=en_US.utf8 LC_CTYPE=fr_CA.utf8
```

Pour des raisons d'implémentation, configurer `LC_ALL` ne fonctionne pas dans ce cas. Toutes les autres variables d'environnement liées à la locale fonctionnent.

Lors d'un test sur une installation existante, la locale est déterminée par l'instance existante et ne peut pas être configurée séparément pour un test.

Vous pouvez aussi choisir l'encodage de la base explicitement en configurant la variable `ENCODING`. Par exemple :

```
make check LANG=C ENCODING=EUC_JP
```

Configurer l'encodage de la base de cette façon n'a un sens que si la locale est C. Dans les autres cas, l'encodage est choisi automatiquement à partir de la locale. Spécifier un encodage qui ne correspond pas à la locale donnera une erreur.

L'encodage de la base de données peut être configuré pour des tests sur une installation temporaire ou existante, bien que, dans ce dernier cas, il doit être compatible avec la locale d'installation.

33.1.5. Tests supplémentaires

La suite interne de tests de régression contient quelques fichiers de tests qui ne sont pas exécutés par défaut, car ils pourraient dépendre de la plateforme ou prendre trop de temps pour s'exécuter. Vous pouvez les exécuter ou en exécuter d'autres en configurant la variable EXTRA_TESTS. Par exemple, pour exécuter le test `numeric_big` :

```
make check EXTRA_TESTS=numeric_big
```

Pour exécuter les tests sur le collationnement :

```
make check EXTRA_TESTS='collate.linux.utf8 collate.icu.utf8'
 LANG=en_US.utf8
```

Le test `collate.linux.utf8` fonctionne seulement sur les plateformes Linux/glibc. Le test `collate.icu.utf8` fonctionne seulement si le support pour ICU est présent. Les deux tests ne pourront réussir que s'ils sont effectués sur une base utilisant un encodage UTF-8.

33.1.6. Tests du Hot Standby

La distribution des sources contient aussi des tests de régression du comportement statique du Hot Standby. Ces tests requièrent un serveur primaire et un serveur en attente, les deux en cours d'exécution, le dernier acceptant les modifications des journaux de transactions du primaire en utilisant soit l'envoi des fichiers soit la réplication en flux. Ces serveurs ne sont pas automatiquement créés pour vous, pas plus que la configuration n'est documentée ici. Merci de vérifier les différentes sections de la documentation qui sont déjà dévolues aux commandes requises et aux problèmes associés.

Pour exécuter les tests Hot Standby, créez une base de données appelée « regression » sur le primaire.

```
psql -h primary -c "CREATE DATABASE regression"
```

Ensuite, exécutez le script préparatoire `src/test/regress/sql/hs_primary_setup.sql` sur le primaire dans la base de données de régression. Par exemple :

```
psql -h primary -f src/test/regress/sql/hs_primary_setup.sql
 regression
```

Attendez la propagation des modifications vers le serveur en standby.

Maintenant, arrangez-vous pour que la connexion par défaut à la base de données soit sur le serveur en standby sous test (par exemple en configurant les variables d'environnement PGHOST et PGPORT). Enfin, lancez l'action `standbycheck` à partir du répertoire de la suite de tests de régression.

```
cd src/test/regress
make standbycheck
```

Certains comportements extrêmes peuvent aussi être créés sur le primaire en utilisant le script `src/test/regress/sql/hs_primary_extremes.sql` pour permettre le test du comportement du serveur en attente.

33.2. Évaluation des tests

Quelques installations de PostgreSQL proprement installées et totalement fonctionnelles peuvent « échouer » sur certains des tests de régression à cause de certains points spécifiques à la plateforme comme une représentation de nombres à virgules flottantes ou « message wording ». Les tests sont actuellement évalués en utilisant une simple comparaison `diff` avec les sorties générées sur un système de référence, donc les résultats sont sensibles aux petites différences système. Quand un test est rapporté comme « échoué », toujours examiner les différences entre les résultats attendus et ceux obtenus ; vous pourriez très bien trouver que les différences ne sont pas significatives. Néanmoins, nous nous battons toujours pour maintenir des fichiers de références précis et à jour pour toutes les plateformes supportés de façon à ce que tous les tests puissent réussir.

Les sorties actuelles des tests de régression sont dans les fichiers du répertoire `src/test/regress/results`. Le script de test utilise `diff` pour comparer chaque fichier de sortie avec les sorties de référence stockées dans le répertoire `src/test/regress/expected`. Toutes les différences sont conservées pour que vous puissiez les regarder dans `src/test/regress/regression.diffs`. (Lors de l'exécution d'une suite de tests en dehors des tests internes, ces fichiers doivent apparaître dans le sous-répertoire adéquat, mais pas `src/test/regress`.)

Si vous n'aimez pas les options utilisées par défaut pour la commande `diff`, configurez la variable d'environnement `PG_REGRESS_DIFF_OPTS`. Par exemple `PG_REGRESS_DIFF_OPTS='-u'` (ou vous pouvez lancer `diff` vous-même, si vous préférez).

Si, pour certaines raisons, une plateforme particulière génère un « échec » pour un test donné mais qu'une revue de la sortie vous convaint que le résultat est valide, vous pouvez ajouter un nouveau fichier de comparaison pour annuler le rapport d'échec pour les prochains lancements du test. Voir la Section 33.3 pour les détails.

33.2.1. Différences dans les messages d'erreurs

Certains des tests de régression impliquent des valeurs en entrée intentionnellement invalides. Les messages d'erreur peuvent provenir soit du code de PostgreSQL soit des routines système de la plateforme hôte. Dans ce dernier cas, les messages pourraient varier entre plateformes mais devraient toujours refléter des informations similaires. Ces différences dans les messages résulteront en un échec du test de régression qui pourrait être validé après vérification.

33.2.2. Différences au niveau des locales

Si vous lancez des tests sur un serveur initialisé avec une locale autre que C, alors il pourrait y avoir des différences dans les ordres de tris. La suite de tests de régression est initialisée pour gérer ce problème en fournissant des fichiers de résultats alternatifs qui gèrent ensemble un grand nombre de locales.

Pour exécuter les tests dans une locale différente lors de l'utilisation de la méthode d'installation temporaire, passez les variables d'environnement relatives à la locale sur la ligne de commande de `make`, par exemple :

```
make check LANG=de_DE.utf8
```

(Le pilote de tests des régressions déconfigure LC_ALL, donc choisir la locale par cette variable ne fonctionne pas.) Pour ne pas utiliser de locale, vous devez soit déconfigurer toutes les variables d'environnement relatives aux locales (ou les configurer à C) ou utiliser une option spéciale :

```
make check NO_LOCALE=1
```

Lors de l'exécution des tests sur une installation existante, la configuration de la locale est déterminée d'après l'installation existante. Pour la modifier, initialiser le cluster avec une locale différente en passant les options appropriées à initdb.

En général, il est conseillé d'essayer l'exécution des tests de régression dans la configuration de locale souhaitée pour l'utilisation en production, car cela testera aussi les portions de code relatives à l'encodage et à la locale qui pourront être utilisées en production. Suivant l'environnement du système d'exploitation, vous pourrez obtenir des échecs, mais vous saurez au moins le comportement à attendre sur la locale lorsque vous utiliserez vos vraies applications.

33.2.3. Différences au niveau des dates/heures

La plupart des résultats date/heure sont dépendants de l'environnement de zone horaire. Les fichiers de référence sont générés pour la zone horaire PST8PDT (Berkeley, Californie), et il y aura des échecs apparents si les tests ne sont pas lancés avec ce paramétrage de fuseau horaire. Le pilote des tests de régression initialise la variable d'environnement PGTZ à PST8PDT ce qui nous assure normalement de bons résultats.

33.2.4. Différences sur les nombres à virgules flottantes

Quelques tests impliquent des calculs sur des nombres flottants à 64 bits (double precision) à partir de colonnes de tables. Des différences dans les résultats appliquant des fonctions mathématiques à des colonnes double precision ont été observées. Les tests de float8 et geometry sont particulièrement sensibles aux différences entre plateformes, voire aux différentes options d'optimisation des compilateurs. L'œil humain est nécessaire pour déterminer la véritable signification de ces différences, habituellement situées après la dixième décimale.

Certains systèmes affichent moins zéro comme -0 alors que d'autres affichent seulement 0.

Certains systèmes signalent des erreurs avec pow() et exp() différemment suivant le mécanisme attendu du code de PostgreSQL.

33.2.5. Différences dans l'ordre des lignes

Vous pourriez voir des différences dans lesquelles les mêmes lignes sont affichées dans un ordre différent de celui qui apparaît dans le fichier de référence. Dans la plupart des cas, ce n'est pas à strictement parlé un bogue. La plupart des scripts de tests de régression ne sont pas assez stricts pour utiliser un ORDER BY sur chaque SELECT et, du coup, l'ordre des lignes pourrait ne pas être correctement défini suivant la spécification SQL. En pratique, comme nous sommes avec les mêmes requêtes sur les mêmes données avec le même logiciel, nous obtenons habituellement le même résultat sur toutes les plateformes et le manque d'ORDER BY n'est pas un problème. Quelques requêtes affichent des différences d'ordre entre plateformes. Lors de tests avec un serveur déjà installé, les différences dans l'ordre des lignes peuvent aussi être causées par un paramètrage des locales à une valeur différente de C ou par un paramètrage personnalisé, comme des valeurs personnalisées de work_mem ou du coût du planificateur.

Du coup, si vous voyez une différence dans l'ordre, vous n'avez pas à vous inquiéter sauf si la requête possède un ORDER BY que votre résultat ne respecte pas. Néanmoins, rapportez tout de même ce

problème que nous ajoutions un `ORDER BY` à cette requête pour éliminer les faux « échecs » dans les versions suivantes.

Vous pourriez vous demander pourquoi nous n'ordonnons pas toutes les requêtes des tests de régression explicitement pour supprimer ce problème une fois pour toutes. La raison est que cela rendrait les tests de régression moins utiles car ils tendraient à exercer des types de plans de requêtes produisant des résultats ordonnés à l'exclusion de celles qui ne le font pas.

33.2.6. Profondeur insuffisante de la pile

Si les tests d'`erreurs` se terminent avec un arrêt brutal du serveur pendant la commande `select infinite_recurse()`, cela signifie que la limite de la plateforme pour la taille de pile du processus est plus petite que le paramètre max_stack_depth ne l'indique. Ceci est corrigeable en exécutant le postmaster avec une limite pour la taille de pile plus importante (4 Mo est recommandé avec la valeur par défaut de `max_stack_depth`). Si vous n'êtes pas capables de le faire, une alternative est de réduire la valeur de `max_stack_depth`.

Sur les plateformes supportant `getrlimit()`, le serveur devrait choisir automatiquement une valeur sûre pour `max_stack_depth` ; donc, à moins de surcharger manuellement ce paramètre, un échec de ce type est un bug à reporter.

33.2.7. Test « random »

Le script de tests `random` a pour but de produire des résultats aléatoires. Dans de très rares cas, ceci fait échouer random aux tests de régression. Saisir :

```
diff results/random.out expected/random.out
```

ne devrait produire au plus que quelques lignes différentes. Cela est normal et ne devient préoccupant que si les tests random échouent en permanence lors de tests répétés

33.2.8. Paramètres de configuration

Lors de l'exécution de tests contre une installation existante, certains paramètres configurés à des valeurs spécifiques pourraient causer l'échec des tests. Par exemple, modifier des paramètres comme `enable_seqscan` ou `enable_indexscan` pourrait être la cause de changements de plan affectant le résultat des tests qui utilisent `EXPLAIN`.

33.3. Fichiers de comparaison de variants

Comme certains de ces tests produisent de façon inhérente des résultats dépendants de l'environnement, nous avons fourni des moyens de spécifier des fichiers résultats alternatifs « attendus ». Chaque test de régression peut voir plusieurs fichiers de comparaison affichant les résultats possibles sur différentes plateformes. Il existe deux mécanismes indépendants pour déterminer quel fichier de comparaison est utilisé pour chaque test.

Le premier mécanisme permet de sélectionner les fichiers de comparaison suivant des plateformes spécifiques. Le fichier de correspondance `src/test/regress/resultmap` définit le fichier de comparaison à utiliser pour chaque plateforme. Pour éliminer les tests « échoués » par erreur pour une plateforme particulière, vous choisissez ou vous créez un fichier variant de résultat, puis vous ajoutez une ligne au fichier `resultmap`.

Chaque ligne du fichier de correspondance est de la forme

```
nomtest:sortie:modeleplateform=fichiercomparaison
```

Le nom de tests est juste le nom du module de tests de régression particulier. La valeur en sortie indique le fichier à vérifier. Pour les tests de régression standards, c'est toujours `out`. La valeur correspond

à l'extension de fichier du fichier en sortie. Le modèle de plateforme est un modèle dans le style des outils Unix `expr` (c'est-à-dire une expression rationnelle avec une ancre implicite `^` au début). Il est testé avec le nom de plateforme affiche par `config.guess`. Le nom du fichier de comparaison est le nom de base du fichier de comparaison substitué.

Par exemple : certains systèmes interprètent les très petites valeurs en virgule flottante comme zéro, plutôt que de rapporter une erreur. Ceci fait quelques petites différences dans le test de régression `float8`. Du coup, nous fournissons un fichier de comparaison variable, `float8-small-is-zero.out`, qui inclut les résultats attendus sur ces systèmes. Pour faire taire les messages d'« échec » erronés sur les plateformes OpenBSD, `resultmap` inclut

```
float8:out:i.86-.*-openbsd=float8-small-is-zero.out
```

qui se déclenche sur toute machine où la sortie de `config.guess` correspond à `i.86-.*-openbsd`. D'autres lignes dans `resultmap` sélectionnent le fichier de comparaison variable pour les autres plateformes si c'est approprié.

Le second mécanisme de sélection des fichiers de comparaison variants est bien plus automatique : il utilise simplement la « meilleure correspondance » parmi les différents fichiers de comparaison fournis. Le script pilote des tests de régression considère le fichier de comparaison standard pour un test, *`nomtest`*`.out`, et les fichiers variants nommés *`nomtest_chiffre`*`.out` (où *`chiffre`* est un seul chiffre compris entre `0` et `9`). Si un tel fichier établit une correspondance exacte, le test est considéré réussi ; sinon, celui qui génère la plus petite différence est utilisé pour créer le rapport d'échec. (Si `resultmap` inclut une entrée pour le test particulier, alors le *`nomtest`* de base est le nom de substitut donné dans `resultmap`.)

Par exemple, pour le test `char`, le fichier de comparaison `char.out` contient des résultats qui sont attendus dans les locales `C` et `POSIX`, alors que le fichier `char_1.out` contient des résultats triés comme ils apparaissent dans plusieurs autres locales.

Le mécanisme de meilleure correspondance a été conçu pour se débrouiller avec les résultats dépendant de la locale mais il peut être utilisé dans toute situation où les résultats des tests ne peuvent pas être prédits facilement à partir de la plateforme seule. Une limitation de ce mécanisme est que le pilote test ne peut dire quelle variante est en fait « correcte » dans l'environnement en cours ; il récupèrera la variante qui semble le mieux fonctionner. Du coup, il est plus sûr d'utiliser ce mécanisme seulement pour les résultats variants que vous voulez considérer comme identiquement valides dans tous les contextes.

33.4. TAP Tests

Différents tests, en particulier les tests des programmes clients sous `src/bin`, utilisent les outils TAP de Perl et sont exécutés en utilisant le programme de tests Perl appelé `prove`. Les programmes de test clients situés dans `src/bin` utilisent les outils Perl TAP et sont exécutés par `prove`. Il est possible de passer des options en ligne de commande à `prove` en positionnant la variable `make` `PROVE_FLAGS`, par exemple :

```
make -C src/bin check PROVE_FLAGS='--timer'
```

Voir la page de manuel de `prove` pour plus d'information.

La variable `PROVE_TESTS` de la commande `make` peut être utilisée pour définir une liste de chemins relatifs séparés par des espaces blancs, vers le `Makefile` appelant `prove` pour lancer le sous-ensemble spécifié de tests à la place de la valeur par défaut `t/*.pl`. Par exemple :

```
make check PROVE_TESTS='t/001_test1.pl t/003_test3.pl'
```

Les tests TAP nécessitent le module `IPC::Run`. Ce module est disponible depuis CPAN ou un paquet du système d'exploitation. Ils requièrent aussi que PostgreSQL soit configuré avec l'option `--enable-tap-tests`.

33.5. Examen de la couverture du test

Le code source de PostgreSQL peut être compilé avec des informations supplémentaire sur la couverture des tests, pour qu'il devienne possible d'examiner les parties du code couvertes par les tests de régression ou par toute suite de tests exécutée avec le code. Cette fonctionnalité est supportée en compilant avec GCC et nécessite les programmes `gcov` et `lcov`.

La suite typique de commandes ressemble à ceci :

```
./configure --enable-coverage ... OTHER OPTIONS ...
make
make check # or other test suite
make coverage-html
```

Puis pointez votre navigateur HTML vers `coverage/index.html`. Les commandes `make` travaillent aussi dans les sous-répertoires.

Si vous n'avez pas `lcov` ou préférez une sortie texte par rapport à un rapport HTML, vous pouvez aussi exécuter

```
make coverage
```

au lieu de `make coverage-html`, qui produira des fichiers de sortie `.gcov` pour chaque fichier source concerné par le test. (`make coverage` et `make coverage-html` surchargeront les fichiers de l'autre, donc les mixer pourrait apporter de la confusion.)

Pour réinitialiser le compteur des exécutions entre chaque test, exécutez :

```
make coverage-clean
```

Partie IV. Interfaces client

Cette partie décrit les interfaces de programmation client distribuées avec PostgreSQL. Chacun de ces chapitres peut être lu indépendamment. On trouve beaucoup d'autres interfaces de programmation de clients, chacune distribuée séparément avec sa propre documentation. Les lecteurs de cette partie doivent être familiers de l'utilisation des requêtes SQL de manipulation et d'interrogation d'une base (voir la Partie II) et surtout du langage de programmation utilisé par l'interface.

Table des matières

Chapitre 34. libpq - Bibliothèque C

libpq est l'interface de programmation pour les applications C avec PostgreSQL. libpq est un ensemble de fonctions permettant aux programmes clients d'envoyer des requêtes au serveur PostgreSQL et de recevoir les résultats de ces requêtes.

libpq est aussi le moteur sous-jacent de plusieurs autres interfaces de programmation de PostgreSQL, comme ceux écrits pour C++, Perl, Python, Tcl et ECPG. Donc, certains aspects du comportement de libpq seront importants pour vous si vous utilisez un de ces paquetages. En particulier, la Section 34.14, la Section 34.15 et la Section 34.18 décrivent le comportement que verra l'utilisateur de toute application utilisant libpq.

Quelques petits programmes sont inclus à la fin de ce chapitre (Section 34.21) pour montrer comment écrire des programmes utilisant libpq. Il existe aussi quelques exemples complets d'applications libpq dans le répertoire `src/test/examples` venant avec la distribution des sources.

Les programmes clients utilisant libpq doivent inclure le fichier d'en-tête `libpq-fe.h` et doivent être lié avec la bibliothèque libpq.

34.1. Fonctions de contrôle de connexion à la base de données

Les fonctions suivantes concernent la réalisation d'une connexion avec un serveur PostgreSQL. Un programme peut avoir plusieurs connexions ouvertes sur des serveurs à un même moment (une raison de la faire est d'accéder à plusieurs bases de données). Chaque connexion est représentée par un objet `PGconn`, obtenu avec la fonction `PQconnectdb`, `PQconnectdbParams`, ou `PQsetdbLogin`. Notez que ces fonctions renverront toujours un pointeur d'objet non nul, sauf peut-être dans un cas de manque de mémoire pour l'allocation de l'objet `PGconn`. La fonction `PQstatus` doit être appelée pour vérifier le code retour pour une connexion réussie avant de lancer des requêtes via l'objet de connexion.

> **Avertissement**
>
> Si des utilisateurs non dignes de confiance ont accès à une base de données qui n'a pas adopté une méthode sécurisée d'utilisation des schémas, commencez chaque session en supprimant du `search_path` les schémas accessibles par tout le monde. Il est possible de configurer le paramètre `options` à la valeur `-csearch_path=`. Sinon, il est possible d'exécuter `PQexec(`*`conn`*`, "SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '', false)")` tout de suite après la connexion. Cette considération n'est pas spécifique à la libpq ; elle s'applique à chaque interface permettant d'exécuter des commandes SQL arbitraires.

> **Avertissement**
>
> Sur Unix, la création d'un processus via l'appel système fork() avec des connexions libpq ouvertes peut amener à des résultats imprévisibles car les processus parent et enfants partagent les même sockets et les mêmes ressources du système d'exploitation. Pour cette raison, un tel usage n'est pas recommandé, alors qu'exécuter un `exec` à partir du processus enfant pour charger un nouvel exécutable est sûr.

`PQconnectdbParams`

Établit une nouvelle connexion au serveur de base de données.

```
PGconn *PQconnectdbParams(const char * const *keywords,
                          const char * const *values,
                          int expand_dbname);
```

Cette fonction ouvre une nouvelle connexion à la base de données en utilisant les paramètres à partir des deux tableaux terminés par un `NULL`. Le premier, `keywords`, est défini comme un tableau de chaînes, chacune étant un mot-clé. Le second, `values`, donne la valeur pour chaque mot-clé. Contrairement à `PQsetdbLogin` ci-dessous, l'ensemble des paramètres peut être étendu sans changer la signature de la fonction donc son utilisation (ou ses versions non bloquantes, à savoir `PQconnectStartParams` et `PQconnectPoll`) est recommendée pour les nouvelles applications.

Les mots clés actuellement reconnus sont listés dans Section 34.1.2.

Les tableaux fournis peuvent être vides pour utiliser tous les paramètres par défaut ou peuvent contenir une ou plusieurs configurations. Elles doivent correspondre en longueur. Le traitement s'arrêtera à la première entrée `NULL` dans le tableau `keywords`. De plus, si l'entrée `values` associée à une entrée `keywords` non `NULL` est `NULL` ou une chaîne vide, cette entrée est ignorée et le traitement continue avec la prochaine paire d'entrées des tableaux.

Quand `expand_dbname` est différent de zéro, la valeur pour le premier mot-clé *`dbname`* est testé pour vérifier s'il s'agit d'une *chaîne de connexion*. Dans ce cas, elle sera « éclatée » dans les paramètres individuels de connexion. La valeur est considérée être une chaîne de connexion, plutôt qu'un nom de base, si elle contient un signe égal (`=`) ou si elle commence avec un désignateur de schéma URI. (Vous trouverez plus de détails sur les formats de chaîne de connexion dans Section 34.1.1.) Seule la première occurence de *`dbname`* est traitée de cette façon ; tout paramètre *`dbname`* supplémentaire est traité comme un simple nom de base.

En général, les tableaux de paramètres sont traités du début à la fin. Si un mot clé est répété, la dernière valeur (non `NULL` ou vide) est utilisée. Cette règle s'applique en particulier quand un mot clé trouvé dans la chaîne de connexion est en conflit avec un mot clé apparaissant dans le tableau `keywords`. De ce fait, le développeur peut déterminer si les entrées du tableau peuvent surcharger ou être surchargées par des valeurs prises dans la chaîne de connexion. Les entrées du tableau apparaissant avant une entrée *`dbname`* éclatée peuvent être surchargées par les champs de la chaîne de connexion et, à leur tour,ces champs peuvent être surchargés par des entrées du tableau apparaissant après *`dbname`* (mais, encore une fois, seulement si ces entrées fournissent des valeurs non vides).

Après avoir traité toutes les entrées de tableau et toute chaîne de connexion éclatée, tous les paramètres de connexion restants non configurés sont remplis avec leur valeurs par défaut. Si une variable d'environnement d'un paramètre non configuré (voir Section 34.14) est configuré, sa valeur est utilisée. Si la variable denvironnement n'est pas configurée, alors la valeur par défaut interne du paramètre est utilisée.

`PQconnectdb`

Établit une nouvelle connexion à un serveur de bases de données.

```
PGconn *PQconnectdb(const char *conninfo);
```

Cette fonction ouvre une nouvelle connexion à la base de données en utilisant les paramètres pris à partir de la chaîne `conninfo`.

La chaîne passée peut être vide pour utiliser tous les paramètres par défaut ou elle peut contenir un ou plusieurs paramètres, séparés par des espaces blancs. Elle peut aussi contenir une URI. Voir Section 34.1.1 pour les détails.

`PQsetdbLogin`

Crée une nouvelle connexion sur le serveur de bases de données.

```
PGconn *PQsetdbLogin(const char *pghost,
                     const char *pgport,
                     const char *pgoptions,
                     const char *pgtty,
                     const char *dbName,
                     const char *login,
                     const char *pwd);
```

C'est le prédécesseur de `PQconnectdb` avec un ensemble fixe de paramètres. Cette fonction a les mêmes fonctionnalités sauf que les paramètres manquants seront toujours initialisés avec leur valeurs par défaut. Écrire `NULL` ou une chaîne vide pour un de ces paramètres fixes dont vous souhaitez utiliser la valeur par défaut.

Si *`dbName`* contient un signe `=` ou a un préfixe URI de connexion valide, il est pris pour une chaîne *`conninfo`* exactement de la même façon que si elle était passée à `PQconnectdb`, et le reste des paramètres est ensuite appliqué comme spécifié dans `PQconnectdbParams`.

`PQsetdb`

Crée une nouvelle connexion sur le serveur de bases de données.

```
PGconn *PQsetdb(char *pghost,
                char *pgport,
                char *pgoptions,
                char *pgtty,
                char *dbName);
```

C'est une macro faisant appel à `PQsetdbLogin` avec des pointeurs nuls pour les paramètres *`login`* et *`pwd`*. Elle est fournie pour la compatibilité avec les très vieux programmes.

`PQconnectStartParams`
`PQconnectStart`
`PQconnectPoll`

Crée une connexion au serveur de bases de données d'une façon non bloquante.

```
PGconn *PQconnectStartParams(const char * const *keywords,
                             const char * const *values,
                              int expand_dbname);

        PGconn *PQconnectStart(const char *conninfo);

        PostgresPollingStatusType PQconnectPoll(PGconn *conn);
```

Ces trois fonctions sont utilisées pour ouvrir une connexion au serveur de bases de données d'une façon telle que le thread de votre application n'est pas bloqué sur les entrées/sorties distantes en demandant la connexion. Le but de cette approche est que l'attente de la fin des entrées/sorties peut se faire dans la boucle principale de l'application plutôt qu'à l'intérieur de `PQconnectdbParams` ou `PQconnectdb`, et donc l'application peut gérer des opérations en parallèle à d'autres activités.

Avec `PQconnectStartParams`, la connexion à la base de données est faite en utilisant les paramètres à partir des tableaux `keywords` et `values`, et contrôlée par `expand_dbname`, comme décrit dans Section 34.1.2.

Avec PQconnectStart, la connexion à la base de données est faite en utilisant les paramètres provenant de la chaîne conninfo comme décrit ci-dessus pour PQconnectdb.

Ni PQconnectStartParams ni PQconnectStart ni PQconnectPoll ne bloqueront, aussi longtemps qu'un certain nombre de restrictions est respecté :

- Le paramètre hostaddr doit être utilisé de façon appropriée pour empêcher l'exécution de requêtes DNS. Voir la documentation de ce paramètre sur Section 34.1.2 pour plus de détails.
- Si vous appelez PQtrace, assurez-vous que l'objet de flux dans lequel vous enregistrez les traces ne bloquera pas.
- Assurez-vous que le socket soit dans l'état approprié avant d'appeler PQconnectPoll, comme décrit ci-dessous.

Pour commencer une demande de connexion non bloquante, appelez PQconnectStart ou PQconnectStartParams. Si le résultat est nul, alors libpq a été incapable d'allouer une nouvelle structure PGconn. Sinon, un pointeur valide vers une structure PGconn est renvoyé (bien qu'il ne représente pas encore une connexion valide vers la base de données). Au retour de PQconnectStart, appelez PQstatus(conn). Si le résultat vaut CONNECTION_BAD, la tentative de connexion a déjà échoué, généralement à cause de paramètres de connexion invalides.

Si PQconnectStart ou PQconnectStartParams réussit, la prochaine étape est d'appeler souvent libpq de façon à ce qu'il continue la séquence de connexion. Utilisez PQsocket(conn) pour obtenir le descripteur de socket sous la connexion à la base de données. (Attention, ne supposez pas que la socket reste identique pour les différents appels à PQconnectPoll.) Du coup, une boucle : si le dernier retour de PQconnectPoll(conn) est PGRES_POLLING_READING, attendez que la socket soit prête pour lire (comme indiqué par select(), poll() ou une fonction système similaire). Puis, appelez de nouveau PQconnectPoll(conn). En revanche, si le dernier retour de PQconnectPoll(conn) est PGRES_POLLING_WRITING, attendez que la socket soit prête pour écrire, puis appelez de nouveau PQconnectPoll(conn). À la première itération, si vous avez encore à appeler PQconnectPoll, continuez comme s'il avait renvoyé PGRES_POLLING_WRITING. Continuez cette boucle jusqu'à ce que PQconnectPoll(conn) renvoie PGRES_POLLING_FAILED, indiquant que la procédure de connexion a échoué ou PGRES_POLLING_OK, indiquant le succès de la procédure de connexion.

À tout moment pendant la connexion, le statut de cette connexion peut être vérifié en appelant PQstatus. Si le résultat est CONNECTION_BAD, alors la procédure de connexion a échoué ; si, au contraire, elle renvoie CONNECTION_OK, alors la connexion est prête. Ces deux états sont détectables à partir de la valeur de retour de PQconnectPoll, décrite ci-dessus. D'autres états pourraient survenir lors (et seulement lors) d'une procédure de connexion asynchrone. Ils indiquent l'état actuel de la procédure de connexion et pourraient être utiles pour fournir un retour à l'utilisateur. Ces statuts sont :

CONNECTION_STARTED

Attente de la connexion à réaliser.

CONNECTION_MADE

Connexion OK ; attente d'un envoi.

CONNECTION_AWAITING_RESPONSE

Attente d'une réponse du serveur.

CONNECTION_AUTH_OK

Authentification reçue ; attente de la fin du lancement du moteur.

`CONNECTION_SSL_STARTUP`

Négociation du cryptage SSL.

`CONNECTION_SETENV`

Négociation des paramètres de l'environnement.

`CONNECTION_CHECK_WRITABLE`

Vérification que la connexion est capable de gérer des transactions en écriture.

`CONNECTION_CONSUME`

En train de traiter les messages de réponse restants sur la connexion.

Notez que, bien que ces constantes resteront (pour maintenir une compatibilité), une application ne devrait jamais se baser sur l'apparition de ces états dans un ordre particulier, ou leur survenance tout court, ou sur le fait que le statut fait partie de ces valeurs documentées. Une application pourrait faire quelque chose comme ça :

```
switch(PQstatus(conn))
{
    case CONNECTION_STARTED:
        feedback = "Connexion en cours...";
        break;

    case CONNECTION_MADE:
        feedback = "Connecté au serveur...";
        break;
.
.
.
    default:
        feedback = "Connexion...";
}
```

Le paramètre de connexion `connect_timeout` est ignoré lors de l'utilisation `PQconnectPoll` ; c'est de la responsabilité de l'application de décider quand une période de temps excessive s'est écoulée. Sinon, `PQconnectStart` suivi par une boucle `PQconnectPoll` est équivalent à `PQconnectdb`.

Notez que quand `PQconnectStart` ou `PQconnectStartParams` renvoient un pointeur non NULL, vous devez appeler `PQfinish` quand vous en avez fini pour libérer la structure et tout bloc mémoire qui y est associé. Ceci doit être fait même si la tentative de connexion échoue ou est abandonnée.

PQconndefaults

Renvoie les options de connexion par défaut.

```
PQconninfoOption *PQconndefaults(void);

typedef struct
{
    char   *keyword;   /* Mot clé de l'option */
    char   *envvar;    /* Nom de la variable d'environnement
 équivalente */
    char   *compiled;  /* Valeur par défaut interne */
    char   *val;       /* Valeur actuelle de l'option ou NULL */
```

```
    char   *label;     /* Label du champ pour le dialogue de
 connexion */
    char   *dispchar;  /* Indique comment afficher ce champ
                          dans un dialogue de connexion. Les
 valeurs sont :
                          ""        Affiche la valeur entrée
 sans modification
                          "*"       Champ de mot de passe -
 cache la valeur
                          "D"       Option de débogage - non
 affiché par défaut
                       */
    int     dispsize;  /* Taille du champ en caractère pour le
 dialogue */
} PQconninfoOption;
```

Renvoie un tableau d'options de connexion. Ceci pourrait être utilisé pour déterminer toutes les options possibles de `PQconnectdb` et leur valeurs par défaut. La valeur de retour pointe vers un tableau de structures `PQconninfoOption` qui se termine avec une entrée utilisant un pointeur nul pour `keyword`. Le pointeur null est renvoyé si la mémoire n'a pas pu être allouée. Notez que les valeurs par défaut actuelles (champs `val`) dépendront des variables d'environnement et d'autres contextes. Un fichier de service manquant ou non valide sera ignoré de manière silencieuse. Les demandeurs doivent traiter les données des options de connexion en lecture seule.

Après le traitement du tableau d'options, libérez-le en le passant à la fonction `PQconninfoFree`. Si cela n'est pas fait, un petit groupe de mémoire est perdu à chaque appel de `PQconndefaults`.

`PQconninfo`

Renvoie les options de connexion utilisées par une connexion en cours.

```
PQconninfoOption *PQconninfo(PGconn *conn);
```

Renvoie un tableau des options de connexion. Cette fonction peut être utilisée pour déterminer les valeurs de toutes les options de `PQconnectdb` qui ont été utilisées pour se connecter au serveur. La valeur renvoyée pointe vers un tableau de structures `PQconninfoOption` qui se termine avec une entrée possédant un pointeur `keyword` nul. Toutes les notes ci-dessus pour `PQconndefaults` s'appliquent aussi au résultat de `PQconninfo`.

`PQconninfoParse`

Renvoit les options de connexions analysées d'après la chaîne de connexion fournie.

```
PQconninfoOption *PQconninfoParse(const char *conninfo,
 char **errmsg);
```

Analyse une chaîne de connexion et renvoie les options résultantes dans un tableau ; renvoit `NULL` si un problème a été détecté avec la chaîne de connexion. Ceci peut être utilisé pour déterminer les options de `PQconnectdb` dans la chaîne de connexion fournie. La valeur de retour pointe vers un tableau de structures `PQconninfoOption` et termine avec une entrée ayant un pointeur `keyword` nul.

Toutes les options légales seront présentes dans le tableau en résultat mais le `PQconninfoOption` pour toute option absente de la chaîne de connexion aura sa valeur (`val`) configurée à `NULL` ; les valeurs par défaut ne sont pas utilisées.

Si errmsg n'est pas NULL, alors *errmsg est configuré à NULL en cas de succès et sinon à un message d'erreur (alloué via un appel à malloc) expliquant le problèm. (Il est aussi possible pour *errmsg d'être configuré à NULL et la fonction de renvoyer NULL ; cela indique un cas de mémoire épuisée.)

Après avoir traité le tableau des options, libérez-le en le passant à PQconninfoFree. Si ce n'est pas fait, de la mémoire sera perdu à chaque appel à PQconninfoParse. Réciproquement, si une erreur survient et que errmsg n'est pas NULL, assurez-vous de libérer la chaîne d'erreur en utilisant PQfreemem.

PQfinish

Ferme la connexion au serveur. Libère aussi la mémoire utilisée par l'objet PGconn.

```
void PQfinish(PGconn *conn);
```

Notez que même si la connexion au serveur a échoué (d'après l'indication de PQstatus), l'application devrait appeler PQfinish pour libérer la mémoire utilisée par l'objet PGconn. Le pointeur PGconn ne doit pas être encore utilisé après l'appel à PQfinish.

PQreset

Réinitialise le canal de communication avec le serveur.

```
void PQreset(PGconn *conn);
```

Cette fonction fermera la connexion au serveur et tentera l'établissement d'une nouvelle connexion au même serveur en utilisant tous les paramètres utilisés précédemment. Ceci pourrait être utile en cas de récupération après une perte de connexion.

PQresetStart
PQresetPoll

Réinitialise le canal de communication avec le serveur d'une façon non bloquante.

```
int PQresetStart(PGconn *conn);

PostgresPollingStatusType PQresetPoll(PGconn *conn);
```

Ces fonctions fermeront la connexion au serveur et tenteront d'établir une nouvelle connexion sur le même serveur, en utilisant tous les paramètres précédemment utilisés. Ceci peut être utile pour revenir à un état normal après une erreur si une connexion est perdue. Ces fonctions diffèrent de PQreset (ci-dessus) dans le fait qu'elles agissent d'une façon non bloquante. Ces fonctions souffrent des mêmes restrictions que PQconnectStartParams, PQconnectStart et PQconnectPoll.

Pour lancer une réinitialisation de la connexion, exécutez PQresetStart. Si cette fonction 0, la réinitialisation a échoué. Si elle renvoie 1, récupérez le résultat de la réinitialisation en utilisant PQresetPoll exactement de la même façon que vous auriez créé la connexion en utilisant PQconnectPoll.

PQpingParams

PQpingParams renvoie le statut du serveur. Elle accepte les mêmes paramètres de connexion que ceux de la fonction PQconnectdbParams, décrite ci-dessus. Néanmoins, il n'est pas nécessaire de fournir les bons nom d'utilisateur, mot de passe, ou nom de base de données pour obtenir le statut du serveur. Néanmoins, si des valeurs incorrectes sont fournies, le serveur tracera une tentative échouée de connexion.

```
PGPing PQpingParams(const char * const *keywords,
            const char * const *values,
            int expand_dbname);
```

La fonction renvoie une des valeurs suivantes :

`PQPING_OK`

Le serveur est en cours d'exécution et semble accepter les connexions.

`PQPING_REJECT`

Le serveur est en cours d'exécution mais est dans un état qui interdit les connexions (démarrage, arrêt, restauration après crash).

`PQPING_NO_RESPONSE`

Le serveur n'a pas pu être contacté. Cela pourrait indiquer que le serveur n'est pas en cours d'exécution ou qu'il y a un problème avec les paramètres de connexion donnés (par exemple un mauvais numéro de port). Cela peut aussi indiquer un problème de connexion réseau (par exemple un pare-feu qui bloque la demande de connexion).

`PQPING_NO_ATTEMPT`

Aucune tentative n'a été faite pour contacter le serveur à cause des paramètres fournis erronnés ou à cause d'un problème au niveau client (par exemple un manque mémoire).

`PQping`

`PQping` renvoie l'état du serveur. Elle accepte les mêmes paramètres de connexion que ceux de la fonction `PQconnectdb`, décrite ci-dessus. Néanmoins, il n'est pas nécessaire de fournir les bons nom d'utilisateur, mot de passe, ou nom de base de données pour obtenir le statut du serveur; toutefois, si des valeurs incorrectes sont fournies, le serveur tracera une tentative de connexion en échec.

```
PGPing PQping(const char *conninfo);
```

Les valeurs de retour sont les mêmes que pour `PQpingParams`.

34.1.1. Chaînes de connexion

Plusieurs fonctions de la bibliothèque libpq analysent une chaîne donnée par l'utilisateur pour obtenir les paramètres de connexion. Deux formats sont acceptés pour ces chaînes : les chaînes mot clé/valeur et les URI. Les URI respectent généralement la RFC 3986[1], sauf que les chaînes de connexions multi hôtes sont autorisées, comme décrit ci-dessous.

34.1.1.1. Chaînes de connexion clé/valeur

Dans le format mot clé/valeur, chaque configuration de paramètre se présente sous la forme *`mot clé = valeur`* avec des espaces entre les paramètres. Les espaces autour du signe égal sont optionnels. Pour écrire une valeur vide ou une valeur contenant des espaces, il est nécessaires de l'entourer de guillemets simples, par exemple `clé = 'une valeur'`. Les guillemets simples et les antislashs compris dans une valeur doivent être échappés par un antislash, comme ceci `\'` et ceci `\\`.

[1] https://tools.ietf.org/html/rfc3986

Exemple :

```
host=localhost port=5432 dbname=mabase connect_timeout=10
```

Les mots clés reconnus pour les paramètres sont listés dans Section 34.1.2.

34.1.1.2. URI de connexion

La forme générale pour une URI de connexion est :

```
postgresql://[utilisateur[:mot_de_passe]@][hote][:port][,...]
[/nom_base][?param1=valeur1&...]
postgresql://[spec_utilisateur@][spec_hote][/nom_base]
[?spec_param]

où spec_utilisateur vaut :

utilisateur[:motdepasse]

et spec_hote vaut :

[hote][:port][,...]

et spec_param vaut :

nom=valeur[&...]
```

Le désignateur dURI peut être soit `postgresql://` soit `postgres://`. Chacune des parties restantes de l'URI est optionnelle. Les exemples suivants montrent des syntaxes valides pour l'URI :

```
postgresql://
postgresql://localhost
postgresql://localhost:5433
postgresql://localhost/ma_base
postgresql://utilisateur@localhost
postgresql://utilisateur:secret@localhost
postgresql://autre@localhost/autre_base?
connect_timeout=10&application_name=mon_appli
postgresql://host1:123,host2:456/somedb?
target_session_attrs=any&application_name=myapp
```

Les valeurs qui apparaitraient normalement dans la partie hiérarchique de l'URI peuvent être aussi données sous la forme de paramètres nommés. Par exemple :

```
postgresql:///ma_base?host=localhost&port=5433
```

Tous les paramètres nommés doivent correspondre aux mots clés listés dans Section 34.1.2, sauf que, pour la compatibilité avec les URI des connexions JDBC, les parties avec of `ssl=true` sont traduites en `sslmode=require`.

L'encodage du signe pourcent peut être utilisé pour inclure des symboles dotés d'une signification spéciale dans toutes les parties de l'URI, par exemple en remplaçant = avec `%3D`.

La partie host peut être soit un nom d'hôte soit une adresse IP. Pour indiquer une adresse IPv6, il est nécessaire de l'englober dans des crochets :

```
postgresql://[2001:db8::1234]/database
```

La partie host est interprété de la façon décrite pour le paramètre host. En particulier, une connexion par socket de domaine Unix est choisi si la partie host est vide ou si elle ressemble à un chemin absolu. Dans tous les autres cas, une connexion TCP/IP est démarrée. Cependant, notez que le slash est un caractère réservé dans la partie hiérarchique de l'URI. Donc, pour indiquer un répertoire non standard pour la socket de domaine Unix, il faut soit omettre d'indiquer la partie host de l'URI, soit l'indiquer en tant que paramètre nommé, soit encoder le chemin dans la partie host de l'URI :

```
postgresql:///dbname?host=/var/lib/postgresql
postgresql://%2Fvar%2Flib%2Fpostgresql/dbname
```

Il est possible de spécifier plusieurs composants hôte, chacun avec un port optionnel, dans une seule URI. Une URI de la forme `postgresql://host1:port1,host2:port2,host3:port3/` est équivalent à une chaîne de connexion de la forme `host=host1,host2,host3 port=port1,port2,port3`. Comme indiqué plus en détails plus bas, chaque hôte sera testé à son tour jusqu'à ce qu'une connexion soit établie avec succès.

34.1.1.3. Spécifier plusieurs hôtes

Il est possible de spécifier plusieurs hôtes où se connecter. Ils sont essayés dans l'ordre donné. Dans un format clé/valeur, les options `host`, `hostaddr`, and `port` acceptent des listes de valeurs séparées par une virgule. Le même nombre d'éléments doit être donné dans chaque option qui est spécifiée pour que le premier élément dans `hostaddr` au premier nom d'hôte, le second `hostaddr` correspond au second nom d'hôte, et ainsi de suite. Seule exception pour l'option `port`, si un seul port est spécifié, il est utilisé pour tous les hôtes.

Dans le format de connexion URI, vous pouvez lister plusieurs paires `hote:port` séparées par des virgules dans le composant `host` de l'URI.

Quelque soit le format, un simple nom d'hôte peut aussi se traduire en plusieurs adresses réseau. Un exemple habituel est un hôte qui a à la fois une adresse IPv4 et une adresse IPv6.

Quand plusieurs hôtes sont indiqués ou quand un nom d'hôte est converti en plusieurs adresses, tous les hôtes et adresses seront essayés dans l'ordre jusqu'à ce qu'une connexion réussisse. Si aucun des hôtes ne peut être atteint, la connexion échoue. Si la connexion réussit mais que l'authentification échoue, les autres hôtes de la liste ne seront pas testés.

Si un fichier de mots de passe est utilisé, vous pouvez avoir plusieurs mots de passe pour des hôtes différents. Toutes les autres options de connexion sont identiques pour chaque hôte de la liste. Par exemple, il n'est pas possible d'indiquer un nom d'utilisateur différent pour les différents hôtes.

34.1.2. Mots clés de la chaîne de connexion

Les mots clés actuellement reconnus sont :

`host`

Nom de l'hôte où se connecter. Si un nom d'#ôte commence avec un slash, il spécifie une communication par domaine Unix plutôt qu'une communication TCP/IP ; la valeur est le nom du répertoire où le fichier socket est stocké. Par défaut, quand `host` n'est pas spécifié ou est vide, il s'agit d'une communication par socket de domaine Unix dans `/tmp` (ou tout autre répertoire de

socket spécifié lors de la construction de PostgreSQL). Sur les machines sans sockets de domaine Unix, la valeur par défaut est de se connecter à `localhost`.

Une liste de noms d'hôtes séparés par des virgules est aussi acceptée, auquel cas chaque nom d'hôte est testé dans l'ordre ; un élément vide dans la liste implique le comportement par défaut comme décrit plus haut. Voir Section 34.1.1.3 pour les détails.

`hostaddr`

Adresse IP numérique de l'hôte de connexion. Elle devrait être au format d'adresse standard IPv4, par exemple `172.28.40.9`. Si votre machine supporte IPv6, vous pouvez aussi utiliser ces adresses. La communication TCP/IP est toujours utilisée lorsqu'une chaîne non vide est spécifiée pour ce paramètre.

Utiliser `hostaddr` au lieu de `host` permet à l'application d'éviter une résolution de nom, ce qui pourrait être important dans les applications avec des contraintes de temps. Cependant, un nom d'hôte est requis pour les méthodes d'authentification GSSAPI ou SSPI, ainsi que pour la vérification de certificat SSL en `verify-full`. Les règles suivantes sont observées :

- Si `host` est indiqué sans `hostaddr`, une résolution du nom de l'hôte est lancée. (Si vous utilisez `PQconnectPoll`, la recherche survient quand `PQconnectPoll` considère le nom d'hôte pour la première fois, et cela pourrait être la cause d'un blocage de `PQconnectPoll` pendant une bonne durée de temps.)

- Si `hostaddr` est indiqué sans `host`, la valeur de `hostaddr` fournit l'adresse réseau de l'hôte. La tentative de connexion échouera si la méthode d'authentification nécessite un nom d'hôte.

- Si `host` et `hostaddr` sont spécifiés, la valeur de `hostaddr` donne l'adresse réseau de l'hôte. La valeur de `host` est ignorée sauf si la méthode d'authentification la réclame, auquel cas elle sera utilisée comme nom d'hôte.

Notez que l'authentification a de grandes chances d'échouer si `host` n'est pas le nom du serveur à l'adresse réseau `hostaddr`. Et quand `host` et `hostaddr` sont tous deux spécifiés, seul `host` est utilisé pour identifier la connexion dans un fichier de mots de passe (voir la Section 34.15).

Une liste d'adresses `hostaddr` séparées par des virgules est aussi acceptée, auquel cas chaque hôte est essayé dans cet ordre. Un élément vide dans la liste mène à l'utilisation du nom d'hôte correspondant, ou, s'il est vide aussi, de la valeur par défaut. Voir Section 34.1.1.3 pour plus de détails.

Sans un nom ou une adresse d'hôte, libpq se connectera en utilisant un socket local de domaine Unix. Sur des machines sans sockets de domaine Unix, il tentera une connexion sur `localhost`.

`port`

Numéro de port pour la connexion au serveur ou extension du nom de fichier pour des connexions de domaine Unix. Si plusieurs hôtes sont indiquées dans les paramètres `host` ou `hostaddr`, ce paramètre spécifie une liste de ports séparés par des virgules et de même taille que la liste des hôtes, ou bien il peut préciser un seul port à tester pour tous les hôtes. Une chaîne vide, ou un élément vide de la liste, indique le numéro de port par défaut établi à la compilation de PostgreSQL.

`dbname`

Nom de la base de données. Par défaut, la même que le nom utilisateur. Dans certains contextes, la valeur est vérifiée pour les formats étendus ; voir Section 34.1.1 pour plus d'informations.

`user`

Nom de l'utilisateur PostgreSQL qui se connecte. Par défaut, il s'agit du même nom que l'utilisateur système lançant l'application.

`password`

Mot de passe à utiliser si le serveur demande une authentification par mot de passe.

`passfile`

Spécifie le nom du fichier utilisé pour stocker les mots de passe (voir Section 34.15). La valeur par défaut est `~/.pgpass`, ou `%APPDATA%\postgresql\pgpass.conf` sur Microsoft Windows. (Aucune erreur n'est levée si le fichier n'existe pas.)

`connect_timeout`

Temps d'attente maximum pour la connexion, en secondes (écrit sous la forme d'un entier décimal, par exemple `10`). La valeur zéro, une valeur négative ou sans valeur indique une attente infinie. Le délai minimal autorisé est 2 secondes, de ce fait la valeur `1` est interprété comme `2`. Ce délai s'applique séparément pour chaque nom d'hôte ou adresse IP. Par exemple, si vous indiquez deux hôtes et que le paramètre `connect_timeout` vaut 5, chaque hôte sera en timeout si aucune connexion n'est réalisée en 5 secondes, donc le temps total passé à attendre une connexion peut monter jusqu'à 10 secondes.

`client_encoding`

Ceci configure le paramètre `client_encoding` pour cette connexion. En plus des valeurs acceptées par l'option correspondante du serveur, vous pouvez utiliser `auto` pour déterminer le bon encodage à partir de la locale courante du client (variable d'environnement `LC_CTYPE` sur les systèmes Unix).

`options`

Spécifie les options en ligne de commande à envoyer au serveur à l'exécution. Par exemple, en le configurant à `-c geqo=off`, cela configure la valeur de la session pour le paramètre `geqo` à `off`. Les espaces à l'intérieur de cette chaîne sont considérés comme séparateurs d'arguments, sauf si ils sont échappés avec le caractère d'échappement \ ; écrivez \\ pour obtenir le caractère d'échappement lui-même. Pour une discussion détaillée des options disponibles, voir Chapitre 19.

`application_name`

Précise une valeur pour le paramètre de configuration application_name.

`fallback_application_name`

Indique une valeur de secours pour le paramètre de configuration application_name. Cette valeur sera utilisée si aucune valeur n'est donnée à `application_name` via un paramètre de connexion ou la variable d'environnement `PGAPPNAME`. L'indication d'un nom de secours est utile pour les programmes outils génériques qui souhaitent configurer un nom d'application par défaut mais permettent sa surcharge par l'utilisateur.

`keepalives`

Contrôle si les paramètres TCP keepalives côté client sont utilisés. La valeur par défaut est de 1, signifiant ainsi qu'ils sont utilisés. Vous pouvez le configurer à 0, ce qui aura pour effet de les désactiver si vous n'en voulez pas. Ce paramètre est ignoré pour les connexions réalisées via un socket de domaine Unix.

`keepalives_idle`

Contrôle le nombre de secondes d'inactivité après lequel TCP doit envoyer un message keepalive au server. Une valeur de zéro utilise la valeur par défaut du système. Ce paramètre est ignoré pour les connexions réalisées via un socket de domaine Unix ou si les paramètres keepalives sont désactivés. Ce paramètre est uniquement supporté sur les systèmes où les options `TCP_KEEPIDLE` ou une option socket équivalente sont disponibles et sur Windows ; pour les autres systèmes, ce paramètre n'a pas d'effet.

`keepalives_interval`

Contrôle le nombre de secondes après lequel un message TCP keepalive doit être retransmis si le serveur ne l'a pas acquitté. Une valeur de zéro utilise la valeur par défaut du système. Ce paramètre est uniquement supporté sur les systèmes où l'option `TCP_KEEPINTVL` ou une option socket équivalente est disponible et sur Windows ; pour les autres systèmes, ce paramètre n'a pas d'effet.

`keepalives_count`

Contrôle le nombre de messages TCP keepalive pouvant être perdus avant que la connexion du client au serveur ne soit considérée comme perdue. Une valeur de zéro utilise la valeur par défaut du système. Ce paramètre est uniquement supporté sur les systèmes où l'option `TCP_KEEPCNT` ou une option socket équivalente est disponible et sur Windows ; pour les autres systèmes, ce paramètre n'a pas d'effet.

`tty`

Ignoré (autrefois, ceci indiquait où envoyer les traces de débogage du serveur).

`replication`

Cette option détermine si la connexion doit utiliser le protocole de réplication au lieu du protocole normal. C'est ce qu'utilisent les connexions de réplication de PostgreSQL, ainsi que des outils comme pg_basebackup, mais il peut aussi être utilisé par des applications tierces. Pour une description du protocole de réplication, consulter Section 53.6

Les valeurs suivantes, non sensibles à la casse, sont supportées :

`true`, `on`, `yes`, `1`

La connexion passe en mode réplication physique.

`database`

La connexion passe en mode réplication logique, se connectant à la base spécifiée par le paramètre `dbname`.

`false`, `off`, `no`, `0`

On utilise la connexion habituelle, ce qui est le comportement par défaut.

En mode réplication physique ou logique, seul le protocole simple peut être utilisé.

`sslmode`

Cette option détermine si ou avec quelle priorité une connexion TCP/IP SSL sécurisée sera négociée avec le serveur. Il existe six modes :

`disable`

essaie seulement une connexion non SSL

`allow`

essaie en premier lieu une connexion non SSL ; si cette tentative échoue, essaie une connexion SSL

`prefer` (default)

essaie en premier lieu une connexion SSL ; si cette tentative échoue, essaie une connexion non SSL

`require`

essaie seulement une connexion SSL. Si un certificat racine d'autorité (CA) est présent, vérifie le certificat de la même façon que si `verify-ca` était spécifié

`verify-ca`

essaie seulement une connexion SSL et vérifie que le certificat client est créé par une autorité de certification (CA) de confiance

`verify-full`

essaie seulement une connexion SSL, vérifie que le certificat client est créé par un CA de confiance et que le nom du serveur correspond bien à celui du certificat

Voir Section 34.18 pour une description détaillée du fonctionnement de ces options.

`sslmode` est ignoré pour la communication par socket de domaine Unix. Si PostgreSQL est compilé sans le support de SSL, l'utilisation des options `require`, `verify-ca` et `verify-full` causera une erreur, alors que les options `allow` et `prefer` seront acceptées, bien qu'en fait libpq n'essaiera pas de négocier une connexion SSL.

`requiressl`

Cette option est obsolète et remplacée par l'option `sslmode`.

Si initialisée à 1, une connexion SSL au serveur est requise (ce qui est équivalent à un `sslmode require`). libpq refusera alors de se connecter si le serveur n'accepte pas une connexion SSL. Si initialisée à 0 (la valeur par défaut), libpq négociera le type de connexion avec le serveur (équivalent à un `sslmode prefer`). Cette option est seulement disponible si PostgreSQL est compilé avec le support SSL.

`sslcompression`

Si ce paramètre vaut 1, les données envoyées sur des connexions SSL seront compressées. S'il vaut 0, la compression sera désactivée. Le défaut est 0. Ce paramètre est ignoré pour une connexion sans SSL.

De nos jours, la compression SSL est considérée non sûre et son usage n'est plus recommandé. OpenSSL 1.1.0 désactive la compression par défaut, et de nombreux systèmes d'exploitation la désactive aussi dans des versions précédentes, donc activer ce paramètre n'aura aucun effet si le serveur n'accepte pas la compression. D'un autre côté, OpenSSL avant la version 1.1.0 ne supporte pas la désactivation de la compression, donc ce paramètre est ignoré sur ces versions, et l'utilisation de la compression dépend du serveur.

Si la sécurité n'est pas un souci majeur, la compression peut améliorer le débit si le réseau est le goulot d'étranglement. Désactiver la compression peut améliorer le temps de réponse et le débit si le processeur est le facteur limitant.

`sslcert`

Ce paramètre indique le nom du fichier du certificat SSL client, remplaçant le fichier par défaut, `~/.postgresql/postgresql.crt`. Ce paramètre est ignoré si la connexion n'utilise pas SSL.

`sslkey`

Ce paramètre indique l'emplacement de la clé secrète utilisée pour le certificat client. Il peut soit indiquer un nom de fichier qui sera utilisé à la place du fichier `~/.postgresql/postgresql.key` par défaut, soit indiquer une clé obtenue par un « moteur » externe (les moteurs sont des modules chargeables d'OpenSSL). La spécification d'un moteur externe devrait

consister en un nom de moteur et un identifiant de clé spécifique au moteur, les deux séparés par une virgule. Ce paramètre est ignoré si la connexion n'utilise pas SSL.

`sslrootcert`

Ce paramètre indique le nom d'un fichier contenant le ou les certificats de l'autorité de certification SSL (CA). Si le fichier existe, le certificat du serveur sera vérifié. La signature devra appartenir à une de ces autorités. La valeur par défaut est `~/.postgresql/root.crt`.

`sslcrl`

Ce paramètre indique le nom du fichier de la liste de révocation du certificat SSL serveur. Les certificats listés dans ce fichier, s'il existe, seront rejetés lors d'une tentative d'authentification avec le certificat du serveur. La valeur par défaut est `~/.postgresql/root.crl`.

`requirepeer`

Ce paramètre indique le nom d'utilisateur du serveur auprès du système d'exploitation, par exemple `requirepeer=postgres`. Lors d'une connexion par socket de domaine Unix, si ce paramètre est configuré, le client vérifie au début de la connexion que le processus tourne sous le nom d'utilisateur indiqué ; dans le cas contraire, la connexion échoue avec une erreur. Ce paramètre peut être utilisé pour fournir une authentification serveur similaire à celle disponible pour les certificats SSL avec les connexions TCP/IP. (Notez que, si la socket de domaine Unix est dans `/tmp` ou tout espace autorisé en écriture pour tout le monde, n'importe quel utilisateur peut y mettre un serveur en écoute. Utilisez ce paramètre pour vous assurer que vous êtes connecté à un serveur exécuté par un utilisateur de confiance.) Cette option est seulement supportée par les plateformes où la méthode d'authentification `peer` est disponible ; voir Section 20.9.

`krbsrvname`

Nom du service Kerberos à utiliser lors de l'authentification avec GSSAPI. Il doit correspondre avec le nom du service spécifié dans la configuration du serveur pour que l'authentification Kerberos puisse réussir. (Voir aussi la Section 20.6.)

`gsslib`

Bibliothèque GSS à utiliser pour l'authentification GSSAPI. Ce paramètre est actuellement ignoré, sauf sur les versions Windows qui incluent la prise en charge de GSSAPI et de SSPI. Dans ce cas, configurer ce paramètre à `gssapi` pour amener la libpq à utiliser la bibliothèque GSSAPI pour l'authentification au lieu de SSPI par défaut.

`service`

Nom du service à utiliser pour des paramètres supplémentaires. Il spécifie un nom de service dans `pg_service.conf` contenant des paramètres de connexion supplémentaires. Ceci permet aux applications de spécifier uniquement un nom de service pour que les paramètres de connexion puissent être maintenus de façon centralisée. Voir Section 34.16.

`target_session_attrs`

Si ce paramètre est positionné à `read-write`, seule une connexion dans laquelle les transactions en lecture/écriture sont acceptées par défaut est considéré comme acceptable. La requête `SHOW transaction_read_only` sera envoyée à chaque connexion réussie; si elle retourne `on`, la connexion sera fermée. Si plusieurs hôtes étaient spécifiés dans la chaîne de connexion, chaque serveur restant sera testé tout comme si la tentative de connexion avait échouée. La valeur par défaut pour ce paramètre, `any`, considère toutes les connexions comme acceptables.

34.2. Fonctions de statut de connexion

Ces fonctions sont utilisées pour interroger le statut d'un objet de connexion existant.

> **Astuce**
>
> Les développeurs d'application libpq devraient être attentif à maintenir l'abstraction PGconn. Utilisez les fonctions d'accès décrites ci-dessous pour obtenir le contenu de PGconn. Référencer les champs internes de PGconn en utilisant libpq-int.h n'est pas recommandé parce qu'ils sont sujets à modification dans le futur.

Les fonctions suivantes renvoient les valeurs des paramètres utilisés pour la connexion. Ces valeurs sont fixes pour la durée de vie de la connexion. Si une chaîne de connexion multi-hôtes est utilisée, les valeurs de PQhost, PQport, et PQpass peuvent changer si une nouvelle connexion est établie en utilisant le même objet PGconn. Les autres valeurs sont figées pour la durée de vie de l'objet PGconn. PGconn.

PQdb

Renvoie le nom de la base de données de la connexion.

```
char *PQdb(const PGconn *conn);
```

PQuser

Renvoie le nom d'utilisateur utilisé pour la connexion.

```
char *PQuser(const PGconn *conn);
```

PQpass

Renvoie le mot de passe utilisé pour la connexion.

```
char *PQpass(const PGconn *conn);
```

PQpass retournera soit le mot de passe spécifié dans les paramètres de connexion, soit, s'il n'y en avait pas, le mot de passe obtenu depuis le fichier de mots de passe. Dans ce dernier cas, si plusieurs hôtes étaient spécifiés dans les paramètres de connexion, il n'est pas possible de se fier au résultat de PQpass jusqu'à l'établissement de la connexion. Le statut de la connexion peut être vérifié avec la fonction PQstatus.

PQhost

Renvoie le nom d'hôte du serveur utilisé pour la connexion. Cela peut être un nom d'hôte, une adresse IP ou un chemin de répertoire si la connexion est réalisée via un socket Unix. (Le cas du chemin se distingue par le fait que ce sera toujours un chemin absolu commençant par /.)

```
char *PQhost(const PGconn *conn);
```

Si les paramètres de connexion host and hostaddr sont tous les deux précisés, alors PQhost retournera host. Si seul hostaddr a été spécifié, c'est cela qui est retourné. Si plusieurs hôtes sont spécifiés dans les paramètres de connexion, PQhost retourne l'hôte à qui l'on s'est effectivement connecté.

PQhost retourne NULL si l'argument *conn* est NULL. Sinon, s'il y a une erreur en déterminant l'host (peut-être que la connexion n'a pas été complètement établie ou qu'il y a eu une erreur), il retourne une chaîne vide.

Si plusieurs hôtes ont été spécifiés dans les paramètres de connexion, il n'est pas possible de se baser sur le résultat de `PQhost` avant l'établissement de la connexion. Le statut de la connexion peut être vérifié avec la fonction `PQstatus`.

`PQport`

Renvoie le numéro de port utilisé pour la connexion active.

```
char *PQport(const PGconn *conn);
```

Si de multiples ports étaient spécifiés dans les paramètres de connexion, `PQport` renvoie le port auquel on est effectivement connecté.

`PQport` retourne `NULL` si l'argument *conn* est `NULL`. Sinon, s'il y a une erreur en déterminant le `port` (peut-être que la connexion n'a pas été complètement établie ou qu'il y a eu une erreur), il retourne une chaîne vide.

Si plusieurs ports ont été spécifiés dans les paramètres de connexion, il n'est pas possible de se baser sur le résultat de `PQport` avant l'établissement de la connexion. Le statut de la connexion peut être vérifié avec la fonction `PQstatus`.

`PQtty`

Renvoie le TTY de débogage pour la connexion (ceci est obsolète car le serveur ne fait plus attention au paramétrage du TTY mais la fonction reste pour la compatibilité descendante).

```
char *PQtty(const PGconn *conn);
```

`PQoptions`

Renvoie les options en ligne de commande passées lors de la demande de connexion.

```
char *PQoptions(const PGconn *conn);
```

Les fonctions suivantes renvoient des données de statut qui peuvent changer suite à des opérations sur l'objet `PGconn`.

`PQstatus`

Renvoie l'état de la connexion.

```
ConnStatusType PQstatus(const PGconn *conn);
```

Le statut peut prendre un certain nombre de valeurs. Néanmoins, deux seulement ne concernent pas les procédures de connexion asynchrone : `CONNECTION_OK` et `CONNECTION_BAD`. Une bonne connexion à la base de données a l'état `CONNECTION_OK`. Une tentative de connexion ayant échoué est signalée par le statut `CONNECTION_BAD`. D'habitude, un état OK le restera jusqu'à `PQfinish` mais un échec dans les communications peut résulter en un statut changeant prématurément en `CONNECTION_BAD`. Dans ce cas, l'application peut essayer de rattraper la situation en appelant `PQreset`.

Voir l'entrée de `PQconnectStartParams`, `PQconnectStart` et de `PQconnectPoll` à propos des autres codes de statut qui pourraient être renvoyés.

`PQtransactionStatus`

Renvoie l'état actuel de la transaction du serveur.

```
PGTransactionStatusType PQtransactionStatus(const PGconn *conn);
```

Le statut peut être PQTRANS_IDLE (actuellement inactif), PQTRANS_ACTIVE (une commande est en cours), PQTRANS_INTRANS (inactif, dans un bloc de transaction valide) ou PQTRANS_INERROR (inactif, dans un bloc de transaction échoué). PQTRANS_UNKNOWN est rapporté si la connexion est mauvaise. PQTRANS_ACTIVE n'est rapporté que si une requête a été envoyée au serveur et n'est pas encore terminée.

PQparameterStatus

Recherche la valeur en cours d'un paramètre du serveur.

```
const char *PQparameterStatus(const PGconn *conn, const char
 *paramName);
```

Certaines valeurs de paramètres sont rapportées par le serveur automatiquement ou lorsque leur valeurs changent. PQparameterStatus peut être utilisé pour interroger ces paramètres. Il renvoie la valeur en cours d'un paramètre s'il est connu et NULL si le paramètre est inconnu.

Les paramètres renvoyées par la version actuelle incluent server_version, server_encoding, client_encoding, application_name, is_superuser, session_authorization, datestyle, IntervalStyle, TimeZone, integer_datetimes et standard_conforming_strings. (server_encoding, TimeZone et integer_datetimes n'étaient pas renvoyés dans les versions antérieures à la 8.0 ; standard_conforming_strings n'était pas renvoyé dans les versions antérieures à la 8.1 ; IntervalStyle n'était pas renvoyé dans les versions antérieures à la 8.4 ; application_name n'était pas renvoyé dans les versions antérieures à la 9.0). Notez que server_version, server_encoding et integer_datetimes ne peuvent pas changer après le lancement du serveur.

Les serveurs utilisant un protocole antérieur à la 3.0 ne rapportent pas la configuration des paramètres mais libpq inclut la logique pour obtenir des valeurs pour server_version et client_encoding. Les applications sont encouragées à utiliser PQparameterStatus plutôt qu'un code *ad-hoc* pour trouver ces valeurs. (Notez cependant que pour les connexions pré-3.0, changer client_encoding via SET après le lancement de la connexion ne sera pas reflété par PQparameterStatus). Pour server_version, voir aussi PQserverVersion, qui renvoie l'information dans un format numérique plus facile à comparer.

Si aucune valeur n'est indiquée pour standard_conforming_strings, les applications peuvent considérer qu'elle vaut off, c'est-à-dire que les antislashs sont traités comme des échappements dans les chaînes littérales. De plus, la présence de ce paramètre peut être pris comme une indication que la syntaxe d'échappement de chaîne (E'...') est acceptée.

Bien que le pointeur renvoyé est déclaré const, il pointe en fait vers un stockage mutable associé à la structure PGconn. Il est déconseillé de supposer que le pointeur restera valide pour toutes les requêtes.

PQprotocolVersion

Interroge le protocole interface/moteur lors de son utilisation.

```
int PQprotocolVersion(const PGconn *conn);
```

Les applications peuvent utiliser ceci pour déterminer si certaines fonctionnalités sont supportées. Actuellement, les seules valeurs possible sont 2 (protocole 2.0), 3 (protocole 3.0) ou zéro (mauvaise connexion). La version du protocole ne changera pas après la fin du lancement de la

connexion mais il pourrait théoriquement changer lors d'une réinitialisation de la connexion. Le protocole 3.0 sera normalement utilisé lors de la communication avec les serveurs PostgreSQL 7.4 ou ultérieures ; les serveurs antérieurs à la 7.4 supportent uniquement le protocole 2.0 (le protocole 1.0 est obsolète et non supporté par libpq).

`PQserverVersion`

Renvoie un entier représentant la version du moteur.

```
int PQserverVersion(const PGconn *conn);
```

Les applications peuvent utiliser cette fonction pour déterminer la version du serveur de bases de données où ils sont connectés Le résultat est obtenu en multipliant le numéro de version majeure de la bibliothèque par 10000 et en ajoutant le numéro de version mineure. Par exemple, la version 10.1 renverra 100001, et la version 11.0 renverra 110000. Zéro est renvoyé si la connexion est mauvaise.

Avant la version majeure 10, PostgreSQL utilisait des numéros de version en trois parties, pour lesquelles les deux premières parties représentaient la version majeure. Pour ces versions, `PQlibVersion` utilise deux chiffres pour chaque partie. Par exemple, la version 9.1.5 renverra 90105, et la version 9.2.0 renverra 90200.

De ce fait, pour déterminer la compatibilité de certaines fonctionnalités, les applications devrait diviser le résultat de `PQserverVersion` par 100, et non pas par 10000, pour déterminer le numéro de version majeure logique. Dans toutes les versions, seuls les deux derniers chiffres diffèrent entre des versions mineures (versions correctives).

`PQerrorMessage`

Renvoie le dernier message d'erreur généré par une opération sur la connexion.

```
char *PQerrorMessage(const PGconn* conn);
```

Pratiquement toutes les fonctions libpq initialiseront un message pour `PQerrorMessage` en cas d'échec. Notez que, par convention dans libpq, un résultat non vide de `PQerrorMessage` peut courir sur plusieurs lignes et finira par un retour chariot. L'appelant ne devrait pas libérer directement le résultat. Il sera libéré quand le pointeur `PGconn` associé sera passé à `PQfinish`. La chaîne résultante n'est pas supposée rester la même pendant les opérations sur la structure `PGconn`.

`PQsocket`

Obtient le descripteur de fichier du socket de la connexion au serveur. Un descripteur valide sera plus grand ou égal à 0 ; un résultat de -1 indique qu'aucune connexion au serveur n'est actuellement ouverte (ceci ne changera pas lors du fonctionnement habituel, mais pourrait changer lors de la mise en place de la connexion ou lors d'une réinitialisation).

```
int PQsocket(const PGconn *conn);
```

`PQbackendPID`

Renvoie l'identifiant du processus (PID) du serveur gérant cette connexion.

```
int PQbackendPID(const PGconn *conn);
```

Le PID du processus backend est utile pour des raisons de débogage et pour la comparaison avec les messages `NOTIFY` (qui incluent le PID du processus serveur lançant la notification). Notez

que le PID appartient à un processus exécuté sur l'hôte du serveur de bases de données et non pas sur l'hôte local !

`PQconnectionNeedsPassword`

Renvoie true (1) si la méthode d'authentification de la connexion nécessite un mot de passe, mais qu'aucun n'est disponible. Renvoie false (0) sinon.

```
int PQconnectionNeedsPassword(const PGconn *conn);
```

Cette fonction peut être utilisée après un échec de connexion pour décider s'il faut demander un mot de passe à l'utilisateur.

`PQconnectionUsedPassword`

Renvoie true (1) si la méthode d'authentification de la connexion a utilisé un mot de passe. Renvoie false (0) sinon.

```
int PQconnectionUsedPassword(const PGconn *conn);
```

Cette fonction peut être utilisée après une connexion, réussie ou en échec, pour détecter si le serveur demande un mot de passe.

Les fonctions ci-dessous renvoient des informations relatives à SSL. Cette information ne change généralement pas après qu'une connexion soit établie.

`PQsslInUse`

Renvoie true (1) si la connexion utilise SSL, false (0) dans le cas contraire.

```
int PQsslInUse(const PGconn *conn);
```

`PQsslAttribute`

Renvoie des informations relatives à SSL à propos de la connexion.

```
const char *PQsslAttribute(const PGconn *conn, const char
 *attribute_name);
```

La liste des attributs disponibles varie en fonction de la bibliothèque SSL utilisée, et du type de la connexion. Si un attribut n'est pas disponible, renvoie NULL.

Les attributs suivants sont communément disponibles :

`library`

Nom de l'implémentation SSL utilisée. (À ce jour seul `"OpenSSL"` est implémenté)

`protocol`

Version de SSL/TLS utilisée. Les valeurs courantes sont `"TLSv1"`, `"TLSv1.1"` and `"TLSv1.2"`, mais une implémentation peut renvoyer d'autres chaînes si d'autres protocoles sont utilisés.

`key_bits`

Nombre de bits de la clef utilisée par l'algorithme de chiffrement.

`cipher`

Le nom raccourci de la suite cryptographique utilisée, par exemple `"DHE-RSA-DES-CBC3-SHA"`. Les noms sont spécifiques à chaque implémentation.

`compression`

Renvoie `on` si la compression SSL est en cours d'utilisation. Renvoie `off` dans le cas contraire.

`PQsslAttributeNames`

Renvoie un tableau des attributs SSL disponibles. Le tableau est terminé par un pointeur NULL.

```
const char * const * PQsslAttributeNames(const PGconn *conn);
```

`PQsslStruct`

Renvoie un pointeur sur un objet SSL qui est dépendant de l'implémentation et qui décrit la connexion.

```
void *PQsslStruct(const PGconn *conn, const char *struct_name);
```

La ou les structures disponibles dépendent de l'implémentation SSL utilisée. Pour OpenSSL, il y a une structure, disponible sous le nom "OpenSSL", qui renvoie un pointeur sur la structure OpenSSL `SSL`. Un exemple de code utilisant cette fonction pourrait être :

```
#include <libpq-fe.h>
#include <openssl/ssl.h>

...

    SSL *ssl;

    dbconn = PQconnectdb(...);
    ...

    ssl = PQsslStruct(dbconn, "OpenSSL");
    if (ssl)
    {
        /* utilisez les fonctions OpenSSL pour accéder à ssl */
    }
```

Cette structure peut être utilisée pour vérifier les niveaux de chiffrement, les certificats du serveur, etc. Référez-vous à la documentation d'OpenSSL pour des informations sur cette structure.

`PQgetssl`

Renvoie la structure SSL utilisée dans la connexion, ou NULL si SSL n'est pas utilisé.

```
void *PQgetssl(const PGconn *conn);
```

Cette fonction est équivalente à `PQsslStruct(conn, "OpenSSL")`. Elle ne devrait pas être utilisée dans les nouvelles applications, car la structure renvoyée est spécifique à OpenSSL et ne sera pas disponible si une autre implémentation SSL est utilisée. Pour vérifier si une connexion utilise SSL, appelez plutôt `PQsslInUse`, et, pour plus de détails à propos de la connexion, utilisez `PQsslAttribute`.

34.3. Fonctions d'exécution de commandes

Une fois la connexion au serveur de la base de données établie avec succès, les fonctions décrites ici sont utilisées pour exécuter les requêtes SQL et les commandes.

34.3.1. Fonctions principales

`PQexec`

Soumet une commande au serveur et attend le résultat.

```
PGresult *PQexec(PGconn *conn, const char *command);
```

Renvoie un pointeur `PGresult` ou peut-être un pointeur NULL. Un pointeur non NULL sera généralement renvoyé sauf dans des conditions particulières comme un manque de mémoire ou lors d'erreurs sérieuses telles que l'incapacité à envoyer la commande au serveur. La fonction `PQresultStatus` devrait être appelée pour vérifier le code retour pour toute erreur (incluant la valeur d'un pointeur NULL, auquel cas il renverra `PGRES_FATAL_ERROR`). Utilisez `PQerrorMessage` pour obtenir plus d'informations sur l'erreur.

La chaîne de la commande peut inclure plusieurs commandes SQL (séparées par des points virgules). Les requêtes multiples envoyées dans un unique appel à `PQexec` sont exécutées dans une seule transaction, sauf si des commandes `BEGIN`/`COMMIT` explicites sont incluses dans la chaîne de requête pour la diviser en de multiples transactions. (Voir Section 53.2.2.1 pour plus de détails sur comment le serveur traite les chaînes multi-requêtes.) Notez néanmoins que la structure `PGresult` renvoyée décrit seulement le résultat de la dernière commande exécutée à partir de la chaîne. Si une des commandes échoue, l'exécution de la chaîne s'arrête et le `PGresult` renvoyé décrit la condition d'erreur.

`PQexecParams`

Soumet une commande au serveur et attend le résultat, avec la possibilité de passer des paramètres séparément du texte de la commande SQL.

```
PGresult *PQexecParams(PGconn *conn,
                       const char *command,
                       int nParams,
                       const Oid *paramTypes,
                       const char * const *paramValues,
                       const int *paramLengths,
                       const int *paramFormats,
                       int resultFormat);
```

`PQexecParams` est identique à `PQexec` mais offre des fonctionnalités supplémentaires : des valeurs de paramètres peuvent être spécifiées séparément de la chaîne de commande et les résultats

de la requête peuvent être demandés soit au format texte soit au format binaire. `PQexecParams` est supporté seulement dans les connexions avec le protocole 3.0 et ses versions ultérieures ; elle échouera lors de l'utilisation du protocole 2.0.

Voici les arguments de la fonction :

conn

L'objet connexion où envoyer la commande.

command

La chaîne SQL à exécuter. Si les paramètres sont utilisés, ils sont référencés dans la chaîne avec `$1`, `$2`, etc.

nParams

Le nombre de paramètres fournis ; il s'agit de la longueur des tableaux *paramTypes[]*, *paramValues[]*, *paramLengths[]* et *paramFormats[]*. (Les pointeurs de tableau peuvent être `NULL` quand *nParams* vaut zéro.)

paramTypes[]

Spécifie, par OID, les types de données à affecter aux symboles de paramètres. Si *paramTypes* est `NULL` ou si tout élément spécifique du tableau est zéro, le serveur infère un type de donnée pour le symbole de paramètre de la même façon qu'il le ferait pour une chaîne littérale sans type.

paramValues[]

Spécifie les vraies valeurs des paramètres. Un pointeur NULL dans ce tableau signifie que le paramètre correspondant est NULL ; sinon, le pointeur pointe vers une chaîne texte terminée par un octet nul (pour le format texte) ou vers des données binaires dans le format attendu par le serveur (pour le format binaire).

paramLengths[]

Spécifie les longueurs des données réelles des paramètres du format binaire. Il est ignoré pour les paramètres NULL et les paramètres de format texte. Le pointeur du tableau peut être NULL quand il n'y a pas de paramètres binaires.

paramFormats[]

Spécifie si les paramètres sont du texte (place un 0 dans la ligne du tableau pour le paramètre correspondant) ou binaire (place un 1 dans la ligne du tableau pour le paramètre correspondant). Si le pointeur du tableau est nul, alors tous les paramètres sont présumés être des chaînes de texte.

Les valeurs passées dans le format binaire nécessitent de connaître la représentation interne attendue par le processus backend. Par exemple, les entiers doivent être passés dans l'ordre réseau pour les octets. Passer des valeurs `numeric` requiert de connaître le format de stockage du serveur, comme implémenté dans `src/backend/utils/adt/numeric.c::numeric_send()` et `src/backend/utils/adt/numeric.c::numeric_recv()`.

resultFormat

Indiquez zéro pour obtenir les résultats dans un format texte et un pour les obtenir dans un format binaire. (Il n'est actuellement pas possible d'obtenir des formats différents pour des colonnes de résultats différentes bien que le protocole le permette.)

Le principal avantage de `PQexecParams` sur `PQexec` est que les valeurs de paramètres peuvent être séparées à partir de la chaîne de commande, évitant ainsi le besoin de guillemets et d'échappements, toujours pénibles et sources d'erreurs.

Contrairement à `PQexec`, `PQexecParams` autorise au plus une commande SQL dans une chaîne donnée (il peut y avoir des points-virgules mais pas plus d'une commande non vide). C'est une limitation du protocole sous-jacent mais cela a quelque utilité comme défense supplémentaire contre les attaques par injection de SQL.

> **Astuce**
>
> Spécifier les types de paramètres via des OID est difficile, surtout si vous préférez ne pas coder en dur des valeurs OID particulières dans vos programmes. Néanmoins vous pouvez éviter de le faire, même dans des cas où le serveur lui-même ne peut pas déterminer le type du paramètre ou choisit un type différent de celui que vous voulez. Dans le texte de la commande SQL, ajoutez une conversion explicite au symbole de paramètre pour indiquer le type de données que vous enverrez. Par exemple :
>
> ```
> SELECT * FROM ma_table WHERE x = $1::bigint;
> ```
>
> Ceci impose le traitement du paramètre `$1` en tant que `bigint` alors que, par défaut, il se serait vu affecté le même type que `x`. Forcer la décision du type de paramètre, soit de cette façon soit en spécifiant l'OID du type numérique, est fortement recommandé lors de l'envoi des valeurs des paramètres au format binaire car le format binaire a moins de redondance que le format texte et, du coup, il y a moins de chance que le serveur détecte une erreur de correspondance de type pour vous.

`PQprepare`

Soumet une requête pour créer une instruction préparée avec les paramètres donnés et attends la fin de son exécution.

```
PGresult *PQprepare(PGconn *conn,
         const char *stmtName,
         const char *query,
         int nParams,
         const Oid *paramTypes);
```

`PQprepare` crée une instruction préparée pour une exécution ultérieure avec `PQexecPrepared`. Cette fonction autorise les commandes à être exécutées de façon répétée sans être analysées et planifiées à chaque fois ; voir PREPARE pour les détails. `PQprepare` est supporté uniquement par les connexions utilisant le protocole 3.0 et ses versions ultérieures ; elle échouera avec le protocole 2.0.

La fonction crée une instruction préparée nommée *`stmtName`* à partir de la chaîne *`query`*, qui ne doit contenir qu'une seule commande SQL. *`stmtName`* peut être `""` pour créer une instruction non nommée, auquel cas toute instruction non nommée déjà existante est automatiquement remplacée par cette dernière sinon une erreur sera levée si le nom de l'instruction est déjà définie dans la session en cours. Si des paramètres sont utilisés, ils sont référencés dans la requête avec `$1`, `$2`, etc. *`nParams`* est le nombre de paramètres pour lesquels des types sont prédéfinis dans le tableau *`paramTypes[]`* (le pointeur du tableau pourrait être `NULL` quand *`nParams`* vaut zéro). *`paramTypes[]`* spécifie les types de données à affecter aux symboles de paramètres par leur OID. Si *`paramTypes`* est `NULL` ou si un élément particulier du tableau vaut zéro, le serveur affecte un type de données au symbole du paramètre de la même façon qu'il le ferait pour une chaîne littérale non typée. De plus, la requête peut utiliser des symboles de paramètre avec des nombres plus importants que *`nParams`* ; les types de données seront aussi inférés pour

ces symboles. (Voir PQdescribePrepared pour un moyen de trouver les types de données inférés.)

Comme avec PQexec, le résultat est normalement un objet PGresult dont le contenu indique le succès ou l'échec côté serveur. Un résultat NULL indique un manque de mémoire ou une incapacité à envoyer la commande. Utilisez PQerrorMessage pour obtenir plus d'informations sur de telles erreurs.

Les instructions préparées avec PQexecPrepared peuvent aussi être créées en exécutant les instructions SQL PREPARE. De plus, bien qu'il n'y ait aucune fonction libpq pour supprimer une instruction préparée, l'instruction SQL DEALLOCATE peut être utilisée dans ce but.

PQexecPrepared

Envoie une requête pour exécuter une instruction séparée avec les paramètres donnés, et attend le résultat.

```
PGresult *PQexecPrepared(PGconn *conn,
                         const char *stmtName,
                         int nParams,
                         const char * const *paramValues,
                         const int *paramLengths,
                         const int *paramFormats,
                         int resultFormat);
```

PQexecPrepared est identique à PQexecParams mais la commande à exécuter est spécifiée en nommant l'instruction préparée précédemment au lieu de donner une chaîne de requête. Cette fonctionnalité permet aux commandes utilisées de façon répétée d'être analysées et planifiées seulement une fois plutôt que chaque fois qu'ils sont exécutés. L'instruction doit avoir été préparée précédemment dans la session en cours. PQexecPrepared est supporté seulement pour des connexions en protocole 3.0 et versions ultérieures ; il échouera lors de l'utilisation du protocole 2.0.

Les paramètres sont identiques à PQexecParams, sauf que le nom d'une instruction préparée est donné au lieu d'une chaîne de requête et que le paramètre *paramTypes[]* n'est pas présent (il n'est pas nécessaire car les types des paramètres de l'instruction préparée ont été déterminés à la création).

PQdescribePrepared

Soumet une requête pour obtenir des informations sur l'instruction préparée indiquée et attend le retour de la requête.

```
PGresult *PQdescribePrepared(PGconn *conn, const char
 *stmtName);
```

PQdescribePrepared permet à une application d'obtenir des informations sur une instruction préparée précédente. PQdescribePrepared est seulement supporté avec des connexions utilisant le protocole 3.0 et ultérieures ; il échouera lors de l'utilisation du protocole 2.0.

stmtName peut être "" ou NULL pour référencer l'instruction non nommée. Sinon, ce doit être le nom d'une instruction préparée existante. En cas de succès, un PGresult est renvoyé avec le code retour PGRES_COMMAND_OK. Les fonctions PQnparams et PQparamtype peuvent utiliser ce PGresult pour obtenir des informations sur les paramètres de l'instruction préparée, et les fonctions PQnfields, PQfname, PQftype, etc. fournissent des informations sur les colonnes résultantes (s'il y en a) de l'instruction.

`PQdescribePortal`

Soumet une requête pour obtenir des informations sur le portail indiqué et attend le retour de la requête.

```
PGresult *PQdescribePortal(PGconn *conn, const char
 *portalName);
```

`PQdescribePortal` permet à une application d'obtenir des informations sur un portail précédemment créé. (libpq ne fournit pas d'accès direct aux portails mais vous pouvez utiliser cette fonction pour inspecter les propriétés d'un curseur créé avec la commande SQL `DECLARE CURSOR`.) `PQdescribePortal` est seulement supporté dans les connexions en protocole 3.0 et ultérieurs ; il échouera lors de l'utilisation du protocole 2.0.

`portalName` peut être `""` ou `NULL` pour référencer un portail sans nom. Sinon, il doit correspondre au nom d'un portail existant. En cas de succès, un `PGresult` est renvoyé avec le code de retour `PGRES_COMMAND_OK`. Les fonctions `PQnfields`, `PQfname`, `PQftype`, etc. peuvent utiliser ce `PGresult` pour obtenir des informations sur les colonnes résultantes (s'il y en a) du portail.

La structure `PGresult` encapsule le résultat renvoyé par le serveur. Les développeurs d'applications libpq devraient faire attention au maintien de l'abstraction de `PGresult`. Utilisez les fonctions d'accès ci-dessous pour obtenir le contenu de `PGresult`. Évitez de référencer directement les champs de la structure `PGresult` car ils sont sujets à changements dans le futur.

`PQresultStatus`

Renvoie l'état du résultat d'une commande.

```
ExecStatusType PQresultStatus(const PGresult *res);
```

`PQresultStatus` peut renvoyer une des valeurs suivantes :

`PGRES_EMPTY_QUERY`

La chaîne envoyée au serveur était vide.

`PGRES_COMMAND_OK`

Fin avec succès d'une commande ne renvoyant aucune donnée.

`PGRES_TUPLES_OK`

Fin avec succès d'une commande renvoyant des données (telle que `SELECT` ou `SHOW`).

`PGRES_COPY_OUT`

Début de l'envoi (à partir du serveur) d'un flux de données.

`PGRES_COPY_IN`

Début de la réception (sur le serveur) d'un flux de données.

`PGRES_BAD_RESPONSE`

La réponse du serveur n'a pas été comprise.

`PGRES_NONFATAL_ERROR`

Une erreur non fatale (une note ou un avertissement) est survenue.

PGRES_FATAL_ERROR

Une erreur fatale est survenue.

PGRES_COPY_BOTH

Lancement du transfert de données Copy In/Out (vers et à partir du serveur). Cette fonctionnalité est seulement utilisée par la réplication en flux, ce statut ne devrait donc pas apparaître dans les applications ordinaires.

PGRES_SINGLE_TUPLE

La structure PGresult contient une seule ligne de résultat provenant de la commande courante. Ce statut n'intervient que lorsque le mode ligne-à-ligne a été sélectionné pour cette requête (voir Section 34.5).

Si le statut du résultat est PGRES_TUPLES_OK ou PGRES_SINGLE_TUPLE, alors les fonctions décrites ci-dessous peuvent être utilisées pour récupérer les lignes renvoyées par la requête. Notez qu'une commande SELECT qui récupère zéro ligne affichera toujours PGRES_TUPLES_OK. PGRES_COMMAND_OK est pour les commandes qui ne peuvent jamais renvoyer de lignes (INSERT ou UPDATE sans une clause RETURNING, etc.). Une réponse PGRES_EMPTY_QUERY pourrait indiquer un bogue dans le logiciel client.

Un résultat de statut PGRES_NONFATAL_ERROR ne sera jamais renvoyé directement par PQexec ou d'autres fonctions d'exécution de requêtes ; les résultats de ce type sont passés à l'exécuteur de notifications (voir la Section 34.12).

PQresStatus

Convertit le type énuméré renvoyé par PQresultStatus en une constante de type chaîne décrivant le code d'état. L'appelant ne devrait pas libérer le résultat.

```
char *PQresStatus(ExecStatusType status);
```

PQresultErrorMessage

Renvoie le message d'erreur associé avec la commande ou une chaîne vide s'il n'y a pas eu d'erreurs.

```
char *PQresultErrorMessage(const PGresult *res);
```

S'il y a eu une erreur, la chaîne renvoyée incluera un retour chariot en fin. L'appelant ne devrait pas libérer directement le résultat. Il sera libéré quand le pointeur PGresult associé sera passé à PQclear.

Immédiatement après un appel à PQexec ou PQgetResult, PQerrorMessage (sur la connexion) renverra la même chaîne que PQresultErrorMessage (sur le résultat). Néanmoins, un PGresult conservera son message d'erreur jusqu'à destruction, alors que le message d'erreur de la connexion changera avec les opérations suivantes. Utilisez PQresultErrorMessage quand vous voulez connaître le statut associé avec un PGresult particulier ; utilisez PQerrorMessage lorsque vous souhaitez connaître le statut à partir de la dernière opération sur la connexion.

PQresultVerboseErrorMessage

Renvoie une version reformatée du message d'erreur associé avec un objet PGresult.

```
char *PQresultVerboseErrorMessage(const PGresult *res,
                                  PGVerbosity verbosity,
                                  PGContextVisibility
 show_context);
```

Dans certaines situations, un client pourrait vouloir une version plus détaillée d'une erreur déjà rapportée. `PQresultVerboseErrorMessage` couvre ce besoin en traitant le message tel qu'il aurait été produit par `PQresultErrorMessage` si la configuration souhaitée de la verbosité était activée pour la connexion au moment où l'objet `PGresult` indiqué a été généré. Si le `PGresult` ne correspond pas une erreur, « PGresult is not an error result » est renvoyé à la place. La chaîne renvoyée inclut un retour à la ligne en fin de chaîne.

Contrairement à la plupart des autres fonctions d'extraction de données à partir d'un objet `PGresult`, le résultat de cette fonction est une chaîne tout juste allouée. L'appelant doit la libérer en utilisant `PQfreemem()` quand la chaîne n'est plus nécessaire.

Un NULL en retour est possible s'il n'y a pas suffisamment de mémoire.

PQresultErrorField

Renvoie un champ individuel d'un rapport d'erreur.

```
char *PQresultErrorField(const PGresult *res, int fieldcode);
```

`fieldcode` est un identifiant de champ d'erreur ; voir les symboles listés ci-dessous. `NULL` est renvoyé si `PGresult` n'est pas un résultat d'erreur ou d'avertissement, ou n'inclut pas le champ spécifié. Les valeurs de champ n'incluront normalement pas un retour chariot en fin. L'appelant ne devrait pas libérer directement le résultat. Il sera libéré quand le pointeur `PGresult` associé sera passé à `PQclear`.

Les codes de champs suivants sont disponibles :

`PG_DIAG_SEVERITY`

La sévérité ; le contenu du champ peut être `ERROR`, `FATAL` ou `PANIC` dans un message d'erreur, ou `WARNING`, `NOTICE`, `DEBUG`, `INFO` ou `LOG` dans un message de notification, ou une traduction localisée d'un de ceux-ci. Toujours présent.

`PG_DIAG_SEVERITY_NONLOCALIZED`

La sévérité ; le contenu du champ peut être `ERROR`, `FATAL` ou `PANIC` (dans un message d'erreur), ou `WARNING`, `NOTICE`, `DEBUG`, `INFO` ou `LOG` (dans un message de notification). C'est identique au champ `PG_DIAG_SEVERITY` sauf que le contenu n'est jamais traduit. Il est présent uniquement dans les rapports générés par les versions 9.6 et ultérieurs de PostgreSQL.

`PG_DIAG_SQLSTATE`

Le code SQLSTATE de l'erreur. Ce code identifie le type d'erreur qui est survenu ; il peut être utilisé par des interfaces utilisateur pour des opérations spécifiques (telles que la gestion des erreurs) en réponse à une erreur particulière de la base de données. Pour une liste des codes SQLSTATE possibles, voir l'Annexe A. Ce champ n'est pas localisable et est toujours présent.

`PG_DIAG_MESSAGE_PRIMARY`

Le message d'erreur principal, compréhensible par un humain (typiquement sur une ligne). Toujours présent.

`PG_DIAG_MESSAGE_DETAIL`

Détail : un message d'erreur secondaire et optionnel proposant plus d'informations sur le problème. Pourrait courir sur plusieurs lignes.

`PG_DIAG_MESSAGE_HINT`

Astuce : une suggestion supplémentaire sur ce qu'il faut faire suite à ce problème. Elle a pour but de différer du détail car elle offre un conseil (potentiellement inapproprié) plutôt que des faits établis. Pourrait courir sur plusieurs lignes.

`PG_DIAG_STATEMENT_POSITION`

Une chaîne contenant un entier décimal indiquant une position du curseur d'erreur comme index dans la chaîne d'instruction originale. Le premier caractère a l'index 1 et les positions sont mesurées en caractères, et non en octets.

`PG_DIAG_INTERNAL_POSITION`

Ceci est défini de la même façon que le champ `PG_DIAG_STATEMENT_POSITION` mais est utilisé quand la position du curseur fait référence à une commande générée en interne plutôt qu'une soumise par le client. Le champ `PG_DIAG_INTERNAL_QUERY` apparaîtra toujours quand ce champ apparaît.

`PG_DIAG_INTERNAL_QUERY`

Le texte d'une commande générée en interne et échouée. Ce pourrait être, par exemple, une requête SQL lancée par une fonction PL/pgSQL.

`PG_DIAG_CONTEXT`

Une indication du contexte dans lequel l'erreur est apparue. Actuellement, cela inclut une trace de la pile d'appels des fonctions du langage procédural actif et de requêtes générées en interne. La trace a une entrée par ligne, la plus récente au début.

`PG_DIAG_SCHEMA_NAME`

Si l'erreur était associée à un objet spécifique de la base de données, nom du schéma contenant cet objet.

`PG_DIAG_TABLE_NAME`

Si l'erreur était associée à une table spécifique, nom de cette table. (Fait référence au champ du nom du schéma pour le nom du schéma de la table.)

`PG_DIAG_COLUMN_NAME`

Si l'erreur était associée à une colonne spécifique d'une table, nom de cette colonne. (Fait référence aux champs de noms du schéma et de la table pour identifier la table.)

`PG_DIAG_DATATYPE_NAME`

Si l'erreur était associée à un type de données spécifique, nom de ce type de données. (Fait référence au champ du nom du schéma pour le schéma du type de données.)

`PG_DIAG_CONSTRAINT_NAME`

Si l'erreur était associée à une contrainte spécifique, nom de cette contrainte. Cela fait référence aux champs listés ci-dessus pour la table ou le domaine associé. (Dans ce cadre, les index sont traités comme des contraintes, même s'ils n'ont pas été créés avec la syntaxe des contraintes.)

`PG_DIAG_SOURCE_FILE`

Le nom du fichier contenant le code source où l'erreur a été rapportée.

`PG_DIAG_SOURCE_LINE`

Le numéro de ligne dans le code source où l'erreur a été rapportée.

`PG_DIAG_SOURCE_FUNCTION`

Le nom de la fonction dans le code source où l'erreur a été rapportée.

> **Note**
>
> Les champs pour les noms du schéma, de la table, de la colonne, du type de données et de la contrainte sont fournis seulement pour un nombre limité de types d'erreurs ; voir Annexe A. Ne supposez pas que la présence d'un de ces champs garantisse la présence d'un autre champ. Les sources d'erreurs du moteur observent les relations notées ci-dessus mais les fonctions utilisateurs peuvent utiliser ces champs d'une autre façon. Dans la même idée, ne supposez pas que ces champs indiquent des objets encore existants dans la base de données courante.

Le client est responsable du formatage des informations affichées suivant ses besoins ; en particulier, il doit supprimer les longues lignes si nécessaires. Les caractères de retour chariot apparaissant dans les champs de message d'erreur devraient être traités comme des changements de paragraphes, pas comme des changements de lignes.

Les erreurs générées en interne par libpq auront une sévérité et un message principal mais aucun autre champ. Les erreurs renvoyées par un serveur utilisant un protocole antérieure à la 3.0 incluront la sévérité, le message principal et parfois un message détaillé, mais aucun autre champ.

Notez que les champs d'erreurs sont seulement disponibles pour les objets `PGresult`, et non pas pour les objets `PGconn` ; il n'existe pas de fonction `PQerrorField`.

`PQclear`

Libère le stockage associé avec un `PGresult`. Chaque résultat de commande devrait être libéré via `PQclear` lorsqu'il n'est plus nécessaire.

```
void PQclear(PGresult *res);
```

Vous pouvez conserver un objet `PGresult` aussi longtemps que vous en avez besoin ; il ne part pas lorsque vous lancez une nouvelle commande, même pas si vous fermez la connexion. Pour vous en débarrasser, vous devez appeler `PQclear`. En cas d'oubli, le résultat sera une fuite de mémoire dans votre application.

34.3.2. Récupérer l'information dans le résultat des requêtes

Ces fonctions sont utilisées pour extraire des informations provenant d'un objet `PGresult` représentant un résultat valide pour une requête (statut `PGRES_TUPLES_OK` ou `PGRES_SINGLE_TUPLE`). Elles peuvent aussi être utilisés pour extraire des informations à partir d'une opération Describe réussie : le résultat d'un Describe a les mêmes informations de colonnes qu'une exécution réelle de la requête aurait fournie, mais avec zéro ligne. Pour les objets avec d'autres valeurs de statut, ces fonctions agiront comme si le résultat avait zéro ligne et zéro colonne.

`PQntuples`

Renvoie le nombre de lignes (enregistrements, ou *tuples*) du résultat de la requête. (Notez que les objets `PGresult` sont limités à au plus `INT_MAX` lignes, donc un résultat de type `int` est suffisant.)

```
int PQntuples(const PGresult *res);
```

`PQnfields`

Renvoie le nombre de colonnes (champs) de chaque ligne du résultat de la requête.

```
int PQnfields(const PGresult *res);
```

`PQfname`

Renvoie le nom de la colonne associé avec le numéro de colonne donnée. Les numéros de colonnes commencent à zéro. L'appelant ne devrait pas libérer directement le résultat. Il sera libéré quand le pointeur `PGresult` associée est passée à `PQclear`.

```
char *PQfname(const PGresult *res,
                      int column_number);
```

`NULL` est renvoyé si le numéro de colonne est en dehors de la plage.

`PQfnumber`

Renvoie le numéro de colonne associé au nom de la colonne donné.

```
int PQfnumber(const PGresult *res,
                     const char *column_name);
```

-1 est renvoyé si le nom donné ne correspond à aucune colonne.

Le nom donné est traité comme un identifiant dans une commande SQL, c'est-à-dire qu'il est mis en minuscule sauf s'il est entre des guillemets doubles. Par exemple, pour le résultat de la requête suivante :

```
SELECT 1 AS FOO, 2 AS "BAR";
```

nous devons obtenir les résultats suivants :

```
PQfname(res, 0)              foo
      PQfname(res, 1)              BAR
      PQfnumber(res, "FOO")        0
      PQfnumber(res, "foo")        0
      PQfnumber(res, "BAR")        -1
      PQfnumber(res, "\"BAR\"")    1
```

`PQftable`

Renvoie l'OID de la table à partir de laquelle la colonne donnée a été récupérée. Les numéros de colonnes commencent à 0.

```
Oid PQftable(const PGresult *res,
```

```
                        int column_number);
```

`InvalidOid` est renvoyé si le numéro de colonne est en dehors de la plage, ou si la colonne spécifiée n'est pas une simple référence à une colonne de table, ou lors de l'utilisation d'un protocole antérieur à la version 3.0. Vous pouvez requêter la table système `pg_class` pour déterminer exactement quelle table est référencée.

Le type `Oid` et la constante `InvalidOid` seront définis lorsque vous incluerez le fichier d'en-tête libpq. Ils auront le même type entier.

`PQftablecol`

Renvoie le numéro de colonne (dans sa table) de la colonne correspondant à la colonne spécifiée de résultat de la requête. Les numéros de colonne du résultat commencent à 0, mais les colonnes de table ont des numéros supérieurs à zéro.

```
int PQftablecol(const PGresult *res,
                        int column_number);
```

Zéro est renvoyé si le numéro de colonne est en dehors de la plage, ou si la colonne spécifiée n'est pas une simple référence à une colonne de table, ou lors de l'utilisation d'un protocole antérieur à la version 3.0.

`PQfformat`

Renvoie le code de format indiquant le format de la colonne donné. Les numéros de colonnes commencent à zéro.

```
int PQfformat(const PGresult *res,
                       int column_number);
```

Le code de format zéro indique une représentation textuelle des données, alors qu'un code un indique une représentation binaire (les autres codes sont réservés pour des définitions futures).

`PQftype`

Renvoie le type de données associé avec le numéro de colonne donné. L'entier renvoyé est le numéro OID interne du type. Les numéros de colonnes commencent à zéro.

```
Oid PQftype(const PGresult *res,
                     int column_number);
```

Vous pouvez lancer des requêtes sur la table système `pg_type` pour obtenir les noms et propriétés des différents types de données. Les OID des types de données intégrés sont définis dans le fichier `include/server/catalog/pg_type.h` dans le code source.

`PQfmod`

Renvoie le modificateur de type de la colonne associée avec le numéro de colonne donné. Les numéros de colonnes commencent à zéro.

```
int PQfmod(const PGresult *res,
                   int column_number);
```

L'interprétation des valeurs du modificateur est spécifique au type ; typiquement elles indiquent la précision ou les limites de taille. La valeur -1 est utilisée pour indiquer « aucune information

disponible ». La plupart des types de données n'utilisent pas les modificateurs, auquel cas la valeur est toujours -1.

`PQfsize`

Renvoie la taille en octets de la colonne associée au numéro de colonne donné. Les numéros de colonnes commencent à 0.

```
int PQfsize(const PGresult *res,
                   int column_number);
```

`PQfsize` renvoie l'espace alloué pour cette colonne dans une ligne de la base de données, en d'autres termes la taille de la représentation interne du serveur du type de données (en conséquence ce n'est pas réellement utile pour les clients). Une valeur négative indique que les types de données ont une longueur variable.

`PQbinaryTuples`

Renvoie 1 si `PGresult` contient des données binaires et 0 s'il contient des données texte.

```
int PQbinaryTuples(const PGresult *res);
```

Cette fonction est obsolète (sauf dans le cas d'une utilisation en relation avec `COPY`) car un seul `PGresult` peut contenir du texte dans certaines colonnes et des données binaires dans d'autres. `PQfformat` est à préférer. `PQbinaryTuples` renvoie 1 seulement si toutes les colonnes du résultat sont dans un format binaire (format 1).

`PQgetvalue`

Renvoie la valeur d'un seul champ d'une seule ligne d'un `PGresult`. Les numéros de lignes et de colonnes commencent à zéro. L'appelant ne devrait pas libérer directement le résultat. Il sera libéré quand le pointeur `PGresult` associé sera passé à `PQclear`.

```
char* PQgetvalue(const PGresult *res,
                         int row_number,
                         int column_number);
```

Pour les données au format texte, la valeur renvoyée par `PQgetvalue` est une représentation au format chaîne de caractères terminée par un octet nul de la valeur du champ. Pour les données au format binaire, la valeur dans la représentation binaire est déterminée par le type de la donnée, fonctions `typsend` et `typreceive`. (La valeur est en fait suivie d'un octet zéro dans ce cas aussi, mais ce n'est pas réellement utile car la valeur a des chances de contenir d'autres valeurs NULL embarquées).

Une chaîne vide est renvoyée si la valeur du champ est NULL. Voir `PQgetisnull` pour distinguer les valeurs NULL des chaînes vides.

Le pointeur renvoyé par `PQgetvalue` pointe vers le stockage qui fait partie de la structure `PGresult`. Personne ne devrait modifier les données vers lesquelles il pointe, et tout le monde devrait copier les données dans un autre stockage explicitement si elles doivent être utilisées après la durée de vie de la structure `PGresult`.

`PQgetisnull`

Teste un champ pour savoir s'il est NULL. Les numéros de lignes et de colonnes commencent à 0.

```
int PQgetisnull(const PGresult *res,
```

```
                        int row_number,
                        int column_number);
```

Cette fonction renvoie 1 si le champ est nul et 0 s'il contient une valeur non NULL (notez que `PQgetvalue` renverra une chaîne vide, et non pas un pointeur NULL, pour un champ NULL).

`PQgetlength`

Renvoie la longueur réelle de la valeur d'un champ en octet. Les numéros de lignes et de colonnes commencent à 0.

```
int PQgetlength(const PGresult *res,
                    int row_number,
                    int column_number);
```

C'est la longueur réelle des données pour cette donnée en particulier, c'est-à-dire la taille de l'objet pointé par `PQgetvalue`. Pour le format textuel, c'est identique à `strlen()`. Pour le format binaire, c'est une information essentielle. Notez que l'on ne devrait *pas* se fier à `PQfsize` pour obtenir la taille réelle des données.

`PQnparams`

Renvoie le nombre de paramètres d'une instruction préparée.

```
int PQnparams(const PGresult *res);
```

Cette fonction est utile seulement pour inspecter le résultat de `PQdescribePrepared`. Pour les autres types de requêtes, elle renverra zéro.

`PQparamtype`

Renvoie le type de donnée du paramètre indiqué dans l'instruction. Les numéros des paramètres commencent à 0.

```
Oid PQparamtype(const PGresult *res, int param_number);
```

Cette fonction est utile seulement pour inspecter le résultat de `PQdescribePrepared`. Pour les autres types de requêtes, elle renverra zéro.

`PQprint`

Affiche toutes les lignes et, optionnellement, les noms des colonnes dans le flux de sortie spécifié.

```
void PQprint(FILE* fout,      /* flux de sortie */
                  const PGresult *res,
                  const PQprintOpt *po);

        typedef struct
        {
            pqbool  header;      /* affiche les en-têtes des
 champs et le nombre de
                                    lignes */
            pqbool  align;       /* aligne les champs */
```

```
            pqbool  standard;    /* vieux format (mort) */
            pqbool  html3;       /* affiche les tables en HTML
    */
            pqbool  expanded;    /* étend les tables */
            pqbool  pager;       /* utilise le paginateur pour
    la sortie si nécessaire
                                    */
            char    *fieldSep;   /* séparateur de champ */
            char    *tableOpt;   /* attributs des éléments de
    table HTML */
            char    *caption;    /* titre de la table HTML */
            char    **fieldName; /* Tableau terminé par un NULL
    des noms de remplacement
                                    des champs */
          } PQprintOpt;
```

Cette fonction était auparavant utilisée par psql pour afficher les résultats des requêtes mais ce n'est plus le cas. Notez qu'elle assume que les données sont dans un format textuel.

34.3.3. Récupérer d'autres informations de résultats

Ces fonctions sont utilisées pour extraire d'autres informations des objets `PGresult`.

`PQcmdStatus`

Renvoie l'état de la commande de l'instruction SQL qui a généré le `PGresult`.

```
char * PQcmdStatus(PGresult *res);
```

D'habitude, c'est juste le nom de la commande mais elle peut inclure des données supplémentaires comme le nombre de lignes traitées. L'appelant ne devrait pas libérer directement le résultat. Il sera libéré quand le pointeur `PGresult` associée sera passé à `PQclear`.

`PQcmdTuples`

Renvoie le nombre de lignes affectées par la commande SQL.

```
char * PQcmdTuples(PGresult *res);
```

Cette fonction renvoie une chaîne contenant le nombre de lignes affectées par l'instruction SQL qui a généré `PGresult`. Cette fonction ne peut être utilisée qu'après l'exécution d'une instruction `SELECT`, `CREATE TABLE AS`, `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`, `MOVE`, `FETCH` ou `COPY`, ou un `EXECUTE` d'une instruction préparée contenant une instruction `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`. Si la commande qui a généré `PGresult` était autre chose, `PQcmdTuples` renverrait directement une chaîne vide. L'appelant ne devrait pas libérer la valeur de retour directement. Elle sera libérée quand le pointeur `PGresult` associée sera passé à `PQclear`.

`PQoidValue`

Renvoie l'OID de la ligne insérée, si la commande SQL était un `INSERT` qui a inséré exactement une ligne dans une table comprenant des OID, ou un `EXECUTE` d'une requête préparée contenant une instruction `INSERT` convenable. Sinon cette fonction renvoie `InvalidOid`. Cette fonction renverra aussi `InvalidOid` si la table touchée par l'instruction `INSERT` ne contient pas d'OID.

```
Oid PQoidValue(const PGresult *res);
```

`PQoidStatus`

Cette fonction est obsolète. Utilisez plutôt `PQoidValue`. De plus, elle n'est pas compatible avec les threads. Elle renvoie une chaîne contenant l'OID de la ligne insérée alors que `PQoidValue` renvoie la valeur de l'OID.

```
char * PQoidStatus(const PGresult *res);
```

34.3.4. Échapper les chaînes dans les commandes SQL

`PQescapeLiteral`

```
        char *PQescapeLiteral(PGconn *conn, const char *str,
 size_t length);
```

`PQescapeLiteral` échappe une chaîne pour l'utiliser dans une commande SQL. C'est utile pour insérer des données comme des constantes dans des commandes SQL. Certains caractères, comme les guillemets et les antislashs, doivent être traités avec des caractères d'échappement pour éviter qu'ils ne soient traités d'après leur signification spéciale par l'analyseur SQL. `PQescapeLiteral` réalise cette opération.

`PQescapeLiteral` renvoie une version échappée du paramètre *`str`* dans une mémoire allouée avec `malloc()`. Cette mémoire devra être libérée en utilisant `PQfreemem()` quand le résultat ne sera plus utile. Un octet zéro final n'est pas requis et ne doit pas être compté dans *`length`*. (Si un octet zéro est découvert avant le traitement de *`length`* octets, `PQescapeLiteral` s'arrête au zéro ; ce comportement est celui de `strncpy`.) Les caractères spéciaux de la chaîne en retour ont été remplacés pour qu'ils puissent être traités correctement par l'analyseur de chaînes de PostgreSQL. Un octet zéro final est aussi ajouté. Les guillemets simples qui doivent entourer les chaînes littérales avec PostgreSQL sont inclus dans la chaîne résultante.

En cas d'erreur, `PQescapeLiteral` renvoit `NULL` et un message adéquat est stocké dans l'objet *`conn`*.

> **Astuce**
>
> Il est particulièrement important de faire un échappement propre lors de l'utilisation de chaînes provenant d'une source qui n'est pas de confiance. Sinon, il existe un risque de sécurité : vous vous exposez à une attaque de type « injection SQL » avec des commandes SQL non voulues injectées dans votre base de données.

Notez qu'il n'est pas nécessaire ni correct de faire un échappement quand une valeur est passée en tant que paramètre séparé dans `PQexecParams` ou ses routines sœurs.

`PQescapeIdentifier`

```
        char *PQescapeIdentifier(PGconn *conn, const char *str,
 size_t length);
```

`PQescapeIdentifier` échappe une chaîne pour qu'elle puisse être utilisé en tant qu'identifiant SQL, par exemple pour le nom d'une table, d'une colonne ou d'une fonction. C'est

utile quand un identifiant fourni par un utilisateur pourrait contenir des caractères spéciaux, qui sinon ne seraient pas interprétés comme faisant partie de l'identifiant par l'analyseur SQL, ou lorsque l'identifiant pourrait contenir des caractères en majuscule, dont la casse doit être préservée.

`PQescapeIdentifier` renvoit une version du paramètre *`str`* échappée comme doit l'être un identifiant SQL, dans une mémoire allouée avec `malloc()`. Cette mémoire doit être libérée en utilisant `PQfreemem()` quand le résultat n'est plus nécessaire. Un octet zéro final n'est pas nécessaire et ne doit pas être comptabilisé dans *`length`*. (Si un octet zéro est trouvé avant le traitement de *`length`* octets, `PQescapeIdentifier` s'arrête au zéro ; ce comportement est celui de `strncpy`.) Les caractères spéciaux de la chaîne en retour ont été remplacés pour que ce dernier soit traité proprement comme un identifiant SQL. Un octet zéro final est aussi ajouté. La chaîne de retour sera aussi entourée de guillemets doubles.

En cas d'erreur, `PQescapeIdentifier` renvoit `NULL` et un message d'erreur adéquat est stocké dans l'objet *`conn`*.

> **Astuce**
>
> Comme avec les chaînes littérales, pour empêcher les attaques par injection SQL, les identifiants SQL doivent être échappés lorsqu'ils proviennent d'une source non sûre.

`PQescapeStringConn`

```
        size_t PQescapeStringConn (PGconn *conn,
                                   char *to, const char *from,
 size_t length,
                                   int *error);
```

`PQescapeStringConn` échappe les chaînes littérales de la même façon que `PQescapeLiteral`. Contrairement à `PQescapeLiteral`, l'appelant doit fournir un tampon d'une taille appropriée. De plus, `PQescapeStringConn` n'ajoute pas de guillemets simples autour des chaînes littérales de PostgreSQL ; elles doivent être ajoutées dans la commande SQL où ce résultat sera inséré. Le paramètre *`from`* pointe vers le premier caractère de la chaîne à échapper, et le paramètre *`length`* précise le nombre d'octets contenus dans cette chaîne. Un octet zéro final n'est pas nécessaire et ne doit pas être comptabilisé dans *`length`*. (Si un octet zéro est trouvé avant le traitement de *`length`* octets, `PQescapeStringConn` s'arrête au zéro ; ce comportement est celui de `strncpy`.) *`to`* doit pointer vers un tampon qui peut contenir au moins un octet de plus que deux fois la valeur de *`length`*, sinon le comportement de la fonction est indéfini. Le comportement est indéfini si les chaînes *`to`* et *`from`* se recouvrent.

Si le paramètre *`error`* est différent de `NULL`, alors `*error` est configuré à zéro en cas de succès, et est différent de zéro en cas d'erreur. Actuellement, les seules conditions permettant une erreur impliquent des encodages multi-octets dans la chaîne source. La chaîne en sortie est toujours générée en cas d'erreur mais on peut s'attendre à ce que le serveur la rejette comme une chaîne malformée. En cas d'erreur, un message adéquat est stocké dans l'objet *`conn`*, que *`error`* soit `NULL` ou non.

`PQescapeStringConn` renvoit le nombre d'octets écrits dans *`to`*, sans inclure l'octet zéro final.

`PQescapeString`

`PQescapeString` est une version ancienne et obsolète de `PQescapeStringConn`.

```
        size_t PQescapeString (char *to, const char *from,
 size_t length);
```

La seule différence avec `PQescapeStringConn` tient dans le fait que `PQescapeString` n'a pas de paramètres *`conn`* et *`error`*. À cause de cela, elle ne peut ajuster son comportement en fonction des propriétés de la connexion (comme l'encodage des cnécssairearactères) et du coup, *elle pourrait fournir des résultats erronés*. De plus, elle ne peut pas renvoyer de conditions d'erreur.

`PQescapeString` peut être utilisé en toute sécurité avec des programmes client utilisant une seule connexion PostgreSQL à la fois (dans ce cas, il peut trouver ce qui l'intéresse « en arrière-plan »). Dans d'autres contextes, c'est un risque en terme de sécurité. Cette fonction devrait être évitée et remplacée par `PQescapeStringConn`.

`PQescapeByteaConn`

Échappe des données binaires à utiliser à l'intérieur d'une commande SQL avec le type `bytea`. Comme avec `PQescapeStringConn`, c'est seulement utilisé pour insérer des données directement dans une chaîne de commande SQL.

```
unsigned char *PQescapeByteaConn(PGconn *conn,
                                 const unsigned char *from,
                                 size_t from_length,
                                 size_t *to_length);
```

Certaines valeurs d'octets *doivent* être échappées lorsqu'elles font partie d'un littéral `bytea` dans une instruction SQL. `PQescapeByteaConn` échappe les octets en utilisant soit un codage hexadécimal soit un échappement avec des antislashs. Voir Section 8.4 pour plus d'informations.

Le paramètre *`from`* pointe sur le premier octet de la chaîne à échapper et le paramètre *`from_length`* donne le nombre d'octets de cette chaîne binaire (un octet zéro final n'est ni nécessaire ni compté). Le paramètre *`to_length`* pointe vers une variable qui contiendra la longueur de la chaîne échappée résultante. Cette longueur inclut l'octet zéro de terminaison.

`PQescapeByteaConn` renvoie une version échappée du paramètre *`from`* dans la mémoire allouée avec `malloc()`. Cette mémoire doit être libérée avec `PQfreemem` lorsque le résultat n'est plus nécessaire. Tous les caractères spéciaux de la chaîne de retour sont remplacés de façon à ce qu'ils puissent être traités proprement par l'analyseur de chaînes littérales de PostgreSQL et par la fonction d'entrée `bytea`. Un octet zéro final est aussi ajouté. Les guillemets simples qui encadrent les chaînes littérales de PostgreSQL ne font pas partie de la chaîne résultante.

En cas d'erreur, un pointeur NULL est renvoyé et un message d'erreur adéquat est stocké dans l'objet *`conn`*. Actuellement, la seule erreur possible est une mémoire insuffisante pour stocker la chaîne résultante.

`PQescapeBytea`

`PQescapeBytea` est une version ancienne et obsolète de `PQescapeByteaConn`.

```
        unsigned char *PQescapeBytea(const unsigned char *from,
                                     size_t from_length,
                                     size_t *to_length);
```

La seule différence avec `PQescapeByteaConn` est que `PQescapeBytea` ne prend pas de paramètre `PGconn`. De ce fait, `PQescapeBytea` ne peut être utilisé en toute sécurité que dans des programmes qui n'utilisent qu'une seule connexion PostgreSQL à la fois (dans ce cas, il peut trouver ce dont il a besoin « en arrière-plan »). Elle *pourrait donner des résultats erronés* si elle

est utilisé dans des programmes qui utilisent plusieurs connexions de bases de données (dans ce cas, utilisez PQescapeByteaConn).

PQunescapeBytea

Convertit une représentation de la chaîne en donnés binaires -- l'inverse de PQescapeBytea. Ceci est nécessaire lors de la récupération de données bytea en format texte, mais pas lors de sa récupération au format binaire.

```
unsigned char *PQunescapeBytea(const unsigned char *from, size_t
 *to_length);
```

Le paramètre *from* pointe vers une chaîne de telle qu'elle pourrait provenir de PQgetvalue lorsque la colonne est de type bytea. PQunescapeBytea convertit cette représentation de la chaîne en sa représentation binaire. Elle renvoie un pointeur vers le tampon alloué avec malloc(), ou NULL en cas d'erreur, et place la taille du tampon dans *to_length*. Le résultat doit être libéré en utilisant PQfreemem lorsqu'il n'est plus nécessaire.

Cette conversion n'est pas l'inverse exacte de PQescapeBytea car la chaîne n'est pas supposée être "échappée" tel qu'elle est renvoyée par PQgetvalue. Cela veut dire, notamment, qu'il n'y a pas besoin de réfléchir à la mise entre guillemets de la chaîne, et donc pas besoin d'un paramètre PGconn.

34.4. Traitement des commandes asynchrones

La fonction PQexec est adéquate pour soumettre des commandes aux applications standards, synchrones. Néanmoins, elle a quelques défauts pouvant être d'importance à certains utilisateurs :

- PQexec attend que la commande se termine. L'application pourrait avoir du travail ailleurs (comme le rafraîchissement de l'interface utilisateur), auquel cas elle ne voudra pas être bloquée en attente de la réponse.
- Comme l'exécution de l'application cliente est suspendue en attendant le résultat, il est difficile pour l'application de décider qu'elle voudrait annuler la commande en cours (c'est possible avec un gestionnaire de signaux mais pas autrement).
- PQexec ne peut renvoyer qu'une structure PGresult. Si la chaîne de commande soumise contient plusieurs commandes SQL, toutes les structures PGresult sont annulées par PQexec, sauf la dernière.
- PQexec récupère toujours le résultat entier de la commande, le mettant en cache dans une seule structure PGresult. Bien que cela simplifie la logique de la gestion des erreurs pour l'application, cela peut ne pas se révéler pratique pour les résultats contenant de nombreuses lignes.

Les applications qui n'apprécient pas ces limitations peuvent utiliser à la place les fonctions sous-jacentes à partir desquelles PQexec est construit : PQsendQuery et PQgetResult. Il existe aussi PQsendQueryParams, PQsendPrepare, PQsendQueryPrepared, PQsendDescribePrepared et PQsendDescribePortal, pouvant être utilisées avec PQgetResult pour dupliquer les fonctionnalités de respectivement PQexecParams, PQprepare, PQexecPrepared, PQdescribePrepared et PQdescribePortal.

PQsendQuery

Soumet une commande au serveur sans attendre le(s) résultat(s). 1 est renvoyé si la commande a été correctement envoyée et 0 dans le cas contraire (auquel cas, utilisez la fonction PQerrorMessage pour obtenir plus d'informations sur l'échec).

```
int PQsendQuery(PGconn *conn, const char *command);
```

Après un appel réussi à `PQsendQuery`, appelez `PQgetResult` une ou plusieurs fois pour obtenir les résultats. `PQsendQuery` ne peut pas être appelé de nouveau (sur la même connexion) tant que `PQgetResult` ne renvoie pas de pointeur NULL, indiquant que la commande a terminé.

`PQsendQueryParams`

Soumet une commande et des paramètres séparés au serveur sans attendre le(s) résultat(s).

```
int PQsendQueryParams(PGconn *conn,
                      const char *command,
                      int nParams,
                      const Oid *paramTypes,
                      const char * const *paramValues,
                      const int *paramLengths,
                      const int *paramFormats,
                      int resultFormat);
```

Ceci est équivalent à `PQsendQuery` sauf que les paramètres de requêtes peuvent être spécifiés séparément à partir de la chaîne de requête. Les paramètres de la fonction sont gérés de façon identique à `PQexecParams`. Comme `PQexecParams`, cela ne fonctionnera pas pour les connexions utilisant le protocole 2.0 et cela ne permet qu'une seule commande dans la chaîne de requête.

`PQsendPrepare`

Envoie une requête pour créer une instruction préparée avec les paramètres donnés et redonne la main sans attendre la fin de son exécution.

```
int PQsendPrepare(PGconn *conn,
   const char *stmtName,
   const char *query,
   int nParams,
   const Oid *paramTypes);
```

Ceci est la version asynchrone de `PQprepare` : elle renvoie 1 si elle a été capable d'envoyer la requête, 0 sinon. Après un appel terminé avec succès, appelez `PQgetResult` pour déterminer si le serveur a créé avec succès l'instruction préparée. Les paramètres de la fonction sont gérés de façon identique à `PQprepare`. Comme `PQprepare`, cela ne fonctionnera pas sur les connexions utilisant le protocole 2.0.

`PQsendQueryPrepared`

Envoie une requête pour exécuter une instruction préparée avec des paramètres donnés sans attendre le(s) résultat(s).

```
int PQsendQueryPrepared(PGconn *conn,
                        const char *stmtName,
                        int nParams,
                        const char * const *paramValues,
                        const int *paramLengths,
                        const int *paramFormats,
                        int resultFormat);
```

Ceci est similaire à `PQsendQueryParams` mais la commande à exécuter est spécifiée en nommant une instruction préparée précédente au lieu de donner une chaîne contenant la requête.

Les paramètres de la fonction sont gérés de façon identique à PQexecPrepared. Comme PQexecPrepared, cela ne fonctionnera pas pour les connexions utilisant le protocole 2.0.

PQsendDescribePrepared

Soumet une requête pour obtenir des informations sur l'instruction préparée indiquée sans attendre sa fin.

```
int PQsendDescribePrepared(PGconn *conn, const char
 *stmtName);
```

Ceci est la version asynchrone de PQdescribePrepared : elle renvoie 1 si elle a été capable d'envoyer la requête, 0 dans le cas contraire. Après un appel réussi, appelez PQgetResult pour obtenir les résultats. Les paramètres de la fonction sont gérés de façon identique à PQdescribePrepared. Comme PQdescribePrepared, cela ne fonctionnera pas avec les connexions utilisant le protocole 2.0.

PQsendDescribePortal

Soumet une requête pour obtenir des informations sur le portail indiqué sans attendre la fin de la commande.

```
int PQsendDescribePortal(PGconn *conn, const char
 *portalName);
```

Ceci est la version asynchrone de PQdescribePortal : elle renvoie 1 si elle a été capable d'envoyer la requête, 0 dans le cas contraire. Après un appel réussi, appelez PQgetResult pour obtenir les résultats. Les paramètres de la fonction sont gérés de façon identique à PQdescribePortal. Comme PQdescribePortal, cela ne fonctionnera pas avec les connexions utilisant le protocole 2.0.

PQgetResult

Attend le prochain résultat d'un appel précédent à PQsendQuery, PQsendQueryParams, PQsendPrepare, PQsendQueryPrepared, PQsendDescribePrepared ou PQsendDescribePortal, et le renvoie. Un pointeur NULL est renvoyé quand la commande est terminée et qu'il n'y aura plus de résultats.

```
PGresult *PQgetResult(PGconn *conn);
```

PQgetResult doit être appelé de façon répétée jusqu'à ce qu'il retourne un pointeur NULL indiquant que la commande s'est terminée. (Si appelée à un moment où aucune commande n'est active, PQgetResult renverra juste immédiatement un pointeur NULL). Chaque résultat non NULL provenant de PQgetResult devrait être traité en utilisant les mêmes fonctions d'accès à PGresult que celles précédemment décrites. N'oubliez pas de libérer chaque objet résultat avec PQclear quand vous en avez terminé. Notez que PQgetResult bloquera seulement si la commande est active et que les données nécessaires en réponse n'ont pas encore été lues par PQconsumeInput.

Note

Même quand PQresultStatus indique une erreur fatale, PQgetResult doit être appelé jusqu'à ce qu'il renvoie un pointeur NULL pour permettre à libpq de traiter l'information sur l'erreur correctement.

Utiliser PQsendQuery et PQgetResult résout un des problèmes de PQexec : si une chaîne de commande contient plusieurs commandes SQL, les résultats de ces commandes peuvent être obtenus individuellement (ceci permet une simple forme de traitement en parallèle : le client peut gérer les résultats d'une commande alors que le serveur travaille sur d'autres requêtes de la même chaîne de commandes).

Une autre fonctionnalité fréquemment demandée, pouvant être obtenue avec PQsendQuery et PQgetResult est la récupération d'un gros résultat une ligne à la fois. Ceci est discuté dans Section 34.5.

Néanmoins, appeler PQgetResult causera toujours un blocage du client jusqu'à la fin de la prochaine commande SQL. Ceci est évitable en utilisant proprement deux fonctions supplémentaires :

PQconsumeInput

Si l'entrée est disponible à partir du serveur, la consomme.

```
int PQconsumeInput(PGconn *conn);
```

PQconsumeInput renvoie normalement 1 indiquant « aucune erreur », mais renvoie zéro s'il y a eu une erreur (auquel cas PQerrorMessage peut être consulté). Notez que le résultat ne dit pas si des données ont été récupérées en entrée. Après avoir appelé PQconsumeInput, l'application devrait vérifier PQisBusy et/ou PQnotifies pour voir si leur état a changé.

PQconsumeInput peut être appelée même si l'application n'est pas encore préparée à traiter un résultat ou une notification. La fonction lira les données disponibles et les sauvegardera dans un tampon indiquant ainsi qu'une lecture d'un select() est possible. L'application peut donc utiliser PQconsumeInput pour effacer la condition select() immédiatement, puis examiner les résultats à loisir.

PQisBusy

Renvoie 1 si une commande est occupée, c'est-à-dire que PQgetResult bloque en attendant une entrée. Un zéro indique que PQgetResult peut être appelé avec l'assurance de ne pas bloquer.

```
int PQisBusy(PGconn *conn);
```

PQisBusy ne tentera pas lui-même de lire les données à partir du serveur ; du coup, PQconsumeInput doit être appelé d'abord ou l'état occupé ne prendra jamais fin.

Une application typique de l'utilisation de ces fonctions aura une boucle principale utilisant select() ou poll() pour attendre que toutes les conditions soient remplies. Une des conditions sera la disponibilité des données à partir du serveur, ce qui signifie des données lisibles pour select() sur le descripteur de fichier identifié par PQsocket. Lorsque la boucle principale détecte la disponibilité de données, elle devrait appeler PQconsumeInput pour lire l'en-tête. Elle peut ensuite appeler PQisBusy suivi par PQgetResult si PQisBusy renvoie false (0). Elle peut aussi appeler PQnotifies pour détecter les messages NOTIFY (voir la Section 34.8).

Un client qui utilise PQsendQuery/PQgetResult peut aussi tenter d'annuler une commande en cours de traitement par le serveur ; voir la Section 34.6. Mais quelle que soit la valeur renvoyée par PQcancel, l'application doit continuer avec la séquence normale de lecture du résultat en utilisant PQgetResult. Une annulation réussie causera simplement une fin plus rapide de la commande.

En utilisant les fonctions décrites ci-dessus, il est possible d'éviter le blocage pendant l'attente de données du serveur. Néanmoins, il est toujours possible que l'application se bloque en attendant l'envoi vers le serveur. C'est relativement peu fréquent mais cela peut arriver si de très longues commandes SQL ou données sont envoyées (mais c'est bien plus probable si l'application envoie des données via COPY IN). Pour éviter cette possibilité et parvenir à des opérations de bases de données totalement non bloquantes, les fonctions supplémentaires suivantes peuvent être utilisées.

`PQsetnonblocking`

Initialise le statut non bloquant de la connexion.

```
int PQsetnonblocking(PGconn *conn, int arg);
```

Initialise l'état de la connexion à non bloquant si *`arg`* vaut 1 et à bloquant si *`arg`* vaut 0. Renvoie 0 si OK, -1 en cas d'erreur.

Dans l'état non bloquant, les appels à `PQsendQuery`, `PQputline`, `PQputnbytes`, `PQputCopyData` et `PQendcopy` ne bloqueront pas mais renverront à la place une erreur s'ils ont besoin d'être de nouveau appelés.

Notez que `PQexec` n'honore pas le mode non bloquant ; s'il est appelé, il agira d'une façon bloquante malgré tout.

`PQisnonblocking`

Renvoie le statut bloquant de la connexion à la base de données.

```
int PQisnonblocking(const PGconn *conn);
```

Renvoie 1 si la connexion est en mode non bloquant, 1 dans le cas contraire.

`PQflush`

Tente de vider les données des queues de sortie du serveur. Renvoie 0 en cas de succès (ou si la queue d'envoi est vide), -1 en cas d'échec quelle que soit la raison ou 1 s'il a été incapable d'envoyer encore toutes les données dans la queue d'envoi (ce cas arrive seulement si la connexion est non bloquante).

```
int PQflush(PGconn *conn);
```

Après avoir envoyé une commande ou des données dans une connexion non bloquante, appelez `PQflush`. S'il renvoie 1, attendez que la socket devienne prête en lecture ou en écriture. Si elle est prête en écriture, appelez de nouveau `PQflush`. Si elle est prête en lecture, appelez `PQconsumeInput`, puis appelez `PQflush`. Répétez jusqu'à ce que `PQflush` renvoie 0. (Il est nécessaire de vérifier si elle est prête en lecture, et de vidanger l'entrée avec `PQconsumeInput` car le serveur peut bloquer en essayant d'envoyer des données, par exemple des messages NOTICE, et ne va pas lire nos données tant que nous n'avons pas lu les siennes.) Une fois que `PQflush` renvoie 0, attendez que la socket soit disponible en lecture, puis lisez la réponse comme décrit ci-dessus.

34.5. Récupérer le résultats des requêtes ligne par ligne

D'habitude, libpq récupère le résultat complet d'une commande SQL et la renvoie à l'application sous la forme d'une seule structure `PGresult`. Ce peut être impraticable pour les commandes renvoyant un grand nombre de lignes. Dans de tels cas, les applications peuvent utiliser `PQsendQuery` et `PQgetResult` dans le *mode ligne-à-ligne*. Dans ce mode, les lignes du résultat sont renvoyées à l'application une par une, au fur et à mesure qu'elles sont reçues du serveur.

Pour entrer dans le mode ligne-à-ligne, appelez `PQsetSingleRowMode` immédiatement après un appel réussi à `PQsendQuery` (ou une fonction similaire). Cette sélection de mode ne fonctionne que pour la requête en cours d'exécution. Puis appelez `PQgetResult` de façon répétée, jusqu'à ce qu'elle renvoit NULL, comme documenté dans Section 34.4. Si la requête renvoit des lignes,

elles sont renvoyées en tant qu'objets PGresult individuels, qui ressemblent à des résultats de requêtes standards en dehors du fait qu'elles ont le code de statut PGRES_SINGLE_TUPLE au lieu de PGRES_TUPLES_OK. Après la dernière ligne, ou immédiatement si la requête ne renvoit aucune ligne, un objet à zéro ligne avec le statut PGRES_TUPLES_OK est renvoyé ; c'est le signal qu'aucune autre ligne ne va arriver. (Notez cependant qu'il est toujours nécessaire de continuer à appeler PQgetResult jusqu'à ce qu'elle renvoit NULL.) Tous les objets PGresult contiendront les mêmes données de description de lignes (noms de colonnes, types, etc.) qu'un objet PGresult standard aurait pour cette requête. Chaque objet doit être libéré avec la fonction PQclear comme d'ordinaire.

PQsetSingleRowMode

Sélectionne le mode ligne simple pour la requête en cours d'exécution.

```
int PQsetSingleRowMode(PGconn *conn);
```

Cette fonction peut seulement être appelée immédiatement après PQsendQuery ou une de ses fonctions sœurs, avant toute autre opération sur la connexion comme PQconsumeInput ou PQgetResult. Si elle est appelée au bon moment, la fonction active le mode ligne-à-ligne pour la requête en cours et renvoit 1. Sinon, le mode reste inchangé et la fonction renvoit 0. Dans tous les cas, le mode retourne à la normale après la fin de la requête en cours.

> **Attention**
>
> Lors du traitement d'une requête, le serveur peut renvoyer quelques lignes puis rencontrer une erreur, causant l'annulation de la requête. D'ordinaire, la bibliothèque partagée libpq jette ces lignes et renvoit une erreur. Avec le mode ligne-à-ligne, des lignes ont déjà pu être envoyées à l'application. Du coup, l'application verra quelques objets PGresult de statut PGRES_SINGLE_TUPLE suivis par un objet de statut PGRES_FATAL_ERROR. Pour un bon comportement transactionnel, l'application doit être conçue pour invalider ou annuler tout ce qui a été fait avec les lignes précédemment traitées si la requête finit par échouer.

34.6. Annuler des requêtes en cours d'exécution

Une application client peut demander l'annulation d'une commande qui est toujours en cours d'exécution par le serveur en utilisant les fonctions décrites dans cette section.

PQgetCancel

Crée une structure de données contenant les informations nécessaires à l'annulation d'une commande lancée sur une connexion particulière à la base de données.

```
PGcancel *PQgetCancel(PGconn *conn);
```

PQgetCancel crée un objet PGcancel à partir d'un objet connexion PGconn. Il renverra NULL si le paramètre *conn* donné est NULL ou est une connexion invalide. L'objet PGcancel est une structure opaque qui n'a pas pour but d'être accédé directement par l'application ; elle peut seulement être passée à PQcancel ou PQfreeCancel.

PQfreeCancel

Libère une structure de données créée par PQgetCancel.

```
void PQfreeCancel(PGcancel *cancel);
```

`PQfreeCancel` libère un objet donné par `PQgetCancel`.

`PQcancel`

Demande que le serveur abandonne l'exécution de la commande en cours.

```
int PQcancel(PGcancel *cancel, char *errbuf, int errbufsize);
```

La valeur renvoyée est 1 si la demande d'annulation a été correctement envoyée et 0 sinon. Si non, *`errbuf`* contient un message d'erreur expliquant pourquoi. *`errbuf`* doit être un tableau de caractères d'une taille de *`errbufsize`* octets (la taille recommandée est de 256 octets).

Un envoi réussi ne garantit pas que la demande aura un quelconque effet. Si l'annulation est réelle, la commande en cours terminera plus tôt et renverra une erreur. Si l'annulation échoue (disons, parce que le serveur a déjà exécuté la commande), alors il n'y aura aucun résultat visible.

`PQcancel` peut être invoqué de façon sûre par le gestionnaire de signaux si *`errbuf`* est une variable locale dans le gestionnaire de signaux. L'objet `PGcancel` est en lecture seule en ce qui concerne `PQcancel`, pour qu'il puisse aussi être appelé à partir d'un thread séparé de celui manipulant l'objet `PGconn`.

`PQrequestCancel`

`PQrequestCancel` est une variante obsolète de `PQcancel`.

```
int PQrequestCancel(PGconn *conn);
```

Demande au serveur l'abandon du traitement de la commande en cours d'exécution. Elle opère directement sur l'objet `PGconn` et, en cas d'échec, stocke le message d'erreur dans l'objet `PGconn` (d'où il peut être récupéré avec `PQerrorMessage`). Bien qu'il s'agisse de la même fonctionnalité, cette approche est hasardeuse dans les programmes multi-threads et les gestionnaires de signaux car il est possible que la surcharge du message d'erreur de `PGconn` gênera l'opération en cours sur la connexion.

34.7. Interface rapide (Fast Path)

PostgreSQL fournit une interface rapide (*Fast Path*) pour des appels de fonctions simples au serveur.

> **Astuce**
>
> Cette interface est quelque peu obsolète car vous pourriez réaliser les mêmes choses avec des performances similaires et plus de fonctionnalités en initialisant une instruction préparée pour définir l'appel de fonction. Puis, exécuter l'instruction avec une transmission binaire des paramètres et des substitutions de résultats pour un appel de fonction à chemin rapide.

La fonction `PQfn` demande l'exécution d'une fonction du serveur via l'interface de chemin rapide :

```
PGresult* PQfn(PGconn* conn,
               int fnid,
               int *result_buf,
               int *result_len,
```

```
                int result_is_int,
                const PQArgBlock *args,
                int nargs);

typedef struct
{
    int len;
    int isint;
    union
    {
        int *ptr;
        int integer;
    } u;
} PQArgBlock;
```

L'argument *fnid* est l'OID de la fonction à exécuter. *args* et *nargs* définissent les paramètres à passer à la fonction ; ils doivent correspondre à la liste d'arguments déclarés de la fonction. Quand le champ *isint* d'une structure est vrai, la valeur de *u.integer* est envoyée au serveur en tant qu'entier de la longueur indiquée (qui doit être 2 ou 4 octets) ; les permutations d'octets adéquates sont opérées. Quand *isint* est faux, le nombre d'octets indiqué sur **u.ptr* est envoyé sans traitement ; les données doivent être dans le format attendu par le serveur pour la transmission binaire du type de données de l'argument de la fonction. (La déclaration de *u.ptr* en tant que type `int *` est historique ; il serait préférable de la considérer comme un `void *`.) *result_buf* pointe vers le tampon dans lequel placer le code de retour de la fonction. L'appelant doit avoir alloué suffisamment d'espace pour stocker le code de retour (il n'y a pas de vérification !). La longueur effective du résultat en octet sera renvoyée dans l'entier pointé par *result_len*. Si un résultat sur un entier de 2 ou 4 octets est attendu, initialisez *result_is_int* à 1, sinon initialisez-le à 0. Initialiser *result_is_int* à 1 fait que libpq permute les octets de la valeur si nécessaire, de façon à ce que la bonne valeur `int` soit délivrée pour la machine cliente ; notez qu'un entier sur quatre octets est fourni dans **result_buf* pour chaque taille de résultat autorisée. Quand *result_is_int* vaut 0, la chaîne d'octets au format binaire envoyée par le serveur est renvoyée non modifiée. (Dans ce cas, il est préférable de considérer *result_buf* comme étant du type `void *`.)

`PQfn` renvoie toujours un pointeur `PGresult` valide, avec un statut `PGRES_COMMAND_OK` en cas de succès et `PGRES_FATAL_ERROR` si un problème a été rencontré. L'état du résultat devrait être vérifié avant que le résultat ne soit utilisé. Le demandeur est responsable de la libération de la structure `PGresult` avec `PQclear` lorsque celle-ci n'est plus nécessaire.

Pour passer un argument NULL à la fonction, configurez le champ *len* de cette structure à `-1` ; les champs *isint* et *u* sont alors hors sujet. (Cependant, ceci ne fonctionne que pour les connexions en protocole 3.0 et ultérieures.)

Si la fonction renvoie NULL, **result_len* est configuré à `-1`, et **result_buf* n'est pas modifié. (Ceci fonctionne seulement pour les connexions en protocole 3.0 et ultérieures ; avec le protocole 2.0, ni **result_len* ni **result_buf* ne sont modifiés.)

Notez qu'il n'est pas possible de gérer des ensembles de résultats en utilisant cette interface. De plus, la fonction doit être une fonction standard, par une fonction d'agrégat ou une fonction de fenêtrage.

34.8. Notification asynchrone

PostgreSQL propose des notifications asynchrones via les commandes `LISTEN` et `NOTIFY`. Une session cliente enregistre son intérêt dans un canal particulier avec la commande `LISTEN` (et peut arrêter son écoute avec la commande `UNLISTEN`). Toutes les sessions écoutant un canal particulier seront notifiées de façon asynchrone lorsqu'une commande `NOTIFY` avec ce nom de canal sera exécutée par une session. Une chaîne de « charge » peut être renseignée pour fournir des données supplémentaires aux processus en écoute.

Les applications libpq soumettent les commandes LISTEN, UNLISTEN et NOTIFY comme des commandes SQL ordinaires. L'arrivée des messages NOTIFY peut être détectée ensuite en appelant PQnotifies.

La fonction PQnotifies renvoie la prochaine notification à partir d'une liste de messages de notification non gérés reçus à partir du serveur. Il renvoie un pointeur NULL s'il n'existe pas de notification en attente. Une fois qu'une notification est renvoyée à partir de PQnotifies, elle est considérée comme étant gérée et sera supprimée de la liste des notifications.

```
PGnotify* PQnotifies(PGconn *conn);

   typedef struct pgNotify
   {
       char *relname;              /* nom du canal de la
 notification */
       int  be_pid;                /* ID du processus serveur
 notifiant */
       char *extra;                /* chaîne de charge pour la
 notification */
   } PGnotify;
```

Après avoir traité un objet PGnotify renvoyé par PQnotifies, assurez-vous de libérer le pointeur PQfreemem. Il est suffisant de libérer le pointeur PGnotify ; les champs relname et extra ne représentent pas des allocations séparées (le nom de ces champs est historique ; en particulier, les noms des canaux n'ont pas besoin d'être liés aux noms des relations.)

Exemple 34.2 donne un programme d'exemple illustrant l'utilisation d'une notification asynchrone.

PQnotifies ne lit pas réellement les données à partir du serveur ; il renvoie simplement les messages précédemment absorbés par une autre fonction de libpq. Dans les anciennes versions de libpq, la seule façon de s'assurer une réception à temps des messages NOTIFY consistait à soumettre constamment des commandes de soumission, même vides, puis de vérifier PQnotifies après chaque PQexec. Bien que ceci fonctionnait, cela a été abandonné car un gaspillage de ressources.

Une meilleure façon de vérifier les messages NOTIFY lorsque vous n'avez pas de commandes utiles à exécuter est d'appeler PQconsumeInput puis de vérifier PQnotifies. Vous pouvez utiliser select() pour attendre l'arrivée des données à partir du serveur, donc sans utiliser de CPU sauf lorsqu'il y a quelque chose à faire (voir PQsocket pour obtenir le numéro du descripteur de fichiers à utiliser avec select()). Notez que ceci fonctionnera que vous soumettiez les commandes avec PQsendQuery/PQgetResult ou que vous utilisiez simplement PQexec. Néanmoins, vous devriez vous rappeler de vérifier PQnotifies après chaque PQgetResult ou PQexec pour savoir si des notifications sont arrivées pendant le traitement de la commande.

34.9. Fonctions associées à la commande COPY

Dans PostgreSQL, la commande COPY a des options pour lire ou écrire à partir de la connexion réseau utilisée par libpq. Les fonctions décrites dans cette section autorisent les applications à prendre avantage de cette capacité en apportant ou en consommant les données copiées.

Le traitement complet est le suivant. L'application lance tout d'abord la commande SQL COPY via PQexec ou une des fonctions équivalentes. La réponse à ceci (s'il n'y a pas d'erreur dans la commande) sera un objet PGresult avec un code de retour PGRES_COPY_OUT ou PGRES_COPY_IN (suivant la direction spécifiée pour la copie). L'application devrait alors utiliser les fonctions de cette section pour recevoir ou transmettre des lignes de données. Quand le transfert de données est terminé, un autre objet PGresult est renvoyé pour indiquer le succès ou l'échec du transfert. Son statut sera

PGRES_COMMAND_OK en cas de succès et PGRES_FATAL_ERROR si un problème a été rencontré. À ce point, d'autres commandes SQL peuvent être exécutées via PQexec (il n'est pas possible d'exécuter d'autres commandes SQL en utilisant la même connexion tant que l'opération COPY est en cours).

Si une commande COPY est lancée via PQexec dans une chaîne qui pourrait contenir d'autres commandes supplémentaires, l'application doit continuer à récupérer les résultats via PQgetResult après avoir terminé la séquence COPY. C'est seulement quand PQgetResult renvoie NULL que vous pouvez être certain que la chaîne de commandes PQexec est terminée et qu'il est possible de lancer d'autres commandes.

Les fonctions de cette section devraient seulement être exécutées pour obtenir un statut de résultat PGRES_COPY_OUT ou PGRES_COPY_IN à partir de PQexec ou PQgetResult.

Un objet PGresult gérant un de ces statuts comporte quelques données supplémentaires sur l'opération COPY qui commence. Les données supplémentaires sont disponibles en utilisant les fonctions qui sont aussi utilisées en relation avec les résultats de requêtes :

PQnfields

Renvoie le nombre de colonnes (champs) à copier.

PQbinaryTuples

0 indique que le format de copie complet est textuel (lignes séparées par des retours chariots, colonnes séparées par des caractères de séparation, etc). 1 indique que le format de copie complet est binaire. Voir COPY pour plus d'informations.

PQfformat

Renvoie le code de format (0 pour le texte, 1 pour le binaire) associé avec chaque colonne de l'opération de copie. Les codes de format par colonne seront toujours zéro si le format de copie complet est textuel, mais le format binaire supporte à la fois des colonnes textuelles et des colonnes binaires (néanmoins, avec l'implémentation actuelle de COPY, seules les colonnes binaires apparaissent dans une copie binaire donc pour le moment les formats par colonnes correspondent toujours au format complet).

> **Note**
>
> Ces valeurs de données supplémentaires sont seulement disponibles en utilisant le protocole 3.0. Lors de l'utilisation du protocole 2.0, toutes ces fonctions renvoient 0.

34.9.1. Fonctions d'envoi de données pour COPY

Ces fonctions sont utilisées pour envoyer des données lors d'un COPY FROM STDIN. Elles échoueront si elles sont appelées alors que la connexion ne se trouve pas dans l'état COPY_IN.

PQputCopyData

Envoie des données au serveur pendant un état COPY_IN.

```
int PQputCopyData(PGconn *conn,
                  const char *buffer,
                  int nbytes);
```

Transmet les données de COPY dans le tampon spécifié (*buffer*), sur *nbytes* octets, au serveur. Le résultat vaut 1 si les données ont été placées dans la queue, zéro si elles n'ont pas été placées dans la queue à cause de tampons pleins (cela n'arrivera qu'en mode non bloquant) ou -1

si une erreur s'est produite. (Utilisez PQerrorMessage pour récupérer des détails si la valeur de retour vaut -1. Si la valeur vaut zéro, attendez qu'il soit prêt à écrire et ré-essayez).

L'application peut diviser le flux de données de COPY dans des tampons de taille adéquate. Les limites des tampons n'ont pas de signification sémantique lors de l'envoi. Le contenu du flux de données doit correspondre au format de données attendu par la commande COPY ; voir COPY pour des détails.

PQputCopyEnd

Envoie une indication de fin de transfert au serveur lors de l'état COPY_IN.

```
int PQputCopyEnd(PGconn *conn,
                 const char *errormsg);
```

Termine l'opération COPY_IN avec succès si *errormsg* est NULL. Si *errormsg* n'est pas NULL alors COPY est passé en échec, avec la chaîne pointée par *errormsg* comme message d'erreur. (Mais ne pas supposer que ce message d'erreur précis proviendra du serveur car le serveur pourrait avoir déjà échoué sur la commande COPY pour des raisons qui lui sont propres). Notez aussi que l'option forçant l'échec ne fonctionnera pas lors de l'utilisation de connexions avec un protocole pre-3.0.

Le résultat est 1 si le message de terminaison a été envoyé ; ou en mode non bloquant, cela peut seulement indiquer que le message de terminaison a été correctement mis en file d'attente. (En mode non bloquant, pour être certain que les données ont été correctement envoyées, vous devriez ensuite attendre que le mode écriture soit disponible puis appeler PQflush, à répéter jusqu'à ce que 0 soit renvoyé). Zéro indique que la fonction n'a pas pu mettre en file d'attente le message de terminaison à cause d'une file pleine ; ceci ne peut survenir qu'en mode non bloquant. (Dans ce cas, attendez que le mode écriture soit disponible puis rappelez à nouveau la fonction PQputCopyEnd). Si une erreur physique survient, -1 est renvoyé ; vous pouvez alors appeler PQerrorMessage pour avoir plus de détails sur l'erreur.

Après un appel réussi à PQputCopyEnd, appelez PQgetResult pour obtenir le statut de résultat final de la commande COPY. Vous pouvez attendre que le résultat soit disponible de la même façon. Puis, retournez au fonctionnement normal.

34.9.2. Fonctions de réception des données de COPY

Ces fonctions sont utilisées pour recevoir des données lors d'un COPY TO STDOUT. Elles échoueront si elles sont appelées alors que la connexion n'est pas dans l'état COPY_OUT

PQgetCopyData

Reçoit des données à partir du serveur lors d'un état COPY_OUT.

```
int PQgetCopyData(PGconn *conn,
                  char **buffer,
                  int async);
```

Tente d'obtenir une autre ligne de données du serveur lors d'une opération COPY. Les données ne sont renvoyées qu'une ligne à la fois ; si seulement une ligne partielle est disponible, elle n'est pas renvoyée. Le retour d'une ligne avec succès implique l'allocation d'une portion de mémoire pour contenir les données. Le paramètre *buffer* ne doit pas être NULL. **buffer* est initialisé pour pointer vers la mémoire allouée ou vers NULL au cas où aucun tampon n'est renvoyé. Un tampon résultat non NULL devra être libéré en utilisant PQfreemem lorsqu'il ne sera plus utile.

Lorsqu'une ligne est renvoyée avec succès, la valeur de retour est le nombre d'octets de la donnée dans la ligne (et sera donc toujours supérieur à zéro). La chaîne renvoyée est toujours terminée

par un octet nul bien que ce ne soit utile que pour les COPY textuels. Un résultat zéro indique que la commande COPY est toujours en cours mais qu'aucune ligne n'est encore disponible (ceci est seulement possible lorsque *async* est vrai). Un résultat -1 indique que COPY a terminé. Un résultat -2 indique qu'une erreur est survenue (consultez PQerrorMessage pour en connaître la raison).

Lorsque *async* est vraie (différent de zéro), PQgetCopyData ne bloquera pas en attente d'entrée ; il renverra zéro si COPY est toujours en cours mais qu'aucune ligne n'est encore disponible. (Dans ce cas, attendez qu'il soit prêt à lire puis appelez PQconsumeInput avant d'appeler PQgetCopyData de nouveau). Quand *async* est faux (zéro), PQgetCopyData bloquera tant que les données ne seront pas disponibles ou tant que l'opération n'aura pas terminée.

Après que PQgetCopyData a renvoyé -1, appelez PQgetResult pour obtenir le statut de résultat final de la commande COPY. On peut attendre la disponibilité de ce résultat comme d'habitude. Puis, retournez aux opérations habituelles.

34.9.3. Fonctions obsolètes pour COPY

Ces fonctions représentent d'anciennes méthodes de gestion de COPY. Bien qu'elles fonctionnent toujours, elles sont obsolètes à cause de leur pauvre gestion des erreurs, des méthodes inadéquates de détection d'une fin de transmission, et du manque de support des transferts binaires et des transferts non bloquants.

PQgetline

Lit une ligne de caractères terminée par un retour chariot (transmis par le serveur) dans un tampon de taille *length*.

```
int PQgetline(PGconn *conn,
                      char *buffer,
                      int length);
```

Cette fonction copie jusqu'à *length*-1 caractères dans le tampon et convertit le retour chariot en un octet nul. PQgetline renvoie EOF à la fin de l'entrée, 0 si la ligne entière a été lue et 1 si le tampon est complet mais que le retour chariot à la fin n'a pas encore été lu.

Notez que l'application doit vérifier si un retour chariot est constitué de deux caractères \., ce qui indique que le serveur a terminé l'envoi des résultats de la commande COPY. Si l'application peut recevoir des lignes de plus de *length*-1 caractères, une attention toute particulière est nécessaire pour s'assurer qu'elle reconnaisse la ligne \. correctement (et ne confond pas, par exemple, la fin d'une longue ligne de données pour une ligne de terminaison).

PQgetlineAsync

Lit une ligne de données COPY (transmise par le serveur) dans un tampon sans blocage.

```
int PQgetlineAsync(PGconn *conn,
                           char *buffer,
                           int bufsize);
```

Cette fonction est similaire à PQgetline mais elle peut être utilisée par des applications qui doivent lire les données de COPY de façon asynchrone, c'est-à-dire sans blocage. Après avoir lancé la commande COPY et obtenu une réponse PGRES_COPY_OUT, l'application devrait appeler PQconsumeInput et PQgetlineAsync jusqu'à ce que le signal de fin des données soit détecté.

Contrairement à PQgetline, cette fonction prend la responsabilité de détecter la fin de données.

À chaque appel, PQgetlineAsync renverra des données si une ligne de données complète est disponible dans le tampon d'entrée de libpq. Sinon, aucune ligne n'est renvoyée jusqu'à l'arrivée du reste de la ligne. La fonction renvoie -1 si le marqueur de fin de copie des données a été reconnu, 0 si aucune donnée n'est disponible ou un nombre positif indiquant le nombre d'octets renvoyés. Si -1 est renvoyé, l'appelant doit ensuite appeler PQendcopy puis retourner aux traitements habituels.

Les données renvoyées ne seront pas étendues au-delà de la limite de la ligne. Si possible, une ligne complète sera retournée en une fois. Mais si le tampon offert par l'appelant est trop petit pour contenir une ligne envoyée par le serveur, alors une ligne de données partielle sera renvoyée. Avec des données textuelles, ceci peut être détecté en testant si le dernier octet renvoyé est \n ou non (dans un COPY binaire, l'analyse réelle du format de données COPY sera nécessaire pour faire la détermination équivalente). La chaîne renvoyée n'est pas terminée par un octet nul. (Si vous voulez ajouter un octet nul de terminaison, assurez-vous de passer un *bufsize* inférieur de 1 par rapport à l'espace réellement disponible).

PQputline

Envoie une chaîne terminée par un octet nul au serveur. Renvoie 0 si tout va bien et EOF s'il est incapable d'envoyer la chaîne.

```
int PQputline(PGconn *conn,
                      const char *string);
```

Le flux de données de COPY envoyé par une série d'appels à PQputline a le même format que celui renvoyé par PQgetlineAsync, sauf que les applications ne sont pas obligées d'envoyer exactement une ligne de données par appel à PQputline ; il est correct d'envoyer une ligne partielle ou plusieurs lignes par appel.

> **Note**
>
> Avant le protocole 3.0 de PostgreSQL, il était nécessaire pour l'application d'envoyer explicitement les deux caractères \. comme ligne finale pour indiquer au serveur qu'elle a terminé l'envoi des données du COPY. Bien que ceci fonctionne toujours, cette méthode est obsolète et la signification spéciale de \. pourrait être supprimée dans une prochaine version. Il est suffisant d'appeler PQendcopy après avoir envoyé les vraies données.

PQputnbytes

Envoie une chaîne non terminée par un octet nul au serveur. Renvoie 0 si tout va bien et EOF s'il n'a pas été capable d'envoyer la chaîne.

```
int PQputnbytes(PGconn *conn,
                        const char *buffer,
                        int nbytes);
```

C'est exactement comme PQputline, sauf que le tampon de données n'a pas besoin d'être terminé avec un octet nul car le nombre d'octets envoyés est spécifié directement. Utilisez cette procédure pour envoyer des données binaires.

PQendcopy

Se synchronise avec le serveur.

```
int PQendcopy(PGconn *conn);
```

Cette fonction attend que le serveur ait terminé la copie. Elle devrait indiquer soit le moment où la dernière chaîne a été envoyée au serveur en utilisant `PQputline`, soit le moment où la dernière chaîne a été reçue du serveur en utilisant `PQgetline`. Si ce n'est pas fait, le serveur renverra un « out of sync » (perte de synchronisation) au client. Au retour de cette fonction, le serveur est prêt à recevoir la prochaine commande SQL. Le code de retour 0 indique un succès complet et est différent de zéro dans le cas contraire (utilisez `PQerrorMessage` pour récupérer des détails sur l'échec).

Lors de l'utilisation de `PQgetResult`, l'application devrait répondre à un résultat `PGRES_COPY_OUT` en exécutant `PQgetline` de façon répétée, suivi par un `PQendcopy` une fois la ligne de terminaison aperçue. Il devrait ensuite retourner à la boucle `PQgetResult` jusqu'à ce que `PQgetResult` renvoie un pointeur NULL. De façon similaire, un résultat `PGRES_COPY_IN` est traité par une série d'appels à `PQputline` suivis par un `PQendcopy`, ensuite retour à la boucle `PQgetResult`. Cet arrangement vous assurera qu'une commande `COPY` intégrée dans une série de commandes SQL sera exécutée correctement.

Les anciennes applications sont susceptibles de soumettre un `COPY` via `PQexec` et supposent que la transaction est faite après un `PQendcopy`. Ceci fonctionnera correctement seulement si `COPY` est la seule commande SQL dans la chaîne de commandes.

34.10. Fonctions de contrôle

Ces fonctions contrôlent divers détails du comportement de libpq.

`PQclientEncoding`

Renvoie l'encodage client.

```
int PQclientEncoding(const PGconn *conn);
```

Notez qu'il renvoie l'ID de l'encodage, pas une chaîne symbolique telle que `EUC_JP`. Renvoie -1 en cas d'échec. Pour convertir un ID d'encodage en nom, vous pouvez utiliser :

```
char *pg_encoding_to_char(int encoding_id);
```

`PQsetClientEncoding`

Configure l'encodage client.

```
int PQsetClientEncoding(PGconn *conn, const char
*encoding);
```

`conn` est la connexion au serveur, et *`encoding`* est l'encodage que vous voulez utiliser. Si la fonction initialise l'encodage avec succès, elle renvoie 0, sinon -1. L'encodage en cours pour cette connexion peut être déterminé en utilisant `PQclientEncoding`.

`PQsetErrorVerbosity`

Détermine la verbosité des messages renvoyés par `PQerrorMessage` et `PQresultErrorMessage`.

```
typedef enum
```

```
        {
            PQERRORS_TERSE,
            PQERRORS_DEFAULT,
            PQERRORS_VERBOSE
        } PGVerbosity;

        PGVerbosity PQsetErrorVerbosity(PGconn *conn, PGVerbosity
 verbosity);
```

`PQsetErrorVerbosity` initialise le mode de verbosité, renvoyant le paramétrage précédant de cette connexion. Dans le mode *TERSE*, les messages renvoyés incluent seulement la sévérité, le texte principal et la position ; ceci tiendra normalement sur une seule ligne. Le mode par défaut produit des messages qui incluent ces champs ainsi que les champs détail, astuce ou contexte (ils pourraient être sur plusieurs lignes). Le mode *VERBOSE* inclut tous les champs disponibles. Modifier la verbosité n'affecte pas les messages disponibles à partir d'objets `PGresult` déjà existants, seulement ceux créés après. (Mais voyez `PQresultVerboseErrorMessage` si vous voulez afficher une erreur précédente avec une verbosité différente).

`PQsetErrorContextVisibility`

Détermine la gestion des champs `CONTEXT` dans les messages renvoyées par `PQerrorMessage` et `PQresultErrorMessage`.

```
typedef enum
{
    PQSHOW_CONTEXT_NEVER,
    PQSHOW_CONTEXT_ERRORS,
    PQSHOW_CONTEXT_ALWAYS
} PGContextVisibility;

PGContextVisibility PQsetErrorContextVisibility(PGconn *conn,
 PGContextVisibility show_context);
```

`PQsetErrorContextVisibility` configure le mode d'affichage du contexte, renvoyant la précédente configuration de la connexion. Ce mode contrôle si le champ `CONTEXT` est inclus dans les messages (sauf si la verbosité est configurée à *TERSE*, auquel cas `CONTEXT` n'est jamais affiché). Le mode *NEVER* n'inclut jamais `CONTEXT`, alors que *ALWAYS* l'inclut en permanence s'il est disponible. Dans le mode par défaut, *ERRORS*, les champs `CONTEXT` sont inclus seulement pour les messages d'erreur, et non pas pour les messages d'informations et d'avertissements. La modification de ce mode n'affecte pas les messages disponibles à partir des objets `PGresult` déjà existants, seulement ceux créés après. (Cependant, voyez `PQresultVerboseErrorMessage` si vous voulez afficher une erreur précédente avec un mode d'affichage différent.)

`PQtrace`

Active la trace de la communication entre client et serveur vers un fichier de débogage.

```
void PQtrace(PGconn *conn, FILE *stream);
```

> **Note**
>
> Sur Windows, si la bibliothèque libpq et une application sont compilées avec des options différentes, cet appel de fonction fera planter l'application car la représentation interne des pointeurs `FILE` diffère. Spécifiquement, les options multi-threaded/single-threaded

> release/debug et static/dynamic devraient être identiques pour la bibliothèque et les applications qui l'utilisent.

`PQuntrace`

Désactive les traces commencées avec `PQtrace`.

```
void PQuntrace(PGconn *conn);
```

34.11. Fonctions diverses

Comme toujours, certaines fonctions ne sont pas catégorisables.

`PQfreemem`

Libère la mémoire allouée par libpq.

```
void PQfreemem(void *ptr);
```

Libère la mémoire allouée par libpq, particulièrement `PQescapeByteaConn`, `PQescapeBytea`, `PQunescapeBytea`, et `PQnotifies`. Il est particulièrement important que cette fonction, plutôt que `free()`, soit utilisée sur Microsoft Windows. Ceci est dû au fait qu'allouer de la mémoire dans une DLL et la relâcher dans l'application ne marche que si les drapeaux multi-thread/mon-thread, release/debug et static/dynamic sont les mêmes pour la DLL et l'application. Sur les plateformes autres que Microsoft Windows, cette fonction est identique à la fonction `free()` de la bibliothèque standard.

`PQconninfoFree`

Libère les structures de données allouées par `PQconndefaults` ou `PQconninfoParse`.

```
void PQconninfoFree(PQconninfoOption *connOptions);
```

Un simple appel à `PQfreemem` ne suffira pas car le tableau contient des références à des chaînes complémentaires.

`PQencryptPasswordConn`

Prépare la forme chiffrée du mot de passe PostgreSQL.

```
char *PQencryptPasswordConn(PGconn *conn, const char
*passwd, const char *user, const char *algorithm);
```

Cette fonction est utilisée par les applications clientes qui souhaitent envoyer des commandes comme `ALTER USER joe PASSWORD 'passe'`. Une bonne pratique est de ne pas envoyer le mot de passe en clair dans une telle commande car le mot de passe serait exposé dans les journaux, les affichages d'activité et ainsi de suite. À la place, utilisez cette fonction pour convertir le mot de passe sous forme chiffrée avant de l'envoyer.

Les arguments *`passwd`* et *`user`* sont le mot de passe en clair et le nom SQL de l'utilisateur correspondant. *`algorithm`* spécifie l'algorithme de chiffrement à utiliser pour chiffrer le mot de passe. Pour le moment, les algorithmes supportés sont `md5` et `scram-sha-256` (`on` et `off` sont également acceptés comme des alias pour `md5`, pour compatibilité avec les versions des

anciens serveurs). Veuillez noter que le support de scram-sha-256 a été introduit dans la version 10 de PostgreSQL, et ne fonctionnera pas correctement avec des versions de serveur plus ancienne. Si *algorithm* est NULL, cette fonction demandera au serveur la valeur actuelle du réglage password_encryption. Cela peut être bloquant, et échouera si la transaction courante est annulée ou si la connexion est occupée à effectuer une autre requête. Si vous souhaitez utiliser l'algorithme par défaut du serveur mais que vous voulez éviter un blocage, vérifiez vous-même password_encryption avant d'appeler PQencryptPasswordConn, et fournissez cette valeur pour *algorithm*.

La valeur retournée est une chaîne allouée par malloc. L'appelant peut partir du principe que la chaîne ne contient pas de caractères spéciaux qui nécessiteraient un échappement. Utilisez PQfreemem pour libérer le résultat quand vous avez fini de l'utiliser. En cas d'erreur, NULL est retourné, et un message d'erreur adéquat est stocké dans l'objet de connexion.

PQencryptPassword

Prépare la version chiffrée en md5 du mot de passe PostgreSQL.

```
char *PQencryptPassword(const char *passwd, const char *user);
```

PQencryptPassword est une version ancienne et obsolète de PQencryptPasswordConn. La différence est que PQencryptPassword ne nécessite pas d'objet de connexion, et que l'algorithme de chiffrement utilisé est toujours md5.

PQmakeEmptyPGresult

Construit un objet PGresult vide avec le statut indiqué.

```
       PGresult *PQmakeEmptyPGresult(PGconn *conn,
 ExecStatusType status);
```

C'est une fonction interne de la libpq pour allouer et initialiser un objet PGresult vide. Cette fonction renvoit NULL si la mémoire n'a pas pu être allouée. Elle est exportée car certaines applications trouveront utiles de générer elles-mêmes des objets de résultat (tout particulièrement ceux avec des statuts d'erreur). Si *conn* n'est pas NULL et que *status* indique une erreur, le message d'erreur courant de la connexion indiquée est copié dans PGresult. De plus, si *conn* n'est pas NULL, toute procédure d'événement enregistrée dans la connexion est copiée dans le PGresult. (Elles n'obtiennent pas d'appels PGEVT_RESULTCREATE, mais jetez un œil à PQfireResultCreateEvents.) Notez que PQclear devra être appelé sur l'objet, comme pour un PGresult renvoyé par libpq lui-même.

PQfireResultCreateEvents

Déclenche un événement PGEVT_RESULTCREATE (voir Section 34.13) pour chaque procédure d'événement enregistrée dans l'objet PGresult. Renvoit autre chose que zéro en cas de succès, zéro si une des procédures d'événement échoue.

```
       int PQfireResultCreateEvents(PGconn *conn, PGresult
 *res);
```

L'argument conn est passé aux procédures d'événement mais n'est pas utilisé directement. Il peut être NULL si les procédures de l'événement ne l'utilisent pas.

Les procédures d'événements qui ont déjà reçu un événement PGEVT_RESULTCREATE ou PGEVT_RESULTCOPY pour cet objet ne sont pas déclenchées de nouveau.

La raison principale pour séparer cette fonction de PQmakeEmptyPGresult est qu'il est souvent approprié de créer un PGresult et de le remplir avec des données avant d'appeler les procédures d'événement.

PQcopyResult

Fait une copie de l'objet PGresult. La copie n'est liée en aucune façon au résultat source et PQclear doit être appelée quand la copie n'est plus nécessaire. Si la fonction échoue, NULL est renvoyé.

```
PGresult *PQcopyResult(const PGresult *src, int flags);
```

Cela n'a pas pour but de faire une copie exacte. Le résultat renvoyé a toujours le statut PGRES_TUPLES_OK, et ne copie aucun message d'erreur de la source. (Néanmoins, elle copie la chaîne de statut de commande.) L'argument *flags* détermine ce qui est copié. C'est un OR bit à bit de plusieurs drapeaux. PG_COPYRES_ATTRS indique la copie des attributs du résultat source (définition des colonnes). PG_COPYRES_TUPLES indique la copie des lignes du résultat source. (Cela implique de copier aussi les attributs.) PG_COPYRES_NOTICEHOOKS indique la copie des gestionnaires de notification du résultat source. PG_COPYRES_EVENTS indique la copie des événements du résultat source. (Mais toute instance de données associée avec la source n'est pas copiée.)

PQsetResultAttrs

Initialise les attributs d'un objet PGresult.

```
int PQsetResultAttrs(PGresult *res, int numAttributes,
PGresAttDesc *attDescs);
```

Les *attDescs* fournis sont copiés dans le résultat. Si le pointeur *attDescs* est NULL ou si *numAttributes* est inférieur à 1, la requête est ignorée et la fonction réussit. Si *res* contient déjà les attributs, la fonction échouera. Si la fonction échoue, la valeur de retour est zéro. Si la fonction réussit, la valeur de retour est différente de zéro.

PQsetvalue

Initialise la valeur d'un champ d'une ligne d'un objet PGresult.

```
int PQsetvalue(PGresult *res, int tup_num, int field_num,
char *value, int len);
```

La fonction fera automatiquement grossir le tableau de lignes internes des résultats, si nécessaire. Néanmoins, l'argument *tup_num* doit être inférieur ou égal à PQntuples, ceci signifiant que la fonction peut seulement faire grossir le tableau des lignes une ligne à la fois. Mais tout champ d'une ligne existante peut être modifié dans n'importe quel ordre. Si une valeur à *field_num* existe déjà, elle sera écrasée. Si *len* vaut 1 ou si *value* est NULL, la valeur du champ sera configurée à la valeur SQL NULL. *value* est copié dans le stockage privé du résultat, donc n'est plus nécessaire après le retour de la fonction. Si la fonction échoue, la valeur de retour est zéro. Dans le cas contraire, elle a une valeur différente de zéro.

PQresultAlloc

Alloue un stockage supplémentaire pour un objet PGresult.

```
void *PQresultAlloc(PGresult *res, size_t nBytes);
```

Toute mémoire allouée avec cette fonction sera libérée quand *res* sera effacé. Si la fonction échoue, la valeur de retour vaut NULL. Le résultat est garanti d'être correctement aligné pour tout type de données, comme pour un malloc.

PQlibVersion

Renvoie la version de libpq en cours d'utilisation.

```
int PQlibVersion(void);
```

Le résultat de cette fonction peut être utilisé pour déterminer, à l'exécution, si certaines fonctionnalités spécifiques sont disponibles dans la version chargée de libpq. Par exemple, cette fonction peut être utilisée pour déterminer les options de connexions disponibles pour PQconnectdb.

Le résultat est obtenu en multipliant le numéro de version majeure de la bibliothèque par 10000 et en ajoutant le numéro de version mineure. Par exemple, la version 10.1 renverra 100001, et la version 11.0 renverra 110000.

Avant la version majeure 10, PostgreSQL utilisait des numéros de version en trois parties, pour lesquelles les deux premières parties représentaient la version majeure. Pour ces versions, PQlibVersion utilise deux chiffres pour chaque partie. Par exemple, la version 9.1.5 renverra 90105, et la version 9.2.0 renverra 90200.

De ce fait, pour déterminer la compatibilité de certaines fonctionnalités, les applications devraient diviser le résultat de PQlibVersion par 100, et non pas par 10000, pour déterminer le numéro de version majeure logique. Dans toutes les versions, seuls les deux derniers chiffres diffèrent entre des versions mineures (versions correctives).

Note

Cette fonction apparaît dans PostgreSQL 9.1, donc elle ne peut pas être utilisée pour détecter des fonctionnalités des versions précédentes car l'appeler créera une dépendance sur la version 9.1 et les versions ultérieures.

34.12. Traitement des messages

Les messages de note et d'avertissement générés par le serveur ne sont pas renvoyés par les fonctions d'exécution des requêtes car elles n'impliquent pas d'échec dans la requête. À la place, elles sont passées à la fonction de gestion des messages et l'exécution continue normalement après le retour du gestionnaire. La fonction par défaut de gestion des messages affiche le message sur stderr mais l'application peut surcharger ce comportement en proposant sa propre fonction de gestion.

Pour des raisons historiques, il existe deux niveaux de gestion de messages, appelés la réception des messages et le traitement. Pour la réception, le comportement par défaut est de formater le message et de passer une chaîne au traitement pour affichage. Néanmoins, une application qui choisit de fournir son propre receveur de messages ignorera typiquement la couche d'envoi de messages et effectuera tout le travail au niveau du receveur.

La fonction PQsetNoticeReceiver initialise ou examine le receveur actuel de messages pour un objet de connexion. De la même façon, PQsetNoticeProcessor initialise ou examine l'émetteur actuel de messages.

```
typedef void (*PQnoticeReceiver) (void *arg, const PGresult *res);

    PQnoticeReceiver
    PQsetNoticeReceiver(PGconn *conn,
                        PQnoticeReceiver proc,
                        void *arg);

    typedef void (*PQnoticeProcessor) (void *arg, const char
 *message);

    PQnoticeProcessor
    PQsetNoticeProcessor(PGconn *conn,
                         PQnoticeProcessor proc,
                         void *arg);
```

Chacune de ces fonctions reçoit le pointeur de fonction du précédent receveur ou émetteur de messages et configure la nouvelle valeur. Si vous fournissez un pointeur de fonction NULL, aucune action n'est réalisée mais le pointeur actuel est renvoyé.

Quand un message de note ou d'avertissement est reçu du serveur ou généré de façon interne par libpq, la fonction de réception du message est appelée. Le message lui est passé sous la forme d'un `PGresult` `PGRES_NONFATAL_ERROR` (ceci permet au receveur d'extraire les champs individuels en utilisant `PQresultErrorField` ou d'obtenir le message complet préformaté en utilisant `PQresultErrorMessage` ou `PQresultVerboseErrorMessage`). Le même pointeur void passé à `PQsetNoticeReceiver` est aussi renvoyé (ce pointeur peut être utilisé pour accéder à un état spécifique de l'application si nécessaire).

Le receveur de messages par défaut extrait simplement le message (en utilisant `PQresultErrorMessage`) et le passe au système de traitement du message.

Ce dernier est responsable de la gestion du message de note ou d'avertissement, fourni en format texte. La chaîne texte du message est passée (avec un retour chariot final), plus un pointeur sur void identique à celui passé à `PQsetNoticeProcessor` (ce pointeur est utilisé pour accéder à un état spécifique de l'application si nécessaire).

Le traitement des messages par défaut est simplement :

```
static void
    defaultNoticeProcessor(void * arg, const char * message)
    {
        fprintf(stderr, "%s", message);
    }
```

Une fois que vous avez initialisé un receveur ou une fonction de traitement des messages, vous devez vous attendre à ce que la fonction soit appelée aussi longtemps que l'objet `PGconn` ou qu'un objet `PGresult` réalisé à partir de celle-ci existent. À la création d'un `PGresult`, les pointeurs de gestion courants de `PGconn` sont copiés dans `PGresult` pour une utilisation possible par des fonctions comme `PQgetvalue`.

34.13. Système d'événements

Le système d'événements de libpq est conçu pour notifier les gestionnaires d'événements enregistrés de l'arrivée d'événements intéressants de la libpq, comme par exemple la création ou la destruction d'objets `PGconn` et `PGresult`. Un cas d'utilisation principal est de permettre aux applications d'associer leur propres données avec un `PGconn` ou un `PGresult` et de s'assurer que les données soient libérées au bon moment.

Chaque gestionnaire d'événement enregistré est associé avec deux types de données, connus par libpq comme des pointeurs opaques, c'est-à-dire `void *`. Il existe un pointeur *passthrough* fourni par l'application quand le gestionnaire d'événements est enregistré avec un `PGconn`. Le pointeur passthrough ne change jamais pendant toute la durée du `PGconn` et des `PGresult` générés grâce à lui ; donc s'il est utilisé, il doit pointer vers des données à longue vie. De plus, il existe un pointeur de *données instanciées*, qui commence à NULL dans chaque objet `PGconn` et `PGresult`. Ce pointeur peut être manipulé en utilisant les fonctions `PQinstanceData`, `PQsetInstanceData`, `PQresultInstanceData` et `PQsetResultInstanceData`. Notez que, contrairement au pointeur passthrough, les `PGresult` n'héritent pas automatiquement des données instanciées d'un `PGconn`. libpq ne sait pas vers quoi pointent les pointeurs passthrough et de données instanciées, et n'essaiera hamais de les libérer -- cela tient de la responsabilité du gestionnaire d'événements.

34.13.1. Types d'événements

L'enum `PGEventId` précise tous les types d'événements gérés par le système d'événements. Toutes ses valeurs ont des noms commençant avec `PGEVT`. Pour chaque type d'événement, il existe une structure d'informations sur l'événement, précisant les paramètres passés aux gestionnaires d'événement. Les types d'événements sont :

`PGEVT_REGISTER`

L'événement d'enregistrement survient quand `PQregisterEventProc` est appelé. C'est le moment idéal pour initialiser toute structure `instanceData` qu'une procédure d'événement pourrait avoir besoin. Seul un événement d'enregistrement sera déclenché par gestionnaire d'événement sur une connexion. Si la procédure échoue, l'enregistrement est annulé.

```
typedef struct
{
    PGconn *conn;
} PGEventRegister;
```

Quand un événement `PGEVT_REGISTER` est reçu, le pointeur *`evtInfo`* doit être converti en un `PGEventRegister *`. Cette structure contient un `PGconn` qui doit être dans le statut `CONNECTION_OK` ; garanti si `PQregisterEventProc` est appelé juste après avoir obtenu un bon `PGconn`. Lorsqu'elle renvoit un code d'erreur, le nettoyage doit être réalisé car aucun événement `PGEVT_CONNDESTROY` ne sera envoyé.

`PGEVT_CONNRESET`

L'événement de réinitialisation de connexion est déclenché après un `PQreset` ou un `PQresetPoll`. Dans les deux cas, l'événement est seulement déclenché si la ré-initialisation est réussie. Si la procédure échoue, la réinitialisation de connexion échouera ; la structure `PGconn` est placée dans le statut `CONNECTION_BAD` et `PQresetPoll` renverra `PGRES_POLLING_FAILED`.

```
typedef struct
{
    PGconn *conn;
} PGEventConnReset;
```

Quand un événement `PGEVT_CONNRESET` est reçu, le pointeur *`evtInfo`* doit être converti en un `PGEventConnReset *`. Bien que le `PGconn` a été réinitialisé, toutes les données de l'événement restent inchangées. Cet événement doit être utilisé pour ré-initialiser/recharger/re-requêter tout `instanceData` associé. Notez que même si la procédure d'événement échoue à traiter `PGEVT_CONNRESET`, elle recevra toujours un événement `PGEVT_CONNDESTROY` à la fermeture de la connexion.

PGEVT_CONNDESTROY

L'événement de destruction de la connexion est déclenché en réponse à PQfinish. Il est de la responsabilité de la procédure de l'événement de nettoyer proprement ses données car libpq n'a pas les moyens de gérer cette mémoire. Un échec du nettoyage amènera des fuites de mémoire.

```
typedef struct
{
    PGconn *conn;
} PGEventConnDestroy;
```

Quand un événement PGEVT_CONNDESTROY est reçu, le pointeur *evtInfo* doit être converti en un PGEventConnDestroy *. Cet événement est déclenché avant que PQfinish ne réalise d'autres nettoyages. La valeur de retour de la procédure est ignorée car il n'y a aucun moyen d'indiquer un échec de PQfinish. De plus, un échec de la procédure ne doit pas annuler le nettoyage de la mémoire non désirée.

PGEVT_RESULTCREATE

L'événement de création de résultat est déclenché en réponse à l'utilisation d'une fonction d'exécution d'une requête, par exemple PQgetResult. Cet événement sera déclenché seulement après la création réussie du résultat.

```
typedef struct
{
    PGconn *conn;
    PGresult *result;
} PGEventResultCreate;
```

Quand un événement PGEVT_RESULTCREATE est reçu, le pointeur *evtInfo* doit être converti en un PGEventResultCreate *. Le paramètre *conn* est la connexion utilisée pour générer le résultat. C'est le moment idéal pour initialiser tout instanceData qui doit être associé avec le résultat. Si la procédure échoue, le résultat sera effacé et l'échec sera propagé. La procédure d'événement ne doit pas tenter elle-même un PQclear sur l'objet résultat. Lors du renvoi d'un code d'échec, tout le nettoyage doit être fait car aucun événement PGEVT_RESULTDESTROY ne sera envoyé.

PGEVT_RESULTCOPY

L'événement de copie du résultat est déclenché en réponse à un PQcopyResult. Cet événement se déclenchera seulement une fois la copie terminée. Seules les procédures qui ont géré avec succès l'événement PGEVT_RESULTCREATE ou PGEVT_RESULTCOPY pour le résultat source recevront les événements PGEVT_RESULTCOPY.

```
typedef struct
{
    const PGresult *src;
    PGresult *dest;
} PGEventResultCopy;
```

Quand un événement PGEVT_RESULTCOPY est reçu, le pointeur *evtInfo* doit être converti en un PGEventResultCopy *. Le résultat *src* correspond à ce qui a été copié alors que le résultat *dest* correspond à la destination. Cet événement peut être utilisé pour fournir une copie complète de instanceData, ce que PQcopyResult ne peut pas faire. Si la procédure

échoue, l'opération complète de copie échouera et le résultat *dest* sera effacé. Au renvoi d'un code d'échec, tout le nettoyage doit être réalisé car aucun événement PGEVT_RESULTDESTROY ne sera envoyé pour le résultat de destination.

PGEVT_RESULTDESTROY

L'événement de destruction de résultat est déclenché en réponse à la fonction PQclear. Il est de la responsabilité de l'événement de nettoyer proprement les données de l'événement car libpq n'a pas la capacité de gérer cette mémoire. Si le nettoyage échoue, cela sera la cause de pertes mémoire.

```
typedef struct
{
    PGresult *result;
} PGEventResultDestroy;
```

Quand un événement PGEVT_RESULTDESTROY est reçu, le pointeur *evtInfo* doit être converti en un PGEventResultDestroy *. Cet événement est déclenché avant que PQclear ne puisse faire de nettoyage. La valeur de retour de la procédure est ignorée car il n'existe aucun moyen d'indiquer un échec à partir de PQclear. De plus, un échec de la procédure ne doit pas annuler le nettoyage de la mémoire non désirée.

34.13.2. Procédure de rappel de l'événement

PGEventProc

PGEventProc est une définition de type pour un pointeur vers une procédure d'événement, c'est-à-dire la fonction utilisateur appelée pour les événements de la libpq. La signature d'une telle fonction doit être :

```
int eventproc(PGEventId evtId, void *evtInfo, void
*passThrough)
```

Le paramètre *evtId* indique l'événement PGEVT qui est survenu. Le pointeur *evtInfo* doit être converti vers le type de structure approprié pour obtenir plus d'informations sur l'événement. Le paramètre *passThrough* est le pointeur fourni à PQregisterEventProc quand la procédure de l'événement a été enregistrée. La fonction doit renvoyer une valeur différente de zéro en cas de succès et zéro en cas d'échec.

Une procédure d'événement particulière peut être enregistrée une fois seulement pour un PGconn. Ceci est dû au fait que l'adresse de la procédure est utilisée comme clé de recherche pour identifier les données instanciées associées.

> **Attention**
>
> Sur Windows, les fonctions peuvent avoir deux adresses différentes : une visible de l'extérieur de la DLL et une visible de l'intérieur. Il faut faire attention que seule une de ces adresses soit utilisée avec les fonctions d'événement de la libpq, sinon une confusion en résultera. La règle la plus simple pour écrire du code fonctionnel est de s'assurer que les procédures d'événements sont déclarées static. Si l'adresse de la procédure doit être disponible en dehors de son propre fichier source, il faut exposer une fonction séparée pour renvoyer l'adresse.

34.13.3. Fonctions de support des événements

`PQregisterEventProc`

Enregistre une procédure de rappel pour les événements avec libpq.

```
int PQregisterEventProc(PGconn *conn, PGEventProc proc,
                        const char *name, void
*passThrough);
```

Une procédure d'événement doit être enregistrée une fois pour chaque `PGconn` pour lequel vous souhaitez recevoir des événements. Il n'existe pas de limite, autre que la mémoire, sur le nombre de procédures d'événements qui peuvent être enregistrées avec une connexion. La fonction renvoie une valeur différente de zéro en cas de succès, et zéro en cas d'échec.

L'argument *`proc`* sera appelé quand se déclenchera un événement libpq. Son adresse mémoire est aussi utilisée pour rechercher `instanceData`. L'argument *`name`* est utilisé pour faire référence à la procédure d'événement dans les messages d'erreur. Cette valeur ne peut pas être `NULL` ou une chaîne de longueur nulle. La chaîne *`name`* est copiée dans `PGconn`, donc ce qui est passé n'a pas besoin d'exister longtemps. Le pointeur *`passThrough`* est passé à *`proc`* à chaque arrivée d'un événement. Cet argument peut être `NULL`.

`PQsetInstanceData`

Initialise avec *`data`* l'`instanceData` de la connexion *`conn`* pour la procédure *`proc`*. Cette fonction renvoit zéro en cas d'échec et autre chose en cas de réussite. (L'échec est seulement possible si *`proc`* n'a pas été correctement enregistré dans *`conn`*.)

```
int PQsetInstanceData(PGconn *conn, PGEventProc proc,
void *data);
```

`PQinstanceData`

Renvoie l'`instanceData` de la connexion *`conn`* associée au *`proc`* ou `NULL` s'il n'y en a pas.

```
void *PQinstanceData(const PGconn *conn, PGEventProc
proc);
```

`PQresultSetInstanceData`

Initialise avec *`data`* l'`instanceData` du résultat pour la procédure *`proc`*. Cette fonction renvoit zéro en cas d'échec et autre chose en cas de réussite. (L'échec est seulement possible si *`proc`* n'a pas été correctement enregistré dans le résultat.)

```
int PQresultSetInstanceData(PGresult *res, PGEventProc
proc, void *data);
```

`PQresultInstanceData`

Renvoie l'`instanceData` du résultat associé à *`proc`* ou `NULL` s'il n'y en a pas.

```
void *PQresultInstanceData(const PGresult *res,
PGEventProc proc);
```

34.13.4. Exemple d'un événement

Voici un exemple d'une gestion de données privées associée aux connexions et aux résultats de la libpq.

```
/* en-tête nécessaire pour les événements de la libpq (note :
 inclut libpq-fe.h) */
#include <libpq-events.h>

/* la donnée instanciée : instanceData */
typedef struct
{
    int n;
    char *str;
} mydata;

/* PGEventProc */
static int myEventProc(PGEventId evtId, void *evtInfo, void
 *passThrough);

int
main(void)
{
    mydata *data;
    PGresult *res;
    PGconn *conn =
        PQconnectdb("dbname=postgres options=-csearch_path=");

    if (PQstatus(conn) != CONNECTION_OK)
    {
        fprintf(stderr, "Connection to database failed: %s",
                PQerrorMessage(conn));
        PQfinish(conn);
        return 1;
    }

    /* appelée une fois pour toute connexion qui doit recevoir des
 événements.
     * Envoit un PGEVT_REGISTER à myEventProc.
     */
    if (!PQregisterEventProc(conn, myEventProc, "mydata_proc",
 NULL))
    {
        fprintf(stderr, "Cannot register PGEventProc\n");
        PQfinish(conn);
        return 1;
    }

    /* la connexion instanceData est disponible */
    data = PQinstanceData(conn, myEventProc);

    /* Envoit un PGEVT_RESULTCREATE à myEventProc */
    res = PQexec(conn, "SELECT 1 + 1");

    /* le résultat instanceData est disponible */
    data = PQresultInstanceData(res, myEventProc);
```

```
    /* Si PG_COPYRES_EVENTS est utilisé, envoit un PGEVT_RESULTCOPY
 à myEventProc */
    res_copy = PQcopyResult(res, PG_COPYRES_TUPLES |
 PG_COPYRES_EVENTS);

    /* le résultat instanceData est disponible si PG_COPYRES_EVENTS
 a été
     * utilisé lors de l'appel à PQcopyResult.
     */
    data = PQresultInstanceData(res_copy, myEventProc);

    /* Les deux fonctions de nettoyage envoient PGEVT_RESULTDESTROY
 à myEventProc */
    PQclear(res);
    PQclear(res_copy);

    /* Envoit un PGEVT_CONNDESTROY à myEventProc */
    PQfinish(conn);

    return 0;
}

static int
myEventProc(PGEventId evtId, void *evtInfo, void *passThrough)
{
    switch (evtId)
    {
        case PGEVT_REGISTER:
        {
            PGEventRegister *e = (PGEventRegister *)evtInfo;
            mydata *data = get_mydata(e->conn);

            /* associe des données spécifiques de l'application
 avec la connexion */
            PQsetInstanceData(e->conn, myEventProc, data);
            break;
        }

        case PGEVT_CONNRESET:
        {
            PGEventConnReset *e = (PGEventConnReset *)evtInfo;
            mydata *data = PQinstanceData(e->conn, myEventProc);

            if (data)
              memset(data, 0, sizeof(mydata));
            break;
        }

        case PGEVT_CONNDESTROY:
        {
            PGEventConnDestroy *e = (PGEventConnDestroy *)evtInfo;
            mydata *data = PQinstanceData(e->conn, myEventProc);

            /* libère les données instanciées car la connexion est
 en cours de destruction */
            if (data)
              free_mydata(data);
            break;
```

```
        }

        case PGEVT_RESULTCREATE:
        {
            PGEventResultCreate *e = (PGEventResultCreate
*)evtInfo;
            mydata *conn_data = PQinstanceData(e->conn,
myEventProc);
            mydata *res_data = dup_mydata(conn_data);

            /* associe des données spécifiques à l'application avec
les résultats (copié de la connexion) */
            PQsetResultInstanceData(e->result, myEventProc,
res_data);
            break;
        }

        case PGEVT_RESULTCOPY:
        {
            PGEventResultCopy *e = (PGEventResultCopy *)evtInfo;
            mydata *src_data = PQresultInstanceData(e->src,
myEventProc);
            mydata *dest_data = dup_mydata(src_data);

            /* associe des données spécifiques à l'application avec
les résultats (copié d'un résultat) */
            PQsetResultInstanceData(e->dest, myEventProc,
dest_data);
            break;
        }

        case PGEVT_RESULTDESTROY:
        {
            PGEventResultDestroy *e = (PGEventResultDestroy
*)evtInfo;
            mydata *data = PQresultInstanceData(e->result,
myEventProc);

            /* libère les données instanciées car le résultat est
en cours de destruction */
            if (data)
              free_mydata(data);
            break;
        }

        /* unknown event id, just return TRUE. */
        default:
            break;
    }

    return TRUE; /* event processing succeeded */
}
```

34.14. Variables d'environnement

Les variables d'environnement suivantes peuvent être utilisées pour sélectionner des valeurs par défaut pour les paramètres de connexion, valeurs qui seront utilisées par `PQconnectdb`, `PQsetdbLogin` et `PQsetdb` si aucune valeur n'est directement précisée par le code appelant. Elles sont utiles pour éviter de coder en dur les informations de connexion à la base de données dans les applications clients, par exemple.

- `PGHOST` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration host.
- `PGHOSTADDR` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration hostaddr. Elle peut être initialisée à la place ou en plus de `PGHOST` pour éviter la charge supplémentaire d'une résolution DNS.
- `PGPORT` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration port.
- `PGDATABASE` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration dbname.
- `PGUSER` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration user.
- `PGPASSWORD` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration password. L'utilisation de cette variable d'environnement n'est pas recommandée pour des raisons de sécurité, car certains systèmes d'exploitation autorisent les utilisateurs autres que root à voir les variables d'environnement du processus via ps) ; à la place, envisagez l'utilisation d'un fichier de mots de passe (voir la Section 34.15.
- `PGPASSFILE` se comporte de la même façon que le paramètre de connexion passfile.
- `PGSERVICE` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration service.
- `PGSERVICEFILE` indique le nom du fichier service de connexion par utilisateur (voir Section 34.16). Il vaut par défaut `~/.pg_service.conf`, ou `%APPDATA%\postgresql\.pg_service.conf` sur Microsoft Windows.
- `PGOPTIONS` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration options.
- `PGAPPNAME` se comporte de la même façon que le paramètre de connexion application_name.
- `PGSSLMODE` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration sslmode.
- `PGREQUIRESSL` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration requiressl. Cette variable d'environnement est obsolète, remplaceé par la variable `PGSSLMODE` si les deux variables sont initialisées, `PGREQUIRESSL` est ignoré.
- `PGSSLCOMPRESSION` se comporte de la même façon que le paramètre de connexion sslcompression.
- `PGSSLCERT` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration sslcert.
- `PGSSLKEY` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration sslkey.
- `PGSSLROOTCERT` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration sslrootcert.
- `PGSSLCRL` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration sslcrl.
- `PGREQUIREPEER` se comporte de la même façon que le paramètre de connexion requirepeer.
- `PGKRBSRVNAME` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration krbsrvname.
- `PGGSSLIB` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration gsslib.
- `PGCONNECT_TIMEOUT` se comporte de la même façon que le paramètre de configuration connect_timeout.

- PGCLIENTENCODING se comporte de la même façon que le paramètre de connexion client_encoding.

- PGTARGETSESSIONATTRS se comporte de la même façon que le paramètre de connexion target_session_attrs.

Les variables d'environnement peuvent être utilisées pour spécifier le comportement par défaut de chaque session PostgreSQL (voir aussi les commandes ALTER ROLE et ALTER DATABASE pour modifier le comportement par défaut par utilisateur ou par base de données).

- PGDATESTYLE initialise le style par défaut de la représentation de la date et de l'heure (équivalent à `SET datestyle TO ...`).

- PGTZ initialise le fuseau horaire par défaut (équivalent à `SET timezone TO ...`).

- PGGEQO initialise le mode par défaut pour l'optimiseur génétique de requêtes (équivalent à `SET geqo TO ...`).

Référez-vous à la commande SQL SET pour plus d'informations sur des valeurs correctes pour ces variables d'environnement.

Les variables d'environnement suivantes déterminent le comportement interne de libpq ; elles surchargent les valeurs par défaut issues de la compilation.

- PGSYSCONFDIR configure le répertoire contenant le fichier `pg_service.conf` et, peut-être dans une future version, d'autres fichiers de configuration globaux au système.

- PGLOCALEDIR configure le répertoire contenant les fichiers `locale` pour l'internationalisation des messages.

34.15. Fichier de mots de passe

Le fichier `.pgpass`, situé dans le répertoire personnel de l'utilisateur est un fichier contenant les mots de passe à utiliser si la connexion requiert un mot de passe (et si aucun mot de passe n'a été spécifié). Sur Microsoft Windows, le fichier est nommé `%APPDATA%\postgresql\pgpass.conf` (où %APPDATA% fait référence au sous-répertoire Application Data du profil de l'utilisateur). De manière alternative, le fichier de mots de passe peut être spécifié en utilisant le paramètre de connexion passfile ou la variable d'environnement PGPASSFILE.

Ce fichier devra être composé de lignes au format suivant (une ligne par connexion) :

nom_hote:*port*:*database*:*nomutilisateur*:*motdepasse*

(Vous pouvez ajouter un rappel en commentaire dans le fichier en copiant cette ligne et en la précédant d'un dièse (#).) Chacun des quatre premiers champs peut être une valeur littérale ou *, qui correspond à tout. La première ligne correspondant aux paramètres de connexion sera utilisée (du coup, placez les entrées les plus spécifiques en premier lorsque vous utilisez des jokers). Si une entrée doit contenir : ou \, échappez ce caractère avec \. Le nom de l'hôte est rapproché du paramètre de connexion `host` s'il est spécifié, sinon au paramètre `hostaddr` si spécifié. Si ni l'un ni l'autre ne sont fournis, l'hôte `localhost` sera alors recherché. L'hôte `localhost` est également recherché si la connexion est une socket de domaine Unix et que le paramètre `host` correspond au répertoire par défaut de la libpq. Sur un serveur secondaire, un champ `database` à `replication` correspond aux connexions de réplication par flux au serveur maître. À part cela, le champ `database` est d'une utilité limitée, puisque les utilisateurs ont le même mot de passe pour toutes les bases de données de l'instance.

Sur les systèmes Unix, les droits sur un fichier de mots de passe doivent interdire l'accès au groupe et au reste du monde ; faites-le avec une commande comme `chmod 0600 ~/.pgpass`. Si les droits sont moins stricts, le fichier sera ignoré. Sur Microsoft Windows, il est supposé que le fichier est stocké dans un répertoire qui est sécurisé, donc aucune vérification des droits n'est effectuée.

34.16. Fichier des services de connexion

Le fichier des services de connexion permet d'associer des paramètres de connexion à un nom de service unique. Ce nom de service peut ensuite être spécifié dans une chaîne de connexion libpq et les paramétrages associés seront utilisés. On peut donc modifier les paramètres de connexion sans avoir à recompiler l'application utilisant la libpq. Le nom de service peut aussi être spécifié en utilisant la variable d'environnement `PGSERVICE`.

Les noms de service peuvent être définis soit dans le fichier service par utilisateur soit dans un fichier global du système. Si le même nom de service existe dans le fichier utilisateur et le fichier global, le fichier utilisateur a priorité. Par défaut, le fichier service par utilisateur est nommé `~/.pg_service.conf`. Sur Microsoft Windows, il est nommé `%APPDATA%\postgresql\.pg_service.conf` (où `%APPDATA%` fait référence au sous-répertoire Application Data dans le profile utilisateur). Un nom de fichier différent peut être indiqué en configurant la variable d'environnement `PGSERVICEFILE`. Le fichier global du système est nommé `pg_service.conf`. Par défaut, il est recherché dans le répertoire `etc` de l'installation de PostgreSQL (utilisez `pg_config --sysconfdir` pour identifier précisément ce répertoire). Un autre répertoire, mais pas un nom de fichier différent, peut être précisé en configurant la variable d'environnement `PGSYSCONFDIR`.

Le fichier de service utilise le format des « fichiers INI » où le nom de section et les paramètres sont des paramètres de connexion ; voir Section 34.1.2 pour une liste. Par exemple :

```
# comment
[mabase]
host=unhote
port=5433
user=admin
```

Un fichier d'exemple est fourni dans l'installation PostgreSQL sous le nom de `share/pg_service.conf.sample`.

Les paramètres de connexion obtenus à partir d'un fichier de service sont combinés avec les paramètres obtenus d'autres sources. Une configuration d'un fichier de service surcharge la variable d'environnement correspondante et, à son tour, peut être surchargé par une valeur donnée directement dans la chaîne de connexion. Par exemple, en utilisant le fichier de service ci-dessus, une chaîne de connexion `service=mabase port=5434` utilisera l'hôte `unhote`, le port `5434`, l'utilisateur `admin`, et les autres paramètres tels qu'ils sont configurés par les variables d'environnement ou les valeurs par défaut internes.

34.17. Recherche LDAP des paramètres de connexion

Si libpq a été compilé avec le support de LDAP (option `--with-ldap` du script `configure`), il est possible de récupérer les options de connexion comme `host` ou `dbname` via LDAP à partir d'un serveur central. L'avantage en est que, si les paramètres de connexion d'une base évolue, l'information de connexion n'a pas à être modifiée sur toutes les machines clientes.

La recherche LDAP des paramètres de connexion utilise le fichier service `pg_service.conf` (voir Section 34.16). Une ligne dans `pg_service.conf` commençant par `ldap://` sera reconnue comme une URL LDAP et une requête LDAP sera exécutée. Le résultat doit être une liste de paires `motclé = valeur` qui sera utilisée pour configurer les options de connexion. L'URL doit être conforme à la RFC 1959 et être de la forme :

```
   ldap://
[hôte[:port]]/base_recherche?attribut?étendue_recherche?filtre
```

où *hôte* vaut par défaut `localhost` et *port* vaut par défaut 389.

Le traitement de `pg_service.conf` se termine après une recherche LDAP réussie, mais continue si le serveur LDAP ne peut pas être contacté. Cela fournit un moyen de préciser d'autres URL LDAP pointant vers d'autres serveurs LDAP, des paires classiques `motclé = valeur` ou les options de connexion par défaut. Si dans ce cas vous préférez avoir un message d'erreur, ajoutez une ligne syntaxiquement incorrecte après l'URL LDAP.

À titre d'exemple, une entrée LDAP créée à partir du fichier LDIF suivant

```
version:1
dn:cn=mydatabase,dc=mycompany,dc=com
changetype:add
objectclass:top
objectclass:device
cn:mydatabase
description:host=dbserver.mycompany.com
description:port=5439
description:dbname=mydb
description:user=mydb_user
description:sslmode=require
```

peut être retrouvée avec l'URL LDAP suivante :

```
ldap://ldap.mycompany.com/dc=mycompany,dc=com?description?one?
(cn=mydatabase)
```

Dans le fichier de service, vous pouvez mélanger des entrées standards avec des recherches LDAP. Voici un exemple complet d'un bloc dans `pg_service.conf` :

```
    # seuls l'hôte et le port sont stockés dans LDAP,
    # spécifiez explicitement le nom de la base et celui de
 l'utilisateur
    [customerdb]
    dbname=clients
    user=utilisateurappl
    ldap://ldap.acme.com/cn=serveur,cn=hosts?pgconnectinfo?base?
(objectclass=*)
```

34.18. Support de SSL

PostgreSQL dispose d'un support natif des connexions SSL pour chiffrer les connexions client/serveur et améliorer ainsi la sécurité. Voir la Section 18.9 pour des détails sur la fonctionnalité SSL côté serveur.

libpq lit le fichier de configuration système d'OpenSSL. Par défaut, ce fichier est nommé `openssl.cnf` et est placé dans le répertoire indiqué par `openssl version -d`. Cette valeur

par défaut peut être surchargée en configurant la variable d'environnement `OPENSSL_CONF` avec le nom du fichier de configuration souhaité.

34.18.1. Vérification par le client du certificat serveur

Par défaut, PostgreSQL ne vérifie pas le certificat du serveur. Cela signifie qu'il est possible de se faire passer pour le serveur final (par exemple en modifiant un enregistrement DNS ou en prenant l'adresse IP du serveur) sans que le client ne le sache. Pour empêcher cette usurpation (*spoofing*), le client doit être capable de vérifier l'identité du serveur via une chaîne de confiance. Une chaîne de confiance est établie en plaçant sur un ordinateur le certificat racine (auto-signé) d'une autorité de certification (CA), et sur un autre ordinateur un certificat feuille *signé* avec le certificat racine. Il est aussi possible d'utiliser un certificat « intermédiaire » signé par le certificat racine et qui signe des certificats feuilles.

Pour permettre au client de vérifier l'identité du serveur, placez un certificat racine sur le client et un certificat feuille signé par le certificat racine sur le serveur. Pour permettre au serveur de vérifier l'identité du client, placez un certificat racine sur le serveur et un certificat feuille signé par le certificat racine sur le client. Un ou plusieurs certificats intermédiaires (habituellement stockés avec le certificat feuille) peuvent aussi être utilisés pour lier le certificat feuille au certificat racine.

Une fois qu'une chaîne de confiance a été établie, il existe deux façons pour le client de valider le certificat feuille envoyé par le serveur. Si le paramètre `sslmode` est configuré à `verify-ca`, libpq vérifiera qu'il peut faire confiance au serveur en vérifiant la chaîne des certificats jusqu'au certificat racine stocké sur le client. Si `sslmode` est configuré à `verify-full`, libpq va *aussi* vérifier que le nom d'hôte du serveur correspond au nom stocké dans le certificat du serveur. La connexion SSL échouera si le certificat du serveur n'établit pas ces correspondances. La connexion SSL échouera si le certificat du serveur ne peut pas être vérifié. `verify-full` est recommandé pour les environnements les plus sensibles à la sécurité.

En mode `verify-full`, le nom de l'hôte est mis en correspondance avec le ou les attributs `Subject Alternative Name` du certificat, ou avec l'attribut `Common Name` si aucun `Subject Alternative Name` de type `dNSName` n'est présent. Si le nom du certificat débute avec le caractère étoile (`*`), l'étoile sera traitée comme un métacaractère qui correspondra à tous les caractères *à l'exception* du point. Cela signifie que le certificat ne pourra pas correspondre à des sous-domaines. Si la connexion se fait en utilisant une adresse IP au lieu d'un nom d'hôte, l'adresse IP sera vérifiée (sans faire de résolution DNS).

Pour permettre la vérification du certificat du serveur, un ou plusieurs certificats racines doivent être placés dans le fichier `~/.postgresql/root.crt` du répertoire personnel de l'utilisateur (sur Windows, le fichier est nommé `%APPDATA%\postgresql\root.crt`). Les certificats intermédiaires doivent aussi être ajoutés au fichier s'ils sont nécessaires pour lier la chaîne de certificats envoyée par le serveur aux certificats racines stockés sur le client.

Les entrées de la liste de révocation des certificats (CRL) sont aussi vérifiées si le fichier `~/.postgresql/root.crl` existe (`%APPDATA%\postgresql\root.crl` sur Microsoft Windows).

L'emplacement du certificat racine et du CRL peuvent être changés avec les paramètres de connexion `sslrootcert` et `sslcrl`, ou les variables d'environnement `PGSSLROOTCERT` et `PGSSLCRL`.

> **Note**
>
> Par compatibilité avec les anciennes versions de PostgreSQL, si un certificat racine d'autorité existe, le comportement de `sslmode=require` sera identique à celui de `verify-ca`. Cela signifie que le certificat du serveur est validé par l'autorité de certification. Il ne faut pas se baser sur ce comportement. Les applications qui ont besoin d'une validation du certificat doivent toujours utiliser `verify-ca` ou `verify-full`.

34.18.2. Certificats des clients

Si le serveur tente de vérifier l'identité du client en réclamant le certificat feuille du client, libpq enverra lse certificats stockés dans le fichier `~/.postgresql/postgresql.crt` du répertoire personnel de l'utilisateur. Les certificats doivent former une chaîne jusqu'au certificat racine de confiance du serveur. Un fichier de clé privé correspondant `~/.postgresql/postgresql.key` doit aussi être présent. Sur Microsoft Windows, ces fichiers sont nommés `%APPDATA%\postgresql \postgresql.crt` et `%APPDATA%\postgresql\postgresql.key`. L'emplacement des fichiers certificat et clé peut être surchargé par les paramètres de connexion `sslcert` et `sslkey`, ou par les variables d'environnement `PGSSLCERT` et `PGSSLKEY`.

Sur les systèmes Unix, les droits sur le fichier de clé privée ne doit pas permettre l'accès au monde et au groupe ; vous pouvez vous en assurer avec une commande telle que `chmod 0600 ~/.postgresql/postgresql.key`command>. Il est aussi possible de rendre root propriétaire deu fichier et d'avoir le droit d'accès pour le groupe (autrement dit, les droits `0640`literal>). Cette configuration est prévue pour les installations où les fichiers certificat et clé sont gérés par le système d'exploitation. L'utilisateur de libpqapplication> devra alors devenir membre du group qui a accès à ces fichiers certificat et clé. (Sur Microsoft Windows, aucune vérification n'est effectuée sur les droits des fichiers car le répertoire `%APPDATA%\postgresql`filename> est supposé sécurisé.)

Le premier certificat dans `postgresql.crt` doit être le certificat du client parce qu'il doit correspondre à la clé privée du client. Les certificats « intermédiaires » peuvent être ajoutés au fichier en option -- faire ainsi permet d'éviter d'avoir à stocker les certificats intermédiaires sur le serveur (ssl_ca_file).

Pour des instructions sur la création de certificats, voir Section 18.9.5.

34.18.3. Protection fournie dans les différents modes

Les différentes valeurs du paramètre `sslmode` fournissent différents niveaux de protection. SSL peut fournir une protection contre trois types d'attaques différentes :

Écoute clandestine (*eavesdropping*)

> Si une tierce partie peut examiner le trafic réseau entre le client et le serveur, elle peut lire à la fois les informations de connexion (dont le nom de l'utilisateur et son mot de passe) ainsi que les données transmises SSL utilise le chiffrement pour empêcher cela.

Homme du milieu (MITM, *Man in the middle*)

> Si une tierce partie peut modifier les données transitant entre le client et le serveur, il peut prétendre être le serveur et, du coup, voir et modifier les données *y compris si elles sont chiffrées*. La tierce partie peut ensuite renvoyer les informations de connexion et les données au serveur d'origine, rendant impossible à ce dernier la détection de l'attaque. Les vecteurs habituels pour parvenir à ce type d'attaque sont l'empoisonnement des DNS (*DNS poisoning*) et le détournement d'adresses (*address hijacking*), où le client est dirigé vers un autre serveur que celui attendu. Il existe encore plusieurs autres méthodes pour accomplir ceci. SSL utilise la vérification des certificats pour l'empêcher, en authentifiant le serveur auprès du client.

Usurpation d'identité

> Si une tierce partie peut prétendre être un client autorisé, il peut tout simplement accéder aux données auquel il n'a pas droit. Typiquement, cela peut arriver avec une gestion incorrecte des mots de passe. SSL utilise les certificats clients pour empêcher ceci, en s'assurant que seuls les propriétaires de certificats valides peuvent accéder au serveur.

Pour qu'une connexion soit sûre, l'utilisation de SSL doit être configurée *sur le client et sur le serveur* avant que la connexion ne soit effective. Si elle n'est configurée que sur le serveur, le client pourrait

envoyer des informations sensibles (comme les mots de passe) avant de savoir que le serveur exige une haute sécurité. Dans libpq, les connexions sécurisées peuvent être garanties en configurant le paramètre `sslmode` à `verify-full` ou `verify-ca`, et en fournissant au système un certificat racine à vérifier. Ceci est analogue à l'utilisation des URL `https` pour la navigation web chiffrée.

Une fois que le serveur est authentifié, le client peut envoyer des données sensibles. Cela signifie que, jusqu'à ce point, le client n'a pas besoin de savoir si les certificats seront utilisés pour l'authentification ne le spécifier que dans la configuration du serveur est donc sûr.

Toutes les options SSL impliquent une charge supplémentaire sous forme de chiffrement et d'échange de clés. Il y a donc un compromis à trouver entre performance et sécurité. Tableau 34.1 illustre les risques que les différentes valeurs de `sslmode` cherchent à protéger, et ce que cela apporte en sécurité et fait perdre en performances.

Tableau 34.1. Description des modes SSL

`sslmode`	Protection contre l'écoute clandestine	Protection contre l'attaque MITM	Remarques
`disable`	Non	Non	Peu m'importe la sécurité, et je ne veux pas le coût apporté par le chiffrement.
`allow`	Peut-être	Non	Peu m'importe la sécurité, mais je vais accepter le coût du chiffrement si le serveur insiste.
`prefer`	Peut-être	Non	Peu m'importe le chiffrement, mais j'accepte le coût du chiffrement si le serveur le supporte.
`require`	Oui	Non	Je veux chiffrer mes données, et j'en accepte le coût. Je fais confiance au réseau pour me garantir que je me connecterai toujours au serveur que je veux.
`verify-ca`	Oui	Dépend de la politique de la CA	Je veux chiffrer mes données, et j'en accepte le coût. Je veux être sûr que je me connecte à un serveur en qui j'ai confiance.
`verify-full`	Oui	Oui	Je veux chiffrer mes données, et j'en accepte le coût. Je veux être sûr que je me connecte à un serveur en qui j'ai confiance et que c'est bien celui que j'ai indiqué.

La différence entre `verify-ca` et `verify-full` dépend de la politique de la CA racine. Si une CA publique est utilisé, `verify-ca` permet les connexions à un serveur que *quelqu'un d'autre* a

pu enregistrer pour cette CA. Dans ce cas, `verify-full` devrait toujours être utilisé. Si une CA locale est utilisée, voire un certificat auto-signé, utiliser `verify-ca` fournit souvent suffisamment de protection.

La valeur par défaut pour `sslmode` est `prefer`. Comme l'indique la table ci-dessus, cela n'a pas de sens d'un point de vue de la sécurité, et ne promet, si elle possible, qu'un surcoût en terme de performance. Cette valeur est fournie par défaut uniquement pour la compatibilité descendante, et n'est pas recommandée pour les déploiements de serveurs nécessitant de la sécurité.

34.18.4. Utilisation des fichiers SSL

Tableau 34.2 résume les fichiers liés à la configuration de SSL sur le client.

Tableau 34.2. Utilisation des fichiers SSL libpq/client

Fichier	Contenu	Effet
`~/.postgresql/postgresql.crt`	certificat client	envoyé par le serveur
`~/.postgresql/postgresql.key`	clé privée du client	prouve le certificat client envoyé par l'utilisateur ; n'indique pas que le propriétaire du certificat est de confiance
`~/.postgresql/root.crt`	autorités de confiance	vérifie que le certificat du serveur est signé par une autorité de confiance
`~/.postgresql/root.crl`	certificats révoqués par les autorités de confiance	le certificat du serveur ne doit pas être sur cette liste

34.18.5. Initialisation de la bibliothèque SSL

Si votre application initialise les bibliothèques `libssl` et/ou `libcrypto` et que libpq est construit avec le support de SSL, vous devez appeler la fonction `PQinitOpenSSL` pour indiquer à libpq que les bibliothèques `libssl` et/ou `libcrypto` ont été initialisées par votre application, de façon à ce que libpq n'initialise pas elle aussi ces bibliothèques. Néanmoins, ceci n'est pas nécessaire lors de l'utilisation d'OpenSSL version 1.1.0 ou supérieure, car les initialisations dupliquées ne sont plus problématiques.

`PQinitOpenSSL`

Permet aux applications de sélectionner les bibliothèques de sécurité à initialiser.

```
void PQinitOpenSSL(int do_ssl, int do_crypto);
```

Quand *`do_ssl`* est différent de zéro, libpq initialisera la bibliothèque OpenSSL avant d'ouvrir une connexion à la base de données. Quand *`do_crypto`* est différent de zéro, la bibliothèque `libcrypto` sera initialisée. Par défaut (si `PQinitOpenSSL` n'est pas appelé), les deux bibliothèques sont initialisées. Quand le support de SSL n'est pas intégré, cette fonction est présente mais ne fait rien.

Si votre application utilise et initialise soit OpenSSL soit `libcrypto`, vous *devez* appeler cette fonction avec des zéros pour les paramètres appropriés avant d'ouvrir la première connexion à la base de données. De plus, assurez-vous que vous avez fait cette initialisation avant d'ouvrir une connexion à la base de données.

`PQinitSSL`

Permet aux applications de sélectionner les bibliothèques de sécurité à initialiser.

```
void PQinitSSL(int do_ssl);
```

Cette fonction est équivalente à `PQinitOpenSSL(do_ssl, do_ssl)`. C'est suffisant pour les applications qui initialisent à la fois OpenSSL et `libcrypto` ou aucune des deux.

`PQinitSSL` est présente depuis PostgreSQL 8.0, alors que `PQinitOpenSSL` a été ajoutée dans PostgreSQL 8.4, donc `PQinitSSL` peut être préférée pour les applications qui ont besoin de fonctionner avec les anciennes versions de libpq.

34.19. Comportement des programmes threadés

libpq est réentrante et compatible avec les threads par défaut. Vous pourriez avoir besoin d'utiliser des options de compilation supplémentaires en ligne lorsque vous compilez le code de votre application. Référez-vous à la documentation de votre système pour savoir comment construire des applications avec threads ou recherchez `PTHREAD_CFLAGS` et `PTHREAD_LIBS` dans `src/Makefile.global`. Cette fonction permet d'interroger le statut de compatibilité de libpq avec les threads :

`PQisthreadsafe`

Renvoie le statut de compatibilité avec les threads pour libpq library.

```
int PQisthreadsafe();
```

Renvoie 1 si libpq supporte les threads, 0 dans le cas contraire.

Une restriction : il ne doit pas y avoir deux threads manipulant le même objet `PGconn` à la fois. En particulier, vous ne pouvez pas lancer des commandes concurrentes depuis des threads différents à travers le même objet de connexion (si vous avez besoin de lancer des commandes concurrentes, utilisez plusieurs connexions).

Les objets `PGresult` sont normalement en lecture seule après leur création et, du coup, peuvent être passés librement entre les threads. Néanmoins, si vous utilisez une des fonctions décrites dans Section 34.11 ou Section 34.13 qui modifient `PGresult`, il est de votre responsabilité d'éviter des opérations concurrentes sur le même `PGresult`.

Les fonctions obsolètes `PQrequestCancel` et `PQoidStatus` ne gèrent pas les threads et ne devraient pas être utilisées dans des programmes multithreads. `PQrequestCancel` peut être remplacé par `PQcancel`. `PQoidStatus` peut être remplacé par `PQoidValue`.

Si vous utilisez Kerberos avec votre application (en plus de libpq), vous aurez besoin de verrouiller les appels Kerberos car les fonctions Kerberos ne supportent pas les threads. Voir la fonction `PQregisterThreadLock` dans le code source de libpq sur comment faire un verrouillage coopératif entre libpq et votre application.

34.20. Construire des applications avec libpq

Pour construire (c'est-à-dire compiler et lier) un programme utilisant libpq, vous avez besoin de faire tout ce qui suit :

- Ajoutez le fichier d'en-tête `libpq-fe.h` :

  ```
  #include <libpq-fe.h>
  ```

  Si vous ne le faites pas, alors vous obtiendrez normalement des messages d'erreurs similaires à :

  ```
  foo.c: In function `main':
         foo.c:34: `PGconn' undeclared (first use in this function)
         foo.c:35: `PGresult' undeclared (first use in this
   function)
         foo.c:54: `CONNECTION_BAD' undeclared (first use in this
   function)
         foo.c:68: `PGRES_COMMAND_OK' undeclared (first use in this
   function)
         foo.c:95: `PGRES_TUPLES_OK' undeclared (first use in this
   function)
  ```

- Faites pointer votre compilateur sur le répertoire où les fichiers d'en-tête de PostgreSQL ont été installés, en lui fournissant l'option `-I`*`répertoire`* (dans certains cas, le compilateur cherchera dans le répertoire en question par défaut, donc vous pouvez omettre cette option). Par exemple, votre ligne de commande de compilation devrait ressembler à ceci :

  ```
  cc -c -I/usr/local/pgsql/include testprog.c
  ```

  Si vous utilisez des makefiles, alors ajoutez cette option à la variable `CPPFLAGS` :

  ```
  CPPFLAGS += -I/usr/local/pgsql/include
  ```

  S'il y a une chance que votre programme soit compilé par d'autres utilisateurs, alors vous ne devriez pas coder en dur l'emplacement du répertoire. À la place, vous pouvez exécuter l'outil `pg_config` pour trouver où sont placés les fichiers d'en-tête sur le système local :

  ```
  $ pg_config --includedir
        /usr/local/include
  ```

  Si vous avez installé `pkg-config` , vous pouvez lancer à la place :

  ```
  $ pkg-config --cflags libpq
  -I/usr/local/include
  ```

  Notez que l'option `-I` sera déjà précisée au début du chemin.

  Une erreur dans la spécification de la bonne option au compilateur résultera en un message d'erreur tel que

  ```
  testlibpq.c:8:22: libpq-fe.h: No such file or directory
  ```

- Lors de l'édition des liens du programme final, spécifiez l'option `-lpq` de façon à ce que les bibliothèques libpq soient intégrées, ainsi que l'option `-L`*`répertoire`* pour faire pointer le compilateur vers le répertoire où les bibliothèques libpq résident. (Là encore le compilateur

cherchera certains répertoires par défaut). Pour une portabilité maximale, placez l'option `-L` avant l'option `-lpq`. Par exemple :

```
cc -o testprog testprog1.o testprog2.o -L/usr/local/pgsql/lib -
lpq
```

Vous pouvez aussi récupérer le répertoire des bibliothèques en utilisant `pg_config` :

```
$ pg_config --libdir
       /usr/local/pgsql/lib
```

Ou utiliser de nouveau `pkg-config` :

```
       $ pkg-config --libs libpq
       -L/usr/local/pgsql/lib -lpq
```

Notez aussi que cela affiche les options complètes, pas seulement le chemin.

Les messages d'erreurs liés à des problèmes de ce style pourraient ressembler à ce qui suit.

```
testlibpq.o: In function `main':
       testlibpq.o(.text+0x60): undefined reference to
 `PQsetdbLogin'
       testlibpq.o(.text+0x71): undefined reference to `PQstatus'
       testlibpq.o(.text+0xa4): undefined reference to
 `PQerrorMessage'
```

Ceci signifie que vous avez oublié `-lpq`.

```
/usr/bin/ld: cannot find -lpq
```

Ceci signifie que vous avez oublié l'option `-L` ou que vous n'avez pas indiqué le bon répertoire.

34.21. Exemples de programmes

Ces exemples (et d'autres) sont disponibles dans le répertoire `src/test/examples` de la distribution des sources.

Exemple 34.1. Premier exemple de programme pour libpq

```
/*
 * src/test/examples/testlibpq.c
 *
 *
 * testlibpq.c
 *
 *      Teste la version C de libpq, la bibliothèque frontend de
 PostgreSQL.
 */
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include "libpq-fe.h"
```

```
static void
exit_nicely(PGconn *conn)
{
    PQfinish(conn);
    exit(1);
}

int
main(int argc, char **argv)
{
    const char *conninfo;
    PGconn     *conn;
    PGresult   *res;
    int         nFields;
    int         i,
                j;

    /*
     * Si l'utilisateur fournit un paramètre sur la ligne de
 commande,
     * l'utiliser comme une chaîne conninfo ; sinon prendre par
 défaut
     * dbname=postgres et utiliser les variables d'environnement ou
 les
     * valeurs par défaut pour tous les autres paramètres de
 connexion.
     */
    if (argc > 1)
        conninfo = argv[1];
    else
        conninfo = "dbname = postgres";

    /* Crée une connexion à la base de données */
    conn = PQconnectdb(conninfo);

    /* Vérifier que la connexion au backend a été faite avec succès
 */
    if (PQstatus(conn) != CONNECTION_OK)
    {
        fprintf(stderr, "Connection to database failed: %s",
                PQerrorMessage(conn));
        exit_nicely(conn);
    }

    /* Initialise un search path sûr, pour qu'un utilisateur
       malveillant ne puisse prendre le contrôle. */
    res = PQexec(conn,
                 "SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false)");
    if (PQresultStatus(res) != PGRES_TUPLES_OK)
    {
        fprintf(stderr, "SET failed: %s", PQerrorMessage(conn));
        PQclear(res);
        exit_nicely(conn);
    }

    /*
```

```
   * Il faut libérer PGresult avec PQclear dès que l'on en a plus
besoin pour
   * éviter les fuites de mémoire.
   */
   PQclear(res);

   /*
    * Notre exemple inclut un curseur, pour lequel il faut que
nous soyons dans
    * un bloc de transaction. On pourrait tout faire dans un seul
PQexec()
    * d'un "select * from pg_database" mais c'est trop trivial
pour faire
    * un bon exemple.
    */

   /* Démarre un bloc de transaction */
   res = PQexec(conn, "BEGIN");
   if (PQresultStatus(res) != PGRES_TUPLES_OK)
   {
       fprintf(stderr, "BEGIN command failed: %s",
PQerrorMessage(conn));
       PQclear(res);
       exit_nicely(conn);
   }
   PQclear(res);

   /*
    * Récupère les lignes de pg_database, catalogue système des
bases de
    * données
    */
   res = PQexec(conn, "DECLARE myportal CURSOR FOR select * from
pg_database");
   if (PQresultStatus(res) != PGRES_COMMAND_OK)
   {
       fprintf(stderr, "DECLARE CURSOR failed: %s",
PQerrorMessage(conn));
       PQclear(res);
       exit_nicely(conn);
   }
   PQclear(res);

   res = PQexec(conn, "FETCH ALL in myportal");
   if (PQresultStatus(res) != PGRES_TUPLES_OK)
   {
       fprintf(stderr, "FETCH ALL failed: %s",
PQerrorMessage(conn));
       PQclear(res);
       exit_nicely(conn);
   }

   /* affiche d'abord les noms des attributs */
   nFields = PQnfields(res);
   for (i = 0; i < nFields; i++)
       printf("%-15s", PQfname(res, i));
   printf("\n\n");
```

```
    /* puis affiche les lignes */
    for (i = 0; i < PQntuples(res); i++)
    {
        for (j = 0; j < nFields; j++)
            printf("%-15s", PQgetvalue(res, i, j));
        printf("\n");
    }

    PQclear(res);

    /* ferme le portail... nous ne cherchons pas s'il y a des
 erreurs... */
    res = PQexec(conn, "CLOSE myportal");
    PQclear(res);

    /* termine la transaction */
    res = PQexec(conn, "END");
    PQclear(res);

    /* ferme la connexion à la base et nettoie */
    PQfinish(conn);

    return 0;
}
```

Exemple 34.2. Deuxième exemple de programme pour libpq

```
/*
 * src/test/examples/testlibpq2.c
 *
 *
 * testlibpq2.c
 *      Teste l'interface de notification asynchrone
 *
 * Démarrez ce programme, puis depuis psql dans une autre fenêtre
 faites
 *   NOTIFY TBL2;
 * Répétez quatre fois pour terminer ce programme.
 *
 * Ou, si vous voulez vous faire plaisir, faites ceci :
 * remplissez une base avec les commandes suivantes
 * (issues de src/test/examples/testlibpq2.sql):
 *
 *   CREATE SCHEMA TESTLIBPQ2;
 *   SET search_path = TESTLIBPQ2;
 *   CREATE TABLE TBL1 (i int4);
 *
 *   CREATE TABLE TBL2 (i int4);
 *
 *   CREATE RULE r1 AS ON INSERT TO TBL1 DO
 *     (INSERT INTO TBL2 VALUES (new.i); NOTIFY TBL2);
 *
 * Démarrez ce programme, puis depuis psql faites quatre fois :
 *
 *   INSERT INTO TESTLIBPQ2.TBL1 VALUES (10);
 */

#ifdef WIN32
```

```
#include <windows.h>
#endif
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
#include <errno.h>
#include <sys/time.h>
#include <sys/types.h>
#ifdef HAVE_SYS_SELECT_H
#include <sys/select.h>
#endif

#include "libpq-fe.h"

static void
exit_nicely(PGconn *conn)
{
    PQfinish(conn);
    exit(1);
}

int
main(int argc, char **argv)
{
    const char *conninfo;
    PGconn     *conn;
    PGresult   *res;
    PGnotify   *notify;
    int         nnotifies;

    /*
     * Si l'utilisateur fournit un paramètre sur la ligne de
 commande,
     * l'utiliser comme une chaîne conninfo ; sinon prendre par
 défaut
     * dbname=postgres et utiliser les variables d'environnement ou
 les
     * pour tous les autres paramètres de connection.
     */
    if (argc > 1)
        conninfo = argv[1];
    else
        conninfo = "dbname = postgres";

    /* Se connecte à la base */
    conn = PQconnectdb(conninfo);

    /* Vérifier que la connexion au backend a été faite avec succès
 */
    if (PQstatus(conn) != CONNECTION_OK)
    {
        fprintf(stderr, "Connection to database failed: %s",
                PQerrorMessage(conn));
        exit_nicely(conn);
    }

    /* Initialise un search path sûr, pour qu'un utilisateur
       malveillant ne puisse prendre le contrôle. */
```

```
   res = PQexec(conn,
                "SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
false)");
   if (PQresultStatus(res) != PGRES_COMMAND_OK)
   {
       fprintf(stderr, "SET failed: %s", PQerrorMessage(conn));
       PQclear(res);
       exit_nicely(conn);
   }

   /*
   * Il faut libérer PGresult avec PQclear dès que l'on en a plus
besoin pour
   * éviter les fuites de mémoire.
   */
   PQclear(res);

   /*
    * Lance une commande LISTEN pour démarrer des notifications
depuis le
    * NOTIFY.
    */
   res = PQexec(conn, "LISTEN TBL2");
   if (PQresultStatus(res) != PGRES_COMMAND_OK)
   {
       fprintf(stderr, "LISTEN command failed: %s",
PQerrorMessage(conn));
       PQclear(res);
       exit_nicely(conn);
   }

   PQclear(res);

   /* Quitte après avoir reçu quatre notifications. */
   nnotifies = 0;
   while (nnotifies < 4)
   {
       /*
        * Dort jusqu'à ce que quelque chose arrive sur la
connexion. Nous
        * utilisons select(2) pour attendre une entrée, mais vous
pouvez
        * utiliser poll() ou des fonctions similaires.
        */
       int         sock;
       fd_set      input_mask;

       sock = PQsocket(conn);

       if (sock < 0)
           break;              /* ne devrait pas arriver */

       FD_ZERO(&input_mask);
       FD_SET(sock, &input_mask);

       if (select(sock + 1, &input_mask, NULL, NULL, NULL) < 0)
       {
```

```
            fprintf(stderr, "select() failed: %s\n",
 strerror(errno));
            exit_nicely(conn);
        }

        /* Cherche une entrée */
        PQconsumeInput(conn);
        while ((notify = PQnotifies(conn)) != NULL)
        {
            fprintf(stderr,
                    "ASYNC NOTIFY of '%s' received from backend PID
 %d\n",
                    notify->relname, notify->be_pid);
            PQfreemem(notify);
            nnotifies++;
            PQconsumeInput(conn);
        }
    }

    fprintf(stderr, "Done.\n");

    /* ferme la connexion à la base et nettoie */
    PQfinish(conn);

    return 0;
}
```

Exemple 34.3. Troisième exemple de programme pour libpq

```
/*
 * src/test/examples/testlibpq3.c
 *
 *
 * testlibpq3.c
 *      Teste des paramètres délicats et des entrées-sorties
 binaires.
 *
 * Avant de lancer ceci, remplissez une base avec les commandes
 suivantes
 * (fournies dans src/test/examples/testlibpq3.sql):
 *
 * CREATE SCHEMA testlibpq3;
 * SET search_path = testlibpq3;
 * CREATE TABLE test1 (i int4, t text, b bytea);
 *
 * INSERT INTO test1 values (1, 'joe''s place', '\\000\\001\\002\
\003\\004');
 * INSERT INTO test1 values (2, 'ho there', '\\004\\003\\002\\001\
\000');
 *
 * La sortie attendue est :
 *
 * tuple 0: got
 *  i = (4 bytes) 1
 *  t = (11 bytes) 'joe's place'
 *  b = (5 bytes) \000\001\002\003\004
 *
 * tuple 0: got
```

```
 *  i = (4 bytes) 2
 *  t = (8 bytes) 'ho there'
 *  b = (5 bytes) \004\003\002\001\000
 */

#ifdef WIN32
#include <windows.h>
#endif

#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <stdint.h>
#include <string.h>
#include <sys/types.h>
#include "libpq-fe.h"

/* for ntohl/htonl */
#include <netinet/in.h>
#include <arpa/inet.h>


static void
exit_nicely(PGconn *conn)
{
    PQfinish(conn);
    exit(1);
}

/*
 * Cette fonction affiche un résultat qui est la récupération
 * au format binaire d'une table définie dans le commentaire ci-
dessus.
 * Nous l'avons extraite car la fonction main() l'utilise deux
 fois.
 */
static void
show_binary_results(PGresult *res)
{
    int         i,
                j;
    int         i_fnum,
                t_fnum,
                b_fnum;

    /*
     * Utilise PQfnumber pour éviter de deviner l'ordre des champs
     * dans le résultat
     */
    i_fnum = PQfnumber(res, "i");
    t_fnum = PQfnumber(res, "t");
    b_fnum = PQfnumber(res, "b");

    for (i = 0; i < PQntuples(res); i++)
    {
        char       *iptr;
        char       *tptr;
        char       *bptr;
        int         blen;
```

```
        int         ival;

        /*
         * Récupère les valeurs des champs
         * (on ignore la possibilité qu'ils soient NULL !)
         */
        iptr = PQgetvalue(res, i, i_fnum);
        tptr = PQgetvalue(res, i, t_fnum);
        bptr = PQgetvalue(res, i, b_fnum);

        /*
         * La représentation binaire d'INT4 est dans l'ordre
 d'octets
         * du réseau (network byte order), qu'il vaut mieux forcer
 à
         * l'ordre local.
         */
        ival = ntohl(*((uint32_t *) iptr));

        /*
         * La représentation binaire de TEXT est, hé bien, du
 texte,
         * et puisque libpq a été assez sympa pour rajouter un
 octet zéro,
         * cela marchera très bien en tant que chaîne C.
         *
         * La représentation binaire de BYTEA est un paquet
 d'octets,
         * pouvant incorporer des nulls, donc nous devons faire
 attention à
         * la longueur des champs.
         */
        blen = PQgetlength(res, i, b_fnum);

        printf("tuple %d: got\n", i);
        printf(" i = (%d bytes) %d\n",
               PQgetlength(res, i, i_fnum), ival);
        printf(" t = (%d bytes) '%s'\n",
               PQgetlength(res, i, t_fnum), tptr);
        printf(" b = (%d bytes) ", blen);
        for (j = 0; j < blen; j++)
            printf("\\%03o", bptr[j]);
        printf("\n\n");
    }
}

int
main(int argc, char **argv)
{
    const char *conninfo;
    PGconn     *conn;
    PGresult   *res;
    const char *paramValues[1];
    int         paramLengths[1];
    int         paramFormats[1];
    uint32_t    binaryIntVal;

    /*
```

```
    * Si l'utilisateur fournit un paramètre sur la ligne de
commande,
    * l'utiliser comme une chaîne conninfo ; sinon prendre par
défaut
    * dbname=postgres et utiliser les variables d'environnement ou
les
    * valeurs par défaut pour tous les autres paramètres de
connexion.
    */
   if (argc > 1)
       conninfo = argv[1];
   else
       conninfo = "dbname = postgres";

   /* Crée une connexion à la base */
   conn = PQconnectdb(conninfo);

   /* Vérifie que la connexion à la base s'est bien déroulée */
   if (PQstatus(conn) != CONNECTION_OK)
   {
       fprintf(stderr, "Connection to database failed: %s",
               PQerrorMessage(conn));
       exit_nicely(conn);
   }

   /*
   * Il faut libérer PGresult avec PQclear dès que l'on en a plus
besoin pour
   * éviter les fuites de mémoire.
   */
   res = PQexec(conn, "SET search_path = testlibpq3");
   if (PQresultStatus(res) != PGRES_COMMAND_OK)
   {
       fprintf(stderr, "SET failed: %s", PQerrorMessage(conn));
       PQclear(res);
       exit_nicely(conn);
   }
   PQclear(res);

   /*
    * Le sujet de ce programme est d'illustrer l'utilisation de
PQexecParams()
    * avec des paramètres délicats aussi bien que la transmission
de
    * données binaires.
    *
    * Ce premier exemple transmet les paramètres en tant que
texte, mais
    * reçoit les résultats en format binaire. Avec des paramètres
    * un peu délicats il n'y a pas besoin de nettoyage fastidieux
en
    * terme de guillemets et d'échappement, même si les données
sont du
    * texte. Notez que nous ne faisons rien de spécial avec les
guillemets
    * dans la valeur du paramètre.
    */
```

```
   /* Voici notre paramètre délicat */
   paramValues[0] = "joe's place";

   res = PQexecParams(conn,
                      "SELECT * FROM test1 WHERE t = $1",
                      1,       /* un paramètre */
                      NULL,    /* laissons le backend déduire le
type */
                      paramValues,
                      NULL,    /* pas besoin de la longueur des
paramètres,
                                  c'est du texte */
                      NULL,    /* par défaut tous les paramètres
sont du texte */
                      1);      /* demande le résultat en binaire
*/

   if (PQresultStatus(res) != PGRES_TUPLES_OK)
   {
       fprintf(stderr, "SELECT failed: %s", PQerrorMessage(conn));
       PQclear(res);
       exit_nicely(conn);
   }

   show_binary_results(res);

   PQclear(res);

   /*
    * Dans ce second exemple, on transmet un paramètre entier sous
    * forme binaire, et on récupère à nouveau les paramètres sous
forme
    * binaire.
    *
    * Bien que nous disions à PQexecParams que nous laissons le
backend
    * déduire le type du paramètre, nous forçons la décision en
convertissant
    * le symbole du paramètre dans le texte de la requête. C'est
une bonne
    * précaution quand on envoie des paramètres binaires.
    */

   /* Convertit l'entier "2" dans l'ordre d'octets du réseau */
   binaryIntVal = htonl((uint32_t) 2);

   /* Met en place les tableaux de paramètres pour PQexecParams */
   paramValues[0] = (char *) &binaryIntVal;
   paramLengths[0] = sizeof(binaryIntVal);
   paramFormats[0] = 1;        /* binary */

   res = PQexecParams(conn,
                      "SELECT * FROM test1 WHERE i = $1::int4",
                      1,       /* un paramètre */
                      NULL,    /* laissons le backend déduire le
type
                                  du paramètre */
                      paramValues,
```

```
                        paramLengths,
                        paramFormats,
                        1);      /* demande des résultats binaires
 */

    if (PQresultStatus(res) != PGRES_TUPLES_OK)
    {
        fprintf(stderr, "SELECT failed: %s", PQerrorMessage(conn));
        PQclear(res);
        exit_nicely(conn);
    }

    show_binary_results(res);

    PQclear(res);

    /* ferme la connexion et nettoie */
    PQfinish(conn);

    return 0;
}
```

Chapitre 35. Objets larges

PostgreSQL a des fonctionnalités concernant les *objets larges*, fournissant un accès style flux aux données utilisateurs stockées dans une structure spéciale. L'accès en flux est utile pour travailler avec des valeurs de données trop larges pour être manipuler convenablement en entier.

Ce chapitre décrit l'implémentation, la programmation et les interfaces du langage de requêtes pour les données de type objet large dans PostgreSQL. Nous utilisons la bibliothèque C libpq pour les exemples de ce chapitre mais la plupart des interfaces natives de programmation de PostgreSQL supportent des fonctionnalités équivalentes. D'autres interfaces pourraient utiliser l'interface des objets larges en interne pour fournir un support générique des valeurs larges. Ceci n'est pas décrit ici.

35.1. Introduction

Tous les « Large Objects » sont stockés dans une seule table système nommée `pg_largeobject`. Chaque « Large Object » a aussi une entrée dans la table système `pg_largeobject_metadata`. Les « Large Objects » peuvent être créés, modifiés et supprimés en utilisant l'API de lecture/écriture très similaire aux opérations standards sur les fichiers.

PostgreSQL supporte aussi un système de stockage appelé « TOAST » qui stocke automatiquement les valeurs ne tenant pas sur une page de la base de données dans une aire de stockage secondaire par table. Ceci rend partiellement obsolète la fonctionnalité des objets larges. Un avantage restant des objets larges est qu'il autorise les valeurs de plus de 4 To en taille alors que les champs TOAST peuvent être d'au plus 1 Go. De plus, lire et mettre à jour des portions d'un « Large Object » se fait très simplement en conservant de bonnes performances alors que la plupart des opérations sur un champ mis dans la partie TOAST demandera une lecture ou une écriture de la valeur totale.

35.2. Fonctionnalités d'implémentation

L'implémentation des objets larges, les coupe en « morceaux » (*chunks*) stockés dans les lignes de la base de données. Un index B-tree garantit des recherches rapides sur le numéro du morceau lors d'accès aléatoires en lecture et écriture.

Les parties enregistrées pour un « Large Object » n'ont pas besoin d'être contigües. Par exemple, si une application ouvre un nouveau « Large Object », recherche la position 1000000, et y écrit quelques octets, cela ne résulte pas en l'allocation de 1000000 octets de stockage, mais seulement les parties couvrant les octets de données écrites. Néanmoins, une opération de lecture lira des zéros pour tous les emplacements non alloués précédant la dernière partie existante. Cela correspond au comportement habituel des fichiers « peu alloués » dans les systèmes de fichiers Unix.

À partir de PostgreSQL 9.0, les « Large Objects » ont un propriétaire et un ensemble de droits d'accès pouvant être gérés en utilisant les commandes GRANT et REVOKE. Les droits `SELECT` sont requis pour lire un « Large Object », et les droits `UPDATE` sont requis pour écrire ou tronquer. Seul le propriétaire du « Large Object » ou le propriétaire de la base de données peut supprimer, ajouter un commentaire ou modifier le propriétaire d'un « Large Object ». Pour ajuster le comportement en vue de la compatibilité avec les anciennes versions, voir le paramètre lo_compat_privileges.

35.3. Interfaces client

Cette section décrit les possibilités de la bibliothèque d'interface client libpq de PostgreSQL permettant d'accéder aux « Large Objects ». L'interface des « Large Objects » de PostgreSQL est modelé d'après l'interface des systèmes de fichiers d'Unix avec des analogies pour les appels `open`, `read`, `write`, `lseek`, etc.

Toutes les manipulations de « Large Objects » utilisant ces fonctions *doivent* prendre place dans un bloc de transaction SQL car les descripteurs de fichiers des « Large Objects » sont seulement valides pour la durée d'une transaction.

Si une erreur survient lors de l'exécution de ces fonctions, la fonction renverra une valeur autrement impossible, typiquement 0 or -1. Un message décrivant l'erreur est stocké dans l'objet de connexion et peut être récupéré avec la fonction `PQerrorMessage`.

Les applications clientes qui utilisent ces fonctions doivent inclure le fichier d'en-tête `libpq/libpq-fs.h` et établir un lien avec la bibliothèque libpq.

35.3.1. Créer un objet large

La fonction

```
Oid lo_creat(PGconn *conn, int mode);
```

crée un nouvel objet large. La valeur de retour est un OID assigné au nouvel objet large ou `InvalidOid` (zéro) en cas d'erreur. *`mode`* est inutilisée et ignorée sur PostgreSQL 8.1 ; néanmoins, pour la compatibilité avec les anciennes versions, il est préférable de l'initialiser à `INV_READ`, `INV_WRITE`, ou `INV_READ | INV_WRITE` (ces constantes symboliques sont définies dans le fichier d'en-tête `libpq/libpq-fs.h`).

Un exemple :

```
inv_oid = lo_creat(conn, INV_READ|INV_WRITE);
```

La fonction

```
Oid lo_create(PGconn *conn, Oid lobjId);
```

crée aussi un nouvel objet large. L'OID à affecter peut être spécifié par *`lobjId`* ; dans ce cas, un échec survient si l'OID est déjà utilisé pour un autre objet large. Si *`lobjId`* vaut `InvalidOid` (zero), alors `lo_create` affecte un OID inutilisé (ceci est le même comportement que `lo_creat`). La valeur de retour est l'OID qui a été affecté au nouvel objet large ou `InvalidOid` (zero) en cas d'échec.

`lo_create` est nouveau depuis PostgreSQL 8.1 ; si cette fonction est utilisée à partir d'un serveur d'une version plus ancienne, elle échouera et renverra `InvalidOid`.

Un exemple :

```
inv_oid = lo_create(conn, desired_oid);
```

35.3.2. Importer un objet large

Pour importer un fichier du système d'exploitation en tant qu'objet large, appelez

```
Oid lo_import(PGconn *conn, const char *filename);
```

`filename` spécifie le nom du fichier à importer comme objet large. Le code de retour est l'OID assigné au nouvel objet large ou `InvalidOid` (zero) en cas d'échec. Notez que le fichier est lu par la bibliothèque d'interface du client, pas par le serveur. Donc il doit exister dans le système de fichier du client et lisible par l'application du client.

La fonction

```
Oid lo_import_with_oid(PGconn *conn, const char *filename, Oid
 lobjId);
```

importe aussi un nouvel « large object ». L'OID à affecter peut être indiqué par *lobjId* ; dans ce cas, un échec survient si l'OID est déjà utilisé pour un autre « large object ». Si *lobjId* vaut InvalidOid (zéro) alors lo_import_with_oid affecte un OID inutilisé (et donc obtient ainsi le même comportement que lo_import). La valeur de retour est l'OID qui a été affecté au nouveau « large object » ou InvalidOid (zéro) en cas d'échec.

lo_import_with_oid est une nouveauté de PostgreSQL 8.4, et utilise en interne lo_create qui était une nouveauté de la 8.1 ; si cette fonction est exécutée sur un serveur en 8.0 voire une version précédente, elle échouera et renverra InvalidOid.

35.3.3. Exporter un objet large

Pour exporter un objet large en tant que fichier du système d'exploitation, appelez

```
int lo_export(PGconn *conn, Oid lobjId, const char *filename);
```

L'argument *lobjId* spécifie l'OID de l'objet large à exporter et l'argument *filename* spécifie le nom du fichier. Notez que le fichier est écrit par la bibliothèque d'interface du client, pas par le serveur. Renvoie 1 en cas de succès, -1 en cas d'échec.

35.3.4. Ouvrir un objet large existant

Pour ouvrir un objet large existant pour lire ou écrire, appelez

```
int lo_open(PGconn *conn, Oid lobjId, int mode);
```

L'argument *lobjId* spécifie l'OID de l'objet large à ouvrir. Les bits *mode* contrôlent si l'objet est ouvert en lecture (INV_READ), écriture (INV_WRITE) ou les deux (ces constantes symboliques sont définies dans le fichier d'en-tête libpq/libpq-fs.h). lo_open renvoie un descripteur (positif) d'objet large pour une utilisation future avec lo_read, lo_write, lo_lseek, lo_lseek64, lo_tell, lo_tell64, lo_truncate, lo_truncate64 et lo_close. Le descripteur est uniquement valide pour la durée de la transaction en cours. En cas d'échec, -1 est renvoyé.

Actuellement, le serveur ne fait pas de distinction entre les modes INV_WRITE et INV_READ | INV_WRITE : vous êtes autorisé à lire à partir du descripteur dans les deux cas. Néanmoins, il existe une différence significative entre ces modes et INV_READ seul : avec INV_READ, vous ne pouvez pas écrire sur le descripteur et la donnée lue à partir de ce dernier, reflètera le contenu de l'objet large au moment où lo_open a été exécuté dans la transaction active, quelques soient les possibles écritures par cette transaction ou par d'autres. Lire à partir d'un descripteur ouvert avec INV_WRITE renvoie des données reflétant toutes les écritures des autres transactions validées ainsi que les écritures de la transaction en cours. Ceci est similaire à la différence de comportement entre les modes de transaction REPEATABLE READ et READ COMMITTED pour les requêtes SQL SELECT.

lo_open échouera si le droit SELECT n'est pas disponible pour le Large Object ou si INV_WRITE est indiqué et que le droit UPDATE n'est pas disponible. (Avant PostgreSQL 11, ces vérifications de droit étaient réalisée pour la première vraie lecture ou écriture utilisant ce descripteur.) Ces vérifications de droit peuvent être désactivées avec le paramètre lo_compat_privileges.

Un exemple :

```
inv_fd = lo_open(conn, inv_oid, INV_READ|INV_WRITE);
```

35.3.5. Écrire des données dans un objet large

La fonction

```
int lo_write(PGconn *conn, int fd, const char *buf, size_t len);
```

écrit *len* octets à partir de *buf* (qui doit avoir *len* comme taille) dans le descripteur *fd* du « Large Object ». L'argument *fd* doit avoir été renvoyé par un appel précédent à lo_open. Le nombre d'octets réellement écrit est renvoyé (dans l'implémentation actuelle, c'est toujours égal à *len* sauf en cas d'erreur). Dans le cas d'une erreur, la valeur de retour est -1.

Bien que le paramètre *len* est déclaré size_t, cette fonction rejettera les valeurs plus grandes que INT_MAX. En pratique, il est préférable de transférer les données en plusieurs parties d'au plus quelques méga-octets.

35.3.6. Lire des données à partir d'un objet large

La fonction

```
int lo_read(PGconn *conn, int fd, char *buf, size_t len);
```

lit jusqu'à *len* octets à partir du descripteur de fichier *fd* dans *buf* (qui doit avoir pour taille *len*). L'argument *fd* doit avoir été renvoyé par un appel précédent à lo_open. Le nombre d'octets réellement lus est renvoyé. Cela sera plus petit que *len* si la fin du « Large Object » est atteint avant. Dans le cas d'une erreur, la valeur de retour est -1.

Bien que le paramètre *len* est déclaré size_t, cette fonction rejettera les valeurs plus grandes que INT_MAX. En pratique, il est préférable de transférer les données en plusieurs parties d'au plus quelques méga-octets.

35.3.7. Recherche dans un objet large

Pour modifier l'emplacement courant de lecture ou écriture associé au descripteur d'un objet large, on utilise

```
int lo_lseek(PGconn *conn, int fd, int offset, int whence);
```

Cette fonction déplace le pointeur d'emplacement courant pour le descripteur de l'objet large identifié par *fd* au nouvel emplacement spécifié avec le décalage (*offset*). Les valeurs valides pour *whence* sont SEEK_SET (rechercher depuis le début de l'objet), SEEK_CUR (rechercher depuis la position courante) et SEEK_END (rechercher depuis la fin de l'objet). Le code de retour est le nouvel emplacement du pointeur ou -1 en cas d'erreur.

Lors de la gestion de Large Objects qui pourraient dépasser 2 Go, utilisez à la place

```
pg_int64 lo_lseek64(PGconn *conn, int fd, pg_int64 offset, int
 whence);
```

Cette fonction a le même comportement que lo_lseek mais elle peut accepter un *offset* supérieure à 2 Go et/ou rendre un résultat supérieur à 2 Go. Notez que lo_lseek échouera si le nouveau pointeur d'emplacement est supérieur à 2 Go.

lo_lseek64 apparaît avec PostgreSQL 9.3. Si cette fonction est exécutée sur un serveur de version antérieure, elle échouera et renverra -1.

35.3.8. Obtenir la position de recherche d'un objet large

Pour obtenir la position actuelle de lecture ou écriture d'un descripteur d'objet large, appelez

```
int lo_tell(PGconn *conn, int fd);
```

S'il n'y a pas d'erreur, la valeur renvoyée est -1.

Lors de la gestion de « Large Objects » qui pourraient dépasser 2 Go, utilisez à la place

```
pg_int64 lo_tell64(PGconn *conn, int fd);
```

Cette fonction a le même comportement que `lo_tell` mais elle peut gérer des objets de plus de 2 Go. Notez que `lo_tell` échouera si l'emplacement de lecture/écrire va au-delà des 2 Go.

`lo_tell64` est disponible depuis la version 9.3 de PostgreSQL. Si cette fonction est utilisée sur une ancienne version, elle échouera et renverra -1.

35.3.9. Tronquer un Objet Large

Pour tronquer un objet large avec une longueur donnée, on utilise

```
int lo_truncate(PGconn *conn, int fd, size_t len);
```

Cette fonction tronque le « Large Object » décrit par *`fd`* avec la longueur *`len`*. L'argument *`fd`* doit avoir été renvoyé par un appel précédent à `lo_open`. Si la valeur du paramètre *`len`* est plus grand que la longueur actuelle du « Large Object », ce dernier est étendu à la longueur spécifié avec des octets nuls ('\0'). En cas de succès, `lo_truncate` renvoit 0. En cas d'erreur, il renvoit -1.

L'emplacement de lecture/écriture associé avec le descripteur *`fd`* n'est pas modifié.

Bien que le paramètre *`len`* est déclaré `size_t`, `lo_truncate` rejettera toute longueur supérieure à `INT_MAX`.

Lors de la gestion de « Large Objects » qui pourraient dépasser 2 Go, utilisez à la place

```
int lo_truncate64(PGconn *conn, int fd, pg_int64 len);
```

Cette fonction a le même comportement que `lo_truncate` mais elle peut accepter une valeur supérieure à 2 Go pour le paramètre *`len`*.

`lo_truncate` est une nouveauté de PostgreSQL 8.3; si cette fonction est également exécuté sur un version plus ancienne du serveur, elle échouera et retournera -1.

`lo_truncate64` est disponible depuis la version 9.3 de PostgreSQL. Si cette fonction est utilisée sur une ancienne version, elle échouera et renverra -1.

35.3.10. Fermer un descripteur d'objet large

Un descripteur d'objet large peut être fermé en appelant

```
int lo_close(PGconn *conn, int fd);
```

où *`fd`* est un descripteur d'objet large renvoyé par `lo_open`. En cas de succès, `lo_close` renvoie zéro. -1 en cas d'échec.

Tous les descripteurs d'objets larges restant ouverts à la fin d'une transaction seront automatiquement fermés.

35.3.11. Supprimer un objet large

Pour supprimer un objet large de la base de données, on utilise

```
int lo_unlink(PGconn *conn, Oid lobjId);
```

L'argument *lobjId* spécifie l'OID de l'objet large à supprimer. En cas d'erreur, le code de retour est -1.

35.4. Fonctions du côté serveur

Les fonctions côté serveur conçues pour la manipulation des Large Objects en SQL sont listées dans Tableau 35.1.

Tableau 35.1. Fonctions SQL pour les Large Objects

Fonction	Type en retour	Description	Exemple	Résultat
lo_from_bytea(*loid* oid, *string* bytea)	oid	Crée un Large Object et y stocke les données, renvoyant son OID. Passez la valeur 0 pour que le système choisisse un OID.	lo_from_bytea(24528, '\xffffff00')	24528
lo_put(*loid* oid, *offset* bigint, *str* bytea)	void	Écrit les données au décalage indiqué.	lo_put(24528, 1, '\xaa')	
lo_get(*loid* oid [, *from* bigint, *for* int])	bytea	Extrait le contenu ou une sous-chaîne du contenu.	lo_get(24528, 0, 3)	\xffaaff

Il existe d'autres fonctions côté serveur correspondant à chacune des fonctions côté client décrites précédemment. En fait, la plupart des fonctions côté client sont simplement des interfaces vers l'équivalent côté serveur. Celles qu'il est possible d'appeler via des commandes SQL sont `lo_creat`, `lo_create`, `lo_create`, `lo_unlink`, `lo_import` et `lo_export`. Voici des exemples de leur utilisation :

```
CREATE TABLE image (
    nom             text,
    donnees         oid
);

SELECT lo_creat(-1);       -- renvoie l'OID du nouvel objet large

SELECT lo_create(43213);   -- tente de créer l'objet large d'OID
 43213

SELECT lo_unlink(173454);  -- supprime l'objet large d'OID 173454

INSERT INTO image (nom, donnees)
    VALUES ('superbe image', lo_import('/etc/motd'));

INSERT INTO image (nom, donnees)  -- identique à ci-dessus, mais
 précise l'OID à utiliser
    VALUES ('superbe image', lo_import('/etc/motd', 68583));

SELECT lo_export(image.donnees, '/tmp/motd') FROM image
```

```
    WHERE nom = 'superbe image';
```

Les fonctions `lo_import` et `lo_export` côté serveur se comportent considérablement différemment de leurs analogues côté client. Ces deux fonctions lisent et écrivent des fichiers dans le système de fichiers du serveur en utilisant les droits du propriétaire du serveur de base de données. Du coup, par défaut, leur utilisation est restreinte aux superutilisateurs PostgreSQL. Au contraire des fonctions côté serveur, les fonctions d'import et d'export côté client lisent et écrivent des fichiers dans le système de fichiers du client en utilisant les droits du programme client. Les fonctions côté client ne nécessitent pas de droits particuliers sur la base, sauf celui de lire et écrire le Large Object en question.

> **Attention**
>
> Il est possible de donner (GRANT) le droit d'utiliser les fonctions serveurs `lo_import` et `lo_export` à des utilisateurs standards mais les implications sur la sécurité doivent être mesurées avec attention. Un utilisateur mal intentionné avec de tels droits pourrait facilement les utiliser pour devenir superutilisateur (par exemple en réécrivant les fichiers de configuration du serveur) ou pourrait attaquer le reste du système de fichiers du serveur, sans avoir à se soucier d'obtenir les droits de superutilisateur de la base de données. *L'accès aux rôles ayant de tels droits doit de ce fait être gardé très précautionneusement, tout comme l'accès aux rôles superutilisateur.* Néanmoins, si l'utilisation des fonctions serveurs `lo_import` et `lo_export` sont nécessaires pour certaines tâches de routine, il est plus sûr d'utiliser un rôle avec ces droits qu'un rôle avec les droits complets du superutilisateur car cela aide à réduire le risque de dommages pour les erreurs accidentelles.

Les fonctionnalités de `lo_read` et `lo_write` sont aussi disponibles via des appels côté serveur mais les noms des fonctions diffèrent des interfaces côté client du fait qu'elles ne possèdent pas de tiret bas. Vous devez appeler ces fonctions avec `loread` et `lowrite`.

35.5. Programme d'exemple

L'Exemple 35.1 est un programme d'exemple qui montre une utilisation de l'interface des objets larges avec libpq. Des parties de ce programme disposent de commentaires au bénéfice de l'utilisateur. Ce programme est aussi disponible dans la distribution des sources (`src/test/examples/testlo.c`).

Exemple 35.1. Exemple de programme sur les objets larges avec libpq

```
/
*-------------------------------------------------------------------------
 *
 * testlo.c
 *    test utilisant des objets larges avec libpq
 *
 * Portions Copyright (c) 1996-2018, PostgreSQL Global Development
 Group
 * Portions Copyright (c) 1994, Regents of the University of
 California
 *
 *
 * IDENTIFICATION
 *    src/test/examples/testlo.c
 *
 *-------------------------------------------------------------------------
 */
#include <stdlib.h>
```

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/stat.h>
#include <fcntl.h>
#include <unistd.h>

#include "libpq-fe.h"
#include "libpq/libpq-fs.h"

#define BUFSIZE         1024

/*
 * importFile -
 *    importe le fichier "in_filename" dans la base de données
 *    en tant qu'objet "lobjOid"
 *
 */
static Oid
importFile(PGconn *conn, char *filename)
{
    Oid         lobjId;
    int         lobj_fd;
    char        buf[BUFSIZE];
    int         nbytes,
                tmp;
    int         fd;

    /*
     * ouvre le fichier à lire
     */
    fd = open(filename, O_RDONLY, 0666);
    if (fd < 0)
    {                           /* error */
        fprintf(stderr, "cannot open unix file\"%s\"\n", filename);
    }

    /*
     * crée l'objet large
     */
    lobjId = lo_creat(conn, INV_READ | INV_WRITE);
    if (lobjId == 0)
        fprintf(stderr, "cannot create large object");

    lobj_fd = lo_open(conn, lobjId, INV_WRITE);

    /*
     * lit le fichier Unix écrit dans le fichier inversion
     */
    while ((nbytes = read(fd, buf, BUFSIZE)) > 0)
    {
        tmp = lo_write(conn, lobj_fd, buf, nbytes);
        if (tmp < nbytes)
            fprintf(stderr, "error while reading \"%s\"",
 filename);
    }

    close(fd);
    lo_close(conn, lobj_fd);
```

```
    return lobjId;
}

static void
pickout(PGconn *conn, Oid lobjId, int start, int len)
{
    int         lobj_fd;
    char       *buf;
    int         nbytes;
    int         nread;

    lobj_fd = lo_open(conn, lobjId, INV_READ);
    if (lobj_fd < 0)
        fprintf(stderr, "cannot open large object %u", lobjId);

    lo_lseek(conn, lobj_fd, start, SEEK_SET);
    buf = malloc(len + 1);

    nread = 0;
    while (len - nread > 0)
    {
        nbytes = lo_read(conn, lobj_fd, buf, len - nread);
        buf[nbytes] = '\0';
        fprintf(stderr, ">>> %s";, buf);
        nread += nbytes;
        if (nbytes <= 0)
            break;              /* no more data? */
    }
    free(buf);
    fprintf(stderr, "\n");
    lo_close(conn, lobj_fd);
}

static void
overwrite(PGconn *conn, Oid lobjId, int start, int len)
{
    int         lobj_fd;
    char       *buf;
    int         nbytes;
    int         nwritten;
    int         i;

    lobj_fd = lo_open(conn, lobjId, INV_WRITE);
    if (lobj_fd < 0)
        fprintf(stderr, "cannot open large object %u", lobjId);

    lo_lseek(conn, lobj_fd, start, SEEK_SET);
    buf = malloc(len + 1);

    for (i = 0; i < len; i++)
        buf[i] = 'X';
    buf[i] = '\0';

    nwritten = 0;
    while (len - nwritten > 0)
    {
        nbytes = lo_write(conn, lobj_fd, buf + nwritten, len -
 nwritten);
```

```
        nwritten += nbytes;
        if (nbytes <= 0)
        {
            fprintf(stderr, "\nWRITE FAILED!\n");
            break;
        }
    }
    free(buf);
    fprintf(stderr, "\n");
    lo_close(conn, lobj_fd);
}

/*
 * exportFile -
 *    exporte l'objet large "lobjOid" dans le fichier
 * "out_filename"
 *
 */
static void
exportFile(PGconn *conn, Oid lobjId, char *filename)
{
    int         lobj_fd;
    char        buf[BUFSIZE];
    int         nbytes,
                tmp;
    int         fd;

    /*
     * ouvre l' « objet » large
     */
    lobj_fd = lo_open(conn, lobjId, INV_READ);
    if (lobj_fd < 0)
        fprintf(stderr, "cannot open large object %u", lobjId);

    /*
     * ouvre le fichier à écrire
     */
    fd = open(filename, O_CREAT | O_WRONLY | O_TRUNC, 0666);
    if (fd < 0)
    {                           /* error */
        fprintf(stderr, "cannot open unix file\"%s\"",
                filename);
    }

    /*
     * lit à partir du fichier inversion et écrit dans le fichier
 Unix
     */
    while ((nbytes = lo_read(conn, lobj_fd, buf, BUFSIZE)) > 0)
    {
        tmp = write(fd, buf, nbytes);
        if (tmp < nbytes)
        {
            fprintf(stderr, "error while writing \"%s\"",
                    filename);
        }
    }
```

```
    lo_close(conn, lobj_fd);
    close(fd);

    return;
}

void
exit_nicely(PGconn *conn)
{
    PQfinish(conn);
    exit(1);
}

int
main(int argc, char **argv)
{
    char       *in_filename,
               *out_filename;
    char       *database;
    Oid         lobjOid;
    PGconn     *conn;
    PGresult   *res;

    if (argc != 4)
    {
        fprintf(stderr, "Usage: %s database_name in_filename
 out_filename\n",
                argv[0]);
        exit(1);
    }

    database = argv[1];
    in_filename = argv[2];
    out_filename = argv[3];

    /*
     * initialise la connexion
     */
    conn = PQsetdb(NULL, NULL, NULL, NULL, database);

    /* check to see that the backend connection was successfully
 made */
    if (PQstatus(conn) != CONNECTION_OK)
    {
        fprintf(stderr, "Connection to database failed: %s",
                PQerrorMessage(conn));
        exit_nicely(conn);
    }

    /* configure un chemin de recherche toujours sécurisé
     * pour que les utilisateurs avec de mauvaises intentions
     * ne puissent en prendre le contrôle.
     */
    res = PQexec(conn,
                 "SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false)");
    if (PQresultStatus(res) != PGRES_TUPLES_OK)
    {
```

```
        fprintf(stderr, "SET failed: %s", PQerrorMessage(conn));
        PQclear(res);
        exit_nicely(conn);
    }
    PQclear(res);

    res = PQexec(conn, "begin");
    PQclear(res);
    printf("importing file \"%s\" ...\n", in_filename);
/*  lobjOid = importFile(conn, in_filename); */
    lobjOid = lo_import(conn, in_filename);
    if (lobjOid == 0)
        fprintf(stderr, "%s\n", PQerrorMessage(conn));
    else
    {
        printf("\tas large object %u.\n", lobjOid);

        printf("picking out bytes 1000-2000 of the large object
\n");
        pickout(conn, lobjOid, 1000, 1000);

        printf("overwriting bytes 1000-2000 of the large object
 with X's\n");
        overwrite(conn, lobjOid, 1000, 1000);

        printf("exporting large object to file \"%s\" ...\n",
 out_filename);
/*      exportFile(conn, lobjOid, out_filename); */
        if (lo_export(conn, lobjOid, out_filename) < 0)
            fprintf(stderr, "%s\n", PQerrorMessage(conn));
    }

    res = PQexec(conn, "end");
    PQclear(res);
    PQfinish(conn);
    return 0;
}
```

Chapitre 36. ECPG SQL embarqué en C

Ce chapitre décrit le module de SQL embarqué pour PostgreSQL. Il a été écrit par Linus Tolke (<linus@epact.se>) et Michael Meskes (< meskes@postgresql.org>). Initialement, il a été écrit pour fonctionner avec le C. Il fonctionne aussi avec le C++, mais il ne reconnait pas encore toutes les syntaxes du C++.

Ce document est assez incomplet. Mais comme l'interface est standardisée, des informations supplémentaires peuvent être trouvées dans beaucoup de documents sur le SQL.

36.1. Le Concept

Un programme SQL embarqué est composé de code écrit dans un langage de programmation ordinaire, dans notre cas le C, mélangé avec des commandes SQL dans des sections spécialement balisées. Pour compiler le programme, le code source (`*.pgc`) passe d'abord dans un préprocesseur pour SQL embarqué, qui le convertit en un programme C ordinaire (`*.c`), afin qu'il puisse ensuite être traité par un compilateur C. (Pour les détails sur la compilation et l'édition de lien dynamique voyez Section 36.10). Les applications ECPG converties appellent les fonctions de la librairie libpq au travers de la librairie SQL embarquée (ecpgli), et communique avec le server PostgreSQL au travers du protocole client-serveur normal.

Le SQL embarqué a des avantages par rapport aux autres méthodes de manipulation du SQL dans le code C. Premièrement, il s'occupe du laborieux passage d'information de et vers les variables de votre programme C. Deuxièmement, le code SQL du programme est vérifié à la compilation au niveau syntaxique. Troisièmement, le SQL embarqué en C est supporté par beaucoup d'autres bases de données SQL. L'implémentation PostgreSQL est conçue pour correspondre à ce standard autant que possible, et il est habituellement possible de porter du SQL embarqué d'autres bases SQL vers PostgreSQL assez simplement.

Comme déjà expliqué précédemment, les programmes écrits pour du SQL embarqué sont des programmes C normaux, avec du code spécifique inséré pour exécuter des opérations liées à la base de données. Ce code spécifique est toujours de la forme:

```
EXEC SQL ...;
```

Ces ordres prennent, syntaxiquement, la place d'un ordre SQL. En fonction de l'ordre lui-même, ils peuvent apparaître au niveau global ou à l'intérieur d'une fonction. Les ordres SQL embarqués suivent les règles habituelles de sensibilité à la casse du code SQL, et pas celles du C. De plus, ils permettent des commentaires imbriqués comme en C, qui font partie du standard SQL. Néanmoins, la partie C du programme suit le standard C de ne pas accepter des commentaires imbriqués.

Les sections suivantes expliquent tous les ordres SQL embarqués.

36.2. Gérer les Connexions à la Base de Données

Si des utilisateurs pour lesquels nous n'avons pas confiance ont accès à une base de données qui n'a pas adopté une méthode sécurisée d'usage des schemas, commencez chaque session en supprimant les schémas modifiables par tout le monde du paramètre `search_path`. Par exemple, ajoutez `options=-c search_path=` à *`options`* ou exécutez `EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '', false);` tout de suite après la

connexion. Cette considération n'est pas spécifique à ECPG ; elle s'applique à chaque interface permettant d'exécuter des commandes SQL arbitraires.

Cette section explique comment ouvrir, fermer, et changer de connexion à la base.

36.2.1. Se Connecter au Serveur de Base de Données

On se connecte à la base de données avec l'ordre suivant:

```
EXEC SQL CONNECT TO cible [AS nom-connexion] [USER nom-
utilisateur];
```

La *cible* peut être spécifiée des façons suivantes:

- *nomdb*[@*nomhôte*][:*port*]
- tcp:postgresql://*nomhôte*[:*port*][/*nomdb*][?*options*]
- unix:postgresql://*nomhôte*[:*port*][/*nomdb*][?*options*]
- une chaine SQL littérale contenant une des formes précédentes
- une référence à une variable caractère contenant une des formes précédentes (voyez les exemples)
- DEFAULT

Si vous spécifiez la chaine de connection de façon littérale (c'est à dire, pas par une référence à une variable) et que vous ne mettez pas la valeur entre guillemets, alors les règles d'insensibilité à la casse du SQL normal sont appliquées. Dans ce cas, vous pouvez aussi mettre entre guillemets doubles chaue paramètre individuel séparément au besoin. En pratique, il y a probablement moins de risques d'erreur à utiliser une chaîne de caractères entre simples guillemets, ou une référence à une variable. La cible de connexion DEFAULT initie une connexion à la base de données par défaut avec l'utilisateur par défaut. Il n'est pas nécessaire de préciser séparément un nom d'utilisateur ou un nom de connexion dans ce cas.

Il y a aussi plusieurs façons de spécifier le nom de l'utilisateur:

- *nomutilisateur*
- *nomutilisateur*/*motdepasse*
- *nomutilisateur* IDENTIFIED BY *motdepasse*
- *nomutilisateur* USING *motdepasse*

Comme précédemment, les paramètres *nomutilisateur* et *motdepasse* peuvent être un identifiant SQL, une chaîne SQL littérale, ou une référence à une variable caractère.

Si la cible de connexion indiclut des *options*, ils doivent consister en des paires *motclé*=*valeur* séparées par un point-virgule (&). Les mots-clés autorisés sont les mêmes que ceux reconnus par libpq (voir Section 34.1.2). Les espaces sont ignorés avant tout *motclé* ou *valeur*, mais pas à l'intérieur de l'un ou l'autre. Notez qu'il n'existe pas de moyens d'écrire & dans une *valeur*.

Le *nom-connexion* est utilisé pour gérer plusieurs connexions dans un programme. Il peut être omis si le programme n'utilise qu'une connexion. La connexion la plus récemment ouverte devient la connexion courante, qui est utilisée par défaut quand un ordre SQL doit être exécuté (voyez plus bas dans ce chapitre).

Voici quelques exemples d'ordres CONNECT:

```
EXEC SQL CONNECT TO mabase@sql.mondomaine.com;

EXEC SQL CONNECT TO unix:postgresql://sql.mondomaine.com/mabase AS
 maconnexion USER john;

EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
const char *cible = "mabase@sql.mondomaine.com";
const char *utilisateur = "john";
const char *motdepasse = "secret";
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
 ...
EXEC SQL CONNECT TO :cible USER :utilisateur USING :motdepasse;
/* or EXEC SQL CONNECT TO :cible USER :utilisateur/:motdepasse; */
```

La dernière forme utilise la variante dont on parlait précédemment sous le nom de référence par variable. Vous verrez dans les sections finales comment des variables C peuvent être utilisées dans des ordres SQL quand vous les préfixez par deux-points.

Notez que le format de la cible de connexion n'est pas spécifié dans le standard SQL. Par conséquent si vous voulez développer des applications portables, vous pourriez vouloir utiliser quelque chose ressemblant au dernier exemple pour encapsuler la cible de connexion quelque part.

36.2.2. Choisir une connexion

Les ordres des programmes SQL embarqué sont par défaut exécutés dans la connexion courante, c'est à dire la plus récemment ouverte. Si une application a besoin de gérer plusieurs connexions, alors il y a deux façons de le gérer.

La première solution est de choisir explicitement une connexion pour chaque ordre SQL, par exemple:

```
EXEC SQL AT nom-connexion SELECT ...;
```

Cette option est particulièrement appropriée si l'application a besoin d'alterner les accès à plusieurs connexions.

Si votre application utilise plusieurs threads d'exécution, ils ne peuvent pas utiliser une connexion simultanément. Vous devez soit contrôler explicitement l'accès à la connexion (en utilisant des mutexes), ou utiliser une connexion pour chaque thread.

La seconde option est d'exécuter un ordre pour changer de connexion courante. Cet ordre est:

```
EXEC SQL SET CONNECTION nom-connexion;
```

Cette option est particulièrement pratique si de nombreux ordres doivent être exécutés sur la même connexion.

Voici un programme exemple qui gère plusieurs connexions à base de données:

```
#include <stdio.h>

EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char nomdb[1024];
```

```
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

int
main()
{
    EXEC SQL CONNECT TO basetest1 AS con1 USER utilisateurtest;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL CONNECT TO basetest2 AS con2 USER utilisateurtest;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL CONNECT TO basetest3 AS con3 USER utilisateurtest;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;

    /* Cette requête serait exécuté dans la dernière base ouverte
 "basetest3". */
    EXEC SQL SELECT current_database() INTO :nomdb;
    printf("courante=%s (devrait être basetest3)\n", nomdb);

    /* Utiliser "AT" pour exécuter une requête dans "basetest2" */
    EXEC SQL AT con2 SELECT current_database() INTO :nomdb;
    printf("courante=%s (devrait être basetest2)\n", nomdb);

    /* Basculer la connexion courante à "basetest1". */
    EXEC SQL SET CONNECTION con1;

    EXEC SQL SELECT current_database() INTO :nomdb;
    printf("courante=%s (devrait être basetest1)\n", nomdb);

    EXEC SQL DISCONNECT ALL;
    return 0;
}
```

Cet exemple devrait produire cette sortie:

```
courante=basetest3 (devrait être basetest3)
courante=basetest2 (devrait être basetest2)
courante=basetest1 (devrait être basetest1)
```

36.2.3. Fermer une Connexion

Pour fermer une connexion, utilisez l'ordre suivant:

```
EXEC SQL DISCONNECT [connexion];
```

La *connexion* peut être spécifiée des façons suivantes:

- *nom-connexion*
- CURRENT
- ALL

Si aucun nom de connexion n'est spécifié, la connexion courante est fermée.

C'est une bonne pratique qu'une application ferme toujours explicitement toute connexion qu'elle a ouverte.

36.3. Exécuter des Commandes SQL

Toute commande SQL peut être exécutée à l'intérieur d'une application SQL embarquée. Voici quelques exemples montrant comment le faire.

36.3.1. Exécuter des Ordres SQL

Créer une table:

```
EXEC SQL CREATE TABLE truc (nombre integer, ascii char(16));
EXEC SQL CREATE UNIQUE INDEX num1 ON truc(nombre);
EXEC SQL COMMIT;
```

Inserting rows:

```
EXEC SQL INSERT INTO truc (nombre, ascii) VALUES (9999, 'doodad');
EXEC SQL COMMIT;
```

Deleting rows:

```
EXEC SQL DELETE FROM truc WHERE nombre = 9999;
EXEC SQL COMMIT;
```

Updates:

```
EXEC SQL UPDATE truc
    SET ascii = 'trucmachin'
    WHERE nombre = 9999;
EXEC SQL COMMIT;
```

Les ordres `SELECT` qui retournent un seul enregistrement peuvent aussi être exécutés en utilisant `EXEC SQL` directement. Pour traiter des jeux de résultats de plusieurs enregistrements, une application doit utiliser un curseur; voyez Section 36.3.2 plus bas. (Exceptionnellement, une application peut récupérer plusieurs enregistrements en une seule fois dans une variable hôte tableau; voyez Section 36.4.4.3.1.)

Select mono-ligne:

```
EXEC SQL SELECT truc INTO :trucmachin FROM table1 WHERE ascii =
 'doodad';
```

De même, un paramètre de configuration peut être récupéré avec la commande `SHOW`:

```
EXEC SQL SHOW search_path INTO :var;
```

Les tokens de la forme `:quelquechose` sont des *variables hôtes*, c'est-à-dire qu'ils font référence à des variables dans le programme C. Elles sont expliquées dans Section 36.4.

36.3.2. Utiliser des Curseurs

Pour récupérer un résultat contenant plusieurs enregistrements, une application doit déclarer un curseur et récupérer chaque enregistrement de ce curseur. Les étapes pour déclarer un curseur sont les suivantes: déclarer le curseur, l'ouvrir, récupérer un enregistrement à partir du curseur, répéter, et finalement le fermer.

Select avec des curseurs:

```
EXEC SQL DECLARE truc_machin CURSOR FOR
    SELECT nombre, ascii FROM foo
    ORDER BY ascii;
EXEC SQL OPEN truc_machin;
EXEC SQL FETCH truc_machin INTO :TrucMachin, MachinChouette;
...
EXEC SQL CLOSE truc_machin;
EXEC SQL COMMIT;
```

Pour plus de détails à propos de la déclaration du curseur, voyez DECLARE, et voyez FETCH pour le détail de la commande `FETCH`

> **Note**
>
> La commande `DECLARE` ne déclenche pas réellement l'envoi d'un ordre au serveur PostgreSQL. Le curseur est ouvert dans le processus serveur (en utilisant la commande `DECLARE`) au moment où la commande `OPEN` est exécutée.

36.3.3. Gérer les Transactions

Dans le mode par défaut, les ordres SQL ne sont validés que quand `EXEC SQL COMMIT` est envoyée. L'interface SQL embarquée supporte aussi l'auto-commit des transactions (de façon similaire au comportement de psql) via l'option de ligne de commande `-t` d'`ecpg` (voyez ecpg) ou par l'ordre `EXEC SQL SET AUTOCOMMIT TO ON`. En mode auto-commit, chaque commande est validée automatiquement sauf si elle se trouve dans un bloc explicite de transaction. Ce mode peut être explicitement désactivé en utilisant `EXEC SQL SET AUTOCOMMIT TO OFF`.

Les commandes suivantes de gestion de transaction sont disponibles:

`EXEC SQL COMMIT`

Valider une transaction en cours.

`EXEC SQL ROLLBACK`

Annuler une transaction en cours.

`EXEC SQL PREPARE TRANSACTION` *`transaction_id`*

Préparer la transaction courante pour une transaction en deux phases.

`EXEC SQL COMMIT PREPARED` *`transaction_id`*

Valide une transaction qui est dans un état préparé.

`EXEC SQL ROLLBACK PREPARED` *`transaction_id`*

Annule une transaction qui est dans un état préparé.

`EXEC SQL SET AUTOCOMMIT TO ON`

Activer le mode auto-commit.

`EXEC SQL SET AUTOCOMMIT TO OFF`

Désactiver le mode auto-commit. C'est la valeur par défaut.

36.3.4. Requêtes préparées

Quand les valeurs à passer à un ordre SQL ne sont pas connues au moment de la compilation, ou que le même ordre SQL va être utilisé de nombreuses fois, les requêtes préparées peuvent être utiles.

L'ordre est préparé en utilisant la commande `PREPARE`. Pour les valeurs qui ne sont pas encore connues, utilisez le substitut « ? »:

```
EXEC SQL PREPARE stmt1 FROM "SELECT oid, datname FROM pg_database
 WHERE oid = ?";
```

Si un ordre retourne une seule ligne, l'application peut appeler `EXECUTE` après `PREPARE` pour exécuter l'ordre, en fournissant les vraies valeurs pour les substituts avec une clause `USING`:

```
EXEC SQL EXECUTE stmt1 INTO :dboid, :dbname USING 1;
```

Si un ordre retourne plusieurs enregistrements, l'application peut utiliser un curseur déclarés en se servant d'une requête préparée. Pour lier les paramètres d'entrée, le curseur doit être ouvert avec une clause `USING`:

```
EXEC SQL PREPARE stmt1 FROM "SELECT oid,datname FROM pg_database
 WHERE oid > ?";
EXEC SQL DECLARE foo_bar CURSOR FOR stmt1;

/* Quand la fin du jeu de résultats est atteinte, sortir de la
 boucle while */
EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

EXEC SQL OPEN foo_bar USING 100;
...
while (1)
{
    EXEC SQL FETCH NEXT FROM foo_bar INTO :dboid, :dbname;
    ...
}
EXEC SQL CLOSE foo_bar;
```

Quand vous n'avez plus besoin de la requête préparée, vous devriez la désallouer:

```
EXEC SQL DEALLOCATE PREPARE nom;
```

Pour plus de détails sur PREPARE, voyez PREPARE. Voyez aussi Section 36.5 pour plus de détails à propos de l'utilisation des substituts et des paramètres d'entrée.

36.4. Utiliser des Variables Hôtes

Dans Section 36.3 vous avez vu comment exécuter des ordres SQL dans un programme SQL embarqué. Certains de ces ordres n'ont utilisé que des valeurs constantes et ne fournissaient pas de moyen pour insérer des valeurs fournies par l'utilisateur dans des ordres ou pour permettre au programme de traiter les valeurs retournées par la requête. Ces types d'ordres ne sont pas très utiles dans des applications réelles. Cette section explique en détail comment faire passer des données entre votre programme en C et les ordres SQL embarqués en utilisant un simple mécanisme appelé *variables hôtes*. Dans un programme SQL embarqué nous considérons que les ordres SQL sont des *invités* dans le code du programme C qui est le *langage hôte*. Par conséquent, les variables du programme C sont appelées *variables hôtes*.

Une autre façon d'échanger des valeurs entre les serveurs PostgreSQL et les applications ECPG est l'utilisation de descripteurs SQL, décrits dans Section 36.7.

36.4.1. Overview

Passer des données entre le programme en C et les ordres SQL est particulièrement simple en SQL embarqué. Plutôt que d'avoir un programme qui conne des données dans un ordre SQL, ce qui entraîne des complications variées, comme protéger correctement la valeur, vous pouvez simplement écrire le nom d'une variable C dans un ordre SQL, préfixée par un deux-points. Par exemple:

```
EXEC SQL INSERT INTO unetable VALUES (:v1, 'foo', :v2);
```

Cet ordre fait référence à deux variables C appelées `v1` et `v2` et utilise aussi une chaîne SQL classique, pour montrer que vous n'êtes pas obligé de vous cantonner à un type de données ou à l'autre.

Cette façon d'insérer des variables C dans des ordres SQL fonctionne partout où une expression de valeur est attendue dans un ordre SQL.

36.4.2. Sections Declare

Pour passer des données du programme à la base, par exemple comme paramètres d'une requête, ou pour passer des données de la base vers le programme, les variables C qui sont prévues pour contenir ces données doivent être déclarées dans des sections spécialement identifiées, afin que le préprocesseur SQL embarqué puisse s'en rendre compte.

Cette section commence par:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
```

et se termine par:

```
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
```

Entre ces lignes, il doit y avoir des déclarations de variables C normales, comme:

```
int   x = 4;
char  foo[16], bar[16];
```

Comme vous pouvez le voir, vous pouvez optionnellement assigner une valeur initiale à une variable. La portée de la variable est déterminée par l'endroit où se trouve la section de déclaration dans le programme. Vous pouvez aussi déclarer des variables avec la syntaxe suivante, qui crée une section declare implicite:

```
EXEC SQL int i = 4;
```

Vous pouvez avoir autant de sections de déclaration que vous voulez dans un programme.

Ces déclarations sont aussi envoyées dans le fichier produit comme des variables C normales, il n'est donc pas nécessaire de les déclarer une seconde fois. Les variables qui n'ont pas besoin d'être utilisées dans des commandes SQL peuvent être déclarées normalement à l'extérieur de ces sections spéciales.

La définition d'une structure ou d'un union doit aussi être présente dans une section `DECLARE`. Sinon, le préprocesseur ne peut pas traiter ces types, puisuq'il n'en connait pas la définition.

36.4.3. Récupérer des Résultats de Requêtes

Maintenant, vous devriez être capable de passer des données générées par votre programme dans une commande SQL. Mais comment récupérer les résultats d'une requête? À cet effet, le SQL embarqué fournit certaines variantes spéciales de commandes `SELECT` et `FETCH` habituelles. Ces commandes ont une clause spéciale `INTO` qui spécifie dans quelles variables hôtes les valeurs récupérées doivent être stockées. `SELECT` est utilisé pour une requête qui ne retourne qu'un seul enregistrement, et `FETCH` est utilisé pour une requête qui retourne plusieurs enregistrement, en utilisant un curseur.

Voici un exemple:

```
/*
 * Avec cette table:
 * CREATE TABLE test1 (a int, b varchar(50));
 */

EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
int v1;
VARCHAR v2;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

 ...

EXEC SQL SELECT a, b INTO :v1, :v2 FROM test;
```

La clause `INTO` apparaît entre la liste de sélection et la clause `FROM`. Le nombre d'éléments dans la liste SELECT et dans la liste après `INTO` (aussi appelée la liste cible) doivent être égaux.

Voici un exemple utilisant la commande `FETCH`:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
int v1;
VARCHAR v2;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

 ...
```

```
EXEC SQL DECLARE truc CURSOR FOR SELECT a, b FROM test;

 ...

do
{
    ...
    EXEC SQL FETCH NEXT FROM truc INTO :v1, :v2;
    ...
} while (...);
```

Ici, la clause `INTO` apparaît après toutes les clauses normales.

36.4.4. Correspondance de Type

Quand les applications ECPG échangent des valeurs entre le serveur PostgreSQL et l'application C, comme quand elles récupèrent des résultats de requête venant du serveur, ou qu'elles exécutent des ordres SQL avec des paramètres d'entrée, les valeurs doivent être converties entre les types de données PostgreSQL et les types du language hôte (ceux du langage C). Une des fonctionnalités les plus importantes d'ECPG est qu'il s'occupe de cela automatiquement dans la plupart des cas.

De ce point de vue, il y a deux sortes de types de données: des types de données PostgreSQL simples, comme des `integer` et `text`, qui peuvent être lus et écrits directement par l'application. Les autres types PostgreSQL, comme `timestamp` ou `numeric` ne peuvent être accédés qu'à travers des fonctions spéciales de librairie; voyez Section 36.4.4.2.

Tableau 36.1 montre quels types de données de PostgreSQL correspondent à quels types C. Quand vous voulez envoyer ou recevoir une valeur d'un type PostgreSQL donné, vous devriez déclarer une variable C du type C correspondant dans la section declare.

Tableau 36.1. Correspondance Entre les Types PostgreSQL et les Types de Variables C

type de données PostgreSQL	type de variable hôte
`smallint`	`short`
`integer`	`int`
`bigint`	`long long int`
`decimal`	`decimal`[a]
`numeric`	`numeric`[b]
`real`	`float`
`double precision`	`double`
`smallserial`	`short`
`serial`	`int`
`bigserial`	`long long int`
`oid`	`unsigned int`
`character(`*n*`)`, `varchar(`*n*`)`, `text`	`char[`*n*`+1]`, `VARCHAR[`*n*`+1]`[c]
`name`	`char[NAMEDATALEN]`
`timestamp`	`timestamp`[d]
`interval`	`interval`[e]
`date`	`date`[f]
`boolean`	`bool`[g]

type de données PostgreSQL	type de variable hôte
bytea	char *

[a]Ce type ne peut être accédé qu'à travers des fonctions spéciales de librairie. Voyez Section 36.4.4.2.
[b]Ce type ne peut être accédé qu'à travers des fonctions spéciales de librairie. Voyez Section 36.4.4.2.
[c]déclaré dans ecpglib.h
[d]Ce type ne peut être accédé qu'à travers des fonctions spéciales de librairie. Voyez Section 36.4.4.2.
[e]Ce type ne peut être accédé qu'à travers des fonctions spéciales de librairie. Voyez Section 36.4.4.2.
[f]Ce type ne peut être accédé qu'à travers des fonctions spéciales de librairie. Voyez Section 36.4.4.2.
[g]déclaré dans ecpglib.h si non natif

36.4.4.1. Manipuler des Chaînes de Caractères

Pour manipuler des types chaînes de caractères SQL, comme varchar et text, il y a deux façons de déclarer les variables hôtes.

Une façon est d'utiliser char[], un tableau de char, qui est la façon la plus habituelle de gérer des données texte en C.

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char str[50];
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
```

Notez que vous devez gérer la longueur vous-même. Si vous utilisez cette variable he comme variable cible d'une requête qui retourne une chaîne de plus de 49 caractères, un débordement de tampon se produira. occurs.

L'autre façon est d'utiliser le type VARCHAR, qui est un type spécial fourni par ECPG. La définition d'un tableau de type VARCHAR est convertie dans un struct nommé pour chaque variable. Une déclaration comme:

```
VARCHAR var[180];
```

est convertie en:

```
struct varchar_var { int len; char arr[180]; } var;
```

Le membre arr contient la chaîne terminée par un octet à zéro. Par conséquent, la variable hôte doit être déclarée avec la longueur incluant le terminateur de chaîne. Le membre len stocke la longueur de la chaîne stockée dans arr sans l'octet zéro final. Quand une variable hôte est utilisé comme entrée pour une requête, si strlen et len sont différents, le plus petit est utilisé.

VARCHAR peut être écrit en majuscule ou en minuscule, mais pas dans un mélange des deux.

Les variables hôtes char et VARCHAR peuvent aussi contenir des valeurs d'autres types SQL, qui seront stockés dans leur forme chaîne.

36.4.4.2. Accéder à des Types de Données Spéciaux

ECPG contient des types spéciaux qui vous aident interagir facilement avec des types de données spéciaux du serveur PostgreSQL. En particulier, sont supportés les types numeric, decimal, date, timestamp, et interval. Ces types de données ne peuvent pas être mis de façon utile en correspondance avec des types primitifs du langage hôtes (tels que int, long long int, ou char[]), parce qu'ils ont une structure interne complexe. Les applications manipulent ces types en déclarant des variables hôtes dans des types spéciaux et en y accédant avec des fonctions de la librairie

pgtypes. La librairie pgtypes, décrite en détail dans Section 36.6 contient des fonctions de base pour traiter ces types, afin que vous n'ayez pas besoin d'envoyer une requête au serveur SQL juste pour additionner un interval à un timestamp par exemple.

Les sous-sections suivantes décrivent ces types de données spéciaux. Pour plus de détails à propos des fonctions de librairie pgtype, voyez Section 36.6.

36.4.4.2.1. timestamp, date

Voici une méthode pour manipuler des variables `timestamp` dans l'application hôte ECPG.

Tout d'abord, le programme doit inclure le fichier d'en-tête pour le type `timestamp`:

```
#include <pgtypes_timestamp.h>
```

Puis, déclarez une variable hôte comme type `timestamp` dans la section declare:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
timestamp ts;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
```

Et après avoir lu une valeur dans la variable hôte, traitez la en utilisant les fonctions de la librairie pgtypes. Dans l'exemple qui suit, la valeur `timestamp` est convertie sous forme texte (ASCII) avec la fonction `PGTYPEStimestamp_to_asc()`:

```
EXEC SQL SELECT now()::timestamp INTO :ts;

printf("ts = %s\n", PGTYPEStimestamp_to_asc(ts));
```

Cet exemple affichere des résultats de ce type:

```
ts = 2010-06-27 18:03:56.949343
```

Par ailleurs, le type DATE peut être manipulé de la même façon. Le programme doit inclure `pgtypes_date.h`, déclarer une variable hôte comme étant du type date et convertir une valeur DATE dans sa forme texte en utilisant la fonction `PGTYPESdate_to_asc()`. Pour plus de détails sur les fonctions de la librairie pgtypes, voyez Section 36.6.

36.4.4.2.2. interval

La manipulation du type `interval` est aussi similaire aux types `timestamp` et `date`. Il est nécessaire, par contre, d'allouer de la mémoire pour une valeur de type `interval` de façon explicite. Ou dit autrement, l'espace mémoire pour la variable doit être allouée du tas, et non de la pile.

Voici un programme de démonstration:

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <pgtypes_interval.h>

int
main(void)
```

```
{
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    interval *in;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    EXEC SQL CONNECT TO testdb;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;

    in = PGTYPESinterval_new();
    EXEC SQL SELECT '1 min'::interval INTO :in;
    printf("interval = %s\n", PGTYPESinterval_to_asc(in));
    PGTYPESinterval_free(in);

    EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;
    return 0;
}
```

36.4.4.2.3. numeric, decimal

La manipulation des types `numeric` et `decimal` est similaire au type `interval`: elle requiert de définir d'un pointeur, d'allouer de la mémoire sur le tas, et d'accéder la variable au mouyen des fonctions de librairie pgtypes. Pour plus de détails sur les fonctions de la librairie pgtypes, voyez Section 36.6.

Aucune fonction n'est fournie spécifiquement pour le type `decimal`. Une application doit le convertir vers une variable `numeric` en utilisant une fonction de la librairie pgtypes pour pouvoir le traiter.

Voici un programme montrant la manipulation des variables de type `numeric` et `decimal`.

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <pgtypes_numeric.h>

EXEC SQL WHENEVER SQLERROR STOP;

int
main(void)
{
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    numeric *num;
    numeric *num2;
    decimal *dec;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    EXEC SQL CONNECT TO testdb;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;

    num = PGTYPESnumeric_new();
    dec = PGTYPESdecimal_new();

    EXEC SQL SELECT 12.345::numeric(4,2), 23.456::decimal(4,2)
 INTO :num, :dec;

    printf("numeric = %s\n", PGTYPESnumeric_to_asc(num, 0));
```

```
    printf("numeric = %s\n", PGTYPESnumeric_to_asc(num, 1));
    printf("numeric = %s\n", PGTYPESnumeric_to_asc(num, 2));

    /* Convertir le decimal en numeric pour montrer une valeur
 décimale. */
    num2 = PGTYPESnumeric_new();
    PGTYPESnumeric_from_decimal(dec, num2);

    printf("decimal = %s\n", PGTYPESnumeric_to_asc(num2, 0));
    printf("decimal = %s\n", PGTYPESnumeric_to_asc(num2, 1));
    printf("decimal = %s\n", PGTYPESnumeric_to_asc(num2, 2));

    PGTYPESnumeric_free(num2);
    PGTYPESdecimal_free(dec);
    PGTYPESnumeric_free(num);

    EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;
    return 0;
}
```

36.4.4.3. Variables Hôtes avec des Types Non-Primitifs

Vous pouvez aussi utiliser des tableaux, typedefs, structs et pointeurs comme variables hôtes.

36.4.4.3.1. Arrays

Il y a deux cas d'utilisations pour des tableaux comme variables hôtes. Le premier est une façon de stocker des chaînes de texte dans des `char[]` ou `VARCHAR[]`, comme expliqué Section 36.4.4.1. Le second cas d'utilisation est de récupérer plusieurs enregistrements d'une requête sans utiliser de curseur. Sans un tableau, pour traiter le résultat d'une requête de plusieurs lignes, il est nécessaire d'utiliser un curseur et la commande `FETCH`. Mais avec une variable hôte de type variable, plusieurs enregistrements peuvent être récupérés en une seule fois. La longueur du tableau doit être définie pour pouvoir recevoir tous les enregistrements d'un coup, sans quoi un buffer overflow se produira probablement.

Les exemples suivants parcourent la table système `pg_database` et montrent tous les OIDs et noms des bases de données disponibles:

```
int
main(void)
{
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    int dbid[8];
    char dbname[8][16];
    int i;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    memset(dbname, 0, sizeof(char)* 16 * 8);
    memset(dbid, 0, sizeof(int) * 8);

    EXEC SQL CONNECT TO testdb;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;

    /* Récupérer plusieurs enregistrements dans des tableaux d'un
 coup. */
```

```
    EXEC SQL SELECT oid,datname INTO :dbid, :dbname FROM
 pg_database;

    for (i = 0; i < 8; i++)
        printf("oid=%d, dbname=%s\n", dbid[i], dbname[i]);

    EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;
    return 0;
}
```

Cet exemple affiche le résultat suivant. (Les valeurs exactes dépendent de votre environnement.)

```
oid=1, dbname=template1
oid=11510, dbname=template0
oid=11511, dbname=postgres
oid=313780, dbname=testdb
oid=0, dbname=
oid=0, dbname=
oid=0, dbname=
```

36.4.4.3.2. Structures

Une structure dont les noms des membres correspondent aux noms de colonnes du résultat d'une requête peut être utilisée pour récupérer plusieurs colonnes d'un coup. La structure permet de gérer plusieurs valeurs de colonnes dans une seule variable hôte.

L'exemple suivant récupère les OIDs, noms, et tailles des bases de données disponibles à partir de la table système `pg_database`, et en utilisant la fonction `pg_database_size()`. Dans cet exemple, une variable structure `dbinfo_t` avec des membres dont les noms correspondent à chaque colonnes du résultat du `SELECT` est utilisée pour récupérer une ligne de résultat sans avoir besoin de mettre plusieurs variables hôtes dans l'ordre `FETCH`.

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    typedef struct
    {
       int oid;
       char datname[65];
       long long int size;
    } dbinfo_t;

    dbinfo_t dbval;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    memset(&dbval, 0, sizeof(dbinfo_t));

    EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT oid, datname,
 pg_database_size(oid) AS size FROM pg_database;
    EXEC SQL OPEN cur1;

    /* quand la fin du jeu de données est atteint, sortir de la
 boucle while */
    EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

    while (1)
```

```
    {
        /* Récupérer plusieurs colonnes dans une structure. */
        EXEC SQL FETCH FROM cur1 INTO :dbval;

        /* Afficher les membres de la structure. */
        printf("oid=%d, datname=%s, size=%lld\n", dbval.oid,
 dbval.datname, dbval.size);
    }

    EXEC SQL CLOSE cur1;
```

Cet exemple montre le résultat suivant. (Les valeurs exactes dépendent du contexte.)

```
oid=1, datname=template1, size=4324580
oid=11510, datname=template0, size=4243460
oid=11511, datname=postgres, size=4324580
oid=313780, datname=testdb, size=8183012
```

Les variables hôtes structures « absorbent » autant de colonnes que la structure a de champs. Des colonnes additionnelles peuvent être assignées à d'autres variables hôtes. Par exemple, le programme ci-dessus pourrait être restructuré comme ceci, avec la variable `size` hors de la structure:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    typedef struct
    {
       int oid;
       char datname[65];
    } dbinfo_t;

    dbinfo_t dbval;
    long long int size;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    memset(&dbval, 0, sizeof(dbinfo_t));

    EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT oid, datname,
 pg_database_size(oid) AS size FROM pg_database;
    EXEC SQL OPEN cur1;

    /* quand la fin du jeu de données est atteint, sortir de la
 boucle while */
    EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

    while (1)
    {
        /* Récupérer plusieurs colonnes dans une structure. */
        EXEC SQL FETCH FROM cur1 INTO :dbval, :size;

        /* Afficher les membres de la structure. */
        printf("oid=%d, datname=%s, size=%lld\n", dbval.oid,
 dbval.datname, size);
    }

    EXEC SQL CLOSE cur1;
```

36.4.4.3.3. Typedefs

Utilisez le mot clé `typedef` pour faire correspondre de nouveaux types aux types existants.

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    typedef char mychartype[40];
    typedef long serial_t;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
```

Notez que vous pourriez aussi utiliser:

```
EXEC SQL TYPE serial_t IS long;
```

Cette déclaration n'a pas besoin de faire partie d'une section declare.

36.4.4.3.4. Pointeurs

Vous pouvez déclarer des pointeurs vers les types les plus communs. Notez toutefois que vous ne pouvez pas utiliser des pointeurs comme variables cibles de requêtes sans auto-allocation. Voyez Section 36.7 pour plus d'information sur l'auto-allocation.

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    int   *intp;
    char **charp;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
```

36.4.5. Manipuler des Types de Données SQL Non-Primitives

Cette section contient des informations sur comment manipuler des types non-scalaires et des types de données définies au niveau SQL par l'utilisateur dans des applications ECPG. Notez que c'est distinct de la manipulation des variables hôtes des types non-primitifs, décrits dans la section précédente.

36.4.5.1. Tableaux

Les tableaux SQL multi-dimensionnels ne sont pas directement supportés dans ECPG. Les tableaux SQL à une dimension peuvent être placés dans des variables hôtes de type tableau C et vice-versa. Néanmoins, lors de la création d'une instruction, ecpg ne connaît pas le type des colonnes, donc il ne peut pas vérifier si un tableau C est à placer dans un tableau SQL correspondant. Lors du traitement de la sortie d'une requête SQL, ecpg a suffisamment d'informations et, de ce fait, vérifie si les deux sont des tableaux.

Si une requête accède aux *éléments* d'un tableau séparément, cela évite l'utilisation des tableaux dans ECPG. Dans ce cas, une variable hôte avec un type qui peut être mis en correspondance avec le type de l'élément devrait être utilisé. Par exemple, si le type d'une colonne est un tableau d'`integer`, une variable hôte de type `int` peut être utilisée. Par ailleurs, si le type de l'élément est `varchar`, ou `text`, une variable hôte de type `char[]` ou `VARCHAR[]` peut être utilisée.

Voici un exemple. Prenez la table suivante:

```
CREATE TABLE t3 (
```

```
    ii integer[]
);

testdb=> SELECT * FROM t3;
     ii
-------------
 {1,2,3,4,5}
(1 row)
```

Le programme de démonstration suivant récupère le 4ème élément du tableau et le stocke dans une variable hôte de type `int`: type `int`:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
int ii;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT ii[4] FROM t3;
EXEC SQL OPEN cur1;

EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

while (1)
{
    EXEC SQL FETCH FROM cur1 INTO :ii ;
    printf("ii=%d\n", ii);
}

EXEC SQL CLOSE cur1;
```

Cet exemple affiche le résultat suivant:

```
ii=4
```

Pour mettre en correspondance de multiples éléments de tableaux avec les multiples éléments d'une variable hôte tableau, chaque élément du tableau doit être géré séparément, par exemple; for example:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
int ii_a[8];
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT ii[1], ii[2], ii[3], ii[4]
 FROM t3;
EXEC SQL OPEN cur1;

EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

while (1)
{
    EXEC SQL FETCH FROM cur1
 INTO :ii_a[0], :ii_a[1], :ii_a[2], :ii_a[3];
    ...
}
```

Notez à nouveau que

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
int ii_a[8];
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT ii FROM t3;
EXEC SQL OPEN cur1;

EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

while (1)
{
    /* FAUX */
    EXEC SQL FETCH FROM cur1 INTO :ii_a;
    ...
}
```

ne fonctionnerait pas correctement dans ce cas, parce que vous ne pouvez pas mettre en correspondance une colonne de type tableau et une variable hôte de type tableau directement.

Un autre contournement possible est de stocker les tableaux dans leur forme de représentation texte dans des variables hôtes de type `char[]` ou `VARCHAR[]`. Pour plus de détails sur cette représentation, voyez Section 8.15.2. Notez que cela implique que le tableau ne peut pas être accédé naturellement comme un tableau dans le programme hôte (sans traitement supplémentaire qui transforme la représentation texte).

36.4.5.2. Types Composite

Les types composite ne sont pas directement supportés dans ECPG, mais un contournement simple est possible. Les contournements disponibles sont similaires à ceux décrits pour les tableaux ci-dessus: soit accéder à chaque attribut séparément, ou utiliser la représentation externe en mode chaîne de caractères.

Pour les exemples suivants, soient les types et table suivants:

```
CREATE TYPE comp_t AS (intval integer, textval varchar(32));
CREATE TABLE t4 (compval comp_t);
INSERT INTO t4 VALUES ( (256, 'PostgreSQL') );
```

La solution la plus évidente est d'accéder à chaque attribut séparément. Le programme suivant récupère les données de la table exemple en sélectionnant chaque attribut du type `comp_t` séparément:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
int intval;
varchar textval[33];
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

/* Mettre chaque élément de la colonne de type composite dans la
 liste SELECT. */
EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT (compval).intval,
 (compval).textval FROM t4;
EXEC SQL OPEN cur1;
```

```
EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

while (1)
{
    /* Récupérer chaque élément du type de colonne composite dans
 des variables hôtes. */
    EXEC SQL FETCH FROM cur1 INTO :intval, :textval;

    printf("intval=%d, textval=%s\n", intval, textval.arr);
}

EXEC SQL CLOSE cur1;
```

Pour améliorer cet exemple, les variables hôtes qui vont stocker les valeurs dans la commande FETCH peuvent être rassemblées sous forme de structure, voyez Section 36.4.4.3.2. Pour passer à la structure, l'exemple peut-être modifié comme ci dessous. Les deux variables hôtes, `intval` et `textval`, deviennent membres de `comp_t`, et la structure est spécifiée dans la commande FETCH.

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
typedef struct
{
    int intval;
    varchar textval[33];
} comp_t;

comp_t compval;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

/* Mettre chaque élément de la colonne de type composite dans la
 liste SELECT. */
EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT (compval).intval,
 (compval).textval FROM t4;
EXEC SQL OPEN cur1;

EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

while (1)
{
    /* Mettre toutes les valeurs de la liste SELECT dans une
 structure. */
    EXEC SQL FETCH FROM cur1 INTO :compval;

    printf("intval=%d, textval=%s\n", compval.intval,
 compval.textval.arr);
}

EXEC SQL CLOSE cur1;
```

Bien qu'une structure soit utilisée dans la commande FETCH, les noms d'attributs dans la clause SELECT sont spécifiés un par un. Cela peut être amélioré en utilisant un * pour demander tous les attributs de la valeur de type composite.

```
...
EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT (compval).* FROM t4;
EXEC SQL OPEN cur1;
```

```
EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

while (1)
{
    /* Mettre toutes les valeurs de la liste SELECT dans une
 structure. */
    EXEC SQL FETCH FROM cur1 INTO :compval;

    printf("intval=%d, textval=%s\n", compval.intval,
 compval.textval.arr);
}
...
```

De cette façon, les types composites peuvent être mis en correspondance avec des structures de façon quasi transparentes, alors qu'ECPG ne comprend pas lui-même le type composite.

Et pour finir, il est aussi possible de stocker les valeurs de type composite dans leur représentation externe de type chaîne dans des variables hôtes de type `char[]` ou `VARCHAR[]`. Mais de cette façon, il n'est pas facilement possible d'accéder aux champs de la valeur dans le programme hôte.

36.4.5.3. Types de Base Définis par l'Utilisateur

Les nouveaux types de base définis par l'utilisateur ne sont pas directement supportés par ECPG. Vous pouvez utiliser les représentations externes de type chaîne et les variables hôtes de type `char[]` ou `VARCHAR[]`, et cette solution est en fait appropriée et suffisante pour de nombreux types.

Voici un exemple utilisant le type de données `complex` de l'exemple tiré de Section 38.12. La représentation externe sous forme de chaîne de ce type est `(%lf,%lf)`, qui est définie dans les fonctions `complex_in()` et `complex_out()`. L'exemple suivant insère les valeurs de type complexe `(1,1)` et `(3,3)` dans les colonnes `a` et `b`, et les sélectionne à partir de la table après cela.

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    varchar a[64];
    varchar b[64];
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    EXEC SQL INSERT INTO test_complex VALUES ('(1,1)', '(3,3)');

    EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT a, b FROM test_complex;
    EXEC SQL OPEN cur1;

    EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

    while (1)
    {
        EXEC SQL FETCH FROM cur1 INTO :a, :b;
        printf("a=%s, b=%s\n", a.arr, b.arr);
    }

    EXEC SQL CLOSE cur1;
```

Cet exemple affiche le résultat suivant:

```
a=(1,1), b=(3,3)
```

Un autre contournement est d'éviter l'utilisation directe des types définis par l'utilisateur dans ECPG et à la place créer une fonction ou un cast qui convertit entre le type défini par l'utilisateur et un type primitif que ECPG peut traiter. Notez, toutefois, que les conversions de types, particulièrement les implicites, ne devraient être introduits dans le système de typage qu'avec la plus grande prudence.

Par exemple,

```
CREATE FUNCTION create_complex(r double, i double) RETURNS complex
LANGUAGE SQL
IMMUTABLE
AS $$ SELECT $1 * complex '(1,0')' + $2 * complex '(0,1)' $$;
```

Après cette définition, ce qui suit

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
double a, b, c, d;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

a = 1;
b = 2;
c = 3;
d = 4;

EXEC SQL INSERT INTO test_complex VALUES (create_complex(:a, :b),
 create_complex(:c, :d));
```

a le même effet que

```
EXEC SQL INSERT INTO test_complex VALUES ('(1,2)', '(3,4)');
```

36.4.6. Indicateurs

Les exemples précédents ne gèrent pas les valeurs nulles. En fait, les exemples de récupération de données remonteront une erreur si ils récupèrent une valeur nulle de la base. Pour être capable de passer des valeurs nulles à la base ou d'un récupérer, vous devez rajouter une seconde spécification de variable hôte à chaque variable hôte contenant des données. Cette seconde variable est appelée l'*indicateur* et contient un drapeau qui indique si le datum est null, dans quel cas la valeur de la vraie variable hôte est ignorée. Voici un exemple qui gère la récupération de valeurs nulles correctement:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
VARCHAR val;
int val_ind;
EXEC SQL END DECLARE SECTION:

 ...

EXEC SQL SELECT b INTO :val :val_ind FROM test1;
```

La variable indicateur `val_ind` sera zéro si la valeur n'était pas nulle, et sera négative si la valeur était nulle. (Voir Section 36.16 pour activer un comportement spécifique à Oracle.)

L'indicateur a une autre fonction: si la valeur de l'indicateur est positive, cela signifie que la valeur n'est pas nulle, mais qu'elle a été tronquée quand elle a été stockée dans la variable hôte.

Si l'argument `-r no_indicator` est passée au préprocesseur `ecpg`, il fonction dans le mode « no-indicator ». En mode no-indicator, si aucune variable indicator n'est spécifiée, les valeurs nulles sont signalées (en entrée et en sortie) pour les types chaînes de caractère comme des chaînes vides et pour les types integer comme la plus petite valeur possible pour le type (par exempple, `INT_MIN` pour `int`).

36.5. SQL Dynamique

Fréquemment, les ordres SQL particuliers qu'une application doit exécuter sont connus au moment où l'application est écrite. Dans certains cas, par contre, les ordres SQL sont composés à l'exécution ou fournis par une source externe. Dans ces cas, vous ne pouvez pas embarquer les ordres SQL directement dans le code source C, mais il y a une fonctionnalité qui vous permet d'exécuter des ordres SQL que vous fournissez dans une variable de type chaîne.

36.5.1. Exécuter des Ordres SQL Dynamiques sans Jeu de Donnée

La façon la plus simple d'exécuter un ordre SQL dynamique est d'utiliser la commande `EXECUTE IMMEDIATE`. Par exemple:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
const char *stmt = "CREATE TABLE test1 (...);";
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL EXECUTE IMMEDIATE :stmt;
```

`EXECUTE IMMEDIATE` peut être utilisé pour des ordres SQL qui ne retournent pas de données (par exemple, LDD, `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`). Vous ne pouvez pas exécuter d'ordres qui ramènent des données (par exemple, `SELECT`) de cette façon. La prochaine section décrit comment le faire.

36.5.2. Exécuter une requête avec des paramètres d'entrée

Une façon plus puissante d'exécuter des ordres SQL arbitraires est de les préparer une fois et d'exécuter la requête préparée aussi souvent que vous le souhaitez. Il est aussi possible de préparer une version généralisé d'une requête et d'ensuite en exécuter des versions spécifiques par substitution de paramètres. Quand vous préparez la requête, mettez des points d'interrogation où vous voudrez substituer des paramètres ensuite. Par exemple:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
const char *stmt = "INSERT INTO test1 VALUES(?, ?);";
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL PREPARE mystmt FROM :stmt;
 ...
EXEC SQL EXECUTE mystmt USING 42, 'foobar';
```

Quand vous n'avez plus besoin de la requête préparée, vous devriez la désallouer:

```
EXEC SQL DEALLOCATE PREPARE name;
```

36.5.3. Exécuter une Requête avec un Jeu de Données

Pour exécuter une requête SQL avec une seule ligne de résultat, vous pouvez utiliser `EXECUTE`. Pour enregistrer le résultat, ajoutez une clause `INTO`.

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
const char *stmt = "SELECT a, b, c FROM test1 WHERE a > ?";
int v1, v2;
VARCHAR v3[50];
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL PREPARE mystmt FROM :stmt;
 ...
EXEC SQL EXECUTE mystmt INTO :v1, :v2, :v3 USING 37;
```

Une commande `EXECUTE` peut avoir une clause `INTO`, une clause `USING`, les deux, ou aucune.

Si une requête peut ramener plus d'un enregistrement, un curseur devrait être utilisé, comme dans l'exemple suivant. Voyez Section 36.3.2 pour plus de détails à propos des curseurs.)

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
char dbaname[128];
char datname[128];
char *stmt = "SELECT u.usename as dbaname, d.datname "
             "  FROM pg_database d, pg_user u "
             "  WHERE d.datdba = u.usesysid";
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con1 USER testuser;
EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '', false);
 EXEC SQL COMMIT;

EXEC SQL PREPARE stmt1 FROM :stmt;

EXEC SQL DECLARE cursor1 CURSOR FOR stmt1;
EXEC SQL OPEN cursor1;

EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

while (1)
{
    EXEC SQL FETCH cursor1 INTO :dbaname,:datname;
    printf("dbaname=%s, datname=%s\n", dbaname, datname);
}

EXEC SQL CLOSE cursor1;

EXEC SQL COMMIT;
EXEC SQL DISCONNECT ALL;
```

36.6. Librairie pgtypes

La librairie pgtypes met en correspondance les types de la base de données PostgreSQL avec des équivalents en C qui peuvent être utilisés dans des programmes en C. Elle fournit aussi des fonctions pour effectuer les calculs de base avec ces types en C, c'est à dire, sans l'aide du serveur PostgreSQL. Voyez l'exemple suivant:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
   date date1;
   timestamp ts1, tsout;
   interval iv1;
   char *out;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

PGTYPESdate_today(&date1);
EXEC SQL SELECT started, duration INTO :ts1, :iv1 FROM datetbl
 WHERE d=:date1;
PGTYPEStimestamp_add_interval(&ts1, &iv1, &tsout);
out = PGTYPEStimestamp_to_asc(&tsout);
printf("Started + duration: %s\n", out);
PGTYPESchar_free(out);
```

36.6.1. Chaîne de caractères

Certaines fonctions comme `PGTYPESnumeric_to_asc` renvoient un pointeur vers une chaîne de caractères fraichement allouée. Ces allocations doivent être libérées avec `PGTYPESchar_free` plutôt que `free`. (Ceci est seulement important sur Windows où l'allocation et la désallocation de la mémoire ont parfois besoin d'être réalisées par la même bibliothèque.)

36.6.2. Le type numeric

Le type numeric permet de faire des calculs de précision arbitraire. Voyez Section 8.1 pour le type équivalent dans le serveur PostgreSQL. En raison de cette précision arbitraire cette variable doit pouvoir s'étendre et se réduire dynamiquement. C'est pour cela que vous ne pouvez créer des variables numeric que sur le tas, en utilisant les fonctions `PGTYPESnumeric_new` et `PGTYPESnumeric_free`. Le type décimal, qui est similaire mais de précision limitée, peut être créé sur la pile ou sur le tas.

Les fonctions suivantes peuvent être utilisées pour travailler avec le type numeric:

`PGTYPESnumeric_new`

Demander un pointeur vers une variable numérique nouvellement allouée.

```
numeric *PGTYPESnumeric_new(void);
```

`PGTYPESnumeric_free`

Désallouer un type numérique, libérer toute sa mémoire.

```
void PGTYPESnumeric_free(numeric *var);
```

`PGTYPESnumeric_from_asc`

Convertir un type numérique à partir de sa notation chaîne.

```
numeric *PGTYPESnumeric_from_asc(char *str, char **endptr);
```

Les formats valides sont par exemple: `-2`, `.794`, `+3.44`, `592.49E07` or `-32.84e-4`. Si la valeur peut être convertie correctement, un pointeur valide est retourné, sinon un pointeur NULL. À l'heure actuelle ECPG traite toujours la chaine en entier, il n'est donc pas possible pour le moment de stocker l'adresse du premier caractère invalide dans `*endptr`. Vous pouvez sans risque positionner `endptr` à NULL.

`PGTYPESnumeric_to_asc`

Retourne un pointeur vers la chaîne allouée par `malloc` qui contient la représentation chaîne du type numérique `num`.

```
char *PGTYPESnumeric_to_asc(numeric *num, int dscale);
```

La valeur numérique sera affichée avec `dscale` chiffres décimaux, et sera arrondie si nécessaire. Le résultat doit être libéré avec `PGTYPESchar_free()`.

`PGTYPESnumeric_add`

Ajoute deux variables numériques à une troisième.

```
int PGTYPESnumeric_add(numeric *var1, numeric *var2, numeric
 *result);
```

La fonction additionne les variables `var1` et `var2` dans la variable résultat `result`. La fonction retourne 0 en cas de succès et -1 en cas d'erreur.

`PGTYPESnumeric_sub`

Soustrait deux variables numériques et retourne le résultat dans une troisième.

```
int PGTYPESnumeric_sub(numeric *var1, numeric *var2, numeric
 *result);
```

La fonction soustrait la variable `var2` de la variable `var1`. Le résultat de l'opération est stocké dans la variable `result`. La fonction retourne 0 en cas de succès et -1 en cas d'erreur.

`PGTYPESnumeric_mul`

Multiplie deux valeurs numeric et retourne le résultat dans une troisième.

```
int PGTYPESnumeric_mul(numeric *var1, numeric *var2, numeric
 *result);
```

La fonction multiplie la variable `var2` de la variable `var1`. Le résultat de l'opération est stocké dans la variable `result`. La fonction retourne 0 en cas de succès et -1 en cas d'erreur.

`PGTYPESnumeric_div`

Divise deux valeurs numeric et retourne le résultat dans une troisième.

```
int PGTYPESnumeric_div(numeric *var1, numeric *var2, numeric
 *result);
```

La fonction divise la variable `var2` de la variable `var1`. Le résultat de l'opération est stocké dans la variable `result`. La fonction retourne 0 en cas de succès et -1 en cas d'erreur.

`PGTYPESnumeric_cmp`

Compare deux variables numeric.

```
int PGTYPESnumeric_cmp(numeric *var1, numeric *var2)
```

Cette fonction compare deux variables numeric. En cas d'erreur, `INT_MAX` est retourné. En cas de réussite, la fonction retourne un des trois résultats suivants:

- 1, si `var1` est plus grand que `var2`
- -1, si `var1` est plus petit que `var2`
- 0, si `var1` et `var2` sont égaux

`PGTYPESnumeric_from_int`

Convertit une variable int en variable numeric.

```
int PGTYPESnumeric_from_int(signed int int_val, numeric *var);
```

Cette fonction accepte une variable de type signed int et la stocke dans la variable numeric `var`. La fonction retourne 0 en cas de réussite, et -1 en cas d'échec.

`PGTYPESnumeric_from_long`

Convertit une variable long int en variable numeric.

```
int PGTYPESnumeric_from_long(signed long int long_val, numeric
 *var);
```

Cette fonction accepte une variable de type signed long int et la stocke dans la variable numeric `var`. La fonction retourne 0 en cas de réussite, et -1 en cas d'échec.

`PGTYPESnumeric_copy`

Copie une variable numeric dans une autre.

```
int PGTYPESnumeric_copy(numeric *src, numeric *dst);
```

Cette fonction copie la valeur de la variable vers laquelle `src` pointe dans la variable vers laquelle `dst`. Elle retourne 0 en cas de réussite et -1 en cas d'échec.

`PGTYPESnumeric_from_double`

Convertit une variable de type double en variable numeric.

```
int  PGTYPESnumeric_from_double(double d, numeric *dst);
```

Cette fonction accepte une variable de type double et la stocke dans la variable numeric `dst`. La fonction retourne 0 en cas de réussite, et -1 en cas d'échec.

`PGTYPESnumeric_to_double`

Convertit une variable de type numeric en double.

```
int PGTYPESnumeric_to_double(numeric *nv, double *dp)
```

Cette fonction convertit la valeur numeric de la variable vers la quelle `nv` pointe vers la variable double vers laquelle `dp` pointe. Elle retourne 0 en cas de réussite et -1 en cas d'échec, les cas de dépassement de capacité inclus. En cas de dépassement, la variable globale `errno` sera positionnée à `PGTYPES_NUM_OVERFLOW` en plus.

`PGTYPESnumeric_to_int`

Convertit une variable de type numeric en int.

```
int PGTYPESnumeric_to_int(numeric *nv, int *ip);
```

Cette fonction convertit la valeur numeric de la variable vers la quelle `nv` pointe vers la variable int vers laquelle `ip` pointe. Elle retourne 0 en cas de réussite et -1 en cas d'échec, les cas de dépassement de capacité inclus. En cas de dépassement, la variable globale `errno` sera positionnée à `PGTYPES_NUM_OVERFLOW` en plus.

`PGTYPESnumeric_to_long`

Convertit une variable de type numeric en long.

```
int PGTYPESnumeric_to_long(numeric *nv, long *lp);
```

Cette fonction convertit la valeur numeric de la variable vers la quelle `nv` pointe vers la variable long vers laquelle `lp` pointe. Elle retourne 0 en cas de réussite et -1 en cas d'échec, les cas de dépassement de capacité inclus. En cas de dépassement, la variable globale `errno` sera positionnée à `PGTYPES_NUM_OVERFLOW` en plus. additionally.

`PGTYPESnumeric_to_decimal`

Convertit une variable de type numeric en decimal.

```
int PGTYPESnumeric_to_decimal(numeric *src, decimal *dst);
```

Cette fonction convertit la valeur numeric de la variable vers la quelle `src` pointe vers la variable decimal vers laquelle `dst` pointe. Elle retourne 0 en cas de réussite et -1 en cas d'échec, les cas de dépassement de capacité inclus. En cas de dépassement, la variable globale `errno` sera positionnée à `PGTYPES_NUM_OVERFLOW` en plus.

`PGTYPESnumeric_from_decimal`

Convertit une variable de type decimal en numeric.

```
int PGTYPESnumeric_from_decimal(decimal *src, numeric *dst);
```

Cette fonction convertit la valeur decimal de la variable vers la quelle `src` pointe vers la variable numeric vers laquelle `dst` pointe. Elle retourne 0 en cas de réussite et -1 en cas d'échec. Comme le type decimal est implémentée comme une version limitée du type numeric, un dépassement ne peut pas se produire lors de cette conversion.

36.6.3. Le Type date

Le type date en C permet à votre programme de traiter les données type type SQL date. Voyez Section 8.5 pour le type équivalent du serveur PostgreSQL.

Les fonctions suivantes peuvent être utilisées pour travailler avec le type date:

`PGTYPESdate_from_timestamp`

Extraire la partie date d'un timestamp.

```
date PGTYPESdate_from_timestamp(timestamp dt);
```

Cette fonction reçoit un timestamp comme seul argument et retourne la partie date extraite de ce timestamp.

`PGTYPESdate_from_asc`

Convertit une date à partir de sa représentation textuelle.

```
date PGTYPESdate_from_asc(char *str, char **endptr);
```

Cette fonction reçoit une chaîne char* C `str` et un pointeur vers une chaîne char* C `endptr`. À l'heure actuelle ECPG traite toujours intégralement la chaîne, et ne supporte donc pas encore l'adresse du premier caractère invalide dans `*endptr`. Vous pouvez positionner `endptr` à NULL sans risque.

Notez que la fonction attend toujours une date au format MDY et qu'il n'y a aucune variable à l'heure actuelle pour changer cela dans ECPG.

Tableau 36.2 montre les formats autorisés en entrée.

Tableau 36.2. Formats d'Entrée Valides pour `PGTYPESdate_from_asc`

Entrée	Sortie
`January 8, 1999`	`January 8, 1999`

Entrée	Sortie
1999-01-08	January 8, 1999
1/8/1999	January 8, 1999
1/18/1999	January 18, 1999
01/02/03	February 1, 2003
1999-Jan-08	January 8, 1999
Jan-08-1999	January 8, 1999
08-Jan-1999	January 8, 1999
99-Jan-08	January 8, 1999
08-Jan-99	January 8, 1999
08-Jan-06	January 8, 2006
Jan-08-99	January 8, 1999
19990108	ISO 8601; January 8, 1999
990108	ISO 8601; January 8, 1999
1999.008	year and day of year
J2451187	Julian day
January 8, 99 BC	year 99 before the Common Era

`PGTYPESdate_to_asc`

Retourne la représentation textuelle d'une variable date.

```
char *PGTYPESdate_to_asc(date dDate);
```

La fonction reçoit la date `dDate` comme unique paramètre. Elle retournera la date dans la forme `1999-01-18`, c'est-à-dire le format `YYYY-MM-DD`. Le résultat doit être libéré avec `PGTYPESchar_free()`.

`PGTYPESdate_julmdy`

Extrait les valeurs pour le jour, le mois et l'année d'une variable de type date.

```
void PGTYPESdate_julmdy(date d, int *mdy);
```

La fonction reçoit la date `d` et un pointeur vers un tableau de 3 valeurs entières `mdy`. Le nom de variable indique l'ordre séquentiel: `mdy[0]` contiendra le numéro du mois, `mdy[1]` contiendra le numéro du jour et `mdy[2]` contiendra l'année.

`PGTYPESdate_mdyjul`

Crée une valeur date à partir d'un tableau de 3 entiers qui spécifient le jour, le mois et l'année de la date.

```
void PGTYPESdate_mdyjul(int *mdy, date *jdate);
```

Cette fonction reçoit le tableau des 3 entiers (`mdy`) comme premier argument, et son second argument est un pointeur vers la variable de type date devant contenir le résultat de l'opération.

`PGTYPESdate_dayofweek`

Retourne un nombre représentant le jour de la semaine pour une valeur date.

```
int PGTYPESdate_dayofweek(date d);
```

La fonction reçoit la variable date `d` comme seul argument et retourne un entier qui indique le jour de la semaine pour cette date. this date.

- 0 - Dimanche
- 1 - Lundi
- 2 - Mardi
- 3 - Mercredi
- 4 - Jeudi
- 5 - Vendredi
- 6 - Samedi

`PGTYPESdate_today`

Récupérer la date courante.

```
void PGTYPESdate_today(date *d);
```

Cette fonction reçoit un pointeur vers une variable date (`d`) qu'il positionne à la date courante.

`PGTYPESdate_fmt_asc`

Convertir une variable de type date vers sa représentation textuelle en utilisant un masque de formatage.

```
int PGTYPESdate_fmt_asc(date dDate, char *fmtstring, char
 *outbuf);
```

La fonction reçoit la date à convertir (`dDate`), le masque de formatage (`fmtstring`) et la chaîne qui contiendra la représentation textuelle de la date (`outbuf`).

En cas de succès, 0 est retourné, et une valeur négative si une erreur s'est produite.

Les littéraux suivants sont les spécificateurs de champs que vous pouvez utiliser:

- `dd` - Le numéro du jour du mois.
- `mm` - Le numéro du mois de l'année.
- `yy` - Le numéro de l'année comme nombre à deux chiffres.
- `yyyy` - Le numéro de l'année comme nombre à quatre chiffres.
- `ddd` - Le nom du jour (abrégé).

- mmm - Le nom du mois (abrégé).

Tout autre caractère est recopié tel quel dans la chaîne de sortie.

Tableau 36.3 indique quelques formats possibles. Cela vous donnera une idée de comment utiliser cette fonction. Toutes les lignes de sortie reposent sur la même date: Le 23 novembre 1959.

Tableau 36.3. Formats d'Entrée Valides pour PGTYPESdate_fmt_asc

Format	Résultat
mmddyy	112359
ddmmyy	231159
yymmdd	591123
yy/mm/dd	59/11/23
yy mm dd	59 11 23
yy.mm.dd	59.11.23
.mm.yyyy.dd.	.11.1959.23.
mmm. dd, yyyy	Nov. 23, 1959
mmm dd yyyy	Nov 23 1959
yyyy dd mm	1959 23 11
ddd, mmm. dd, yyyy	Mon, Nov. 23, 1959
(ddd) mmm. dd, yyyy	(Mon) Nov. 23, 1959

PGTYPESdate_defmt_asc

Utiliser un masque de formatage pour convertir une chaîne de caractère char* en une valeur de type date.

```
int PGTYPESdate_defmt_asc(date *d, char *fmt, char *str);
```

La fonction reçoit un pointeur vers la valeur de date qui devrait stocker le résultat de l'opération (d), le masque de formatage à utiliser pour traiter la date (fmt) et la chaîne de caractères char* C contenant la représentation textuelle de la date (str). La représentation textuelle doit correspondre au masque de formatage. Toutefois, vous n'avez pas besoin d'avoir une correspondance exacte entre la chaîne et le masque de formatage. La fonction n'analyse qu'en ordre séquentiel et cherche les litéraux yy ou yyyy qui indiquent la position de l'année, mm qui indique la position du mois et dd qui indique la position du jour.

Tableau 36.4 indique quelques formats possibles. Cela vous donnera une idée de comment utiliser cette fonction

Tableau 36.4. Formats d'Entrée Valides pour rdefmtdate

Format	Chaîne	Résultat
ddmmyy	21-2-54	1954-02-21
ddmmyy	2-12-54	1954-12-02
ddmmyy	20111954	1954-11-20
ddmmyy	130464	1964-04-13
mmm.dd.yyyy	MAR-12-1967	1967-03-12
yy/mm/dd	1954, February 3rd	1954-02-03

Format	Chaîne	Résultat
mmm.dd.yyyy	041269	1969-04-12
yy/mm/dd	In the year 2525, in the month of July, mankind will be alive on the 28th day	2525-07-28
dd-mm-yy	I said on the 28th of July in the year 2525	2525-07-28
mmm.dd.yyyy	9/14/58	1958-09-14
yy/mm/dd	47/03/29	1947-03-29
mmm.dd.yyyy	oct 28 1975	1975-10-28
mmddyy	Nov 14th, 1985	1985-11-14

36.6.4. Le Type timestamp

Le type timestamp en C permet à vos programmes de manipuler les données du type SQL timestamp. Voyez Section 8.5 pour le type équivalent dans le serveur PostgreSQL.

Les fonctions suivantes peuvent être utilisées pour manipuler le type timestamp:

`PGTYPEStimestamp_from_asc`

Transformer un timestamp de sa représentation texte vers une variable timestamp.

```
timestamp PGTYPEStimestamp_from_asc(char *str, char **endptr);
```

La fonction reçoit la chaîne à analyser (`str`) et un pointeur vers un char* C (`endptr`). À l'heure actuelle ECPG traite toujours intégralement la chaîne, et ne supporte donc pas encore l'adresse du premier caractère invalide dans `*endptr`. Vous pouvez positionner `endptr` à NULL sans risque.

La fonction retourne le timestamp identifié en cas de réussite. En cas d'erreur, `PGTYPESInvalidTimestamp` est retourné et `error` est positionné à `PGTYPES_TS_BAD_TIMESTAMP`. Voyez `PGTYPESInvalidTimestamp` pour des informations importantes sur cette valeur.

En général, la chaîne d'entrée peut contenir toute combinaison d'une spécification de date autorisée, un caractère espace et une spécification de temps (time) autorisée. Notez que les timezones ne sont pas supportées par ECPG. Il peut les analyzer mais n'applique aucune calcul comme le ferait le serveur PostgreSQL par exemple. Les spécificateurs de timezone sont ignorées en silence.

Tableau 36.5 contient quelques exemples pour les chaînes d'entrée.

Tableau 36.5. Formats d'Entrée Valide pour `PGTYPEStimestamp_from_asc`

Entrée	Résultat
1999-01-08 04:05:06	1999-01-08 04:05:06
January 8 04:05:06 1999 PST	1999-01-08 04:05:06
1999-Jan-08 04:05:06.789-8	1999-01-08 04:05:06.789 (time zone specifier ignored)

Entrée	Résultat
J2451187 04:05-08:00	1999-01-08 04:05:00 (time zone specifier ignored)

PGTYPEStimestamp_to_asc

Convertit une date vers une chaîne char* C.

```
char *PGTYPEStimestamp_to_asc(timestamp tstamp);
```

Cette fonction reçoin le timestamp `tstamp` comme seul argument et retourne une chaîne allouée qui contient la représentation textuelle du timestamp. Le résultat doit être libéré avec `PGTYPESchar_free()`.

PGTYPEStimestamp_current

Récupère le timestamp courant.

```
void PGTYPEStimestamp_current(timestamp *ts);
```

Cette fonction récupère le timestamp courant et le sauve dans la variable timestamp vers laquelle `ts` pointe.

PGTYPEStimestamp_fmt_asc

Convertit une variable timestamp vers un char* C en utilisant un masque de formatage.

```
int PGTYPEStimestamp_fmt_asc(timestamp *ts, char *output, int
 str_len, char *fmtstr);
```

Cette fonction reçoin ut pointeur vers le timestamp à convertir comme premier argument (`ts`), un pointeur vers le tampon de sortie (`output`), la longueur maximale qui a été allouée pour le tampon de sortie (`str_len`) et le masque de formatage à utiliser pour la conversion (`fmtstr`).

En cas de réussite, la fonction retourne 0, et une valeur négative en cas d'erreur.

Vous pouvez utiliser les spécificateurs de format suivant pour le masque de formatage. Les spécificateurs sont les mêmes que ceux utilisés dans la fonction `strftime` de la libc. Tout spécificateur ne correspondant pas à du formatage sera copié dans le tampon de sortie.

- `%A` - est remplacé par la représentation nationale du nom complet du jour de la semaine.
- `%a` - est remplacé par la représentation nationale du nom abrégé du jour de la semaine.
- `%B` - est remplacé par la représentation nationale du nom complet du mois.
- `%b` - est remplacé par la représentation nationale du nom abrégé du mois.
- `%C` - est remplacé par (année / 100) sous forme de nombre décimal; les chiffres seuls sont précédés par un zéro.
- `%c` - est remplacé par la représentation nationale de time et date.
- `%D` - est équivalent à `%m/%d/%y`.

- %d - est remplacé par le jour du mois sous forme de nombre décimal (01-31).
- %E* %O* - Extensions locales POSIX Les séquences: %Ec %EC %Ex %EX %Ey %EY %Od %Oe %OH %OI %Om %OM %OS %Ou %OU %OV %Ow %OW %Oy sont supposées fournir des représentations alternatives.

  De plus, %OB est implémenté pour représenter des noms de mois alternatifs (utilisé seul, sans jour mentionné).
- %e - est remplacé par le jour du mois comme nombre décimal (1-31); les chiffres seuls sont précédés par un blanc.
- %F - est équivalent à %Y-%m-%d.
- %G - est remplacé par une année comme nombre décimal avec le siècle. L'année courante est celle qui contient la plus grande partie de la semaine (Lundi est le premier jour de la semaine).
- %g - est remplacé par la même année que dans %G, mais comme un nombre décimal sans le siècle. (00-99).
- %H - est remplacé par l'heure (horloge sur 24 heures) comme nombre décimal (00-23).
- %h - comme %b.
- %I - est remplacé par l'heure (horloge sur 12 heures) comme nombre décimal(01-12).
- %j - est remplacé par le jour de l'année comme nombre décimal (001-366).
- %k - est remplacé par l'heure (horloge sur 24 heures) comme nombre décimal (0-23); les chiffres seuls sont précédés par un blanc.
- %l - est remplacé par l'heure (horloge sur 12 heures) comme nombre décimal (1-12); les chiffres seuls sont précédés par un blanc.
- %M - est remplacé par la minute comme nombre décimal (00-59).
- %m - est remplacé par le mois comme nombre décimal (01-12).
- %n - est remplacé par un caractère nouvelle ligne.
- %O* - comme %E*.
- %p - est remplacé par la représentation nationale de « ante meridiem » ou « post meridiem » suivant la valeur appropriée.
- %R - est équivalent à %H:%M.
- %r - est équivalent à %I:%M:%S %p.
- %S - est remplacé par la seconde comme nombre décimal (00-60).
- %s - est remplacé par le nombre de secondes depuis l'Epoch, en UTC.
- %T - est équivalent à %H:%M:%S
- %t - est remplacé par une tabulation.
- %U - est remplacé par le numéro de la semaine dans l'année (Dimanche est le premier jour de la semaine) comme nombre décimal(00-53).
- %u - est remplacé par le jour de la semaine (Lundi comme premier jour de la semaine) comme nombre décimal (1-7).

- %V - est remplacé par le numéro de la semaine dans l'année (Lundi est le premier jour de la semaine) comme nombre décimal (01-53). Si l'année contenant le 1er Janvier a 4 jours ou plus dans la nouvelle année, alors c'est la semaine numéro 1; sinon, c'est la dernière semaine de l'année précédente, et la semaine suivante est la semaine 1.
- %v - est équivalent à %e-%b-%Y.
- %W - est remplacé par le numéro de la semaine dans l'année (Lundi est le premier jour de la semaine) comme nombre décimal (00-53).
- %w - est remplacé par le jour de la semaine (Dimanche comme premier jour de la semaine) comme nombre décimal (0-6).
- %X - est remplacé par la représentation nationale du temps.
- %x - est remplacé par la représentation nationale de la date.
- %Y - est remplacé par l'année avec le siècle comme un nombre décimal.
- %y - est remplacé par l'année sans le siècle comme un nombre décimal (00-99).
- %Z - est remplacé par le nom de la zone de temps.
- %z - est remplacé par le décalage de la zone de temps par rapport à UTC; un signe plus initial signifie à l'est d'UTC, un signe moins à l'ouest d'UTC, les heures et les minutes suivent avec deux chiffres chacun et aucun délimiteur entre eux (forme commune pour les entêtes de date spécifiés par la RFC 822).
- %+ - est remplacé par la représentation nationale de la date et du temps.
- %-* - extension de la libc GNU. Ne pas faire de padding (bourrage) sur les sorties numériques.
- $_* - extension de la libc GNU. Spécifie explicitement l'espace pour le padding.
- %0* - extension de la libc GNU. Spécifie explicitement le zéro pour le padding.
- %% - est remplacé par %.

PGTYPEStimestamp_sub

Soustraire un timestamp d'un autre et sauver le résultat dans une variable de type interval.

```
int PGTYPEStimestamp_sub(timestamp *ts1, timestamp *ts2,
 interval *iv);
```

Cette fonction soustrait la variable timestamp vers laquelle pointe ts2 de la variable de timestamp vers laquelle ts1 pointe, et stockera le résultat dans la variable interval vers laquelle iv pointe.

En cas de succès, la fonction retourne 0, et une valeur négative si une erreur s'est produite.

PGTYPEStimestamp_defmt_asc

Convertit une valeur timestamp de sa représentation textuelle en utilisant un masque de formatage.

```
int PGTYPEStimestamp_defmt_asc(char *str, char *fmt, timestamp
 *d);
```

Cette fonction reçoit la représentation textuelle d'un timestamp dans la variable `str` ainsi que le masque de formatage à utiliser dans la variable `fmt`. Le résultat sera stocké dans la variable vers laquelle `d` pointe.

Si le masque de formatage `fmt` est NULL, la fonction se rabattra vers le masque de formatage par défaut qui est `%Y-%m-%d %H:%M:%S`.

C'est la fonction inverse de `PGTYPEStimestamp_fmt_asc`. Voyez la documentation à cet endroit pour découvrir toutes les entrées possibles de masque de formatage.

`PGTYPEStimestamp_add_interval`

Ajouter une variable interval à une variable timestamp.

```
int PGTYPEStimestamp_add_interval(timestamp *tin, interval
 *span, timestamp *tout);
```

Cette fonction reçoit un pointeur vers une variable timestamp `tin` et un pointeur vers une variable interval `span`. Elle ajoute l'intervalle au timestapm et sauve le timestamp résultat dans la variable vers laquelle `tout` pointe.

En cas de succès, la fonction retourne 0, et une valeur négative si une erreur s'est produite.

`PGTYPEStimestamp_sub_interval`

Soustrait une variable interval d'une variable timestamp.

```
int PGTYPEStimestamp_sub_interval(timestamp *tin, interval
 *span, timestamp *tout);
```

Cette fonction soustrait la variable interval vers laquelle `span` pointe de la variable timestamp vers laquelle `tin` pointe et sauve le résultat dans la variable vers laquelle `tout` pointe.

En cas de succès, la fonction retourne 0, et une valeur négative si une erreur s'est produite.

36.6.5. Le Type interval

Le type interval en C permet à vos programmes de manipuler des données du type SQL interval. Voyez Section 8.5 pour le type équivalent dans le serveur PostgreSQL.

Les fonctions suivantes peuvent être utilisées pour travailler avec le type interval:

`PGTYPESinterval_new`

Retourne un pointeur vers une variable interval nouvellement allouée.

```
interval *PGTYPESinterval_new(void);
```

`PGTYPESinterval_free`

Libère la mémoire d'une variable interval précédemment allouée.

```
void PGTYPESinterval_free(interval *intvl);
```

`PGTYPESinterval_from_asc`

Convertit un interval à partir de sa représentation textuelle.

```
interval *PGTYPESinterval_from_asc(char *str, char **endptr);
```

Cette fonction traite la chaîne d'entrée `str` et retourne un pointeur vers une variable interval allouée. À l'heure actuelle ECPG traite toujours intégralement la chaîne, et ne supporte donc pas encore l'adresse du premier caractère invalide dans `*endptr`. Vous pouvez positionner `endptr` à NULL sans risque.

`PGTYPESinterval_to_asc`

Convertit une variable de type interval vers sa représentation textuelle.

```
char *PGTYPESinterval_to_asc(interval *span);
```

Cette fonction convertit la variable interval vers laquelle `span` pointe vers un char* C. La sortie ressemble à cet exemple: `@ 1 day 12 hours 59 mins 10 secs`. Le résultat doit être libéré avec `PGTYPESchar_free()`.

`PGTYPESinterval_copy`

Copie une variable de type interval.

```
int PGTYPESinterval_copy(interval *intvlsrc, interval
 *intvldest);
```

Cette fonction copie la variable interval vers laquelle `intvlsrc` pointe vers la variable vers laquelle `intvldest` pointe. Notez que vous devrez allouer la mémoire pour la variable destination auparavant.

36.6.6. Le Type decimal

Le type decimal est similaire au type numeric. Toutefois il est limité à une précision maximale de 30 chiffres significatifs. À l'opposeé du type numeric que ne peut être créé que sur le tas, le type decimal peur être créé soit sur la pile soit sur le tas (au moyen des fonctions `PGTYPESdecimal_new` et `PGTYPESdecimal_free`). Il y a beaucoup d'autres fonctions qui manipulent le type decimal dans le mode de compatibilité Informix décrit dans Section 36.15.

Les fonctions suivantes peut être utilisée pour travailler avec le type decimal et ne sont pas seulement contenues dans la librairie `libcompat`.

`PGTYPESdecimal_new`

Demande un pointeur vers une variable decimal nouvellement allouée.

```
decimal *PGTYPESdecimal_new(void);
```

`PGTYPESdecimal_free`

Libère un type decimal, libère toute sa mémoire.

```
void PGTYPESdecimal_free(decimal *var);
```

36.6.7. errno Valeurs de pgtypeslib

`PGTYPES_NUM_BAD_NUMERIC`

Un argument devrait contenir une variable numeric (ou pointer vers une variable numeric) mais en fait sa représentation en mémoire était invalide.

`PGTYPES_NUM_OVERFLOW`

Un dépassement de capacité s'est produit. Comme le type numeric peut travailler avec une précision quasi-arbitraire, convertir une variable numeric vers d'autres types peut causer un dépassement.

`PGTYPES_NUM_UNDERFLOW`

Un soupassement de capacité s'est produit. Comme le type numeric peut travailler avec une précision quasi-arbitraire, convertir une variable numeric vers d'autres types peut causer un soupassement.

`PGTYPES_NUM_DIVIDE_ZERO`

Il y a eu une tentative de division par zéro.

`PGTYPES_DATE_BAD_DATE`

Une chaîne de date invalide a été passée à la fonction `PGTYPESdate_from_asc`.

`PGTYPES_DATE_ERR_EARGS`

Des arguments invalides ont été passés à la fonction `PGTYPESdate_defmt_asc`.

`PGTYPES_DATE_ERR_ENOSHORTDATE`

Un indicateur invalide a été trouvé dans la chaîne d'entrée par la fonction `PGTYPESdate_defmt_asc`.

`PGTYPES_INTVL_BAD_INTERVAL`

Une chaîne invalide d'interval a été passée à la fonction `PGTYPESinterval_from_asc`, ou une valeur invalide d'interval a été passée à la fonction `PGTYPESinterval_to_asc`.

`PGTYPES_DATE_ERR_ENOTDMY`

Il n'a pas été possible de trouver la correspondance dans l'assignement jour/mois/année de la fonction `PGTYPESdate_defmt_asc`.

`PGTYPES_DATE_BAD_DAY`

Un jour de mois invalide a été trouvé par la fonction `PGTYPESdate_defmt_asc`.

`PGTYPES_DATE_BAD_MONTH`

Une valeur de mois invalide a été trouvée par la fonction `PGTYPESdate_defmt_asc`.

`PGTYPES_TS_BAD_TIMESTAMP`

Une chaîne de timestamp invalide a été passée à la fonction `PGTYPEStimestamp_from_asc`, ou une valeur invalide de timestamp a été passée à la fonction `PGTYPEStimestamp_to_asc`.

`PGTYPES_TS_ERR_EINFTIME`

Une valeur infinie de timestamp a été rencontrée dans un context qui ne peut pas la manipuler.

36.6.8. Constantes Spéciales de pgtypeslib

`PGTYPESInvalidTimestamp`

Une valeur de timestamp représentant un timestamp invalide. C'est retourné par la fonction `PGTYPEStimestamp_from_asc` en cas d'erreur de conversion. Notez qu'en raison de la représentation interne du type de données `timestamp`, `PGTYPESInvalidTimestamp` est aussi un timestamp valide en même temps. Il est positionné à `1899-12-31 23:59:59`. Afin de detecter les erreurs, assurez vous que votre application teste non seulement `PGTYPESInvalidTimestamp` mais aussi `error != 0` après chaque appel à `PGTYPEStimestamp_from_asc`.

36.7. Utiliser les Zones de Descripteur

Une zone de descripteur SQL (SQL Descriptor Area ou SQLDA) est une méthode plus sophistiquée pour traiter le résultat d'un ordre `SELECT`, `FETCH` ou `DESCRIBE`. Une zone de descripteur SQL regroupe les données d'un enregistrement avec ses métadonnées dans une seule structure. Ces métadonnées sont particulièrement utiles quand on exécute des ordres SQL dynamiques, où_la nature des colonnes résultat ne sont pas forcément connues à l'avance. PostgreSQL fournit deux façons d'utiliser des Zones de Descripteur: les Zones de Descripteur SQL nommée et les structures C SQLDA.

36.7.1. Zones de Descripteur SQL nommées

Une zone descripteur SQL nommé est composée d'un entête, qui contient des données concernant l'ensemble du descripteur, et une ou plusieurs zones de descriptions d'objets, qui en fait décrivent chaque colonne de l'enregistrement résultat.

Avant que vous puissiez utiliser une zone de descripteur SQL, vous devez en allouer une:

```
EXEC SQL ALLOCATE DESCRIPTOR identifiant;
```

L'identifiant sert de « nom de variable » de la zone de descripteur. Quand vous n'avez plus besoin du descripteur, vous devriez le désallouer:

```
EXEC SQL DEALLOCATE DESCRIPTOR identifiant;
```

Pour utiliser une zone de descripteur, spécifiez le comme cible de stockage dans une clause `INTO`, à la place d'une liste de variables hôtes:

```
EXEC SQL FETCH NEXT FROM mycursor INTO SQL DESCRIPTOR mydesc;
```

Si le jeu de données retourné est vide, la zone de descripteur contiendra tout de même les métadonnées de la requête, c'est à dire les noms des champs.

Pour les requêtes préparées mais pas encore exécutées, l'ordre DESCRIBE peut être utilisé pour récupérer les métadonnées du résultat:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
char *sql_stmt = "SELECT * FROM table1";
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL PREPARE stmt1 FROM :sql_stmt;
EXEC SQL DESCRIBE stmt1 INTO SQL DESCRIPTOR mydesc;
```

Avant PostgreSQL 9.0, le mot clé SQL était optionnel, par conséquent utiliser DESCRIPTOR et SQL DESCRIPTOR produisaent les mêmes zones de descripteur SQL. C'est maintenant obligatoire, et oublier le mot clé SQL produit des zones de descripteurs SQLDA, voyez Section 36.7.2.

Dans les ordres DESCRIBE et FETCH, les mots-clés INTO et USING peuvent être utilisés de façon similaire: ils produisent le jeu de données et les métadonnées de la zone de descripteur.

Maintenant, comment récupérer les données de la zone de descripteur? Vous pouvez voir la zone de descripteur comme une structure avec des champs nommés. Pour récupérer la valeur d'un champ à partir de l'entête et le stocker dans une variable hôte, utilisez la commande suivante:

```
EXEC SQL GET DESCRIPTOR name :hostvar = field;
```

À l'heure actuelle, il n'y a qu'un seul champ d'entête défini: *COUNT*, qui dit combien il y a de zones de descripteurs d'objets (c'est à dire, combien de colonnes il y a dans le résultat). La variable hôte doit être de type integer. Pour récupérer un champ de la zone de description d'objet, utilisez la commande suivante:

```
EXEC SQL GET DESCRIPTOR name VALUE num :hostvar = field;
```

num peut être un integer literal, ou une variable hôte contenant un integer. Les champs possibles sont:

CARDINALITY (integer)

nombres d'enregistrements dans le résultat

DATA

objet de donnée proprement dit (par conséquent, le type de données de ce champ dépend de la requête)

DATETIME_INTERVAL_CODE (integer)

Quand TYPE est 9, DATETIME_INTERVAL_CODE aura une valeur de 1 pour DATE, 2 pour TIME, 3 pour TIMESTAMP, 4 pour TIME WITH TIME ZONE, or 5 pour TIMESTAMP WITH TIME ZONE.

DATETIME_INTERVAL_PRECISION (integer)

non implémenté

INDICATOR (integer)

l'indicateur (indique une valeur null ou une troncature de valeur)

`KEY_MEMBER` (integer)

non implémenté

`LENGTH` (integer)

longueur de la donnée en caractères

`NAME` (string)

nom de la colonne

`NULLABLE` (integer)

non implémenté

`OCTET_LENGTH` (integer)

longueur de la représentation caractère de la donnée en octets

`PRECISION` (integer)

précision (pour les types `numeric`)

`RETURNED_LENGTH` (integer)

longueur de la donnée en caractères

`RETURNED_OCTET_LENGTH` (integer)

longueur de la représentation caractère de la donnée en octets

`SCALE` (integer)

échelle (pour le type `numeric`)

`TYPE` (integer)

code numérique du type de données de la colonne

Dans les ordres `EXECUTE`, `DECLARE` and `OPEN`, l'effet des mots clés `INTO` and `USING` est différent. Une zone de descripteur peut aussi être construite manuellement pour fournir les paramètres d'entré pour une requête ou un curseur et `USING SQL DESCRIPTOR` *`name`* est la façon de passer les paramètres d'entrée à une requête paramétrisée. L'ordre pour construire une zone de descripteur SQL est ci-dessous:

```
EXEC SQL SET DESCRIPTOR name VALUE num field = :hostvar;
```

PostgreSQL supporte la récupération de plus d'un enregistrement dans un ordre `FETCH` et les variables hôtes dans ce cas doivent être des tableaux. Par exemple:

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
int id[5];
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL FETCH 5 FROM mycursor INTO SQL DESCRIPTOR mydesc;

EXEC SQL GET DESCRIPTOR mydesc VALUE 1 :id = DATA;
```

36.7.2. Zones de Descripteurs SQLDA

Une zone de descripteur SQLDA est une structure C qui peut aussi être utilisé pour récupérer les résultats et les métadonnées d'une requête. Une structure stocke un enregistrement du jeu de résultat.

```
EXEC SQL include sqlda.h;
sqlda_t         *mysqlda;

EXEC SQL FETCH 3 FROM mycursor INTO DESCRIPTOR mysqlda;
```

Netez que le mot clé `SQL` est omis. Les paragraphes qui parlent des cas d'utilisation de `INTO` and `USING` dans Section 36.7.1 s'appliquent aussi ici, avec un point supplémentaire. Dans un ordre `DESCRIBE` le mot clé `DESCRIPTOR` peut être complètement omis si le mot clé `INTO` est utilisé:

```
EXEC SQL DESCRIBE prepared_statement INTO mysqlda;
```

Le déroulement général d'un programme qui utilise des SQLDA est:

1. Préparer une requête, et déclarer un curseur pour l'utiliser.
2. Déclarer une SQLDA pour les lignes de résultat.
3. Déclarer une SQLDA pour les paramètres d'entrées, et les initialiser (allocation mémoire, positionnement des paramètres).
4. Ouvrir un curseur avec la SQLDA d'entrée.
5. Récupérer les enregistrements du curseur, et les stocker dans une SQLDA de sortie.
6. Lire les valeurs de la SQLDA de sortie vers les variables hôtes (avec conversion si nécessaire).
7. Fermer le curseur.
8. Libérer la zone mémoire allouée pour la SQLDA d'entrée.

36.7.2.1. Structure de Données SQLDA

Les SQLDA utilisent 3 types de structures de données: `sqlda_t`, `sqlvar_t`, et `struct sqlname`.

> **Astuce**
>
> La structure de la SQLDA de PostgreSQL est similaire à celle de DB2 Universal Database d'IBM, des informations techniques sur la SQLDA de DB2 peuvent donc aider à mieux comprendre celle de PostgreSQL.

36.7.2.1.1. Structure sqlda_t

Le type de structure `sqlda_t` est le type de la SQLDA proprement dit. Il contient un enregistrement. Et deux ou plus `sqlda_t` peuvent être connectées par une liste chaînée par le pointeur du champ `desc_next`, représentant par conséquent une collection ordonnée d'enregistrements. Par conséquent,

quand deux enregistrements ou plus sont récupérés, l'application peut les lire en suivant le pointeur `desc_next` dans chaque nœud `sqlda_t`.

La définition de `sqlda_t` est:

```
struct sqlda_struct
{
    char            sqldaid[8];
    long            sqldabc;
    short           sqln;
    short           sqld;
    struct sqlda_struct *desc_next;
    struct sqlvar_struct sqlvar[1];
};

typedef struct sqlda_struct sqlda_t;
```

La signification des champs est:

`sqldaid`

Elle contient la chaîne littérale `"SQLDA "`.

`sqldabc`

Il contient la taille de l'espace alloué en octets.

`sqln`

Il content le nombre de paramètres d'entrée pour une requête paramétrique, dans le cas où il est passé à un ordre `OPEN`, `DECLARE` ou `EXECUTE` utilisant le mot clé `USING`. Dans le cas où il sert de sortie à un ordre `SELECT`, `EXECUTE` ou `FETCH` statements, sa valeur est la même que celle du champ `sqld`.

`sqld`

Il contient le nombre de champs du résultat.

`desc_next`

Si la requête retourne plus d'un enregistrement, plusieurs structures SQLDA chaînées sont retournées, et `desc_next` contient un pointeur vers l'élément suivant (enregistrement) de la liste.

`sqlvar`

C'est le tableau des colonnes du résultat.

36.7.2.1.2. Structure de sqlvar_t

Le type structure `sqlvar_t` contient la valeur d'une colonne et les métadonnées telles que son type et sa longueur. La définition du type est:

```
struct sqlvar_struct
{
    short          sqltype;
    short          sqllen;
    char          *sqldata;
```

```
    short         *sqlind;
    struct sqlname sqlname;
};

typedef struct sqlvar_struct sqlvar_t;
```

La signification des champs est:

`sqltype`

Contient l'identifiant de type du champ. Pour les valeurs, voyez `enum ECPGttype` dans `ecpgtype.h`.

`sqllen`

Contient la longueur binaire du champ, par exemple 4 octets pour `ECPGt_int`.

`sqldata`

Pointe vers la donnée. Le format de la donnée est décrit dans Section 36.4.4.

`sqlind`

Pointe vers l'indicateur de nullité. 0 signifie non nul, -1 signifie nul. null.

`sqlname`

Le nom du champ.

36.7.2.1.3. Structure struct sqlname

Une structure `struct sqlname` contient un nom de colonne. Il est utilisé comme membre de la structure `sqlvar_t`. La définition de la structure est:

```
#define NAMEDATALEN 64

struct sqlname
{
        short           length;
        char            data[NAMEDATALEN];
};
```

La signification des champs est:

`length`

Contient la longueur du nom du champ.

`data`

Contient le nom du champ proprement dit.

36.7.2.2. Récupérer un jeu de données au moyen d'une SQLDA

Les étapes générales pour récupérer un jeu de données au moyen d'une SQLDA sont:

1. Déclarer une structure `sqlda_t` pour recevoir le jeu de données.

2. Exécuter des commandes FETCH/EXECUTE/DESCRIBE pour traiter une requête en spécifiant la SQLDA déclarée.

3. Vérifier le nombre d'enregistrements dans le résultat en inspectant sqln, un membre de la structure sqlda_t.

4. Récupérer les valeurs de chaque colonne des membres sqlvar[0], sqlvar[1], etc., de la structure sqlda_t.

5. Aller à l'enregistrement suivant (sqlda_t structure) en suivant le pointeur desc_next, un membre de la structure sqlda_t.

6. Répéter l'étape ci-dessus au besoin.

Voici un exemple de récupération d'un jeu de résultats au moyen d'une SQLDA.

Tout d'abord, déclarer une structure sqlda_t pour recevoir le jeu de résultats.

```
sqlda_t *sqlda1;
```

Puis, spécifier la SQLDA dans une commande. Voici un exemple avec une commande FETCH.

```
EXEC SQL FETCH NEXT FROM cur1 INTO DESCRIPTOR sqlda1;
```

Faire une boucle suivant la liste chaînée pour récupérer les enregistrements.

```
sqlda_t *cur_sqlda;

for (cur_sqlda = sqlda1;
     cur_sqlda != NULL;
     cur_sqlda = cur_sqlda->desc_next)
{
    ...
}
```

Dans la boucle, faire une autre boucle pour récupérer chaque colonne de données (sqlvar_t) de l'enregistrement.

```
for (i = 0; i < cur_sqlda->sqld; i++)
{
    sqlvar_t v = cur_sqlda->sqlvar[i];
    char *sqldata = v.sqldata;
    short sqllen  = v.sqllen;
    ...
}
```

Pour récupérer une valeur de colonne, vérifiez la valeur de sqltype. Puis, suivant le type de la colonne, basculez sur une façon appropriée de copier les données du champ sqlvar vers une variable hôte.

```
char var_buf[1024];
```

```
switch (v.sqltype)
{
    case ECPGt_char:
        memset(&var_buf, 0, sizeof(var_buf));
        memcpy(&var_buf, sqldata, (sizeof(var_buf) <= sqllen ?
 sizeof(var_buf) - 1 : sqllen));
        break;

    case ECPGt_int: /* integer */
        memcpy(&intval, sqldata, sqllen);
        snprintf(var_buf, sizeof(var_buf), "%d", intval);
        break;

    ...
}
```

36.7.2.3. Passer des Paramètres de Requête en Utilisant une SQLDA

La méthode générale pour utiliser une SQLDA pour passer des paramètres d'entrée à une requête préparée sont:

1. Créer une requête préparée (prepared statement)
2. Déclarer une structure sqlda_t comme SQLDA d'entrée.
3. Allouer une zone mémorie (comme structure sqlda_t) pour la SQLDA d'entrée.
4. Positionner (copier) les valeurs d'entrée dans la mémoire allouée.
5. Ouvrir un curseur en spécifiant la SQLDA d'entrée.

Voici un exemple.

D'abord, créer une requête préparée.

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
char query[1024] = "SELECT d.oid, * FROM pg_database d,
 pg_stat_database s WHERE d.oid = s.datid AND (d.datname = ? OR
 d.oid = ?)";
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL PREPARE stmt1 FROM :query;
```

Puis, allouer de la mémoire pour une SQLDA, et positionner le nombre de paramètres d'entrée dans `sqln`, une variable membre de la structure<sqlda_t>. Quand deux paramètres d'entrée ou plus sont requis pour la requête préparée, l'application doit allouer de la mémoire supplémentaire qui est calculée par (nombre de paramètres -1) * sizeof<sqlvar_t>. Les exemples affichés ici allouent de l'espace mémoire pour deux paramètres d'entrée.

```
sqlda_t *sqlda2;

sqlda2 = (sqlda_t *) malloc(sizeof(sqlda_t) + sizeof(sqlvar_t));
memset(sqlda2, 0, sizeof(sqlda_t) + sizeof(sqlvar_t));

sqlda2->sqln = 2; /* nombre de variables d'entrée */
```

Après l'allocation mémoire, stocker les valeurs des paramètres dans le tableau`sqlvar[]`. (C'est le même tableau que celui qui est utilisé quand la SQLDA reçoit un jeu de résultats.) Dans cet exemple, les paramètres d'entrée sont `"postgres"`, de type chaîne, et `1`, de type integer.

```
sqlda2->sqlvar[0].sqltype = ECPGt_char;
sqlda2->sqlvar[0].sqldata = "postgres";
sqlda2->sqlvar[0].sqllen  = 8;

int intval = 1;
sqlda2->sqlvar[1].sqltype = ECPGt_int;
sqlda2->sqlvar[1].sqldata = (char *) &intval;
sqlda2->sqlvar[1].sqllen  = sizeof(intval);
```

En ouvrant un curseur et en spécifiant la SQLDA qui a été positionné auparavant, les paramètres d'entrée sont passés à la requête préparée.

```
EXEC SQL OPEN cur1 USING DESCRIPTOR sqlda2;
```

Et pour finir, après avoir utilisé les SQLDAs d'entrée, la mémoire allouée doit être libérée explicitement, contrairement aux SQLDAs utilisé pour recevoir le résultat d'une requête.

```
free(sqlda2);
```

36.7.2.4. Une application de Démonstration Utilisant SQLDA

Voici un programme de démonstration, qui montre comment récupérer des statistiques d'accès des bases, spécifiées par les paramètres d'entrée, dans les catalogues systèmes.

Cette application joint deux tables systèmes, pg_database et pg_stat_database sur l'oid de la base, et récupère et affiche aussi les statistiques des bases qui sont spécifiées par deux paramètres d'entrées (une base `postgres` et un OID `1`).

Tout d'abord, déclarer une SQLDA pour l'entrée et une SQLDA pour la sortie.

```
EXEC SQL include sqlda.h;

sqlda_t *sqlda1; /* un descripteur de sortie */
sqlda_t *sqlda2; /* un descripteur d'entrée  */
```

Puis, se connecter à la base, préparer une requête, et déclarer un curseur pour la requête préparée.

```
int
main(void)
{
    EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char query[1024] = "SELECT d.oid,* FROM pg_database d,
 pg_stat_database s WHERE d.oid=s.datid AND ( d.datname=? OR
 d.oid=? )";
    EXEC SQL END DECLARE SECTION;
```

```
    EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con1 USER testuser;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;

    EXEC SQL PREPARE stmt1 FROM :query;
    EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR stmt1;
```

Puis, mettre des valeurs dans la SQLDA d'entrée pour les paramètres d'entrée. Allouer de la mémoire pour la SQL d'entrée, et positionner le nombre de paramètres d'entrée dans `sqln`. Stocker le type, la valeur et la longueur de la valeur dans `sqltype`, `sqldata` et `sqllen` dans la structure `sqlvar`.

```
    /* Créer une structure SQLDA pour les paramètres d'entrée. */
    sqlda2 = (sqlda_t *) malloc(sizeof(sqlda_t) +
 sizeof(sqlvar_t));
    memset(sqlda2, 0, sizeof(sqlda_t) + sizeof(sqlvar_t));
    sqlda2->sqln = 2; /* number of input variables */

    sqlda2->sqlvar[0].sqltype = ECPGt_char;
    sqlda2->sqlvar[0].sqldata = "postgres";
    sqlda2->sqlvar[0].sqllen  = 8;

    intval = 1;
    sqlda2->sqlvar[1].sqltype = ECPGt_int;
    sqlda2->sqlvar[1].sqldata = (char *)&intval;
    sqlda2->sqlvar[1].sqllen  = sizeof(intval);
```

Après avoir positionné la SQLDA d'entrée, ouvrir un curseur avec la SQLDA d'entrée.

```
    /* Ouvrir un curseur avec les paramètres d'entrée. */
    EXEC SQL OPEN cur1 USING DESCRIPTOR sqlda2;
```

Récupérer les enregistrements dans la SQLDA de sortie à partir du curseur ouvert. (En général, il faut appeler `FETCH` de façon répétée dans la boucle, pour récupérer tous les enregistrements du jeu de données.)

```
    while (1)
    {
        sqlda_t *cur_sqlda;

        /* Assigner le descripteur au curseur  */
        EXEC SQL FETCH NEXT FROM cur1 INTO DESCRIPTOR sqlda1;
```

Ensuite, récupérer les enregistrements du FETCH de la SQLDA, en suivant la liste chaînée de la structure `sqlda_t`.

```
    for (cur_sqlda = sqlda1 ;
         cur_sqlda != NULL ;
         cur_sqlda = cur_sqlda->desc_next)
    {
        ...
```

Lire chaque colonne dans le premier enregistrement. Le nombre de colonnes est stocké dans `sqld`, les données réelles de la première colonne sont stockées dans `sqlvar[0]`, tous deux membres de la structure`sqlda_t`.

```
        /* Afficher toutes les colonnes d'un enregistrement. */
        for (i = 0; i < sqlda1->sqld; i++)
        {
            sqlvar_t v = sqlda1->sqlvar[i];
            char *sqldata = v.sqldata;
            short sqllen  = v.sqllen;

            strncpy(name_buf, v.sqlname.data, v.sqlname.length);
            name_buf[v.sqlname.length] = '\0';
```

Maintenant, la donnée de la colonne est stockée dans la variable `v`. Copier toutes les données dans les variables host, en inspectant `v.sqltype` pour connaître le type de la colonne.

```
            switch (v.sqltype) {
                int intval;
                double doubleval;
                unsigned long long int longlongval;

                case ECPGt_char:
                    memset(&var_buf, 0, sizeof(var_buf));
                    memcpy(&var_buf, sqldata, (sizeof(var_buf) <=
 sqllen ? sizeof(var_buf)-1 : sqllen));
                    break;

                case ECPGt_int: /* integer */
                    memcpy(&intval, sqldata, sqllen);
                    snprintf(var_buf, sizeof(var_buf), "%d",
 intval);
                    break;

                ...

                default:
                    ...
            }

            printf("%s = %s (type: %d)\n", name_buf, var_buf,
 v.sqltype);
        }
```

Fermer le curseur après avoir traité tous les enregistrements, et se déconnecter de la base de données.

```
    EXEC SQL CLOSE cur1;
    EXEC SQL COMMIT;

    EXEC SQL DISCONNECT ALL;
```

Le programme dans son entier est visible dans Exemple 36.1.

Exemple 36.1. Programme de Démonstration SQLDA

```
#include <stdlib.h>
#include <string.h>
#include <stdlib.h>
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>

EXEC SQL include sqlda.h;

sqlda_t *sqlda1; /* descripteur pour la sortie */
sqlda_t *sqlda2; /* descripteur pour l'entrée */

EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR STOP;

int
main(void)
{
    EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char query[1024] = "SELECT d.oid,* FROM pg_database d,
 pg_stat_database s WHERE d.oid=s.datid AND ( d.datname=? OR
 d.oid=? )";

    int intval;
    unsigned long long int longlongval;
    EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    EXEC SQL CONNECT TO uptimedb AS con1 USER uptime;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;

    EXEC SQL PREPARE stmt1 FROM :query;
    EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR stmt1;

    /* Créer une structure SQLDB pour let paramètres d'entrée */
    sqlda2 = (sqlda_t *)malloc(sizeof(sqlda_t) + sizeof(sqlvar_t));
    memset(sqlda2, 0, sizeof(sqlda_t) + sizeof(sqlvar_t));
    sqlda2->sqln = 2; /* a number of input variables */

    sqlda2->sqlvar[0].sqltype = ECPGt_char;
    sqlda2->sqlvar[0].sqldata = "postgres";
    sqlda2->sqlvar[0].sqllen  = 8;

    intval = 1;
    sqlda2->sqlvar[1].sqltype = ECPGt_int;
    sqlda2->sqlvar[1].sqldata = (char *) &intval;
    sqlda2->sqlvar[1].sqllen  = sizeof(intval);

    /* Ouvrir un curseur avec les paramètres d'entrée. */
    EXEC SQL OPEN cur1 USING DESCRIPTOR sqlda2;

    while (1)
    {
        sqlda_t *cur_sqlda;

        /* Assigner le descripteur au curseur  */
```

```
        EXEC SQL FETCH NEXT FROM cur1 INTO DESCRIPTOR sqlda1;

        for (cur_sqlda = sqlda1 ;
             cur_sqlda != NULL ;
             cur_sqlda = cur_sqlda->desc_next)
        {
            int i;
            char name_buf[1024];
            char var_buf[1024];

            /* Afficher toutes les colonnes d'un enregistrement. */
            for (i=0 ; i<cur_sqlda->sqld ; i++)
            {
                sqlvar_t v = cur_sqlda->sqlvar[i];
                char *sqldata = v.sqldata;
                short sqllen  = v.sqllen;

                strncpy(name_buf, v.sqlname.data,
v.sqlname.length);
                name_buf[v.sqlname.length] = '\0';

                switch (v.sqltype)
                {
                    case ECPGt_char:
                        memset(&var_buf, 0, sizeof(var_buf));
                        memcpy(&var_buf, sqldata,
(sizeof(var_buf)<=sqllen ? sizeof(var_buf)-1 : sqllen) );
                        break;

                    case ECPGt_int: /* integer */
                        memcpy(&intval, sqldata, sqllen);
                        snprintf(var_buf, sizeof(var_buf), "%d",
intval);
                        break;

                    case ECPGt_long_long: /* bigint */
                        memcpy(&longlongval, sqldata, sqllen);
                        snprintf(var_buf, sizeof(var_buf), "%lld",
longlongval);
                        break;

                    default:
                    {
                        int i;
                        memset(var_buf, 0, sizeof(var_buf));
                        for (i = 0; i < sqllen; i++)
                        {
                            char tmpbuf[16];
                            snprintf(tmpbuf, sizeof(tmpbuf), "%02x
", (unsigned char) sqldata[i]);
                            strncat(var_buf, tmpbuf,
sizeof(var_buf));
                        }
                    }
                        break;
                }
```

```
                printf("%s = %s (type: %d)\n", name_buf, var_buf,
 v.sqltype);
            }

            printf("\n");
        }
    }

    EXEC SQL CLOSE cur1;
    EXEC SQL COMMIT;

    EXEC SQL DISCONNECT ALL;

    return 0;
}
```

L'exemple suivant devrait ressembler à quelque chose comme ce qui suit (des nombres seront différents).

```
oid = 1 (type: 1)
datname = template1 (type: 1)
datdba = 10 (type: 1)
encoding = 0 (type: 5)
datistemplate = t (type: 1)
datallowconn = t (type: 1)
datconnlimit = -1 (type: 5)
datlastsysoid = 11510 (type: 1)
datfrozenxid = 379 (type: 1)
dattablespace = 1663 (type: 1)
datconfig =  (type: 1)
datacl = {=c/uptime,uptime=CTc/uptime} (type: 1)
datid = 1 (type: 1)
datname = template1 (type: 1)
numbackends = 0 (type: 5)
xact_commit = 113606 (type: 9)
xact_rollback = 0 (type: 9)
blks_read = 130 (type: 9)
blks_hit = 7341714 (type: 9)
tup_returned = 38262679 (type: 9)
tup_fetched = 1836281 (type: 9)
tup_inserted = 0 (type: 9)
tup_updated = 0 (type: 9)
tup_deleted = 0 (type: 9)

oid = 11511 (type: 1)
datname = postgres (type: 1)
datdba = 10 (type: 1)
encoding = 0 (type: 5)
datistemplate = f (type: 1)
datallowconn = t (type: 1)
datconnlimit = -1 (type: 5)
datlastsysoid = 11510 (type: 1)
datfrozenxid = 379 (type: 1)
dattablespace = 1663 (type: 1)
datconfig =  (type: 1)
datacl =  (type: 1)
```

```
datid = 11511 (type: 1)
datname = postgres (type: 1)
numbackends = 0 (type: 5)
xact_commit = 221069 (type: 9)
xact_rollback = 18 (type: 9)
blks_read = 1176 (type: 9)
blks_hit = 13943750 (type: 9)
tup_returned = 77410091 (type: 9)
tup_fetched = 3253694 (type: 9)
tup_inserted = 0 (type: 9)
tup_updated = 0 (type: 9)
tup_deleted = 0 (type: 9)
```

36.8. Gestion des Erreurs

Cett section explique comment vous pouvez traiter des conditions d'exception et des avertissements dans un programme SQL embarqué. Il y a deux fonctionnalités non-exclusives pour cela.

- Des fonctions de rappel (callbacks) peuvent être configurées pour traiter les conditions d'avertissement et d'erreur en utilisant la commande `WHENEVER`.
- Des informations détaillées à propos de l'erreur ou de l'avertissement peuvent être obtenues de la variable `sqlca`.

36.8.1. Mettre en Place des Callbacks

Une méthode simple pour intercepter des erreurs et des avertissements est de paramétrer des actions spécifiques à exécuter dès qu'une condition particulière se produit. En général:

```
EXEC SQL WHENEVER condition action;
```

`condition` peut être un des éléments suivants:

`SQLERROR`

L'action spécifiée est appelée dès qu'une erreur se produit durant l'exécution d'un ordre SQL.

`SQLWARNING`

L'action spécifiée est appelée dès qu'un avertissement se produit durant l'exécution d'un ordre SQL.

`NOT FOUND`

L'action spécifiée est appelée dès qu'un ordre SQL récupère ou affecte zéro enregistrement. (Cette condition n'est pas une erreur, mais vous pourriez être intéressé par un traitement spécial dans ce cas).

`action` peut être un des éléments suivants:

`CONTINUE`

Cela signifie en fait que la condition est ignorée. C'est le comportement par défaut.

`GOTO` *`label`*
`GO TO` *`label`*

Sauter au label spécifié (en utilisant un ordre `goto` C).

`SQLPRINT`

Affiche un message vers la sortie standard. C'est utile pour des programmes simples ou durant le prototypage. Le détail du message ne peut pas être configuré.

`STOP`

Appelle `exit(1)`, ce qui mettra fin au programme.

`DO BREAK`

Exécuter l'ordre C `break`. Cela ne devrait être utilisé que dans des boucles ou des ordres `switch`.

`DO CONTINUE`

Exécute l'instruction C `continue`. Ceci doit seulement être utilisé dans les instructions de boucle. Son exécution fait que le flot de contrôle est renvoyé au sommet de la boucle.

`CALL` *`name`* `(`*`args`*`)`
`DO` *`name`* `(`*`args`*`)`

Appelle la fonction C spécifiée avec les arguments spécifiés. (Son utilisation est différente des instructions `CALL` et `DO` dans la grammaire habituelle de PostgreSQL.)

Le standard SQL ne fournit que les actions `CONTINUE` et `GOTO` (and `GO TO`).

Voici un exemple de ce que pourriez vouloir utiliser dans un programme simple. Il affichera un message quand un avertissement se produit et tuera le programme quand une erreur se produit:

```
EXEC SQL WHENEVER SQLWARNING SQLPRINT;
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR STOP;
```

L'ordre `EXEC SQL WHENEVER` est une directive du préprocesseur SQL, pas un ordre SQL. L'action sur erreur ou avertissement qu'il met en place s'applique à tous les ordres SQL embarqués qui apparaissent après le point où le gestionnaire est mis en place, sauf si une autre action a été mise en place pour la même condition entre le premier `EXEC SQL WHENEVER` et l'ordre SQL entrainant la condition, quel que soit le déroulement du programme C. Par conséquent, aucun des extraits des deux programmes C suivants n'aura l'effet escompté:

```
/*
 * WRONG
 */
int main(int argc, char *argv[])
{
    ...
    if (verbose) {
        EXEC SQL WHENEVER SQLWARNING SQLPRINT;
    }
    ...
    EXEC SQL SELECT ...;
    ...
}


/*
 * WRONG
```

```
 */
int main(int argc, char *argv[])
{
    ...
    set_error_handler();
    ...
    EXEC SQL SELECT ...;
    ...
}

static void set_error_handler(void)
{
    EXEC SQL WHENEVER SQLERROR STOP;
}
```

36.8.2. sqlca

Pour une gestion plus approfondie des erreurs, l'interface SQL embarquée fournit une variable globale appelée `sqlca` (SQL communication area, ou zone de communication SQL) qui a la structure suivante:

```
struct
{
    char sqlcaid[8];
    long sqlabc;
    long sqlcode;
    struct
    {
        int sqlerrml;
        char sqlerrmc[SQLERRMC_LEN];
    } sqlerrm;
    char sqlerrp[8];
    long sqlerrd[6];
    char sqlwarn[8];
    char sqlstate[5];
} sqlca;
```

(Dans un programme multi-threadé, chaque thread récupère automatiquement sa propre copie de `sqlca`. Ce fonctionnement est similaire à celui de la variable C globale `errno`.) `errno`.)

`sqlca` couvre à la fois les avertissements et les erreurs. Si plusieurs avertissements ou erreurs se produisent durant l'exécution d'un ordre, alors `sqlca` ne contiendra d'informations que sur le dernier.

Si aucune erreur ne s'est produite durant le dernier ordre SQL, `sqlca.sqlcode` vaudra 0 `sqlca.sqlstate` vaudra `"00000"`. Si un avertissement ou erreur s'est produit, alors `sqlca.sqlcode` sera négatif `sqlca.sqlstate` sera différent de `"00000"`. Une valeur positive de `sqlca.sqlcode` indique une condition sans gravité comme le fait que la dernière requête ait retourné zéro enregistrements. `sqlcode` et `sqlstate` sont deux différents schemas de code d'erreur; les détails sont fournis plus bas.

Si le dernier ordre SQL a réussi, alors `sqlca.sqlerrd[1]` contient l'OID de la ligne traitée, si applicable, et `sqlca.sqlerrd[2]` contient le nombre d'enregistrements traités ou retournés, si applicable à la commande.

En cas d'erreur ou d'avertissement, `sqlca.sqlerrm.sqlerrmc` contiendra une chaine qui décrira une erreur. Le champ `sqlca.sqlerrm.sqlerrml` contiendra la longueur du message d'erreur qui

est stocké dans `sqlca.sqlerrm.sqlerrmc` (le résultat de `strlen()`, par réellement intéressant pour un programmeur C). Notez que certains messages sont trop longs pour tenir dans le tableau de taille fixe `sqlerrmc`; ils seront tronqués.

En cas d'avertissement, `sqlca.sqlwarn[2]` est positionné à `W`. (Dans tous les autres cas, il est positionné à quelque chose de différent de `W`.) Si `sqlca.sqlwarn[1]` est positionné à `W`, alors une valeur a été tronquée quand elle a été stockée dans une variable hôte. `sqlca.sqlwarn[0]` est positionné à `W` si n'importe lequel des autres éléments est positionné pour indiquer un avertissement.

Les champs `sqlcaid`, `sqlabc`, `sqlerrp`, et les éléments restants de `sqlerrd` et `sqlwarn` ne contiennent pour le moment aucune information utile.

La structure `sqlca` n'est pas définie dans le standard SQL, mais est implémentée dans plusieurs autres systèmes de base de données. Les définitions sont similaires dans leur principe, mais si vous voulez écrire des applications portables, vous devriez étudier les différentes implémentations de façon attentive.

Voici un exemple qui combine l'utilisation de `WHENEVER` et de `sqlca`, en affichant le contenu de `sqlca` quand une erreur se produit. Cela pourrait être utile pour déboguer ou prototyper des applications, avant d'installer un gestionnaire d'erreurs plus « user-friendly ».

```
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR CALL print_sqlca();

void
print_sqlca()
{
    fprintf(stderr, "==== sqlca ====\n");
    fprintf(stderr, "sqlcode: %ld\n", sqlca.sqlcode);
    fprintf(stderr, "sqlerrm.sqlerrml: %d\n",
 sqlca.sqlerrm.sqlerrml);
    fprintf(stderr, "sqlerrm.sqlerrmc: %s\n",
 sqlca.sqlerrm.sqlerrmc);
    fprintf(stderr, "sqlerrd: %ld %ld %ld %ld %ld %ld\n",
 sqlca.sqlerrd[0],sqlca.sqlerrd[1],sqlca.sqlerrd[2],

 sqlca.sqlerrd[3],sqlca.sqlerrd[4],sqlca.sqlerrd[5]);
    fprintf(stderr, "sqlwarn: %d %d %d %d %d %d %d %d\n",
 sqlca.sqlwarn[0], sqlca.sqlwarn[1], sqlca.sqlwarn[2],

 sqlca.sqlwarn[3], sqlca.sqlwarn[4], sqlca.sqlwarn[5],

 sqlca.sqlwarn[6], sqlca.sqlwarn[7]);
    fprintf(stderr, "sqlstate: %5s\n", sqlca.sqlstate);
    fprintf(stderr, "===============\n");
}
```

Le résultat pourrait ressembler à ce qui suit (ici une erreur due à un nom de table mal saisi):

```
==== sqlca ====
sqlcode: -400
sqlerrm.sqlerrml: 49
sqlerrm.sqlerrmc: relation "pg_databasep" does not exist on line 38
sqlerrd: 0 0 0 0 0 0
sqlwarn: 0 0 0 0 0 0 0 0
sqlstate: 42P01
===============
```

36.8.3. SQLSTATE contre SQLCODE

Les champs `sqlca.sqlstate` et `sqlca.sqlcode` sont deux schémas qui fournissent des codes d'erreurs. Les deux sont dérivés du standard SQL, mais SQLCODE a été marqué comme déprécié dans l'édition SQL-92 du standard, et a été supprimé des éditions suivantes. Par conséquent, les nouvelles applications ont fortement intérêt à utiliser SQLSTATE.

SQLSTATE est un tableau de cinq caractères. Les cinq caractères contiennent des chiffres ou des lettres en majuscule qui représentent les codes des différentes conditions d'erreur et d'avertissement. SQLSTATE a un schéma hiérarchique: les deux premiers caractères indiquent la classe générique de la condition, les trois caractères suivants indiquent la sous-classe de la condition générique. Un état de succès est indiqué par le code `00000`. Les codes SQLSTATE sont pour la plupart définis dans le standard SQL. Le serveur PostgreSQL supporte nativement les codes d'erreur SQLSTATE; par conséquent, un haut niveau de cohérence entre toutes les applications peut être obtenu en utilisant ce schéma de codes d'erreur. Pour plus d'informations voyez Annexe A.

SQLCODE, le schéma d'erreurs déprécié, est un entier simple. Une valeur de 0 indique le succès, une valeur positive indique un succès avec des informations supplémentaires, une valeur négative indique une erreur. Le standard SQL ne définit que la valeur positive +100, qui indique que l'ordre précédent a retourné ou affecté zéro enregistrement, et aucune valeur négative spécifique. par conséquent, ce schéma ne fournit qu'une piètre portabilité et n'a pas de hiérarchie de code d'erreurs. Historiquement, le processeur de SQL embarqué de PostgreSQL a assigné des valeurs spécifiques de SQLCODE pour son utilisation propre, qui sont listées ci-dessous avec leur valeur numérique et leur nom symbolique. Rappelez vous qu'ils ne sont pas portables vers d'autres implémentations SQL. Pour simplifier le portage des applications vers le schéma SQLSTATE, les valeurs SQLSTATE sont aussi listées. Il n'y a pas, toutefois, de correspondance un à un ou un à plusieurs entre les deux schémas (c'est en fait du plusieurs à plusieurs), vous devriez donc consulter la liste globale SQLSTATE dans Annexe A au cas par cas.

Voici les valeurs de SQLCODE assignées:

0 (ECPG_NO_ERROR)

Indique pas d'erreur. (SQLSTATE 00000)

100 (ECPG_NOT_FOUND)

C'est un état sans danger indiquant que la dernière commande a récupéré ou traité zéro enregistrements, ou que vous êtes au bout du curseur. (SQLSTATE 02000)

Quand vous bouclez sur un curseur, vous pourriez utiliser ce code comme façon de détecter quand arrêter la boucle, comme ceci:

```
while (1)
{
    EXEC SQL FETCH ... ;
    if (sqlca.sqlcode == ECPG_NOT_FOUND)
        break;
}
```

Mais WHENEVER NOT FOUND DO BREAK fait en fait cela en interne, il n'y a donc habituellement aucun avantage à écrire ceci de façon explicite.

-12 (ECPG_OUT_OF_MEMORY)

Indique que votre mémoire virtuelle est épuisée. La valeur numérique est définie comme -ENOMEM. (SQLSTATE YE001)

-200 (ECPG_UNSUPPORTED)

Indique que le préprocesseur a généré quelque chose que la librairie ne connait pas. Peut-être êtes vous en train d'utiliser des versions incompatibles du préprocesseur et de la librairie. (SQLSTATE YE002)

-201 (ECPG_TOO_MANY_ARGUMENTS)

Cela signifie que la commande a spécifié plus de variables hôte que la commande n'en attendait. (SQLSTATE 07001 or 07002)

-202 (ECPG_TOO_FEW_ARGUMENTS)

Cela signifie que la commande a spécifié moins de variables hôtes que la commande n'en attendait. (SQLSTATE 07001 or 07002)

-203 (ECPG_TOO_MANY_MATCHES)

Cela signifie que la requête a retourné pluiseurs enregistrements mais que l'ordre n'était capable d'en recevoir qu'un (par exemple parce que les variables spécifiées ne sont pas des tableaux. (SQLSTATE 21000)

-204 (ECPG_INT_FORMAT)

La variable hôte est du type `int` et la donnée dans la base de données est d'un type différent et contient une valeur qui ne peut pas être interprétée comme un `int`. La librairie utilise `strtol()` pour cette conversion. (SQLSTATE 42804).

-205 (ECPG_UINT_FORMAT)

La variable hôte est du type `unsigned int` et la donnée dans la base de données est d'un type différent et contient une valeur qui ne peut pas être interprétée comme un `unsigned int`. La librairie utilise `strtoul()` pour cette conversion. (SQLSTATE 42804).

-206 (ECPG_FLOAT_FORMAT)

La variable hôte est du type `float` et la donnée dans la base de données est d'un type différent et contient une valeur qui ne peut pas être interprétée comme un `float`. La librairie utilise `strtod()` pour cette conversion. (SQLSTATE 42804).

-207 (ECPG_NUMERIC_FORMAT)

La variable hôte est du type `numeric` et la donnée dans la base de données est d'un type différent et contient une valeur qui ne peut pas être interprétée comme un `numeric`. (SQLSTATE 42804).

-208 (ECPG_INTERVAL_FORMAT)

La variable hôte est du type `interval` et la donnée dans la base de données est d'un type différent et contient une valeur qui ne peut pas être interprétée comme un `interval`. (SQLSTATE 42804).

-209 (ECPG_DATE_FORMAT)

La variable hôte est du type `date` et la donnée dans la base de données est d'un type différent et contient une valeur qui ne peut pas être interprétée comme un `date`. (SQLSTATE 42804).

-210 (ECPG_TIMESTAMP_FORMAT)

La variable hôte est du type `timestamp` et la donnée dans la base de données est d'un type différent et contient une valeur qui ne peut pas être interprétée comme un `timestamp`. (SQLSTATE 42804).

-211 (ECPG_CONVERT_BOOL)

Cela signifie que la variable hôte est de type `bool` et que la donnée dans la base n'est ni `'t'` ni `'f'`. (SQLSTATE 42804)

-212 (ECPG_EMPTY)

L'ordre envoyé au serveur PostgreSQL était vide. (Cela ne peut normalement pas arriver dans un programme SQL embarqué, cela pourrait donc laisser supposer une erreur interne.) (SQLSTATE YE002)

-213 (ECPG_MISSING_INDICATOR)

Une valeur null a été retournée et aucune variable d'indicateur null n'a été fournie. (SQLSTATE 22002)

-214 (ECPG_NO_ARRAY)

Une variable ordinaire a été utilisée à un endroit qui nécessite un tableau. (SQLSTATE 42804)

-215 (ECPG_DATA_NOT_ARRAY)

La base a retourné une variable ordinaire à un endroir qui nécessite une variable de tableau. (SQLSTATE 42804)

-216 (ECPG_ARRAY_INSERT)

La valeur n'a pas pu être insérée dans le tableau. (SQLSTATE 42804)

-220 (ECPG_NO_CONN)

Le programme a essayé d'utiliser une connexion qui n'existe pas. (SQLSTATE 08003)

-221 (ECPG_NOT_CONN)

Le programme a essayé d'utiliser une connexion qui existe mais n'est pas ouverte. (C'est une erreur interne.) (SQLSTATE YE002)

-230 (ECPG_INVALID_STMT)

L'ordre que vous essayez d'exécuter n'a pas été préparé. (SQLSTATE 26000)

-239 (ECPG_INFORMIX_DUPLICATE_KEY)

Erreur de clé en doublon, violation de contrainte unique (mode de compatibilité Informix). (SQLSTATE 23505)

-240 (ECPG_UNKNOWN_DESCRIPTOR)

Le descripteur spécifié n'a pas été trouvé. L'ordre que vous essayez d'utiliser n'a pas été préparé. (SQLSTATE 33000)

-241 (ECPG_INVALID_DESCRIPTOR_INDEX)

L'index de descripteur spécifié était hors de portée. (SQLSTATE 07009)

-242 (ECPG_UNKNOWN_DESCRIPTOR_ITEM)

Un objet de descripteur invalide a été demandé. (C'est une erreur interne.) (SQLSTATE YE002)

-243 (ECPG_VAR_NOT_NUMERIC)

Durant l'exécution d'un ordre dynamique, la base a retourné une valeur numeric et la variable hôte n'était pas numeric. (SQLSTATE 07006)

-244 (ECPG_VAR_NOT_CHAR)

Durant l'exécution d'un ordre dynamique, la base a retourné une valeur non numeric et la variable hôte était numeric. (SQLSTATE 07006)

-284 (ECPG_INFORMIX_SUBSELECT_NOT_ONE)

Un résultat de la sous-requête n'était pas un enregistrement seul (mode de compatibilité Informix). (SQLSTATE 21000)

-400 (ECPG_PGSQL)

Une erreur causée par le serveur PostgreSQL. Le message contient le message d'erreur du serveur PostgreSQL.

-401 (ECPG_TRANS)

Le serveur PostgreSQL a signalé que nous ne pouvons pas démarrer, valider ou annuler la transaction. (SQLSTATE 08007)

-402 (ECPG_CONNECT)

La tentative de connexion à la base n'a pas réussi. (SQLSTATE 08001)

-403 (ECPG_DUPLICATE_KEY)

Erreur de clé dupliquée, violation d'une contrainte unique. (SQLSTATE 23505)

-404 (ECPG_SUBSELECT_NOT_ONE)

Un résultat de la sous-requête n'est pas un enregistrement unique. (SQLSTATE 21000)

-602 (ECPG_WARNING_UNKNOWN_PORTAL)

Un nom de curseur invalide a été spécifié. (SQLSTATE 34000)

-603 (ECPG_WARNING_IN_TRANSACTION)

Transaction en cours. (SQLSTATE 25001)

-604 (ECPG_WARNING_NO_TRANSACTION)

Il n'y a pas de transaction active (en cours). (SQLSTATE 25P01)

-605 (ECPG_WARNING_PORTAL_EXISTS)

Un nom de curseur existant a été spécifié. (SQLSTATE 42P03)

36.9. Directives de Préprocesseur

Plusieurs directives de préprocesseur sont disponibles, qui modifient comment le préprocesseur ecpg analyse et traite un fichier.

36.9.1. Inclure des Fichiers

Pour inclure un fichier externe dans votre fichier SQL embarqué, utilisez:

```
EXEC SQL INCLUDE filename;
EXEC SQL INCLUDE <filename>;
EXEC SQL INCLUDE "filename";
```

Le préprocesseur de SQL embarqué recherchera un fichier appelé *filename*.h, le préprocessera, et l'incluera dans la sortie C résultante. En conséquence de quoi, les ordres SQL embarqués dans le fichier inclus seront traités correctement.

Le préprocesseurs ecpg cherchera un fichier dans plusieurs répertoires dans l'ordre suivant:

- répertoire courant
- /usr/local/include
- Le répertoire d'inclusion de PostgreSQL, défini à la compilation (par exemple, /usr/local/pgsql/include)
- /usr/include

Mais quand EXEC SQL INCLUDE "*filename*" est utilisé, seul le répertoire courant est parcouru.

Dans chaque répertoire, le préprocesseur recherchera d'abord le nom de fichier tel que spécifié, et si non trouvé, rajoutera .h au nom de fichier et essaiera à nouveau (sauf si le nom de fichier spécifié a déjà ce suffixe).

Notez que EXEC SQL INCLUDE est *différent* de:

```
#include <filename.h>
```

parce que ce fichier ne serait pas soumis au préprocessing des commandes SQL. Naturellement, vous pouvez continuer d'utiliser la directive C #include pour inclure d'autres fichiers d'entête. files.

> **Note**
>
> Le nom du fichier à inclure est sensible à la casse, même si le reste de la commande EXEC SQL INCLUDE suit les règles normales de sensibilité à la casse de SQL.

36.9.2. Les Directives define et undef

Similaires aux directives #define qui sont connues en C, le SQL embarqué a un concept similaire:

```
EXEC SQL DEFINE name;
EXEC SQL DEFINE name value;
```

Vous pouvez donc définir un nom:

```
EXEC SQL DEFINE HAVE_FEATURE;
```

Et vous pouvez aussi définir des constantes:

```
EXEC SQL DEFINE MYNUMBER 12;
EXEC SQL DEFINE MYSTRING 'abc';
```

Utilisez `undef` pour supprimer une définition précédente:

```
EXEC SQL UNDEF MYNUMBER;
```

Bien sûr, vous pouvez continuer d'utiliser les versions C de `#define` et `#undef` dans votre programme SQL embarqué. La différence est le moment où vos valeurs définies sont évalues. Si vous utilisez `EXEC SQL DEFINE` alors la préprocesseur `ecpg` évalue les définition et substitiue les valeurs. Par exemple si vous écrivez:

```
EXEC SQL DEFINE MYNUMBER 12;
...
EXEC SQL UPDATE Tbl SET col = MYNUMBER;
```

alors `ecpg` fera d'emblée la substitution et votre compilateur C ne verra jamais aucun nom ou identifiant `MYNUMBER`. Notez que vous ne pouvez pas utiliser `#define` pour une constante que vous allez utiliser dans une requête SQL embarquée parce que dans ce cas le précomipilateur SQL embarqué n'est pas capable de voir cette déclaration.

36.9.3. Directives ifdef, ifndef, else, elif, et endif

Vous pouvez utiliser les directives suivantes pour compiler des sections de code sous condition:

`EXEC SQL ifdef` *`nom`*`;`

Vérifie un *`nom`* et traite les lignes suivante si *`nom`* a été créé avec `EXEC SQL define` *`nom`*.

`EXEC SQL ifndef` *`nom`*`;`

Vérifie un *`nom`* et traite les lignes suivantes si *`nom`* *n'a pas* été créé avec `EXEC SQL define` *`nom`*.

`EXEC SQL else;`

Traite une section alternative d'une section introduite par soit `EXEC SQL ifdef` *`nom`* soit `EXEC SQL ifndef` *`nom`*.

`EXEC SQL elif` *`nom`*`;`

Vérifie *`nom`* et démarre une section alternative si *`nom`* a été créé avec `EXEC SQL define` *`nom`*.

`EXEC SQL endif;`

Termine une section alternative.

Exemple:

```
EXEC SQL ifndef TZVAR;
EXEC SQL SET TIMEZONE TO 'GMT';
EXEC SQL elif TZNAME;
```

```
EXEC SQL SET TIMEZONE TO TZNAME;
EXEC SQL else;
EXEC SQL SET TIMEZONE TO TZVAR;
EXEC SQL endif;
```

36.10. Traiter des Programmes en SQL Embarqué

Maintenant que vous avez une idée de comment rédiger des programmes SQL embarqué en C, vous voudrez probablement savoir comment les compiler. Avant de les compiler, vous passez le fichier dans le préprocesseur C SQL embarqué, qui convertira les ordres SQL que vous avez utilisé vers des appels de fonction spéciaux. Ces fonctions récupèrent des données à partir de leurs arguments, effectuent les commands SQL en utilisant l'interface libpq, et met le résultat dans les arguments spécifiés comme sortie.

Le programme préprocesseur est appelé `ecpg` et fait partie d'une installation normale de PostgreSQL. Les programmes SQL embarqués sont typiquement nommés avec une extension `.pgc`. Si vous avez un fichier de programme appelé `prog1.pgc`, vous pouvez le préprocesser en appelant simplement:

```
ecpg prog1.pgc
```

Cela créera un fichier appelé `prog1.c`. Si vos fichiers d'entrée ne suivent pas les règles de nommage suggérées, vous pouvez spécifier le fichier de sortie explicitement en utilisant l'option `-o`.

Le fichier préprocessé peut être compilé normalement, par exemple:

```
cc -c prog1.c
```

Les fichiers sources C générés incluent les fichiers d'entête de l'installation PostgreSQL, donc si vous avez installé PostgreSQL à un endroit qui n'est pas recherché par défaut, vous devrez ajouter une option comme `-I/usr/local/pgsql/include` à la ligne de commande de compilation.

Pour lier un programme SQL embarqué, vous aurez besoin d'inclure la librairie `libecpg`, comme ceci:

```
cc -o myprog prog1.o prog2.o ... -lecpg
```

De nouveau, vous pourriez avoir besoin d'ajouter une option comme `-L/usr/local/pgsql/lib` à la ligne de commande.

Vous pouvez utiliser `pg_config` ou `pkg-config` avec le package `libecpg` pour obtenir les chemins de votre installation.

Si vous gérez le processus de compilation d'un projet de grande taille en utilisant make, il serait pratique d'inclure la règle implicite suivante à vos makefiles:

```
ECPG = ecpg

%.c: %.pgc
```

```
$(ECPG) $<
```

La syntaxe complète de la commande `ecpg` est détaillée dans ecpg.

La librairie ecpg est thread-safe par défaut. Toutefois, vous aurez peut-être besoin d'utiliser des options de ligne de commande spécifiques aux threads pour compiler votre code client.

36.11. Fonctions de la Librairie

La librairie `libecpg` contient principalement des fonctions « cachées » qui sont utilisée pour implémenter les fonctionnalités exprimées par les commandes SQL embarquées. Mais il y a quelques fonctions qui peuvent être appelées directement de façon utile. Notez que cela rendre votre code non-portable.

- `ECPGdebug(int` *`on`*`, FILE *`*`stream`*`)` active les traces de déboggage si appelé avec une valeur différente de 0 en premier argument. La trace contient tous les ordres SQL avec toutes les variables d'entrées insérées, et les résultats du serveur PostgreSQL. Cela peut être très utile quand vous êtes à la recherche d'erreurs dans vos ordres SQL.

  > **Note**
  >
  > Sous Windows, si les librairies ecpg et les applications sont compilées avec des options différentes, cet appel de fonction fera planter l'application parce que la représentation interne des pointeurs `FILE` diffère. En particulier, les options multithreaded/single-threaded, release/debug, et static/dynamic doivent être les mêmes pour la librairie et toutes les applications qui l'utilisent.

- `ECPGget_PGconn(const char *`*`nom_connexion`*`)` retourne le descripteur de connexion à la base de données de la librairie identifié par le nom fourni. Si *`nom_connexion`* est positionné à `NULL`, le descripteur de connexion courant est retourné. Si aucun descripteur de connexion ne peut être identifié, la fonction retourne `NULL`. Le descripteur de connexion retourné peut être utilisé pour appeler toute autre fonction de la libpq, si nécessaire.

  > **Note**
  >
  > C'est une mauvaise idée de manipuler les descripteurs de connexion à la base de donnée faits par ecpg directement avec des routines de libpq.

- `ECPGtransactionStatus(const char *`*`nom_connexion`*`)` retourne l'état de la transaction courante de la connexion identifiée par *`nom_connexion`*. Voyez Section 34.2 et la fonction de la libpq `PQtransactionStatus()` pour les détails à propos des codes d'état retournés.

- `ECPGstatus(int` *`lineno`*`, const char* `*`nom_connexion`*`)` retourne vrai si vous êtes connecté à une base et faux sinon. *`nom_connexion`* peut valoir `NULL` si une seule connexion est utilisée.

36.12. Large Objects

Les Large objects ne sont pas supportés directement par ECPG, mais les application ECPG peuvent manipuler des large objects au moyen les fonctions large objects de la libpq, en obtenant l'objet `PGconn` nécessaire par l'appel de la fonction `ECPGget_PGconn`. (Toutefois, l'utilisation directe de

la fonction `ECPGget_PGconn` et la manipulation d'objets `PGconn` devrait être effectuée de façon très prudente, et idéalement pas mélangée avec d'autres appels à la base par ECPG.)

Pour plus de détails à propos de `ECPGget_PGconn`, voyez Section 36.11. Pour les informations sur les fonctions d'interfaçage avec les large objects, voyez Chapitre 35.

Les fonctions large object doivent être appelées dans un bloc de transaction, donc quand autocommit est à off, les commandes `BEGIN` doivent être effectuées explicitement.

Exemple 36.2 montre un programme de démonstration sur les façons de créer, écrire et lire un large object dans une application ECPG.

Exemple 36.2. Programme ECPG Accédant à un Large Object

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <libpq-fe.h>
#include <libpq/libpq-fs.h>

EXEC SQL WHENEVER SQLERROR STOP;

int
main(void)
{
    PGconn     *conn;
    Oid         loid;
    int         fd;
    char        buf[256];
    int         buflen = 256;
    char        buf2[256];
    int         rc;

    memset(buf, 1, buflen);

    EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con1;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;

    conn = ECPGget_PGconn("con1");
    printf("conn = %p\n", conn);

    /* créer */
    loid = lo_create(conn, 0);
    if (loid < 0)
        printf("lo_create() failed: %s", PQerrorMessage(conn));

    printf("loid = %d\n", loid);

    /* test d'écriture */
    fd = lo_open(conn, loid, INV_READ|INV_WRITE);
    if (fd < 0)
        printf("lo_open() failed: %s", PQerrorMessage(conn));

    printf("fd = %d\n", fd);

    rc = lo_write(conn, fd, buf, buflen);
    if (rc < 0)
        printf("lo_write() failed\n");
```

```
    rc = lo_close(conn, fd);
    if (rc < 0)
        printf("lo_close() failed: %s", PQerrorMessage(conn));

    /* read test */
    fd = lo_open(conn, loid, INV_READ);
    if (fd < 0)
        printf("lo_open() failed: %s", PQerrorMessage(conn));

    printf("fd = %d\n", fd);

    rc = lo_read(conn, fd, buf2, buflen);
    if (rc < 0)
        printf("lo_read() failed\n");

    rc = lo_close(conn, fd);
    if (rc < 0)
        printf("lo_close() failed: %s", PQerrorMessage(conn));

    /* vérifier */
    rc = memcmp(buf, buf2, buflen);
    printf("memcmp() = %d\n", rc);

    /* nettoyer */
    rc = lo_unlink(conn, loid);
    if (rc < 0)
        printf("lo_unlink() failed: %s", PQerrorMessage(conn));

    EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;
    return 0;
}
```

36.13. Applications C++

ECPG a un support limité pour les applications C++. Cette section décrit des pièges.

Le préprocesseur `ecpg` prend un fichier d'entrée écrit en C (ou quelque chose qui ressemble à du C) et des commandes SQL embarquées, et convertit les commandes SQL embarquées dans des morceaux de langage, et finalement génère un fichier `.c`. Les déclarations de fichiers d'entête des fonctions de librairie utilisées par les morceaux de langage C que génère `ecpg` sont entourées de blocs `extern "C" { ... }` quand ils sont utilisés en C++, ils devraient donc fonctionner de façon transparente en C++.

En général, toutefois, le préprocesseur `ecpg` ne comprend que le C; il ne gère pas la syntaxe spéciale et les mots réservés du langage C++. Par conséquent, du code SQL embarqué écrit dans du code d'une application C++ qui utilise des fonctionnalités compliquées spécifiques au C++ pourrait ne pas être préprocessé correctement ou pourrait ne pas fonctionner comme prévu.

Une façon sûre d'utiliser du code SQL embarqué dans une application C++ est de cacher les appels à ECPG dans un module C, que le code C++ de l'application appelle pour accéder à la base, et lier ce module avec le reste du code C++. Voyez Section 36.13.2 à ce sujet.

36.13.1. Portée des Variable Hôtes

Le préprocesseur `ecpg` comprend la porté des variables C. Dans le langage C, c'est plutôt simple parce que la portée des variables ne dépend que du bloc de code dans lequel elle se trouve. En C++,

par contre, les variables d'instance sont référencées dans un bloc de code différent de la position de déclaration, ce qui fait que le préprocesseur `ecpg` ne comprendra pas la portée des variables d'instance.

Par exemple, dans le cas suivant, le préprocesseur `ecpg` ne peut pas trouver de déclaration pour la variable `dbname` dans la méthode `test`, une erreur va donc se produire.

```
class TestCpp
{
    EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char dbname[1024];
    EXEC SQL END DECLARE SECTION;

  public:
    TestCpp();
    void test();
    ~TestCpp();
};

TestCpp::TestCpp()
{
    EXEC SQL CONNECT TO testdb1;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;
}

void Test::test()
{
    EXEC SQL SELECT current_database() INTO :dbname;
    printf("current_database = %s\n", dbname);
}

TestCpp::~TestCpp()
{
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;
}
```

Ce code génèrera une erreur comme celle qui suit:

```
ecpg test_cpp.pgc
test_cpp.pgc:28: ERROR: variable "dbname" is not declared
```

Pour éviter ce problème de portée, la méthode `test` pourrait être modifiée pour utiliser une variable locale comme stockage intermédiaire. Mais cette approche n'est qu'un mauvais contournement, parce qu'elle rend le code peu élégant et réduit la performance.

```
void TestCpp::test()
{
    EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char tmp[1024];
    EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    EXEC SQL SELECT current_database() INTO :tmp;
    strlcpy(dbname, tmp, sizeof(tmp));
```

```
    printf("current_database = %s\n", dbname);
}
```

36.13.2. Développement d'application C++ avec un Module Externe en C

Si vous comprenez ces limitations techniques du préprocesseur `ecpg` en C++, vous arriverez peut-être à la conclusion que lier des objets C et C++ au moment du link pour permettre à des applications C++ d'utiliser les fonctionnalités d'ECPG pourrait être mieux que d'utiliser des commandes SQL embarquées dans du code C++ directement. Cette section décrit un moyen de séparer des commandes SQL embarquées du code d'une application C++ à travers un exemple simple. Dans cet exemple, l'application est implémentée en C++, alors que C et ECPG sont utilisés pour se connecter au serveur PostgreSQL.

Trois types de fichiers devront être créés: un fichier C (`*.pgc`), un fichier d'entête, et un fichier C++:

`test_mod.pgc`

Un module de routines pour exécuter des commandes SQL embarquées en C. Il sera converti en `test_mod.c` par le préprocesseur.

```
#include "test_mod.h"
#include <stdio.h>

void
db_connect()
{
    EXEC SQL CONNECT TO testdb1;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;
}

void
db_test()
{
    EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char dbname[1024];
    EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    EXEC SQL SELECT current_database() INTO :dbname;
    printf("current_database = %s\n", dbname);
}

void
db_disconnect()
{
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;
}
```

`test_mod.h`

Un fichier d'entête avec les déclarations des fonctions du module C (`test_mod.pgc`). Il est inclus par `test_cpp.cpp`. Ce fichier devra avoir un bloc `extern "C"` autour des déclarations, parce qu'il sera lié à partir d'un module C++.

```
#ifdef __cplusplus
extern "C" {
#endif

void db_connect();
void db_test();
void db_disconnect();

#ifdef __cplusplus
}
#endif
```

`test_cpp.cpp`

Le code principal de l'application, incluant la routine `main`, et dans cet exemple une classe C++.

```
#include "test_mod.h"

class TestCpp
{
  public:
    TestCpp();
    void test();
    ~TestCpp();
};

TestCpp::TestCpp()
{
    db_connect();
}

void
TestCpp::test()
{
    db_test();
}

TestCpp::~TestCpp()
{
    db_disconnect();
}

int
main(void)
{
    TestCpp *t = new TestCpp();

    t->test();
    return 0;
}
```

Pour construire l'application, procédez comme suit. Convertissez `test_mod.pgc` en `test_mod.c` en lançant `ecpg`, et générez `test_mod.o` en compilant `test_mod.c` avec le compilateur C:

```
ecpg -o test_mod.c test_mod.pgc
```

```
cc -c test_mod.c -o test_mod.o
```

Puis, générez `test_cpp.o` en compilant `test_cpp.cpp` avec le compilateur C++:

```
c++ -c test_cpp.cpp -o test_cpp.o
```

Finalement, liez ces objets, `test_cpp.o` et `test_mod.o`, dans un exécutable, en utilisant le compilateur C++:

```
c++ test_cpp.o test_mod.o -lecpg -o test_cpp
```

36.14. Commandes SQL Embarquées

Cette section décrit toutes les commandes SQL qui sont spécifiques au SQL embarqué. Consultez aussi les commandes SQL listées dans Commandes SQL, qui peuvent aussi être utilisée dans du SQL embarqué, sauf mention contraire.

ALLOCATE DESCRIPTOR

ALLOCATE DESCRIPTOR — alloue une zone de descripteur SQL

Synopsis

```
ALLOCATE DESCRIPTOR name
```

Description

`ALLOCATE DESCRIPTOR` alloue une nouvelle zone de descripteur SQL nommée, qui pourra être utilisée pour échanger des données netre le serveure PostgreSQL et le programme hôte.

Les zones de descripteur devraient être libérées après utilisation avec la commande `DEALLOCATE DESCRIPTOR`.

Paramètres

name

Un nom de descripeur SQL, sensible à la casse. Il peut être un identifiant SQL ou une variable hôte.

Exemple

```
EXEC SQL ALLOCATE DESCRIPTOR mydesc;
```

Compatibilité

`ALLOCATE DESCRIPTOR` est spécifié par le standard SQL.

Voyez aussi

DEALLOCATE DESCRIPTOR, GET DESCRIPTOR, SET DESCRIPTOR

CONNECT

CONNECT — établit une connexion à la base de données

Synopsis

```
CONNECT TO connection_target [ AS nom_connexion ]
 [ USER connection_user_name ]
CONNECT TO DEFAULT
CONNECT connection_user_name
DATABASE connection_target
```

Description

La commande `CONNECT` établit une connexion entre le client et le serveur PostgreSQL.

Paramètres

connection_target

connection_target spécifie le serveur cible de la connexion dans une des formes suivantes:

[*database_name*][@*host*][:*port*]

Se connecter par TCP/IP

unix:postgresql://*host* [:*port*] / [*database_name*] [?*connection_option*]

Se connecter par une socket de domaine Unix

tcp:postgresql://*host*[:*port*]/[*database_name*][?*connection_option*]

Se connecter par TCP/IP

constante de type chaîne SQL

contient une valeur d'une des formes précédentes

variable hôte

variable hôte du type `char[]` ou `VARCHAR[]` contenant une valeur d'une des formes précédentes

connection_name

Un identifiant optionnel pour la connexion, afin qu'on puisse y faire référence dans d'autres commandes. Cela peut être un identifiant SQL ou une variable hôte.

connection_user

Le nom d'utilisateur pour une connexion à la base de données.

Ce paramètre peut aussi spécifier un nom d'utilisateur et un mot de passe, en utilisant une des formes *user_name*/*password*, *user_name* `IDENTIFIED BY` *password*, or *user_name* `USING` *password*.

Nom d'utilisateur et mot de passe peuvent être des identifiants SQL, des constantes de type chaîne, ou des variables hôtes.

`DEFAULT`

Utiliser tous les paramètres de connexion par défaut, comme défini par libpq.

Exemples

Voici plusieurs variantes pour spécifier des paramètres de connexion:

```
EXEC SQL CONNECT TO "connectdb" AS main;
EXEC SQL CONNECT TO "connectdb" AS second;
EXEC SQL CONNECT TO "unix:postgresql://200.46.204.71/connectdb" AS
 main USER connectuser;
EXEC SQL CONNECT TO "unix:postgresql://localhost/connectdb" AS main
 USER connectuser;
EXEC SQL CONNECT TO 'connectdb' AS main;
EXEC SQL CONNECT TO 'unix:postgresql://localhost/connectdb' AS main
 USER :user;
EXEC SQL CONNECT TO :db AS :id;
EXEC SQL CONNECT TO :db USER connectuser USING :pw;
EXEC SQL CONNECT TO @localhost AS main USER connectdb;
EXEC SQL CONNECT TO REGRESSDB1 as main;
EXEC SQL CONNECT TO AS main USER connectdb;
EXEC SQL CONNECT TO connectdb AS :id;
EXEC SQL CONNECT TO connectdb AS main USER connectuser/connectdb;
EXEC SQL CONNECT TO connectdb AS main;
EXEC SQL CONNECT TO connectdb@localhost AS main;
EXEC SQL CONNECT TO tcp:postgresql://localhost/ USER connectdb;
EXEC SQL CONNECT TO tcp:postgresql://localhost/connectdb USER
 connectuser IDENTIFIED BY connectpw;
EXEC SQL CONNECT TO tcp:postgresql://localhost:20/connectdb USER
 connectuser IDENTIFIED BY connectpw;
EXEC SQL CONNECT TO unix:postgresql://localhost/ AS main USER
 connectdb;
EXEC SQL CONNECT TO unix:postgresql://localhost/connectdb AS main
 USER connectuser;
EXEC SQL CONNECT TO unix:postgresql://localhost/connectdb USER
 connectuser IDENTIFIED BY "connectpw";
EXEC SQL CONNECT TO unix:postgresql://localhost/connectdb USER
 connectuser USING "connectpw";
EXEC SQL CONNECT TO unix:postgresql://localhost/connectdb?
connect_timeout=14 USER connectuser;
```

Voici un programme exemple qui illustre l'utilisation de variables hôtes pour spécifier des paramètres de connexion:

```
int
main(void)
{
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char *dbname     = "testdb";    /* nom de la base */
    char *user       = "testuser";  /* nom d'utilisateur pour la
 connexion */
    char *connection = "tcp:postgresql://localhost:5432/testdb";
                                    /* chaîne de connexion */
    char ver[256];                  /* buffer pour contenir la
 chaîne de version */
```

```
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    ECPGdebug(1, stderr);

    EXEC SQL CONNECT TO :dbname USER :user;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL SELECT version() INTO :ver;
    EXEC SQL DISCONNECT;

    printf("version: %s\n", ver);

    EXEC SQL CONNECT TO :connection USER :user;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL SELECT version() INTO :ver;
    EXEC SQL DISCONNECT;

    printf("version: %s\n", ver);

    return 0;
}
```

Compatibilité

`CONNECT` est spécifié dans le standard SQL, mais le format des paramètres de connexion est spécifique à l'implémentation.

Voyez aussi

DISCONNECT, SET CONNECTION

DEALLOCATE DESCRIPTOR

DEALLOCATE DESCRIPTOR — désalloue une zone de descripteur SQL

Synopsis

```
DEALLOCATE DESCRIPTOR name
```

Description

`DEALLOCATE DESCRIPTOR` désalloue une zone de descripteur SQL nommée.

Parameters

name

Le nom du descripteur qui va être désalloué. Il est sensible à la casse. Cela peut-être un identifiant SQL ou une variable hôte.

Exemples

```
EXEC SQL DEALLOCATE DESCRIPTOR mydesc;
```

Compatibilité

`DEALLOCATE DESCRIPTOR` est spécifié dans le standard SQL

See Also

ALLOCATE DESCRIPTOR, GET DESCRIPTOR, SET DESCRIPTOR

DECLARE

DECLARE — définit un curseur

Synopsis

```
DECLARE nom_curseur [ BINARY ] [ INSENSITIVE ] [ [ NO ] SCROLL ]
 CURSOR [ { WITH | WITHOUT } HOLD ] FOR nom_prepare
DECLARE nom_curseur [ BINARY ] [ INSENSITIVE ] [ [ NO ] SCROLL ]
 CURSOR [ { WITH | WITHOUT } HOLD ] FOR query
```

Description

`DECLARE` déclare un cusreur pour itérer sur le jeu de résultat d'une requête préparée. Cette commande a une sémantique légèrement différente de celle de l'ordre SQL direct `DECLARE`: Là ou ce dernier exécute une requête et prépare le jeu de résultat pour la récupération, cette commande SQL embarqué se contente de déclarer un nom comme « variable de boucle » pour itérer sur le résultat d'une requête; l'exécution réelle se produit quand le curseur est ouvert avec la commande `OPEN`.

Paramètres

`nom_curseur`

Un nom de curseur, sensible à la casse. Cela peut être un identifiant SQL ou une variable hôte.

`nom_prepare`

Le nom de l'une requête préparée, soit comme un identifiant SQL ou comme une variable hôte.

`query`

Une commande SELECT ou VALUES qui fournira les enregistrements que le curseur devra retourner.

Pour la signification des options du curseur, voyez DECLARE.

Exemples

Exemples de déclaration de curseur pour une requête:

```
EXEC SQL DECLARE C CURSOR FOR SELECT * FROM My_Table;
EXEC SQL DECLARE C CURSOR FOR SELECT Item1 FROM T;
EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR SELECT version();
```

Un exemple de déclaration de curseur pour une requête préparée:

```
EXEC SQL PREPARE stmt1 AS SELECT version();
EXEC SQL DECLARE cur1 CURSOR FOR stmt1;
```

Compatibilité

`DECLARE` est spécifié dans le standard SQL.

Voyez aussi

OPEN, CLOSE, DECLARE

DESCRIBE

DESCRIBE — obtient des informations à propos d'une requête préparée ou d'un jeu de résultat

Synopsis

```
DESCRIBE [ OUTPUT ] nom_prepare USING [ SQL ]
 DESCRIPTOR nom_descripteur
DESCRIBE [ OUTPUT ] nom_prepare INTO [ SQL ]
 DESCRIPTOR nom_descripteur
DESCRIBE [ OUTPUT ] nom_prepare INTO nom_sqlda
```

Description

`DESCRIBE` récupère des informations sur les métadonnées à propos des colonnes de résultat contenues dans une requête préparée, sans déclencher la récupération d'un enregistrement.

Parameters

`nom_prepare`

Le nom d'une requête préparée. Cela peut être un identifiant SQL ou une variable hôte.

`nom_descripteur`

Un nom de descripteur. Il est sensible à la casse. Cela peut être un identifiant SQL ou une variable hôte.

`nom_sqlda`

Le nom d'une variable SQLDA.

Exemples

```
EXEC SQL ALLOCATE DESCRIPTOR mydesc;
EXEC SQL PREPARE stmt1 FROM :sql_stmt;
EXEC SQL DESCRIBE stmt1 INTO SQL DESCRIPTOR mydesc;
EXEC SQL GET DESCRIPTOR mydesc VALUE 1 :charvar = NAME;
EXEC SQL DEALLOCATE DESCRIPTOR mydesc;
```

Compatibilité

`DESCRIBE` est spécifié dans le standard SQL.

Voyez aussi

ALLOCATE DESCRIPTOR, GET DESCRIPTOR

DISCONNECT

DISCONNECT — met fin à une connexion de base de données

Synopsis

```
DISCONNECT nom_connexion
DISCONNECT [ CURRENT ]
DISCONNECT ALL
```

Description

`DISCONNECT` ferme une connexion (ou toutes les connexions) à la base de données.

Paramètres

`nom_connexion`

Une connexion à la base établie par la commande `CONNECT`.

`CURRENT`

Ferme la connexion « courante », qui est soit la connexion ouverte la plus récemment, soit la connexion spécifiée par la commande `SET CONNECTION`. C'est aussi la valeur par défaut si aucun argument n'est donné à la commande `DISCONNECT`.

`ALL`

Ferme toutes les connexions ouvertes.

Exemples

```
int
main(void)
{
    EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con1 USER testuser;
    EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con2 USER testuser;
    EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con3 USER testuser;

    EXEC SQL DISCONNECT CURRENT;  /* close con3          */
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;      /* close con2 and con1 */

    return 0;
}
```

Compatibilité

`DISCONNECT` est spécifié dans le standard SQL.

Voyez aussi

CONNECT, SET CONNECTION

EXECUTE IMMEDIATE

EXECUTE IMMEDIATE — prépare et exécute un ordre dynamique

Synopsis

```
EXECUTE IMMEDIATE chaine
```

Description

`EXECUTE IMMEDIATE` prépare et exécute immédiatement un ordre SQL spécifié dynamiquement, sans récupérer les enregistrements du résultat.

Paramètres

chaine

Une chaîne C littérale ou une variable hôte contenant l'ordre SQL à exécuter.

Exemples

Voici un exemple qui exécute un ordre `INSERT` en utilisant `EXECUTE IMMEDIATE` et une variable hôte appelée `commande`:

```
sprintf(commande, "INSERT INTO test (name, amount, letter) VALUES
 ('db: ''r1''', 1, 'f')");
EXEC SQL EXECUTE IMMEDIATE :commande;
```

Compatibility

`EXECUTE IMMEDIATE` est spécifié dans le standard SQL.

GET DESCRIPTOR

GET DESCRIPTOR — récupère des informations d'une zone de descripteur SQL

Synopsis

```
GET DESCRIPTOR nom_descripteur :cvariable
 = element_entete_descripteur [, ... ]
GET DESCRIPTOR nom_descripteur VALUE numero_colonne :cvariable
 = element_descripteur [, ... ]
```

Description

`GET DESCRIPTOR` récupère des informations à propos du résultat d'une requête à partir d'une zone de descripteur SQL et les stocke dans des variables hôtes. Une zone de descripteur est d'ordinaire remplie en utilisant `FETCH` ou `SELECT` avant d'utiliser cette commande pour transférer l'information dans des variables du langage hôte.

Cette commande a deux formes: la première forme récupère les objets de « l'entête » du descripteur, qui s'appliquent au jeu de résultat dans son ensemble. Un exemple est le nombre d'enregistrements. La seconde forme, qui nécessite le nombre de colonnes comme paramètre additionnel, récupère des informations sur une colonne particulière. Par exemple, le type de la colonne, et la valeur réelle de la colonne.

Paramètres

nom_descripteur

Un nom de descripteur.

element_entete_descripteur

Un marqueur identifiant de quel objet de l'entête récupérer l'information. Seul `COUNT`, qui donne le nombre de colonnes dans le résultat, est actuellement supporté.

numero_colonne

Le numéro de la colonne à propos duquel on veut récupérer des informations. Le compte commence à 1.

element_descripteur

Un marqueur identifiant quel élément d'information récupérer d'une colonne. Voyez Section 36.7.1 pour une liste d'objets supportés.

cvariable

Une variable hôte qui recevra les données récupérées de la zone de descripteur.

Exemples

Un exemple de récupération du nombre de colonnes dans un résultat:

```
EXEC SQL GET DESCRIPTOR d :d_count = COUNT;
```

Un exemple de récupération de la longueur des données de la première colonne:

```
EXEC SQL GET DESCRIPTOR d VALUE 1 :d_returned_octet_length =
 RETURNED_OCTET_LENGTH;
```

Un exemple de récupération des données de la seconde colonne en tant que chaîne:

```
EXEC SQL GET DESCRIPTOR d VALUE 2 :d_data = DATA;
```

Voici un exemple pour la procédure complète, lors de l'exécution de `SELECT current_database();` et montrant le nombre de colonnes, la longueur de la colonne, et la données de la colonne:

```
int
main(void)
{
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    int  d_count;
    char d_data[1024];
    int  d_returned_octet_length;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con1 USER testuser;
    EXEC SQL ALLOCATE DESCRIPTOR d;

    /* Déclarer un curseur, l'ouvrir, et assigner un descripteur au
 curseur */
    EXEC SQL DECLARE cur CURSOR FOR SELECT current_database();
    EXEC SQL OPEN cur;
    EXEC SQL FETCH NEXT FROM cur INTO SQL DESCRIPTOR d;

    /* Récupérer le nombre total de colonnes */
    EXEC SQL GET DESCRIPTOR d :d_count = COUNT;
    printf("d_count                 = %d\n", d_count);

    /* Récupérer la longueur d'une colonne retournée */
    EXEC SQL GET DESCRIPTOR d VALUE 1 :d_returned_octet_length =
 RETURNED_OCTET_LENGTH;
    printf("d_returned_octet_length = %d\n",
 d_returned_octet_length);

    /* Récupérer la colonne retournée en tant que chaîne */
    EXEC SQL GET DESCRIPTOR d VALUE 1 :d_data = DATA;
    printf("d_data                  = %s\n", d_data);

    /* Fermer */
    EXEC SQL CLOSE cur;
    EXEC SQL COMMIT;

    EXEC SQL DEALLOCATE DESCRIPTOR d;
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;

    return 0;
}
```

Quand l'exemple est exécuté, son résultat ressemble à ceci:

```
d_count                  = 1
d_returned_octet_length = 6
d_data                   = testdb
```

Compatibilité

`GET DESCRIPTOR` est spécifié dans le standard SQL.

Voir aussi

ALLOCATE DESCRIPTOR, SET DESCRIPTOR

OPEN

OPEN — ouvre un curseur dynamique

Synopsis

```
OPEN nom_curseur
OPEN nom_curseur USING valeur [, ... ]
OPEN nom_curseur USING SQL DESCRIPTOR nom_descripteur
```

Description

`OPEN` ouvre un curseur et optionnellement lie (bind) les valeurs aux conteneurs (placeholders) dans la déclaration du curseur. Le curseur doit préalablement avoir été déclaré avec la commande `DECLARE`. L'exécution d'`OPEN` déclenche le début de l'exécution de la requête sur le serveur.

Paramètres

`nom_curseur`

Le nom du curseur à ouvrir. Cela peut être un identifiant SQL ou une variable hôte.

`valeur`

Une valeur à lier au placeholder du curseur. Cela peut être une constante SQL, une variable hôte, ou une variable hôte avec indicateur.

`nom_descripteur`

Le nom du descripteur contenant les valeurs à attacher aux placeholders du curseur. Cela peut être un identifiant SQL ou une variable hôte.

Exemples

```
EXEC SQL OPEN a;
EXEC SQL OPEN d USING 1, 'test';
EXEC SQL OPEN c1 USING SQL DESCRIPTOR mydesc;
EXEC SQL OPEN :curname1;
```

Compatibilité

`OPEN` est spécifiée dans le standard SQL.

Voir aussi

DECLARE, CLOSE

PREPARE

PREPARE — prépare un ordre pour son exécution

Synopsis

```
PREPARE nom FROM chaîne
```

Description

PREPARE prépare l'exécution d'un ordre spécifié dynamiquement sous forme d'une chaîne. C'est différent des ordres SQL directs PREPARE, qui peuvent aussi être utilisés dans des programmes embarqués. La commande EXECUTE peut être utilisée pour exécuter les deux types de requêtes préparées.

Paramètres

nom_prepare

Un identifiant pour la requête préparée.

chaîne

Une chaîne littérale C ou une variable hôte contenant un ordre SQL préparable, soit SELECT, INSERT, UPDATE ou DELETE.

Exemples

```
char *stmt = "SELECT * FROM test1 WHERE a = ? AND b = ?";

EXEC SQL ALLOCATE DESCRIPTOR outdesc;
EXEC SQL PREPARE foo FROM :stmt;

EXEC SQL EXECUTE foo USING SQL DESCRIPTOR indesc INTO SQL
 DESCRIPTOR outdesc;
```

Compatibilité

PREPARE est spécifié dans le standard SQL.

Voir aussi

CONNECT, DISCONNECT

SET AUTOCOMMIT

SET AUTOCOMMIT — configure le comportement de l'autocommit pour la session en cours

Synopsis

```
SET AUTOCOMMIT { = | TO } { ON | OFF }
```

Description

`SET AUTOCOMMIT` configure le comportement de l'autocommit pour la session en cours de la base de données. Par défaut, les programmes SQL embarqués ne sont *pas* en mode autocommit, donc `COMMIT` doit être exécuté explicitement quand il est voulu. Cette commande modifie le mode autocommit pour la session, où chaque requête individuelle est validée implicitement.

Compatibilité

`SET AUTOCOMMIT` est une extension de PostgreSQL ECPG.

SET CONNECTION

SET CONNECTION — sélectionne une connexion de base

Synopsis

```
SET CONNECTION [ TO | = ] nom_connexion
```

Description

`SET CONNECTION` configure la connexion à la base de données « actuelle », qui est celle que toutes les commandes utilisent, sauf en cas de surcharge.

Paramètres

`nom_connexion`

Un nom de connexion établi par la commande `CONNECT`.

`CURRENT`

Configure la connexion comme la connexion actuelle (donc rien n'arrive).

Exemples

```
EXEC SQL SET CONNECTION TO con2;
EXEC SQL SET CONNECTION = con1;
```

Compatibility

`SET CONNECTION` est indiqué dans le standard SQL.

Voir aussi

CONNECT, DISCONNECT

SET DESCRIPTOR

SET DESCRIPTOR — positionne des informations dans une zone de descripteur SQL

Synopsis

```
SET DESCRIPTOR nom_descripteur objet_entete_descripteur = valeur
 [, ... ]
SET DESCRIPTOR nom_descripteur VALUE numero objet_descripteur
 = valeur [, ...]
```

Description

`SET DESCRIPTOR` remplit une zone de descripteur SQL de valeurs. La zone de descripteur est habituellement utilisée pour lier les paramètres lors d'une exécution de requête préparée

Cette commande a deux formes: la première forme s'applique à l' « entête » du descripteur, qui est indépendant des données spécifiques. La seconde forme assigne des valeurs aux données, identifiées par un numéro.

Paramètres

nom_descripteur

Un nom de descripteur.

objet_entete_descripteur

Un identifiant pour spécifier quelle information de l'entête est concernée. Seul `COUNT`, qui sert à indiquer le nombre de descripteurs, est supporté pour le moment.

number

Le numéro de l'objet du descripteur à modifier. Le compte commence à 1.

objet_descripteur

Un identifiant spécifiant quelle information du descripteur est concernée. Voyez Section 36.7.1 pour une liste des identifiants supportés.

valeur

Une valeur à stocker dans l'objet descripteur. Cela peut être une constante SQL ou une variable hôte.

Exemples

```
EXEC SQL SET DESCRIPTOR indesc COUNT = 1;
EXEC SQL SET DESCRIPTOR indesc VALUE 1 DATA = 2;
EXEC SQL SET DESCRIPTOR indesc VALUE 1 DATA = :val1;
EXEC SQL SET DESCRIPTOR indesc VALUE 2 INDICATOR = :val1, DATA =
 'some string';
EXEC SQL SET DESCRIPTOR indesc VALUE 2 INDICATOR = :val2null, DATA
 = :val2;
```

Compatibilité

`SET DESCRIPTOR` est spécifié dans le standard SQL.

Voyez aussi

ALLOCATE DESCRIPTOR, GET DESCRIPTOR

TYPE

TYPE — définit un nouveau type de données

Synopsis

```
TYPE nom_type IS ctype
```

Description

La commande `TYPE` définit un nouveau type C. C'est équivalent à mettre un `typedef` dans une section declare.

Cette commande n'est reconnue que quand `ecpg` est exécutée avec l'option `-c`.

Paramètres

`nom_type`

Le nom du nouveau type. Ce doit être un nom de type valide en C.

`ctype`

Une spécification de type C.

Exemples

```
EXEC SQL TYPE customer IS
    struct
    {
        varchar name[50];
        int     phone;
    };

EXEC SQL TYPE cust_ind IS
    struct ind
    {
        short   name_ind;
        short   phone_ind;
    };

EXEC SQL TYPE c IS char reference;
EXEC SQL TYPE ind IS union { int integer; short smallint; };
EXEC SQL TYPE intarray IS int[AMOUNT];
EXEC SQL TYPE str IS varchar[BUFFERSIZ];
EXEC SQL TYPE string IS char[11];
```

Voici un programme de démonstration qui utilise `EXEC SQL TYPE`:

```
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR SQLPRINT;

EXEC SQL TYPE tt IS
    struct
```

```
    {
        varchar v[256];
        int     i;
    };

EXEC SQL TYPE tt_ind IS
    struct ind {
        short   v_ind;
        short   i_ind;
    };

int
main(void)
{
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    tt t;
    tt_ind t_ind;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con1;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;

    EXEC SQL SELECT current_database(), 256 INTO :t:t_ind LIMIT 1;

    printf("t.v = %s\n", t.v.arr);
    printf("t.i = %d\n", t.i);

    printf("t_ind.v_ind = %d\n", t_ind.v_ind);
    printf("t_ind.i_ind = %d\n", t_ind.i_ind);

    EXEC SQL DISCONNECT con1;

    return 0;
}
```

La sortie de ce programme ressemble à ceci:

```
t.v = testdb
t.i = 256
t_ind.v_ind = 0
t_ind.i_ind = 0
```

Compatibilité

La commande TYPE est une extension PostgreSQL.

VAR

VAR — définit une variable

Synopsis

```
VAR nomvar IS ctype
```

Description

La commande VAR assigne un nouveau type de données C à une variable hôte. La variable hôte doit être précédemment déclarée dans une section de déclaration.

Parameters

nomvar

Un nom de variable C.

ctype

Une spécification de type C.

Exemples

```
Exec sql begin declare section;
short a;
exec sql end declare section;
EXEC SQL VAR a IS int;
```

Compatibilité

La commande VAR est une extension PostgreSQL.

WHENEVER

WHENEVER — spécifie l'action à effectuer quand un ordre SQL entraîne le déclenchement d'une classe d'exception

Synopsis

```
WHENEVER { NOT FOUND | SQLERROR | SQLWARNING } action
```

Description

Définit un comportement qui sera appelé dans des cas spéciaux (enregistrements non trouvés, avertissements ou erreurs SQL) dans le résultat de l'exécution SQL.

Paramètres

Voyez Section 36.8.1 pour une description des paramètres.

Exemples

```
EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND CONTINUE;
EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;
EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO CONTINUE;
EXEC SQL WHENEVER SQLWARNING SQLPRINT;
EXEC SQL WHENEVER SQLWARNING DO warn();
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR sqlprint;
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR CALL print2();
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR DO handle_error("select");
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR DO sqlnotice(NULL, NONO);
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR DO sqlprint();
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR GOTO error_label;
EXEC SQL WHENEVER SQLERROR STOP;
```

Une application classique est l'utilisation de `WHENEVER NOT FOUND BREAK` pour gérer le bouclage sur des jeux de résultats:

```
int
main(void)
{
    EXEC SQL CONNECT TO testdb AS con1;
    EXEC SQL SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '',
 false); EXEC SQL COMMIT;
    EXEC SQL ALLOCATE DESCRIPTOR d;
    EXEC SQL DECLARE cur CURSOR FOR SELECT current_database(),
 'hoge', 256;
    EXEC SQL OPEN cur;

    /* quand la fin du jeu de résultat est atteinte, sortir de la
 boucle */
    EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND DO BREAK;

    while (1)
```

```
    {
        EXEC SQL FETCH NEXT FROM cur INTO SQL DESCRIPTOR d;
        ...
    }

    EXEC SQL CLOSE cur;
    EXEC SQL COMMIT;

    EXEC SQL DEALLOCATE DESCRIPTOR d;
    EXEC SQL DISCONNECT ALL;

    return 0;
}
```

Compatibilité

`WHENEVER` est spécifié dans le standard SQL, mais la plupart des actions sont des extensions PostgreSQL.

36.15. Mode de Compatibilité Informix

`ecpg` peut être exécuté dans un mode appelé *mode de compatibilité Informix*. Si ce mode est actif, il essaie de se comporté comme s'il était le précompilateur Informix pour Informix E/SQL. En gros, cela va vous permettre d'utiliser le signe dollar au lieu de la primitive `EXEC SQL` pour fournir des commandes SQL embarquées:

```
$int j = 3;
$CONNECT TO :dbname;
$CREATE TABLE test(i INT PRIMARY KEY, j INT);
$INSERT INTO test(i, j) VALUES (7, :j);
$COMMIT;
```

> **Note**
>
> Il ne doit par y avoir d'espace entre le `$` et la directive de préprocesseur qui le suit, c'est à dire `include`, `define`, `ifdef`, etc. Sinon, le préprocesseur comprendra le mot comme une variable hôte.

Il y a deux modes de compatibilité: `INFORMIX`, `INFORMIX_SE`

Quand vous liez des programmes qui sont dans ce mode de compatibilité, rappelez vous de lier avec `libcompat` qui est fournie avec ECPG.

En plus du sucre syntaxique expliqué précédemment, le mode de compatibilité Informix porte d'ESQL vers ECPG quelques fonctions pour l'entrée, la sortie et la transformation des données, ainsi que pour le SQL embarqué.

Le mode de compatibilité Informix est fortement connecté à la librairie pgtypeslib d'ECPG. pgtypeslib met en correspondance les types de données SQL et les types de données du programme hôte C et la plupart des fonctions additionnelles du mode de compatibilité Informix vous permettent de manipuler ces types C des programmes hôtes. Notez toutefois que l'étendue de cette compatibilité est limitée. Il n'essaie pas de copier le comportement d'Informix; il vous permet de faire plus ou mois les mêmes opérations et vou fournit des fonctions qui ont le même nom et ont à la base le même comportement,

mais ce n'est pas un produit de remplacement transparent si vous utilisez Informix à l'heure actuelle. De plus, certains types de données sont différents. Par exemple, les types datetime et interval de PostgreSQL ne savent pas traiter des ranges comme par exemple `YEAR TO MINUTE`, donc vous n'aurez pas de support pour cela dans ECPG non plus.

36.15.1. Additional Types

Le pseudo-type "string" spécifique à Informix pour stocker des chaînes de caractères ajustées à droite est maintenant supporté dans le mode Informix sans avoir besoin d'utiliser `typedef`. En fait, en mode Informix, ECPG refuse de traiter les fichiers sources qui contiennent `typedef untype string;`

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
string userid; /* cette variable contient des données ajustées */
EXEC SQL END DECLARE SECTION;

EXEC SQL FETCH MYCUR INTO :userid;
```

36.15.2. Ordres SQL Embarqués Supplémentaires/ Manquants

`CLOSE DATABASE`

Cet ordre ferme la connexion courante. En fait, c'est un synonyme du `DISCONNECT CURRENT` d'ECPG:

```
$CLOSE DATABASE;                /* ferme la connexion courante
 */
EXEC SQL CLOSE DATABASE;
```

`FREE nom_curseur`

En raison des différences sur la façon dont ECPG fonctionne par rapport à l'ESQL/C d'Informix (c'est à dire quelles étapes sont purement des transformations grammaticales et quelles étapes s'appuient sur la librairie sous-jacente), il n'y a pas d'ordre `FREE nom_curseur` dans ECPG. C'est parce que, dans ECPG, `DECLARE CURSOR` ne génère pas un appel de fonction à la librairie qui utilise le nom du curseur. Ce qui implique qu'il n'y a pas à gérer les curseurs SQL à l'exécution dans la librairie ECPG, seulement dans le serveur PostgreSQL.

`FREE nom_requete`

`FREE nom_requete` est un synonyme de `DEALLOCATE PREPARE nom_requete`.

36.15.3. Zones de Descripteurs SQLDA Compatibles Informix

Le mode de compatibilité Informix supporte une structure différente de celle décrite dans Section 36.7.2. Voyez ci-dessous:

```
struct sqlvar_compat
{
    short   sqltype;
```

```
    int     sqllen;
    char   *sqldata;
    short  *sqlind;
    char   *sqlname;
    char   *sqlformat;
    short   sqlitype;
    short   sqlilen;
    char   *sqlidata;
    int     sqlxid;
    char   *sqltypename;
    short   sqltypelen;
    short   sqlownerlen;
    short   sqlsourcetype;
    char   *sqlownername;
    int     sqlsourceid;
    char   *sqlilongdata;
    int     sqlflags;
    void   *sqlreserved;
};

struct sqlda_compat
{
    short  sqld;
    struct sqlvar_compat *sqlvar;
    char   desc_name[19];
    short  desc_occ;
    struct sqlda_compat *desc_next;
    void  *reserved;
};

typedef struct sqlvar_compat    sqlvar_t;
typedef struct sqlda_compat     sqlda_t;
```

Les propriétés globales sont:

`sqld`

Le nombre de champs dans le descripteur `SQLDA`.

`sqlvar`

Un pointeur vers les propriétés par champ.

`desc_name`

Inutilisé, rempli d'octets à zéro.

`desc_occ`

La taille de la structure allouée.

`desc_next`

Un pointeur vers la structure SQLDA suivante si le jeu de résultat contient plus d'un enregistrement.

`reserved`

Pointeur inutilisé, contient NULL. Gardé pour la compatibilité Informix.

Les propriétés par champ sont ci-dessous, elles sont stockées dans le tableau `sqlvar`:

`sqltype`

Type du champ. Les constantes sont dans `sqltypes.h`

`sqllen`

La longueur du champ de données.

`sqldata`

Un pointeur vers le champ de données. Ce pointeur est de type `char*`, la donnée pointée par lui est en format binaire. Par exemple:

```
int intval;

switch (sqldata->sqlvar[i].sqltype)
{
    case SQLINTEGER:
        intval = *(int *)sqldata->sqlvar[i].sqldata;
        break;
  ...
}
```

`sqlind`

Un pointeur vers l'indicateur NULL. Si retourné par DESCRIBE ou FETCH alors c'est toujours un pointeur valide. Si utilisé comme valeur d'entrée pour `EXECUTE ... USING sqlda;` alors une valeur de pointeur NULL signifie que la valeur pour ce champ est non nulle. Sinon, un pointeur valide et `sqlitype` doivent être positionnés correctement. Par exemple:

```
if (*(int2 *)sqldata->sqlvar[i].sqlind != 0)
    printf("value is NULL\n");
```

`sqlname`

Le nom du champ. Chaîne terminée par 0.

`sqlformat`

Réservé dans Informix, valeurs de `PQfformat()` pour le champ.

`sqlitype`

Type de l'indicateur de données NULL. C'est toujours SQLSMINT quand les données sont retournées du serveur. Quand la `SQLDA` est utilisée pour une requête paramétrique, la donnée est traitée en fonction du type de donnée positionné.

`sqlilen`

Longueur de l'indicateur de données NULL.

`sqlxid`

Type étendu du champ, résultat de `PQftype()`.

`sqltypename`
`sqltypelen`
`sqlownerlen`
`sqlsourcetype`
`sqlownername`
`sqlsourceid`
`sqlflags`
`sqlreserved`

Inutilisé.

`sqlilongdata`

C'est égal à `sqldata` si `sqllen` est plus grand que 32 Ko.

Par exemple:

```
EXEC SQL INCLUDE sqlda.h;

    sqlda_t        *sqlda; /* Ceci n'a pas besoin d'être dans la
 DECLARE SECTION embarquée */

    EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
    char *prep_stmt = "select * from table1";
    int i;
    EXEC SQL END DECLARE SECTION;

    ...

    EXEC SQL PREPARE mystmt FROM :prep_stmt;

    EXEC SQL DESCRIBE mystmt INTO sqlda;

    printf("# of fields: %d\n", sqlda->sqld);
    for (i = 0; i < sqlda->sqld; i++)
      printf("field %d: \"%s\"\n", sqlda->sqlvar[i]->sqlname);

    EXEC SQL DECLARE mycursor CURSOR FOR mystmt;
    EXEC SQL OPEN mycursor;
    EXEC SQL WHENEVER NOT FOUND GOTO out;

    while (1)
    {
      EXEC SQL FETCH mycursor USING sqlda;
    }

    EXEC SQL CLOSE mycursor;

    free(sqlda); /* La structure principale doit être totalement
 libérée par free()
                  * sqlda and sqlda->sqlvar sont dans une seule
 zone allouée */
```

Pour plus d'informations, voyez l'entête `sqlda.h` et le test de non-régression `src/interfaces/ecpg/test/compat_informix/sqlda.pgc`.

36.15.4. Fonctions Additionnelles

`decadd`

Ajoute deux valeurs décimales.

```
int decadd(decimal *arg1, decimal *arg2, decimal *sum);
```

La fonction reçoit un poiteur sur la première opérande de type decimal (`arg1`), un pointeur sur la seconde opérande de type decimal (`arg2`) et un pointeur sur la valeur de type decimal qui contiendra la somme (`sum`). En cas de succès, la fonction retourne 0. `ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW` est retourné en cas de dépassement et `ECPG_INFORMIX_NUM_UNDERFLOW` en cas de soupassement. -1 est retourné pour les autres échecs et `errno` est positionné au nombre correspondant `errno` de pgtypeslib. pgtypeslib.

`deccmp`

Compare deux variables de type decimal.

```
int deccmp(decimal *arg1, decimal *arg2);
```

La fonction reçoit un pointeur vers la première valeur decimal (`arg1`), un pointeur vers la seconde valeur decimal (`arg2`) et retourne une valeur entière qui indique quelle elle la plus grosse valeur.

- 1, si la valeur pointée par `arg1` est plus grande que celle pointée par `arg2`.
- -1 si la valeur pointée par `arg1` est plus petite que la valeur pointée par `arg2`.
- 0 si les deux valeurs pointées par `arg1` et `arg2` sont égales.

`deccopy`

Copie une valeur decimal.

```
void deccopy(decimal *src, decimal *target);
```

La fonction reçoin un pointeur vers la valeur decimal qui doit être copiée comme premier argument (`src`) et un pointeur vers la structure de type décimale cible (`target`) comme second argument.

`deccvasc`

Convertit une valeur de sa représentation ASCII vers un type decimal.

```
int deccvasc(char *cp, int len, decimal *np);
```

La fonction reçoit un pointeur vers une chaîne qui contient la représentation chaîne du nombre à convertir (`cp`) ainsi que sa longueur `len`. `np` est un pointeur vers la valeur decimal dans laquelle sauver le résultat de l'opération.

Voici quelques formats valides: `-2`, `.794`, `+3.44`, `592.49E07` ou `-32.84e-4`.

La fonction retourne 0 en cas de succès. Si un dépassement ou un soupassement se produisent, `ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW` ou `ECPG_INFORMIX_NUM_UNDERFLOW` est retourné.

Si la représentation ASCII n'a pas pu être interprétée, `ECPG_INFORMIX_BAD_NUMERIC` est retourné ou `ECPG_INFORMIX_BAD_EXPONENT` si le problème s'est produit lors de l'analyse de l'exposant.

`deccvdbl`

Convertit une valeur de type double vers une valeur de type decimal.

```
int deccvdbl(double dbl, decimal *np);
```

La fonction reçoit la variable de type double qui devrait être convertie comme premier argument (`dbl`). Comme second argument (`np`), la fonction reçoit un pointeur vers la variable decimal qui recevra le résultat de l'opération.

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative si la conversion a échoué.

`deccvint`

Convertit une valeur de type int vers une valeur de type decimal.

```
int deccvint(int in, decimal *np);
```

La fonction reçoit la variable de type int à convertir comme premier argument (`in`). Comme second argument (`np`), la fonction reçoit un pointeur vers la variable decimal qui recevra le résultat de l'opération.

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative si la conversion a échoué.

`deccvlong`

Convertit une valeur de type long vers une valeur de type decimal.

```
int deccvlong(long lng, decimal *np);
```

La fonction reçoit la variable de type long à convertir comme premier argument (`lng`). Comme second argument (`np`), la fonction reçoit un pointeur vers la variable decimal qui recevra le résultat de l'opération.

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative si la conversion a échoué.

`decdiv`

Divise deux variables de type decimal.

```
int decdiv(decimal *n1, decimal *n2, decimal *result);
```

La fonction reçoit des pointeurs vers les deux variables qui sont le premier (`n1`) et le second (`n2`) opérandes et calcule `n1`/`n2`. `result` est un pointeur vers la variable qui recevra le résultat de l'opération.

En cas de succès, 0 est retourné, et une valeur négative si la division échoue. En cas de dépassement ou de soupassement, la fonction retourne `ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW` ou `ECPG_INFORMIX_NUM_UNDERFLOW` respectivement. Si une tentative de division par zéro se produit, la fonction retourne `ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW`.

`decmul`

Multiplie deux valeurs decimal.

```
int decmul(decimal *n1, decimal *n2, decimal *result);
```

La fonction reçoit des pointeurs vers les deux variables qui sont le premier (`n1`) et le second (`n2`) opérandes et calcule `n1`/`n2`. `result` est un pointeur vers la variable qui recevra le résultat de l'opération.

En cas de succès, 0 est retourné, et une valeur négative si la division échoue. En cas de dépassement ou de soupassement, la fonction retourne `ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW` ou `ECPG_INFORMIX_NUM_UNDERFLOW` respectivement.

`decsub`

Soustrait une valeur decimal d'une autre.

```
int decsub(decimal *n1, decimal *n2, decimal *result);
```

La fonction reçoit des pointeurs vers les deux variables qui sont le premier (`n1`) et le second (`n2`) opérandes et calcule `n1`/`n2`. `result` est un pointeur vers la variable qui recevra le résultat de l'opération.

En cas de succès, 0 est retourné, et une valeur négative si la division échoue. En cas de dépassement ou de soupassement, la fonction retourne `ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW` ou `ECPG_INFORMIX_NUM_UNDERFLOW` respectivement.

`dectoasc`

Convertit une variable de type decimal vers sa représentation ASCII sous forme de chaîne C char*.

```
int dectoasc(decimal *np, char *cp, int len, int right)
```

La fonction reçoit un pointeur vers une variable de type decimal (`np`) qu'elle convertit vers sa représentation textuelle. `cp` est le tampon qui devra contenir le résultat de l'opération. Le paramètre `right` spécifie combien de chiffres après la virgule doivent être inclus dans la sortie. Le résultat sera arrondi à ce nombre de chiffres décimaux. Positionner `right` à -1 indique que tous les chiffres décimaux disponibles devraient être inclus dans la sortie. Si la longueur du tampon de sortie, qui est indiquée par `len` n'est pas suffisante pour contenir toute la représentation en incluant le caractère NUL final, seul un caractère unique `*` est stocké dans le résultat, et -1 est retourné.

La fonction retourne -1 si le tampon `cp` était trop petit ou `ECPG_INFORMIX_OUT_OF_MEMORY` si plus de mémoire n'était disponible.

`dectodbl`

Convertit une variable de type decimal vers un double.

```
int dectodbl(decimal *np, double *dblp);
```

La fonction reçoit un pointeur vers la valeur decimal à convertir (`np`) et un pointeur vers la variable double qui devra recevoir le résultat de l'opération (`dblp`).

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative si la conversion a échoué.

`dectoint`

Convertit une variable de type decimal vers un integer.

```
int dectoint(decimal *np, int *ip);
```

La fonction reçoit un pointeur vers la valeur decimal à convertir (`np`) et un pointeur vers la variable integer qui devra recevoir le résultat de l'opération (`ip`).

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative si la conversion a échoué. Si un dépassement s'est produit, `ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW` est retourné.

Notez que l'implémentation d'ECPG diffère de celle d'Informix. Informix limite un integer entre -32767 et 32767, alors que la limite de l'implémentation d'ECPG dépend de l'architecture (`INT_MIN .. INT_MAX`).

`dectolong`

Convertit une variable de type decimal vers un long integer.

```
int dectolong(decimal *np, long *lngp);
```

La fonction reçoit un pointeur vers la valeur decimal à convertir (`np`) et un pointeur vers la variable long qui devra recevoir le résultat de l'opération (`lngp`).

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative si la conversion a échoué. Si un dépassement s'est produit, `ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW` est retourné.

Notez que l'implémentation d'ECPG diffère de celle d'Informix. Informix limite un integer entre --2,147,483,647 à 2,147,483,647 alors que la limite de l'implémentation d'ECPG dépend de l'architecture (`-LONG_MAX .. LONG_MAX`).

`rdatestr`

Convertit une date vers une chaîne char* C.

```
int rdatestr(date d, char *str);
```

La fonction reçoit deux arguments, le premier est la date à convertir (`d`) et le second est un pointeur vers la chaîne cible. Le format de sortie est toujours `yyyy-mm-dd`, vous aurez donc à allouer au moins 11 octets (en incluant le terminateur NUL) pour la chaîne.

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative si la conversion a échoué.

Notez que l'implémentation d'ECPG diffère de celle de Informix. Dans Informix le format peut être modifié par le positionnement de variable d'enregistrement. Dans ECPG par contre, vous ne pouvez pas changer le format de sortie.

`rstrdate`

Convertit la représentation textuelle d'une date.

```
int rstrdate(char *str, date *d);
```

La fonction reçoit la représentation textuelle d'une date à convertir (`str`) et un pointeur vers une variable de type date (`d`). Cette fonction ne vous permet pas de fournir un masque de formatage. Il utilise le format par défaut d'Informix qui est `mm/dd/yyyy`. En interne, cette fonction est implémentée au travers de `rdefmtdate`. Par conséquent, `rstrdate` n'est pas plus rapide et si vous avez le choix, vous devriez opter pour `rdefmtdate`, qui vous permet de spécifier le masque de formatage explicitement.

La fonction retourne les mêmes valeurs que `rdefmtdate`.

`rtoday`

Récupère la date courante.

```
void rtoday(date *d);
```

La fonction reçoit un poiteur vers une variable de type date (`d`) qu'elle positionne à la date courante.

En interne, cette fonction utilise la fonction `PGTYPESdate_today`.

`rjulmdy`

Extrait les valeurs pour le jour, le mois et l'année d'une variable de type date.

```
int rjulmdy(date d, short mdy[3]);
```

La fonction reçoit la date `d` et un pointeur vers un tableau de 3 entiers courts `mdy`. Le nom de la variable indique l'ordre séquentiel: `mdy[0]` contiendra le numéro du mois, `mdy[1]` contiendra le numéro du jour, et `mdy[2]` contiendra l'année.

La fonction retourne toujours 0 pour le moment.

En interne, cette fonction utilise la fonction `PGTYPESdate_julmdy`.

`rdefmtdate`

Utilise un masque de formatage pour convertir une chaîne de caractère vers une valeur de type date.

```
int rdefmtdate(date *d, char *fmt, char *str);
```

La fonction reçoit un pointeur vers une valeur date qui devra contenir le résultat de l'opération (`d`), le masque de formatage à utiliser pour traiter la date (`fmt`) et la chaîne de caractère char* C qui contient la représentation textuelle de la date (`str`). La représentation textuelle doit correspondre au masque de formatage. La fonction n'analyse qu'en ordre séquentiel et recherche les littéraux `yy` ou `yyyy` qui indiquent la position de l'année, `mm` qui indique la position du mois et `dd` qui indique la position du jour.

La fonction retourne les valeurs suivantes:

- 0 - La fonction s'est terminée avec succès.
- `ECPG_INFORMIX_ENOSHORTDATE` - La date ne contient pas de délimiteur entre le jour, le mois et l'année. Dans ce cas, la chaîne en entrée doit faire exactement 6 ou 8 caractères, mais ce n'est pas le cas.

- ECPG_INFORMIX_ENOTDMY - La chaîne de formatage n'indique pas correctement l'ordre séquentiel de l'année, du mois, et du jour.
- ECPG_INFORMIX_BAD_DAY - La chaîne d'entrée ne contient pas de jour valide.
- ECPG_INFORMIX_BAD_MONTH - La chaîne d'entrée ne contient pas de mois valide.
- ECPG_INFORMIX_BAD_YEAR - La chaîne d'entrée ne contient pas d'année valide.

En interne, cette fonction est implémentée en utilisant la fonction PGTYPESdate_defmt_asc. Voyez la référence à cet endroi pour la table d'exemples.

rfmtdate

Convertit une variable de type date vers sa représentation textuelle en utilisant un masque de formatage.

```
int rfmtdate(date d, char *fmt, char *str);
```

La fonction reçoit une date à convertir (d), le masque de formatage (fmt) et la chaîne qui contiendra la représentation textuelle de la date (str).

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative

En interne, cette fonction utilise la fonction PGTYPESdate_fmt_asc, voyez la référence pour des exemples.

rmdyjul

Crée une valeur date à partir d'un tableau de 3 entiers courts qui spécifient le jour, le mois et l'année de la date.

```
int rmdyjul(short mdy[3], date *d);
```

La fonction reçoit le tableau des 3 entiers courst (mdy) et un pointeur vers une variable de type date qui contiendra le résultat de l'opération.

La fonction retourne toujours 0 à l'heure actuelle.

En interne la fonction est implémentée en utilisant la fonction PGTYPESdate_mdyjul.

rdayofweek

Retourne un nombre représentant le jour de la semaine pour une valeur de date.

```
int rdayofweek(date d);
```

La fonction reçoit la variable date d comme seul argument et retourne un entier qui indique le jour de la semaine pour cette date.

- 0 - Dimanche
- 1 - Lundi
- 2 - Mardi
- 3 - Mercredi

- 4 - Jeudi
- 5 - Vendredi
- 6 - Samedi

En interne, cette fonction est implémentée en utilisant la fonction `PGTYPESdate_dayofweek`.

`dtcurrent`

Récupère le timestamp courant.

```
void dtcurrent(timestamp *ts);
```

La fonction récupère le timestamp courant et l'enregistre dans la variable timestamp vers laquelle `ts` pointe.

`dtcvasc`

Convertit un timestamp de sa représentation textuelle vers une variable timestamp.

```
int dtcvasc(char *str, timestamp *ts);
```

La fonction reçoit la chaîne à traiter (`str`) et un pointeur vers la variable timestamp qui contiendra le résultat de l'opération (`ts`).

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative

En interne, cette fonction utilise la fonction `PGTYPEStimestamp_from_asc`. Voyez la référence pour un tableau avec des exemples de formats.

`dtcvfmtasc`

Convertit un timestamp de sa représentation textuelle vers une variable timestamp en utilisant un masque de formatage.

```
dtcvfmtasc(char *inbuf, char *fmtstr, timestamp *dtvalue)
```

La fonction reçoit la chaîne à traiter (`inbuf`), le masque de formatage à utiliser (`fmtstr`) et un pointeur vers la variable timestamp qui contiendra le résultat de l'opération (`dtvalue`).

Cette fonction est implémentée en utilisant la fonction `PGTYPEStimestamp_defmt_asc`. Voyez la documentation à cet endroit pour la liste des spécificateurs de formats qui peuvent être utilisés.

La fonction retourne 0 en cas de succès et une valeur négative

`dtsub`

Soustrait un timestamp d'un autre et retourne une variable de type interval.

```
int dtsub(timestamp *ts1, timestamp *ts2, interval *iv);
```

La fonction soustrait la variable timestamp vers laquelle `ts2` pointe de la variable timestamp vers laquelle `ts1` pointe et stockera le résultat dans la variable intervalle vers laquelle `iv` pointe.

En cas de succès, la fonction retourne 0, et une valeur négative si une erreur s'est produite.

`dttoasc`

Convertit une variable timestamp vers une chaîne char* C.

```
int dttoasc(timestamp *ts, char *output);
```

La fonction reçoit un pointeur vers une variable timestamp à convertir (`ts`) et la chaîne qui devra contenir le résultat de l'opération (`output`). Elle convertit `ts` vers sa représentation textuelle comme spécifié par le standard SQL, qui est `YYYY-MM-DD HH:MM:SS`.

En cas de succès, la fonction retourne 0, et une valeur négative si une erreur s'est produite.

`dttofmtasc`

Convertit une variable timestamp vers un char* C en utilisant un masque de formatage.

```
int dttofmtasc(timestamp *ts, char *output, int str_len, char
 *fmtstr);
```

La fonction reçoit un pointeur vers le timestamp à convertir comme premier argument (`ts`), un pointeur vers le tampon de sortie (`output`), la longueur maximale qui a été allouée pour le tampon de sortie (`str_len`) et le masque de formatage à utiliser pour la conversion (`fmtstr`).

En cas de succès, la fonction retourne 0, et une valeur négative si une erreur s'est produite.

En interne, cette fonction utilise la fonction `PGTYPEStimestamp_fmt_asc`. Voyez la référence pour des informations sur les spécifications de masque de formatage qui sont utilisables.

`intoasc`

Convertit une variable interval en chaîne char* C.

```
int intoasc(interval *i, char *str);
```

La fonction reçoit un pointeur vers la variable interval à convertir (`i`) et la chaîne qui contiendra le résultat de l'opération (`str`). Elle convertit `i` vers sa représentation textuelle suivant le standard SQL, qui est `YYYY-MM-DD HH:MM:SS`.

En cas de succès, la fonction retourne 0, et une valeur négative si une erreur s'est produite.

`rfmtlong`

Convertit une valeur long integer vers sa représentation textuelle en utilisant un masque de formatage.

```
int rfmtlong(long lng_val, char *fmt, char *outbuf);
```

La fonction reçoit la valeur long `lng_val`, le masque de formatage `fmt` et un pointeur vers le tampon de sortie `outbuf`. Il convertit la valeur long vers sa représentation textuelle en fonction du masque de formatage.

Le masque de formatage peut être composé des caractères suivants de spécification:

- * (asterisk) - si cette position était blanc sans cela, mettez y un astérisque.
- & (ampersand) - si cette position était blanc sans cela, mettez y un zéro.
- # - transforme les zéros initiaux en blancs.
- < - justifie à gauche le nombre dans la chaîne.
- , (virgule) - Groupe les nombres de 4 chiffres ou plus en groupes de 3 chiffres séparés par des virgules.
- . (point) - Ce caractère sépare la partie entière du nombre de sa partie fractionnaire.
- - (moins) - le signe moins apparaît si le nombre est négatif.
- + (plus) - le signe plus apparaît si le nombre est positif.
- (- ceci remplace le signe moins devant une valeur négative. Le signe moins n'apparaîtra pas.
-) - Ce caractère remplace le signe moins et est affiché après la valeur négative.
- $ - le symbole monétaire.

`rupshift`

Passe une chaîne en majuscule.

```
void rupshift(char *str);
```

La fonction reçoit un pointeur vers une chaîne et convertit tous ses caractères en majuscules.

`byleng`

Retourne le nombre de caractères dans une chaîne sans compter les blancs finaux.

```
int byleng(char *str, int len);
```

La fonction attend une chaîne de longueur fixe comme premier argument (`str`) et sa longueur comme second argument (`len`). Elle retourne le nombre de caractères significatifs, c'est à dire la longueur de la chaîne sans ses blancs finaux.

`ldchar`

Copie une chaîne de longueur fixe vers une chaîne terminée par un NUL.

```
void ldchar(char *src, int len, char *dest);
```

La fonction reçoit la chaîne de longueur fixe à copier (`src`), sa longueur (`len`) et un pointeur vers la mémoire destinataire (`dest`). Notez que vous aurez besoin de réserver au moins `len+1` octets pour la chaine vers laquelle pointe `dest`. Cette fonction copie au plus `len` octets vers le nouvel emplacement (moins si la chaîne source a des blancs finaux) et ajoute le terminateur NUL.

`rgetmsg`

```
int rgetmsg(int msgnum, char *s, int maxsize);
```

Cette fonction existe mais n'est pas implémentée pour le moment!

`rtypalign`

```
int rtypalign(int offset, int type);
```

Cette fonction existe mais n'est pas implémentée pour le moment!

`rtypmsize`

```
int rtypmsize(int type, int len);
```

Cette fonction existe mais n'est pas implémentée pour le moment!

`rtypwidth`

```
int rtypwidth(int sqltype, int sqllen);
```

Cette fonction existe mais n'est pas implémentée pour le moment!

`rsetnull`

Set a variable to NULL.

```
int rsetnull(int t, char *ptr);
```

La fonction reçoit un entier qui indique le type de variable et un pointeur vers la variable elle même, transtypé vers un pointeur char*.

The following types exist:

- `CCHARTYPE` - Pour une variable de type `char` ou `char*`
- `CSHORTTYPE` - Pour une variable de type `short int`
- `CINTTYPE` - Pour une variable de type `int`
- `CBOOLTYPE` - Pour une variable de type `boolean`
- `CFLOATTYPE` - Pour une variable de type `float`
- `CLONGTYPE` - Pour une variable de type `long`
- `CDOUBLETYPE` - Pour une variable de type `double`
- `CDECIMALTYPE` - Pour une variable de type `decimal`
- `CDATETYPE` - Pour une variable de type `date`
- `CDTIMETYPE` - Pour une variable de type `timestamp`

Voici un exemple d'appel à cette fonction:

```
$char c[] = "abc       ";
```

```
$short s = 17;
$int i = -74874;

rsetnull(CCHARTYPE, (char *) c);
rsetnull(CSHORTTYPE, (char *) &s);
rsetnull(CINTTYPE, (char *) &i);
```

`risnull`

Teste si une variable est NULL.

```
int risnull(int t, char *ptr);
```

Cette fonction reçoit le type d'une variable à tester (`t`) ainsi qu'un pointeur vers cette variable (`ptr`). Notez que ce dernier doit être transtypé vers un char*. Voyez la fonction `rsetnull` pour une liste de types de variables possibles.

Voici un exemple de comment utiliser cette fonction:

```
$char c[] = "abc       ";
$short s = 17;
$int i = -74874;

risnull(CCHARTYPE, (char *) c);
risnull(CSHORTTYPE, (char *) &s);
risnull(CINTTYPE, (char *) &i);
```

36.15.5. Constantes Supplémentaires

Notez que toutes les constantes ici décrivent des erreurs et qu'elles sont toutes définies pour représenter des valeurs négatives. Dans les descriptions des différentes constantes vous pouvez aussi trouver la valeur que les constantes représentent dans l'implémentation actuelle. Toutefois, vous ne devriez pas vous fier à ce nombre. Vous pouvez toutefois vous appuyer sur le faite que toutes sont définies comme des valeurs négatives. values.

`ECPG_INFORMIX_NUM_OVERFLOW`

Les fonctions retournent cette valeur si un dépassement s'est produit dans un calcul. En interne, elle est définie à -1200 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_NUM_UNDERFLOW`

Les fonctions retournent cette valeur si un soupassement s'est produit dans un calcul. En interne, elle est définie à -1201 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_DIVIDE_ZERO`

Les fonctions retournent cette valeur si une division par zéro a été tentée. En interne, elle est définie à -1202 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_BAD_YEAR`

Les fonctions retournent cette valeur si une mauvaise valeur pour une année a été trouvée lors de l'analyse d'une date. En interne elle est définie à -1204 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_BAD_MONTH`

Les fonctions retournent cette valeur si une mauvaise valeur pour un mois a été trouvée lors de l'analyse d'une date. En interne elle est définie à -1205 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_BAD_DAY`

Les fonctions retournent cette valeur si une mauvaise valeur pour un jour a été trouvée lors de l'analyse d'une date. En interne elle est définie à -1206 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_ENOSHORTDATE`

Les fonctions retournent cette valeur si une routine d'analyse a besoin d'une représentation courte de date mais que la chaîne passée n'était pas de la bonne longueur. En interne elle est définie à -1206 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_DATE_CONVERT`

Les fonctions retournent cette valeur si une erreur s'est produite durant un formatage de date. En interne, elle est définie à -1210 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_OUT_OF_MEMORY`

Les fonctions retournent cette valeur si elles se sont retrouvées à court de mémoire durant leur fonctionnement. En interne, elle est définie à -1211 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_ENOTDMY`

Les fonctions retournent cette valeur si la routine d'analyse devait recevoir un masque de formatage (comme `mmddyy`) mai que tous les champs n'étaient pas listés correctement. En interne, elle est définie à -1212 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_BAD_NUMERIC`

Les fonctions retournent cette valeur soit parce qu'une routine d'analyse ne peut pas analyser la représentation textuelle d'une valeur numérique parce qu'elle contient des erreurs, soit parce qu'une routine ne peut pas terminer un calcul impliquant des variables numeric parce qu'au moins une des variables numeric est invalide. En interne, elle est définie à -1213 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_BAD_EXPONENT`

Les fonctions retournent cette valeur si elles n'ont pas réussi à analyser l'exposant de la représentation textuelle d'une valeur numérique. En interne, elle est définie à -1216 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_BAD_DATE`

Les fonctions retournent cette valeur si une chaîne de date invalide leur a été passée. En interne, elle est définie à -1218 (la définition Informix).

`ECPG_INFORMIX_EXTRA_CHARS`

Les fonctions retournent cette valeur si trop de caractères ont été trouvés dans la représentation textuelle d'un format date. En interne, elle est définie à -1264 (la définition Informix).

36.16. Mode de compatibilité Oracle

`ecpg` peut être exécuté dans un *mode de compatibilité Oracle*. Si ce mode est actif, il essaie de se comporter comme si c'était du Pro*C Oracle.

En fait, ce mode change le comportement d'`ecpg` de trois façons :

- Remplit les tableaux de caractères recevant des types chaîne de caractères avec des espaces à la fin pour obtenir la longueur indiquée
- Un octet zéro termine ces tableaux de caractères, et configure la variable indicateur si la troncature survient
- Configure l'indicateur null à `-1` quand les tableaux de caractères reçoivent des types de chaînes de caractères vides

36.17. Fonctionnement Interne

Cette section explique comment ECPG fonctionne en interne. Cette information peut être utile pour comprendre comment utiliser ECPG.

Les quatre premières lignes écrites sur la sortie par `ecpg` sont des lignes fixes. Deux sont des commentaires et deux sont des lignes d'inclusion nécessaires pour s'interfacer avec la librairie. Puis le préprocesseur lit le fichier et écrit la sortie. La plupart du temps, il répète simplement tout dans la sortie.

Quand il voit un ordre `EXEC SQL`, il intervient et le modifie. La commande débute par `EXEC SQL` et se termine par `;`. Tout ce qui se trouve entre deux est traité comme un ordre SQL et analysé pour substitution de variables.

Une substitution de variable se produit quand un symbole commence par un deux-points (`:`). La variable dont c'est le nom est recherchée parmi les variables qui ont été précédemment déclarées dans une section `EXEC SQL DECLARE`.

La fonction la plus importante de la librairie est `ECPGdo`, qui s'occupe de l'exécution de la plupart des commandes. Elle prend un nombre variable d'arguments. Le nombre de ces arguments peut rapidement dépasser la cinquantaine, et nous espérons que cela ne posera de problème sur aucune plateforme.

Les arguments sont:

Un numéro de ligne

C'est le numéro de la ligne originale; c'est utilisé uniquement pour les messages d'erreu.

Une chaîne

C'est la commande SQL à exécuter. Elle est modifiée par les variables d'entrée, c'est à dire les variables qui n'étaient pas connues au moment de la compilation mais qui doivent tout de même faire partie de la commande. Aux endroits où ces variables doivent être positionnées, la chaîne contient des `?`.

Variables d'Entrée

Chaque variable d'entrée entraîne la création de dix arguments. (Voir plus bas.)

`ECPGt_EOIT`

Un `enum` annonçant qu'il n'y a pas de variable d'entrées supplémentaires.

Variables de Sortie

Chaque variable de sortie entraîne la création de dix arguments. (Voir plus bas.) Ces variables sont renseignées par la fonction.

`ECPGt_EORT`

Un `enum` annonçant qu'il n'y a plus de variables.

Pour chaque variable qui fait partie d'une commande SQL, la fonction reçoit dix arguments:

1. Le type sous forme de symbole spécial.
2. Un pointeur vers la valeur ou un pointeur vers le pointeur.
3. La taille de la variable si elle est `char` ou `varchar`.
4. Le nombre d'éléments du tableau (pour les fetch sur tableau).
5. Le décalage vers le prochain élément du tableau (pour les fetch sur tableau).
6. Le type de la variable indicateur sous forme de symbole special.
7. Un pointeur vers la variable indicateur.
8. 0
9. Le nombre d'éléments du tableau d'indicateurs (pour les fetch sur tableau).
10. Le décalage vers le prochain élément du tableau d'indicateurs (pour les fetch sur tableau).

Notez que toutes les commandes SQL ne sont pas traitées de cette façon. Par exemple, un ordre d'ouverture de curseur comme: Notez que toutes les commandes SQL ne sont pas traitées de cette façon. Par exemple, un ordre d'ouverture de curseur comme:

```
EXEC SQL OPEN cursor;
```

n'est pas copié vers la sortie. À la place, la commande de curseur `DECLARE` est utilisée à l'endroit de la commande `OPEN` parce qu'elle ouvre effectivement le curseur.

Voici un exemple complet expliquant la sortie du préprocesseur sur un fichier `foo.pgc` (quelques détails pourraient changer en fonction de la version exacte du préprocesseur):

```
EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION;
int index;
int result;
EXEC SQL END DECLARE SECTION;
...
EXEC SQL SELECT res INTO :result FROM mytable WHERE index = :index;
```

is translated into:

```
/* Processed by ecpg (2.6.0) */
/* These two include files are added by the preprocessor */
#include <ecpgtype.h>;
#include <ecpglib.h>;

/* exec sql begin declare section */

#line 1 "foo.pgc"

 int index;
 int result;
/* exec sql end declare section */
...
ECPGdo(__LINE__, NULL, "SELECT res FROM mytable WHERE index = ?
 ",
```

```
        ECPGt_int,&(index),1L,1L,sizeof(int),
        ECPGt_NO_INDICATOR, NULL , 0L, 0L, 0L, ECPGt_EOIT,
        ECPGt_int,&(result),1L,1L,sizeof(int),
        ECPGt_NO_INDICATOR, NULL , 0L, 0L, 0L, ECPGt_EORT);
#line 147 "foo.pgc"
```

(L'indentation est ajoutée ici pour améliorer la lisibilité et n'est pas quelque chose que le préprocesseur effectue).

Chapitre 37. Schéma d'information

Le schéma d'information consiste en un ensemble de vues contenant des informations sur les objets définis dans la base de données courante. Le schéma d'information est défini dans le standard SQL et, donc supposé portable et stable -- contrairement aux catalogues système qui sont spécifiques à PostgreSQL et modelés suivant l'implantation. Néanmoins, les vues du schéma d'information ne contiennent pas d'informations sur les fonctionnalités spécifiques à PostgreSQL ; pour cela, on utilise catalogues système et autres vues spécifiques à PostgreSQL.

> **Note**
>
> En demandant des informations sur les contraintes dans la base de données, il est possible qu'une requête conforme au standard s'attendant à ne récupérer qu'une ligne en récupère en fait plusieurs. Ceci est dû au fait que le standard SQL requiert que les noms des contraintes soient uniques dans un même schéma mais PostgreSQL ne force pas cette restriction. Les noms de contraintes créés automatiquement par PostgreSQL évitent les doublons dans le le même schéma mais les utilisateurs peuvent spécifier explicitement des noms existant déjà.
>
> Ce problème peut apparaître lors de la consultation de vues du schéma d'informations, comme par exemple `check_constraint_routine_usage`, `check_constraints`, `domain_constraints` et `referential_constraints`. Certaines autres vues ont des problèmes similaires mais contiennent le nom de la table pour aider à distinguer les lignes dupliquées, par exemple `constraint_column_usage`, `constraint_table_usage`, `table_constraints`.

37.1. Le schéma

Le schéma d'information est lui-même un schéma nommé `information_schema`. Ce schéma existe automatiquement dans toutes les bases de données. Le propriétaire de ce schéma est l'utilisateur initial du cluster. Il a naturellement tous les droits sur ce schéma, dont la possibilité de le supprimer (mais l'espace gagné ainsi sera minuscule).

Par défaut, le schéma d'information n'est pas dans le chemin de recherche des schémas. Il est donc nécessaire d'accéder à tous les objets qu'il contient via des noms qualifiés. Comme les noms de certains objets du schéma d'information sont des noms génériques pouvant survenir dans les applications utilisateur, il convient d'être prudent avant de placer le schéma d'information dans le chemin.

37.2. Types de données

Les colonnes des vues du schéma d'information utilisent des types de données spéciaux, définis dans le schéma d'information. Ils sont définis comme des domaines simples sur des types internes. Vous ne devriez pas utiliser ces types en dehors du schéma d'information, mais les applications doivent pouvoir les utiliser si des sélections sont faites dans le schéma d'information.

Ces types sont :

`cardinal_number`

Un entier non négatif.

`character_data`

Une chaîne de caractères (sans longueur maximale indiquée).

`sql_identifier`

Une chaîne de caractères. Elle est utilisée pour les identifiants SQL, le type de données `character_data` est utilisé pour tout autre type de données texte.

`time_stamp`

Un domaine au-dessus du type `timestamp with time zone`

`yes_or_no`

Un domaine dont le type correspond à une chaîne de caractères, qui contient soit `YES` soit `NO`. C'est utilisé pour représenter des données booléennes (true/false) dans le schéma d'informations. (Le schéma d'informations était inventé avant l'ajout du type `boolean` dans le standard SQL, donc cette convention est nécessaire pour conserver la compatibilité avec le schéma d'informations.)

Chaque colonne du schéma d'information est de l'un des ces cinq types.

37.3. `information_schema_catalog_name`

`information_schema_catalog_name` est une table qui contient en permanence une ligne et une colonne contenant le nom de la base de données courante (catalogue courant dans la terminologie SQL).

Tableau 37.1. Colonnes de `information_schema_catalog_name`

Nom	Type de données	Description
`catalog_name`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant ce schéma d'informations

37.4. `administrable_role_authorizations`

La vue `administrable_role_authorizations` identifie tous les rôles pour lesquelles l'utilisateur courant possède l'option ADMIN.

Tableau 37.2. Colonnes de `administrable_role_authorizations`

Nom	Type de données	Description
`grantee`	`sql_identifier`	Nom du rôle pour lequel cette appartenance de rôle a été donnée (peut être l'utilisateur courant ou un rôle différent dans le cas d'appartenances de rôles imbriquées).
`role_name`	`sql_identifier`	Nom d'un rôle
`is_grantable`	`yes_or_no`	Toujours `YES`

37.5. `applicable_roles`

La vue `applicable_roles` identifie tous les rôles dont l'utilisateur courant peut utiliser les droits. Cela signifie qu'il y a certaines chaînes de donnation des droits de l'utilisateur courant au rôle en question. L'utilisateur lui-même est un rôle applicable. L'ensemble de rôles applicables est habituellement utilisé pour la vérification des droits.

Tableau 37.3. Colonnes de `applicable_roles`

Nom	Type de données	Description
`grantee`	`sql_identifier`	Nom du rôle à qui cette appartenance a été donnée (peut être l'utilisateur courant ou un rôle différent dans le cas d'appartenances de rôles imbriquées)
`role_name`	`sql_identifier`	Nom d'un rôle
`is_grantable`	`yes_or_no`	`YES` si le bénéficiaire a l'option ADMIN sur le rôle, `NO` dans le cas contraire

37.6. `attributes`

La vue `attributes` contient des informations sur les attributs des types de données composites définis dans la base. (La vue ne donne pas d'informations sur les colonnes de table, qui sont quelque fois appelées attributs dans le contexte de PostgreSQL.) Seuls ces attributs sont affichés plutôt que ceux auxquels l'utilisateur courant a accès (s'il est le propriétaire ou a des droits sur le type).

Tableau 37.4. Colonnes de `attributes`

Nom	Type de données	Description
`udt_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base contenant le type de données (toujours la base courante)
`udt_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant le type de données
`udt_name`	`sql_identifier`	Nom du type de données
`attribute_name`	`sql_identifier`	Nom de l'attribut
`ordinal_position`	`cardinal_number`	Position de l'attribut dans le type de données (le décompte commence à 1)
`attribute_default`	`character_data`	Expression par défaut de l'attribut
`is_nullable`	`yes_or_no`	`YES` si l'attribut peut être NULL, `NO` dans le cas contraire.
`data_type`	`character_data`	Type de données de l'attribut s'il s'agit d'un type interne ou `ARRAY` s'il s'agit d'un tableau (dans ce cas, voir la vue `element_types`), sinon `USER-DEFINED` (dans ce cas, le type est identifié dans `attribute_udt_name` et les colonnes associées).
`character_maximum_length`	`cardinal_number`	Si `data_type` identifie un caractère ou une chaîne de bits, la longueur maximale déclarée ; NULL pour tous les autres types de données ou si aucune longueur maximale n'a été déclarée.
`character_octet_length`	`cardinal_number`	Si `data_type` identifie un type caractère, la longueur maximale

Nom	Type de données	Description
		en octets (bytes) d'un datum ; NULL pour tous les autres types de données. La longueur maximale en octets dépend de la longueur maximum déclarée en caractères (voir ci-dessus) et l'encodage du serveur.
character_set_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible avec PostgreSQL
character_set_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible avec PostgreSQL
character_set_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible avec PostgreSQL
collation_catalog	sql_identifier	Nom de la base contenant le collationnement de l'attribut (toujours la base de données courante), NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'attribut ne peut pas avoir de collationnement
collation_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le collationnement de l'attribut, NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'attribut ne peut pas avoir de collationnement
collation_name	sql_identifier	Nom du collationnement de l'attribut, NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'attribut ne peut pas avoir de collationnement
numeric_precision	cardinal_number	Si data_type identifie un type numérique, cette colonne contient la précision (déclarée ou implicite) du type pour cet attribut. La précision indique le nombre de chiffres significatifs. Elle peut être exprimée en décimal (base 10) ou en binaire (base 2) comme le précise la colonne numeric_precision_radix. Pour tous les autres types de données, cette colonne vaut NULL.
numeric_precision_radix	cardinal_number	Si data_type identifie un type numérique, cette colonne indique la base d'expression des colonnes numeric_precision et

Nom	Type de données	Description
		numeric_scale. La valeur est soit 2 soit 10. Pour tous les autres types de données, cette colonne est NULL.
numeric_scale	cardinal_number	Si data_type identifie un type numérique exact, cette colonne contient l'échelle (déclarée ou implicite) du type pour cet attribut. L'échelle indique le nombre de chiffres significatifs à droite du point décimal. Elle peut être exprimée en décimal (base 10) ou en binaire (base 2) comme le précise la colonne numeric_precision_radix. Pour tous les autres types de données, cette colonne est NULL.
datetime_precision	cardinal_number	Si data_type identifie une date, une heure, un horodatage ou un interval, cette colonne contient la précision en secondes (déclarée ou implicite) pour cet attribut, c'est-à-dire le nombre de chiffres décimaux suivant le point décimal de la valeur en secondes. Pour tous les autres types de données, cette colonne est NULL.
interval_type	character_data	Si data_type identifie un type d'intervalle, cette colonne contient la spécification des champs que les intervalles incluent pour cet attribut, par exemple YEAR TO MONTH, DAY TO SECOND, etc. Si aucune restriction de champs n'est spécifiée (autrement dit, l'intervalle accepte tous les champs) et pour tous les autres types de données, ce champ est NULL.
interval_precision	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL (voir datetime_precision pour la précision en fraction des secondes des attributs du type d'intervalle)
attribute_udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base dans laquelle le type de données de l'attribut est défini (toujours la base courante)
attribute_udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma dans lequel le type de données de l'attribut est défini

Nom	Type de données	Description
attribute_udt_name	sql_identifier	Nom du type de données de l'attribut
scope_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
scope_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
scope_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
maximum_cardinality	cardinal_number	Toujours NULL car les tableaux ont toujours une cardinalité maximale dans PostgreSQL
dtd_identifier	sql_identifier	Un identifiant du descripteur du type de données de la colonne, unique parmi les descripteurs de types de données de la table. Ceci est principalement utile pour des jointures avec d'autres instances de tels identifiants. (Le format spécifique de l'identifiant n'est pas défini et il n'est pas garanti qu'il reste identique dans les versions futures.)
is_derived_reference_attribute	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL

Voir aussi dans Section 37.16, une vue structurée de façon similaire, pour plus d'informations sur certaines colonnes.

37.7. character_sets

La vue character_sets identifie les jeux de caractères disponibles pour la base de données courante. Comme PostgreSQL ne supporte pas plusieurs jeux de caractères dans une base de données, cette vue n'en affiche qu'une, celle qui correspond à l'encodage de la base de données.

Les termes suivants sont utilisés dans le standard SQL :

répertoire de caractères (*character repertoire*

Un ensemble abstrait de caractères, par exemple UNICODE, UCS ou LATIN1. Non exposé en tant qu'objet SQL mais visible dans cette vue.

forme d'encodage de caractères (*character encoding form*)

Un encodage d'un certain répertoire de caractères. La plupart des anciens répertoires de caractères utilisent seulement un encodage. Du coup, il n'y a pas de noms séparés pour eux (par exemple LATIN1 est une forme d'encodage applicable au répertoire LATIN1). Par contre, Unicode dispose des formats d'encodage UTF8, UTF16, etc. (ils ne sont pas tous supportés par PostgreSQL). Les formes d'encodage ne sont pas exposés comme un objet SQL mais ils sont visibles dans cette vue.

jeu de caractères (*character set*)

Un objet SQL nommé qui identifie un répertoire de caractères, un encodage de caractères et un collationnement par défaut. Un jeu de caractères prédéfini aura généralement le même nom

qu'une forme d'encodage mais les utilisateurs peuvent définir d'autres noms. Par exemple, le jeu de caractères `UTF8` identifiera typiquement le répertoire des caractères `UCS`, la forme d'encodage `UTF8` et un collationnement par défaut.

Dans PostgreSQL, un « encodage » peut être vu comme un jeu de caractères ou une forme d'encodage des caractères. Ils auront le même nom et il n'y en a qu'un dans une base de données.

Tableau 37.5. Colonnes de `character_sets`

Nom	Type de données	Description
`character_set_catalog`	`sql_identifier`	Les jeux de caractères ne sont pas actuellement implémentés comme des objets du schéma, donc cette colonne est NULL.
`character_set_schema`	`sql_identifier`	Les jeux de caractères ne sont pas actuellement implémentés comme des objets du schéma, donc cette colonne est NULL.
`character_set_name`	`sql_identifier`	Nom du jeu de caractères, mais affiche actuellement le nom de l'encodage de la base de données
`character_repertoire`	`sql_identifier`	Répertoire des caractères, affichant `UCS` si l'encodage est `UTF8`, et le nom de l'encodage sinon
`form_of_use`	`sql_identifier`	Forme d'encodage des caractères, identique à l'encodage de la base de données
`default_collate_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant le collationnement par défaut (toujours la base de données courante si un collationnement est identifié)
`default_collate_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant le collationnement par défaut
`default_collate_name`	`sql_identifier`	Nom du collationnement par défaut. Il est identifié comme le collationnement qui correspond aux paramètres `COLLATE` et `CTYPE` pour la base de données courante. S'il n'y a pas de collationnement, cette colonne, le schéma associé et les colonnes du catalogue sont NULL.

37.8. `check_constraint_routine_usage`

La vue `check_constraint_routine_usage` identifie les routines (fonctions et procédures) utilisées par une contrainte de vérification. Seules sont présentées les routines qui appartiennent à un rôle couramment actif.

Tableau 37.6. Colonnes de `check_constraint_routine_usage`

Nom	Type de données	Description
`constraint_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base contenant la contrainte (toujours la base courante)
`constraint_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant la contrainte
`constraint_name`	`sql_identifier`	Nom de la contrainte
`specific_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base contenant la fonction (toujours la base courante)
`specific_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant la fonction
`specific_name`	`sql_identifier`	Le « nom spécifique » de la fonction. Voir Section 37.40 pour plus d'informations.

37.9. `check_constraints`

La vue `check_constraints` contient toutes les contraintes de vérification définies sur une table ou un domaine, possédées par un rôle couramment actif (le propriétaire d'une table ou d'un domaine est le propriétaire de la contrainte).

Tableau 37.7. Colonnes de `check_constraints`

Nom	Type de données	Description
`constraint_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant la contrainte (toujours la base de données courante)
`constraint_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant la contrainte
`constraint_name`	`sql_identifier`	Nom de la contrainte
`check_clause`	`character_data`	L'expression de vérification de la contrainte

37.10. `collations`

La vue `collations` contient les collationnements disponibles dans la base de données courante.

Tableau 37.8. Colonnes de `collations`

Nom	Type de données	Description
`collation_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant le collationnement (toujours la base de données courante)
`collation_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant le collationnement
`collation_name`	`sql_identifier`	Nom du collationnement par défaut
`pad_attribute`	`character_data`	Toujours `NO PAD` (l'alternative `PAD SPACE` n'est pas supportée par PostgreSQL.)

37.11. collation_character_set_applicability

La vue collation_character_set_applicability identifie les jeux de caractères applicables aux collationnements disponibles. Avec PostgreSQL, il n'existe qu'un jeu de caractères par base de données (voir les explications dans Section 37.7), donc cette vue ne fournit pas beaucoup d'informations utiles.

Tableau 37.9. Colonnes de collation_character_set_applicability

Nom	Type de données	Description
collation_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant le collationnement (toujours la base de données courante)
collation_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le collationnement
collation_name	sql_identifier	Nom du collationnement par défaut
character_set_catalog	sql_identifier	Les jeux de caractères ne sont pas actuellement implémentés comme des objets du schéma, donc cette colonne est NULL.
character_set_schema	sql_identifier	Les jeux de caractères ne sont pas actuellement implémentés comme des objets du schéma, donc cette colonne est NULL.
character_set_name	sql_identifier	Nom du jeu de caractères

37.12. column_domain_usage

La vue column_domain_usage identifie toutes les colonnes (d'une table ou d'une vue) utilisant un domaine défini dans la base de données courante et possédé par un rôle couramment actif.

Tableau 37.10. Colonnes de column_domain_usage

Nom	Type de données	Description
domain_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant le domaine (toujours la base de données courante)
domain_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le domaine
domain_name	sql_identifier	Nom du domaine
table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la table (toujours la base de données courante)
table_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la table
table_name	sql_identifier	Nom de la table
column_name	sql_identifier	Nom de la colonne

37.13. column_options

La vue column_options contient toutes les options définies pour les colonnes des tables étrangères de la base de données courante. Seules sont montrées les tables étrangères auxquelles l'utilisateur courant a accès (soit parce qu'il en est le propriétaire soit parce qu'il dispose de certains droits dessus)

Tableau 37.11. Colonnes de `column_options`

Nom	Type de données	Description
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base contenant la table distance (toujours las base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant la table distance
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la table distante
`column_name`	`sql_identifier`	Nom de la colonne
`option_name`	`sql_identifier`	Nom de l'option
`option_value`	`character_data`	Valeur de l'option

37.14. `column_privileges`

La vue `column_privileges` identifie tous les droits octroyés sur les colonnes à un rôle couramment actif ou par un rôle couramment actif. Il existe une ligne pour chaque combinaison colonne, donneur (*grantor*) et receveur (*grantee*).

Si un droit a été donné sur une table entière, il s'affichera dans cette vue comme un droit sur chaque colonne, mais seulement pour les types de droits où la granularité par colonne est possible : `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, `REFERENCES`.

Tableau 37.12. Colonnes de `column_privileges`

Nom	Type de données	Description
`grantor`	`sql_identifier`	Nom du rôle ayant accordé le privilège
`grantee`	`sql_identifier`	Nom du rôle receveur
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la table qui contient la colonne (toujours la base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la table qui contient la colonne
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la table qui contient la colonne
`column_name`	`sql_identifier`	Nom de la colonne
`privilege_type`	`character_data`	Type de privilège : `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE` ou `REFERENCES`
`is_grantable`	`yes_or_no`	`YES` si le droit peut être accordé, `NO` sinon

37.15. `column_udt_usage`

La vue `column_udt_usage` identifie toutes les colonnes qui utilisent les types de données possédés par un rôle actif. Avec PostgreSQL, les types de données internes se comportent comme des types utilisateur, ils apparaissent aussi ici. Voir aussi la Section 37.16 pour plus de détails.

Tableau 37.13. Colonnes de `column_udt_usage`

Nom	Type de données	Description
`udt_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données dans laquelle le type de donnée de la colonne (le type sous-jacent du domaine, si applicable) est défini (toujours la base de données courante).

Nom	Type de données	Description
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma dans lequel le type de donnée de la colonne (le type sous-jacent du domaine, si applicable) est défini.
udt_name	sql_identifier	Nom du type de données de la colonne (le type sous-jacent du domaine, si applicable).
table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la table (toujours la base de données courante).
table_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la table.
table_name	sql_identifier	Nom de la table.
column_name	sql_identifier	Nom de la colonne.

37.16. columns

La vue columns contient des informations sur toutes les colonnes de table (et colonnes de vue) de la base. Les colonnes système (oid, etc.) ne sont pas incluses. Seules les colonnes auxquelles l'utilisateur a accès (par propriété ou par privilèges) sont affichées.

Tableau 37.14. Colonnes de columns

Nom	Type de données	Description
table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la table (toujours la base de données courante)
table_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la table
table_name	sql_identifier	Nom de la table
column_name	sql_identifier	Nom de la colonne
ordinal_position	cardinal_number	Position de la colonne dans la table (la numérotation commençant à 1)
column_default	character_data	Expression par défaut de la colonne
is_nullable	yes_or_no	YES si la colonne est *NULLable* (elle admet une absence de valeur), NO dans le cas contraire. La contrainte NOT NULL n'est pas la seule façon de définir qu'une colonne n'est pas *NULLable*.
data_type	character_data	Le type de données de la colonne, s'il s'agit d'un type interne ou ARRAY s'il s'agit d'un tableau (dans ce cas, voir la vue element_types), USER-DEFINED dans les autres cas (le type est alors identifié dans udt_name et colonnes associées). Si la colonne est fondée sur un domaine, cette colonne est une référence au type sous-jacent du domaine (et le domaine est identifié dans domain_name et colonnes associées).
character_maximum_length	cardinal_number	Si data_type identifie un type chaîne de caractères ou chaîne de bits, la longueur maximale déclarée ; NULL pour tous les autres types de données ou si aucune longueur maximale n'a été déclarée.
character_octet_length	cardinal_number	Si data_type identifie un type caractère, la longueur maximale en octets (bytes) d'un

Nom	Type de données	Description
		datum ; NULL pour tous les autres types de données. La longueur maximale en octets dépend de la longueur maximum déclarée en caractères (voir ci-dessus) et l'encodage du serveur.
numeric_precision	cardinal_number	Si data_type identifie un type numérique, cette colonne contient la précision (déclarée ou implicite) du type pour ce domaine. La précision indique le nombre de chiffres significatifs. Elle peut être exprimée en décimal (base 10) ou en binaire (base 2) comme indiqué dans la colonne numeric_precision_radix. Pour tous les autres types de données, la colonne est NULL.
numeric_precision_radix	cardinal_number	Si data_type identifie un type numérique, cette colonne indique dans quelle base les valeurs des colonnes numeric_precision et numeric_scale sont exprimées. La valeur est 2 ou 10. Pour tous les autres types de données, cette colonne est NULL.
numeric_scale	cardinal_number	Si data_type identifie un type numeric exact, cette colonne contient l'échelle (déclarée ou implicite) du type pour ce domaine. L'échelle indique le nombre de chiffres significatifs à la droite du point décimal. Elle peut être exprimée en décimal (base 10) ou en binaire (base 2), comme indiqué dans la colonne numeric_precision_radix. Pour tous les autres types de données, cette colonne est NULL.
datetime_precision	cardinal_number	Si data_type identifie une date, une heure, un horodatage ou un interval, cette colonne contient la précision en secondes (déclarée ou implicite) pour cet attribut, c'est-à-dire le nombre de chiffres décimaux suivant le point décimal de la valeur en secondes. Pour tous les autres types de données, cette colonne est NULL.
interval_type	character_data	Si data_type identifie un type d'intervalle, cette colonne contient la spécification des champs que les intervalles incluent pour cette colonne, par exemple YEAR TO MONTH, DAY TO SECOND, etc. Si aucune restriction de champs n'est spécifiée (autrement dit, l'intervalle accepte tous les champs) et pour tous les autres types de données, ce champ est NULL.
interval_precision	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL (voir datetime_precision pour la précision en fraction des secondes des attributs du type d'intervalle)

Nom	Type de données	Description
character_set_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
character_set_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
character_set_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
collation_catalog	sql_identifier	Nom de la base contenant le collationnement de l'attribut (toujours la base de données courante), NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'attribut ne peut pas avoir de collationnement
collation_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le collationnement de l'attribut, NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'attribut ne peut pas avoir de collationnement
collation_name	sql_identifier	Nom du collationnement de l'attribut, NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'attribut ne peut pas avoir de collationnement
domain_catalog	sql_identifier	Si la colonne a un type domaine, le nom de la base de données où le type est défini (toujours la base de données courante), sinon NULL.
domain_schema	sql_identifier	Si la colonne a un type domaine, le nom du schéma où le domaine est défini, sinon NULL.
domain_name	sql_identifier	Si la colonne a un type de domaine, le nom du domaine, sinon NULL.
udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données où le type de données de la colonne (le type sous-jacent du domaine, si applicable) est défini (toujours la base de données courante).
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma où le type de données de la colonne (le type sous-jacent du domaine, si applicable) est défini.
udt_name	sql_identifier	Nom du type de données de la colonne (le type sous-jacent du domaine, si applicable).
scope_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
maximum_cardinality	cardinal_number	Toujours NULL car les tableaux ont toujours une cardinalité maximale illimitée avec PostgreSQL.
dtd_identifier	sql_identifier	Un identifiant du descripteur du type de données de la colonne, unique parmi les descripteurs de type de données contenus dans la table. Ceci est principalement utile pour joindre d'autres instances de ces identifiants.

Nom	Type de données	Description
		(Le format spécifique de l'identifiant n'est pas défini et rien ne permet d'assurer qu'il restera inchangé dans les versions futures.)
is_self_referencing	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
is_identity	yes_or_no	Si la colonne est une colonne d'identité, alors YES, sinon NO.
identity_generation	character_data	Si la colonne est une colonne d'identité, alors ALWAYS sinon BY DEFAULT, reflétant la définition de la colonne.
identity_start	character_data	Si la colonne est une colonne identité, alors la valeur de démarrage de la séquence interne, sinon NULL.
identity_increment	character_data	Si la colonne est une colonne identité, alors l'incrément de la séquence interne, sinon NULL.
identity_maximum	character_data	Si la colonne est une colonne identité, alors la valeur maximale de la séquence interne, sinon NULL.
identity_minimum	character_data	Si la colonne est une colonne identité, alors la valeur minimale de la séquence interne, sinon NULL.
identity_cycle	yes_or_no	Si la colonne est une colonne identité, alors YES si la séquence interne fait un cycle et NO dans le cas contraire ; sinon NULL.
is_generated	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
generation_expression	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
is_updatable	yes_or_no	YES si la colonne est actualisable, NO dans le cas contraire (les colonnes des tables sont toujours modifiables, les colonnes des vues ne le sont pas nécessairement).

Puisqu'en SQL les possibilités de définir les types de données sont nombreuses, et que PostgreSQL offre des possibilités supplémentaires, leur représentation dans le schéma d'information peut s'avérer complexe.

La colonne data_type est supposée identifier le type de données interne sous-jacent de la colonne. Avec PostgreSQL, cela signifie que le type est défini dans le schéma du catalogue système pg_catalog. Cette colonne est utile si l'application sait gérer les types internes (par exemple, formater les types numériques différemment ou utiliser les données dans les colonnes de précision). Les colonnes udt_name, udt_schema et udt_catalog identifient toujours le type de données sous-jacent de la colonne même si la colonne est basée sur un domaine.

Puisque PostgreSQL traite les types internes comme des types utilisateur, les types internes apparaissent aussi ici. Il s'agit d'une extension du standard SQL.

Toute application conçue pour traiter les données en fonction du type peut utiliser ces colonnes, car, dans ce cas, il importe peu de savoir si la colonne est effectivement fondée sur un domaine. Si la colonne est fondée sur un domaine, l'identité du domaine est stockée dans les colonnes domain_name, domain_schema et domain_catalog. Pour assembler les colonnes avec

leurs types de données associés et traiter les domaines comme des types séparés, on peut écrire `coalesce(domain_name, udt_name)`, etc.

37.17. `constraint_column_usage`

La vue `constraint_column_usage` identifie toutes les colonnes de la base de données courante utilisées par des contraintes. Seules sont affichées les colonnes contenues dans une table possédée par un rôle connecté. Pour une contrainte de vérification, cette vue identifie les colonnes utilisées dans l'expression de la vérification. Pour une contrainte de clé étrangère, cette vue identifie les colonnes que la clé étrangère référence. Pour une contrainte d'unicité ou de clé primaire, cette vue identifie les colonnes contraintes.

Tableau 37.15. Colonnes de `constraint_column_usage`

Nom	Type de données	Description
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant la table contenant la colonne utilisée par certaines contraintes (toujours la base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant la table contenant la colonne utilisée par certaines contraintes
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la table contenant la colonne utilisée par certaines contraintes
`column_name`	`sql_identifier`	Nom de la colonne utilisée par certaines contraintes
`constraint_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant la contrainte (toujours la base de données courante)
`constraint_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant la contrainte
`constraint_name`	`sql_identifier`	Nom de la contrainte

37.18. `constraint_table_usage`

La vue `constraint_table_usage` identifie toutes les tables de la base de données courante utilisées par des contraintes et possédées par un rôle actuellement activé. (Cela diffère de la vue `table_constraints` qui identifie toutes les contraintes et la table où elles sont définies.) Pour une contrainte de clé étrangère, cette vue identifie la table que la clé étrangère référence. Pour une contrainte d'unicité ou de clé primaire, cette vue identifie simplement la table à laquelle appartient la contrainte. Les contraintes de vérification et les contraintes de non nullité (NOT NULL) ne sont pas incluses dans cette vue.

Tableau 37.16. Colonnes de `constraint_table_usage`

Nom	Type de données	Description
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant la table utilisée par quelques contraintes (toujours la base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant la table utilisée par quelque contrainte
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la table utilisée par quelque contrainte
`constraint_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant la contrainte (toujours la base de données courante)

Nom	Type de données	Description
constraint_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la contrainte
constraint_name	sql_identifier	Nom de la contrainte

37.19. data_type_privileges

La vue data_type_privileges identifie tous les descripteurs de type de données auxquels l'utilisateur a accès, parce qu'il en est le propriétaire ou parce qu'il dispose de quelque droit sur le descripteur. Un descripteur de type de données est créé lorsqu'un type de données est utilisé dans la définition d'une colonne de table, d'un domaine ou d'une fonction (en tant que paramètre ou code de retour). Il stocke alors quelques informations sur l'utilisation du type de données (par exemple la longueur maximale déclarée, si applicable). Chaque descripteur de type de données se voit affecter un identifiant unique parmi les descripteurs de type de données affectés à un objet (table, domaine, fonction). Cette vue n'est probablement pas utile pour les applications, mais elle est utilisée pour définir d'autres vues dans le schéma d'information.

Tableau 37.17. Colonnes de data_type_privileges

Nom	Type de données	Description
object_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant l'objet décrit (toujours la base de données courante)
object_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant l'objet décrit
object_name	sql_identifier	Nom de l'objet décrit
object_type	character_data	Le type d'objet décrit : fait partie de TABLE (le descripteur de type de données concerne une colonne de cette table), DOMAIN (le descripteur concerne ce domaine), ROUTINE (le descripteur est lié à un type de paramètre ou de code de retour de cette fonction).
dtd_identifier	sql_identifier	L'identifiant du descripteur de type de données, unique parmi les descripteurs de type de données pour le même objet.

37.20. domain_constraints

La vue domain_constraints contient toutes les contraintes appartenant à des domaines définis dans la base de données courante. Seuls sont affichés les contraintes auxquelles l'utilisateur a accès (soit parce qu'il en est le propriétaire, soit parce qu'il possède certains droits dessus).

Tableau 37.18. Colonnes de domain_constraints

Nom	Type de données	Description
constraint_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la contrainte (toujours la base de données courante)
constraint_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la contrainte
constraint_name	sql_identifier	Nom de la contrainte
domain_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant le domaine (toujours la base de données courante)
domain_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le domaine
domain_name	sql_identifier	Nom du domaine

Nom	Type de données	Description
is_deferrable	yes_or_no	YES si la vérification de la contrainte peut être différée, NO sinon
initially_deferred	yes_or_no	YES si la vérification de la contrainte, qui peut être différée, est initialement différée, NO sinon

37.21. domain_udt_usage

La vue domain_udt_usage identifie tous les domaines utilisant les types de données possédés par un rôle actif. Sous PostgreSQL, les types de données internes se comportent comme des types utilisateur. Ils sont donc inclus ici.

Tableau 37.19. Colonnes de domain_udt_usage

Nom	Type de données	Description
udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données de définition du type de données domaine (toujours la base de données courante)
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma de définition du type de données domaine
udt_name	sql_identifier	Nom du type de données domaine
domain_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant le domaine (toujours la base de données courante)
domain_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le domaine
domain_name	sql_identifier	Nom du domaine

37.22. domains

La vue domains contient tous les domaines définis dans la base de données courante. Seuls sont affichés les domaines auxquels l'utilisateur a accès (soit parce qu'il en est le propriétaire, soit parce qu'il possède certains droits dessus).

Tableau 37.20. Colonnes de domains

Nom	Type de données	Description
domain_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant le domaine (toujours la base de données courante)
domain_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le domaine
domain_name	sql_identifier	Nom du domaine
data_type	character_data	Type de données du domaine s'il s'agit d'un type interne, ou ARRAY s'il s'agit d'un tableau (dans ce cas, voir la vue element_types), sinon USER-DEFINED (dans ce cas, le type est identifié dans udt_name et comprend des colonnes associées).
character_maximum_length	cardinal_number	Si le domaine a un type caractère ou chaîne de bits, la longueur maximale déclarée ; NULL pour tous les autres types de données ou si aucune longueur maximale n'a été déclarée.

Nom	Type de données	Description
character_octet_length	cardinal_number	Si le domaine a un type caractère, la longueur maximale en octets (bytes) d'un datum ; NULL pour tous les autres types de données. La longueur maximale en octets dépend de la longueur maximum déclarée en caractères (voir ci-dessus) et l'encodage du serveur.
character_set_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
character_set_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
character_set_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
collation_catalog	sql_identifier	Nom de la base contenant le collationnement du domaine (toujours la base de données courante), NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'attribut ne peut pas avoir de collationnement
collation_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le collationnement du domaine, NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données du domaine ne peut pas avoir de collationnement
collation_name	sql_identifier	Nom du collationnement de la domaine, NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données du domaine ne peut pas avoir de collationnement
numeric_precision	cardinal_number	Si le domaine a un type numérique, cette colonne contient la précision (déclarée ou implicite) du type de cette colonne. Cette précision indique le nombre de chiffres significatifs. Elle peut être exprimée en décimal (base 10) ou en binaire (base 2), comme indiqué dans la colonne numeric_precision_radix. Pour les autres types de données, cette colonne est NULL.
numeric_precision_radix	cardinal_number	Si le domaine a un type numérique, cette colonne indique la base des valeurs des colonnes numeric_precision et numeric_scale. La valeur est soit 2 soit 10. Pour tous les autres types de données, cette colonne est NULL.
numeric_scale	cardinal_number	Si le domaine contient un type numeric, cette colonne contient l'échelle (déclarée ou implicite) du type pour cette colonne. L'échelle indique le nombre de chiffres significatifs à droite du point décimal. Elle peut être exprimée en décimal (base 10) ou en binaire (base 2), comme indiqué dans la colonne numeric_precision_radix. Pour tous les autres types de données, cette colonne est NULL.

Nom	Type de données	Description
datetime_precision	cardinal_number	Si le domaine contient un type date, heure ou intervalle, la précision déclarée ; NULL pour les autres types de données ou si la précision n'a pas été déclarée.
interval_type	character_data	Si data_type identifie un type d'intervalle, cette colonne contient la spécification des champs que les intervalles incluent pour ce domaine, par exemple YEAR TO MONTH, DAY TO SECOND, etc. Si aucune restriction de champs n'est spécifiée (autrement dit, l'intervalle accepte tous les champs) et pour tous les autres types de données, ce champ est NULL.
interval_precision	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL (voir datetime_precision pour la précision en fraction des secondes des domaines de type d'intervalle)
domain_default	character_data	Expression par défaut du domaine
udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données dans laquelle est défini le type de données domaine (toujours la base de données courante)
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma où le type de données domaine est défini
udt_name	sql_identifier	Nom du type de données domaine
scope_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
maximum_cardinality	cardinal_number	Toujours NULL car les tableaux n'ont pas de limite maximale de cardinalité dans PostgreSQL
dtd_identifier	sql_identifier	Un identifiant du descripteur de type de données du domaine, unique parmi les descripteurs de type de données restant dans le domaine (ce qui est trivial car un domaine contient seulement un descripteur de type de données). Ceci est principalement utile pour joindre d'autres instances de tels identifiants (le format spécifique de l'identifiant n'est pas défini et il n'est pas garanti qu'il restera identique dans les versions futures).

37.23. element_types

La vue element_types contient les descripteurs de type de données des éléments de tableaux. Lorsqu'une colonne de table, un attribut de type composite, un domaine, un paramètre de fonction ou un code de retour de fonction est définie comme un type tableau, la vue respective du schéma d'information contient seulement ARRAY dans la colonne data_type. Pour obtenir des informations

sur le type d'élément du tableau, il est possible de joindre la vue respective avec cette vue. Par exemple, pour afficher les colonnes d'une table avec les types de données et les types d'élément de tableau, si applicable, on peut écrire :

```
SELECT c.column_name, c.data_type, e.data_type AS element_type
FROM information_schema.columns c LEFT JOIN
 information_schema.element_types e
     ON ((c.table_catalog, c.table_schema, c.table_name, 'TABLE',
 c.dtd_identifier)
       = (e.object_catalog, e.object_schema, e.object_name,
 e.object_type, e.collection_type_identifier))
WHERE c.table_schema = '...' AND c.table_name = '...'
ORDER BY c.ordinal_position;
```

Cette vue n'inclut que les objets auxquels l'utilisateur courant a accès, parce que propriétaire ou disposant de quelque privilège.

Tableau 37.21. Colonnes de `element_types`

Nom	Type de données	Description
`object_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données contenant l'objet qui utilise le tableau décrit (toujours la base de données courante)
`object_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant l'objet utilisant le tableau décrit
`object_name`	`sql_identifier`	Nom de l'objet utilisant le tableau décrit
`object_type`	`character_data`	Le type de l'objet utilisant le tableau décrit : il fait partie de `TABLE` (le tableau est utilisé par une colonne de cette table), `USER-DEFINED TYPE` (le tableau est utilisé par un attribut de ce type composite), `DOMAIN` (le tableau est utilisé par ce domaine), `ROUTINE` (le tableau est utilisé par un paramètre ou le type du code de retour de cette fonction).
`collection_type_identifier`	`sql_identifier`	L'identifiant du descripteur de type de données du tableau décrit. Utilisez cette colonne pour faire une jointure avec les colonnes `dtd_identifier` des autres vues du schéma d'informations.
`data_type`	`character_data`	Le type de données des éléments du tableau s'il s'agit d'un type interne, sinon `USER-DEFINED` (dans ce cas, le type est identifié comme `udt_name` et dispose de colonnes associées).
`character_maximum_length`	`cardinal_number`	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données d'éléments de tableau dans PostgreSQL
`character_octet_length`	`cardinal_number`	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données d'éléments de tableau dans PostgreSQL
`character_set_catalog`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
`character_set_schema`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.

Nom	Type de données	Description
character_set_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
collation_catalog	sql_identifier	Nom de la base contenant le collationnement du type de l'élément (toujours la base de données courante), NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'élément ne peut pas avoir de collationnement
collation_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le collationnement du type de l'élément, NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'élément ne peut pas avoir de collationnement
collation_name	sql_identifier	Nom du collationnement du type de l'élément, NULL s'il s'agit du collationnement par défaut ou si le type de données de l'élément ne peut pas avoir de collationnement
numeric_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données d'éléments de tableau dans PostgreSQL
numeric_precision_radix	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données d'éléments de tableau dans PostgreSQL
numeric_scale	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données d'éléments de tableau dans PostgreSQL
datetime_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données d'éléments de tableau dans PostgreSQL
interval_type	character_data	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données d'éléments de tableau dans PostgreSQL
interval_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données d'éléments de tableau dans PostgreSQL
domain_default	character_data	Pas encore implanté
udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données pour lequel le type de données est défini (toujours la base de données courante)
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma dans lequel est défini le type de données des éléments
udt_name	sql_identifier	Nom du type de données des éléments
scope_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.

Nom	Type de données	Description
maximum_cardinality	cardinal_number	Toujours NULL car les tableaux n'ont pas de limite maximale de cardinalité dans PostgreSQL
dtd_identifier	sql_identifier	Un identifiant du descripteur de type de données pour cet élément. Ceci n'est actuellement pas utile.

37.24. enabled_roles

La vue enabled_roles identifie les « rôles actuellement actifs ». Les rôles actifs sont définis récursivement comme l'utilisateur courant avec tous les rôles qui ont été donnés aux rôles activés avec l'héritage automatique. En d'autres termes, ce sont les rôles dont l'utilisateur courant est automatiquement membre, par héritage direct ou indirect.

Pour la vérification des permissions, l'ensemble des « rôles applicables » est appliqué, ce qui peut être plus large que l'ensemble des rôles actifs. Il est, de ce fait, généralement préférable d'utiliser la vue applicable_roles à la place de celle-ci ; Voir Section 37.5 pour des détails sur la vue applicable_roles.

Tableau 37.22. Colonnes de enabled_roles

Nom	Type de données	Description
role_name	sql_identifier	Nom d'un rôle

37.25. foreign_data_wrapper_options

La vue foreign_data_wrapper_options contient toutes les options définies par les wrappers de données distantes dans la base de données en cours. Seuls les wrappers accessibles par l'utilisateur connecté sont affichés (qu'il soit propriétaire ou qu'il ait des droits dessus).

Tableau 37.23. Colonnes de foreign_data_wrapper_options

Nom	Type de données	Description
foreign_data_wrapper_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données dans laquelle est défini le wrapper de données distantes (toujours la base de connexion)
foreign_data_wrapper_name	sql_identifier	Nom du wrapper
option_name	sql_identifier	Nom d'une option
option_value	character_data	Valeur de l'option

37.26. foreign_data_wrappers

La vue foreign_data_wrappers contient tous les wrappers de données distantes définis dans le base de données en cours. Seuls sont affichés les wrappers pour lesquels l'utilisateur connecté a accès (qu'il soit propriétaire ou qu'il ait des droits dessus).

Tableau 37.24. Colonnes de foreign_data_wrappers

Nom	Type de données	Description
foreign_data_wrapper_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant le wrapper de données

Nom	Type de données	Description
		distantes (toujours la base de données en cours)
foreign_data_wrapper_name	sql_identifier	Nom du wrapper
authorization_identifier	sql_identifier	Nom du propriétaire du serveur distant
library_name	character_data	Nom du fichier de la bibliothèque implémentant ce wrapper
foreign_data_wrapper_language	character_data	Langage utilisé pour implémenter ce wrapper

37.27. foreign_server_options

La vue foreign_server_options contient toutes les options définies pour les serveurs distants de la base de données en cours. Ne sont affichés que les serveurs distants pour lesquels l'utilisateur connecté a des droits (qu'il soit propriétaire ou qu'il ait quelques droits dessus).

Tableau 37.25. Colonnes de foreign_server_options

Nom	Type de données	Description
foreign_server_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant le serveur distant (toujours la base de données en cours)
foreign_server_name	sql_identifier	Nom du serveur distant
option_name	sql_identifier	Nom d'une option
option_value	character_data	Valeur de l'option

37.28. foreign_servers

La vue foreign_servers contient tous les serveurs distants définis dans la base en cours. Ne sont affichés que les serveurs distants pour lesquels l'utilisateur connecté a des droits (qu'il soit propriétaire ou qu'il ait quelques droits dessus).

Tableau 37.26. Colonnes de foreign_servers

Nom	Type de données	Description
foreign_server_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données dans laquelle ce serveur distant est défini (toujours la base de données en cours)
foreign_server_name	sql_identifier	Nom du serveur distant
foreign_data_wrapper_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient le wrapper de données distantes utilisé par le serveur distant (toujours la base de données en cours)
foreign_data_wrapper_name	sql_identifier	Nom du wrapper de données distantes utilisé par le serveur distant

Nom	Type de données	Description
foreign_server_type	character_data	Information sur le type de serveur distant, si indiqué lors de la création
foreign_server_version	character_data	Information sur la version de serveur distant, si indiqué lors de la création
authorization_identifier	sql_identifier	Nom du propriétaire du serveur distant

37.29. foreign_table_options

La vue foreign_table_options contient toutes les options définies pour les tables distantes de la base de données courante. Seules sont affichées les tables distantes accessibles par l'utilisateur courant (soit parce qu'il en est le propriétaire soit parce qu'il dispose de droits particuliers).

Tableau 37.27. Colonnes de foreign_table_options

Nom	Type de données	Description
foreign_table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient la table distante (toujours la base de données courante)
foreign_table_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la table distante
foreign_table_name	sql_identifier	Nom de la table distante
option_name	sql_identifier	Nom d'une option
option_value	character_data	Valeur de l'option

37.30. foreign_tables

La vue foreign_tables contient toutes les tables distantes définies dans la base de données courantes. Seules sont affichées les tables distantes accessibles par l'utilisateur courant (soit parce qu'il en est le propriétaire soit parce qu'il dispose de droits particuliers).

Tableau 37.28. Colonnes de foreign_tables

Nom	Type de données	Description
foreign_table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient la table distante (toujours la base de données courante)
foreign_table_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la table distante
foreign_table_name	sql_identifier	Nom de la table distante
foreign_server_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données où le serveur distant est défini (toujours la base de données courante)
foreign_server_name	sql_identifier	Nom du serveur distant

37.31. key_column_usage

La vue key_column_usage identifie toutes les colonnes de la base de données courante restreintes par une contrainte unique, clé primaire ou clé étrangère. Les contraintes de vérification ne sont pas incluses dans cette vue. Seules sont affichées les colonnes auxquelles l'utilisateur a accès, parce qu'il est le propriétaire de la table ou qu'il dispose de quelque privilège.

Tableau 37.29. Colonnes de key_column_usage

Nom	Type de données	Description
constraint_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la contrainte (toujours la base de données courante)
constraint_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la contrainte
constraint_name	sql_identifier	Nom de la contrainte
table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la table contenant la colonne contrainte (toujours la base de données courante)
table_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la table contenant la colonne contrainte
table_name	sql_identifier	Nom de la table contenant la colonne contrainte
column_name	sql_identifier	Nom de la colonne contrainte
ordinal_position	cardinal_number	Position ordinale de la colonne dans la clé de contrainte (la numérotation commence à 1)
position_in_unique_constraint	cardinal_number	Pour une contrainte de type clé étrangère, la position ordinale de la colonne référencée dans sa contrainte d'unicité (la numérotation commence à 1) ; sinon null

37.32. parameters

La vue parameters contient des informations sur les paramètres (arguments) de toutes les fonctions de la base de données courante. Seules sont affichées les fonctions auxquelles l'utilisateur courant a accès, parce qu'il en est le propriétaire ou qu'il dispose de quelque privilège.

Tableau 37.30. Colonnes de parameters

Nom	Type de données	Description
specific_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la fonction (toujours la base de données courante)
specific_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la fonction
specific_name	sql_identifier	Le « nom spécifique » de la fonction. Voir la Section 37.40 pour plus d'informations.
ordinal_position	cardinal_number	Position ordinale du paramètre dans la liste des arguments de la fonction (la numérotation commence à 1)
parameter_mode	character_data	IN pour les paramètres en entrée, OUT pour les paramètres en sortie ou INOUT pour les paramètres en entrée/sortie.

Nom	Type de données	Description
is_result	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
as_locator	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
parameter_name	sql_identifier	Nom du paramètre ou NULL si le paramètre n'a pas de nom
data_type	character_data	Type de données du paramètre s'il s'agit d'un type interne, ou ARRAY s'il s'agit d'un tableau (dans ce cas, voir la vue element_types), sinon USER-DEFINED (dans ce cas, le type est identifié dans udt_name et dispose de colonnes associées).
character_maximum_length	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL
character_octet_length	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL
character_set_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
character_set_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
character_set_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
collation_catalog	sql_identifier	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée pour configurer les types de données dans PostgreSQL
collation_schema	sql_identifier	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée pour configurer les types de données dans PostgreSQL
collation_name	sql_identifier	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée pour configurer les types de données dans PostgreSQL
numeric_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL
numeric_precision_radix	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL
numeric_scale	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL
datetime_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL
interval_type	character_data	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL

Nom	Type de données	Description
interval_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL
udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données sur laquelle est défini le paramètre (toujours la base de données courante)
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma dans lequel est défini le type de données du paramètre
udt_name	sql_identifier	Nom du type de données du paramètre
scope_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
maximum_cardinality	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données dans PostgreSQL
dtd_identifier	sql_identifier	Un identifiant du descripteur de type de données du paramètre, unique parmi les descripteurs de type de données restant dans la fonction. Ceci est principalement utile pour réaliser une jointure avec les autres instances de tels identifiants (le format spécifique de l'identifiant n'est pas défini et il n'est pas garanti qu'il reste identique dans les prochaines versions).
parameter_default	character_data	L'expression par défaut du paramètre, ou NULL si aucune ou si la fonction n'a pas pour propriétaire un des rôles actuellement activés.

37.33. referential_constraints

La vue referential_constraints contient toutes les contraintes référentielles (clés étrangères) au sein de la base de données courante. Seuls sont affichés les contraintes pour lesquelles l'utilisateur connecté a accès en écriture sur la table référençante (parce qu'il est le propriétaire ou qu'il a d'autres droits que SELECT).

Tableau 37.31. Colonnes de referential_constraints

Nom	Type de données	Description
constraint_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la contrainte (toujours la base de données courante)
constraint_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la contrainte
constraint_name	sql_identifier	Nom de la contrainte
unique_constraint_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la contrainte d'unicité ou de clé primaire que la contrainte de clé étrangère référence (toujours la base de données courante)

Nom	Type de données	Description
unique_constraint_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la contrainte d'unicité ou de clé primaire que la contrainte de clé étrangère référence
unique_constraint_name	sql_identifier	Nom de la contrainte d'unicité ou de clé primaire que la contrainte de clé étrangère référence
match_option	character_data	Correspondances de la contrainte de clé étrangère : FULL, PARTIAL ou NONE.
update_rule	character_data	Règle de mise à jour associée à la contrainte de clé étrangère : CASCADE, SET NULL, SET DEFAULT, RESTRICT ou NO ACTION.
delete_rule	character_data	Règle de suppression associée à la contrainte de clé étrangère : CASCADE, SET NULL, SET DEFAULT, RESTRICT ou NO ACTION.

37.34. role_column_grants

La vue role_column_grants identifie tous les privilèges de colonne octroyés pour lesquels le donneur ou le bénéficiaire est un rôle actuellement actif. Plus d'informations sous column_privileges. La seule différence réelle entre cette vue et column_privileges est que cette vue omet les colonnes qui ont été rendues accessibles à l'utilisateur actuel en utilisant la commande GRANT pour PUBLIC.

Tableau 37.32. Colonnes de role_column_grants

Nom	Type de données	Description
grantor	sql_identifier	Nom du rôle qui a octroyé le privilège
grantee	sql_identifier	Nom du rôle bénéficiaire
table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient la table qui contient la colonne (toujours la base de données courante)
table_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient la table qui contient la colonne
table_name	sql_identifier	Nom de la table qui contient la colonne
column_name	sql_identifier	Nom de la colonne
privilege_type	character_data	Type de privilège : SELECT, INSERT, UPDATE, DELETE, TRUNCATE, REFERENCES ou TRIGGER
is_grantable	yes_or_no	YES si le droit peut être transmis, NO sinon

37.35. role_routine_grants

La vue role_routine_grants identifie tous les privilèges de routine octriyés lorsque le donneur ou le bénéficiaire est un rôle actif. Plus d'informations sous routine_privileges. La seule différence réelle entre cette vue et routine_privileges est que cette vue omet les colonnes qui ont été rendues accessibles à l'utilisateur actuel en utilisant la commande GRANT pour PUBLIC.

Tableau 37.33. Colonnes de role_routine_grants

Nom	Type de données	Description
grantor	sql_identifier	Nom du rôle qui a octroyé le privilège

Nom	Type de données	Description
grantee	sql_identifier	Nom du rôle bénéficiaire
specific_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient la fonction (toujours la base de données courante)
specific_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient la fonction
specific_name	sql_identifier	Le « nom spécifique » de la fonction. Voir la Section 37.40 pour plus d'informations.
routine_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient la fonction (toujours la base de données courante)
routine_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient la fonction
routine_name	sql_identifier	Nom de la fonction (peut être dupliqué en cas de surcharge)
privilege_type	character_data	Toujours EXECUTE (seul type de privilège sur les fonctions)
is_grantable	yes_or_no	YES si le droit peut être transmis, NO sinon

37.36. role_table_grants

La vue role_table_grants identifie tous les privilèges de tables octroyés lorsque le donneur ou le bénéficiaire est un rôle actif. Plus d'informations sous table_privileges. La seule différence réelle entre cette vue et table_privileges est que cette vue omet les colonnes qui ont été rendues accessibles à l'utilisateur actuel en utilisant la commande GRANT pour PUBLIC.

Tableau 37.34. Colonnes de role_table_grants

Nom	Type de données	Description
grantor	sql_identifier	Nom du rôle qui a octroyé le privilège
grantee	sql_identifier	Nom du rôle bénéficiaire
table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient la table (toujours la base de données courante)
table_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient la table
table_name	sql_identifier	Nom de la table
privilege_type	character_data	Type du privilège : SELECT, DELETE, INSERT, UPDATE, REFERENCES ou TRIGGER
is_grantable	yes_or_no	YES si le droit peut être transmis, NO sinon
with_hierarchy	yes_or_no	Dans le standard SQL, WITH HIERARCHY OPTION est un (sous-)droit séparé autorisant certaines opérations sur la hiérarchie de l'héritage des tables. Dans PostgreSQL, ceci est inclus dans le droit SELECT, donc cette colonne affiche YES si le droit est SELECT, et NO sinon.

37.37. role_udt_grants

La vue role_udt_grants a pour but d'identifier les droits USAGE donnés pour des types définis par l'utilisateur pour lesquels celui qui donne le droit et celui qui le reçoit sont des rôles actuellement activés. Plus d'informations sont disponibles dans udt_privileges. La seule réelle différence entre cette vue et udt_privileges est que cette vue omet les objets qui ont été rendus accessibles

à l'utilisateur courant par le biais du pseudo-rôle PUBLIC. Comme les types de données n'ont pas vraiment de droits dans PostgreSQL, et dispose seulement d'un droit implicite à PUBLIC, cette vue est vide.

Tableau 37.35. Colonnes de role_udt_grants

Nom	Type de données	Description
grantor	sql_identifier	Le nom du rôle qui a donné le droit
grantee	sql_identifier	Le nom du rôle à qui le droit a été donné
udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base contenant le type (toujours la base de données courante)
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le type
udt_name	sql_identifier	Nom du type
privilege_type	character_data	Toujours TYPE USAGE
is_grantable	yes_or_no	YES si le droit peut être donné, NO sinon

37.38. role_usage_grants

La vue role_usage_grants identifie les privilèges d'USAGE sur différents types d'objets où le donneur ou le receveur des droits est un rôle actuellement activé. Plus d'informations sous usage_privileges. Dans le futur, cette vue pourrait contenir des informations plus utiles. La seule différence réelle entre cette vue et usage_privileges est que cette vue omet les colonnes qui ont été rendues accessibles à l'utilisateur actuel en utilisant la commande GRANT pour PUBLIC.

Tableau 37.36. Colonnes de role_usage_grants

Nom	Type de données	Description
grantor	sql_identifier	Nom du rôle qui a octroyé le privilège
grantee	sql_identifier	Nom du rôle bénéficiaire
object_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient l'objet (toujours la base de données courante)
object_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient l'objet, if applicable, sinon une chaîne vide
object_name	sql_identifier	Nom de l'objet
object_type	character_data	COLLATION, DOMAIN, FOREIGN DATA WRAPPER, FOREIGN SERVER ou SEQUENCE
privilege_type	character_data	Toujours USAGE
is_grantable	yes_or_no	YES si le droit peut être transmis, NO sinon

37.39. routine_privileges

La vue routine_privileges identifie tous les droits sur les fonctions à un rôle actuellement activé ou par un rôle actuellement activé. Il existe une ligne pour chaque combinaison fonction, donneur, bénéficiaire.

Tableau 37.37. Colonnes de `routine_privileges`

Nom	Type de données	Description
`grantor`	`sql_identifier`	Nom du rôle qui a accordé le privilège
`grantee`	`sql_identifier`	Nom du rôle bénéficiaire
`specific_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la fonction (toujours la base de données courante)
`specific_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la fonction
`specific_name`	`sql_identifier`	Le « nom spécifique » de la fonction. Voir la Section 37.40 pour plus d'informations.
`routine_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la fonction (toujours la base de données courante)
`routine_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la fonction
`routine_name`	`sql_identifier`	Nom de la fonction (peut être dupliqué en cas de surcharge)
`privilege_type`	`character_data`	Toujours `EXECUTE` (seul priilège de fonctions)
`is_grantable`	`yes_or_no`	`YES` si le droit peut être transmis, `NO` sinon

37.40. `routines`

La vue `routines` contient toutes les fonctions de la base de données courante. Seules sont affichées les fonctions auxquelles l'utilisateur courant a accès (qu'il en soit le propriétaire ou dispose de de privilèges).

Tableau 37.38. Colonnes de `routines`

Nom	Type de données	Description
`specific_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la fonction (toujours la base de données courante)
`specific_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la fonction
`specific_name`	`sql_identifier`	Le « nom spécifique » de la fonction. Ce nom identifie de façon unique la fonction dans le schéma, même si le nom réel de la fonction est surchargé. Le format du nom spécifique n'est pas défini, il ne devrait être utilisé que dans un but de comparaison avec d'autres instances de noms spécifiques de routines.
`routine_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la fonction (toujours la base de données courante)
`routine_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la fonction
`routine_name`	`sql_identifier`	Nom de la fonction (peut être dupliqué en cas de surcharge)
`routine_type`	`character_data`	`FUNCTION` pour une fonction, `PROCEDURE` pour une procédure
`module_catalog`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
`module_schema`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.

Nom	Type de données	Description
module_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
udt_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
udt_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
udt_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
data_type	character_data	Type de données de retour de la fonction s'il est interne, ARRAY s'il s'agit d'un tableau (dans ce cas, voir la vue element_types), sinon USER-DEFINED (dans ce cas, le type est identifié dans type_udt_name et dispose de colonnes associées). NULL pour une procédure.
character_maximum_length	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données renvoyées sous PostgreSQL
character_octet_length	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données renvoyées sous PostgreSQL
character_set_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
character_set_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
character_set_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
collation_catalog	sql_identifier	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée pour configurer les types de données dans PostgreSQL
collation_schema	sql_identifier	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée pour configurer les types de données dans PostgreSQL
collation_name	sql_identifier	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée pour configurer les types de données dans PostgreSQL
numeric_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données renvoyées sous PostgreSQL
numeric_precision_radix	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données renvoyées sous PostgreSQL
numeric_scale	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données renvoyées sous PostgreSQL
datetime_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données renvoyées sous PostgreSQL

Nom	Type de données	Description
interval_type	character_data	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données renvoyées sous PostgreSQL
interval_precision	cardinal_number	Toujours NULL car cette information n'est pas appliquée aux types de données renvoyées sous PostgreSQL
type_udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données dans laquelle est défini le type de données de retour de la fonction (toujours la base de données courante). NULL pour une procédure.
type_udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma dans lequel est défini le type de données de retour de la fonction. NULL pour une procédure.
type_udt_name	sql_identifier	Nom du type de données de retour de la fonction. NULL pour une procédure.
scope_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
scope_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
maximum_cardinality	cardinal_number	Toujours NULL car il n'y a pas de limite maximale à la cardinalité des tableaux dans PostgreSQL
dtd_identifier	sql_identifier	Un identifiant du descripteur de type de données du type de données retour, unique parmi les descripteurs de type de données de la fonction. Ceci est principalement utile pour la jointure avec d'autres instances de tels identifiants (le format spécifique de l'identifiant n'est pas défini et il n'est pas certain qu'il restera identique dans les versions futures).
routine_body	character_data	Si la fonction est une fonction SQL, alors SQL, sinon EXTERNAL.
routine_definition	character_data	Le texte source de la fonction (NULL si la fonction n'appartient pas à un rôle actif). (Le standard SQL précise que cette colonne n'est applicable que si routine_body est SQL, mais sous PostgreSQL ce champ contient tout texte source précisé à la création de la fonction.)
external_name	character_data	Si la fonction est une fonction C, le nom externe (link symbol) de la fonction ; sinon NULL. (Il s'agit de la même valeur que celle affichée dans routine_definition).
external_language	character_data	Le langage d'écriture de la fonction
parameter_style	character_data	Toujours GENERAL (le standard SQL définit d'autres styles de paramètres qui ne sont pas disponibles avec PostgreSQL).

Nom	Type de données	Description
is_deterministic	yes_or_no	Si la fonction est déclarée immuable (déterministe dans le standard SQL), alors YES, sinon NO. (Les autres niveaux de volatilité disponibles dans PostgreSQL ne peuvent être récupérés via le schéma d'informations).
sql_data_access	character_data	Toujours MODIFIES, ce qui signifie que la fonction peut modifier les données SQL. Cette information n'est pas utile sous PostgreSQL.
is_null_call	yes_or_no	Si la fonction renvoie automatiquement NULL si un de ces arguments est NULL, alors YES, sinon NO. NULL pour une procédure.
sql_path	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
schema_level_routine	yes_or_no	Toujours YES. (L'opposé serait une méthode d'un type utilisateur, fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL).
max_dynamic_result_sets	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
is_user_defined_cast	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
is_implicitly_invocable	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
security_type	character_data	Si la fonction est exécutée avec les droits de l'utilisateur courant, alors INVOKER. Si la fonction est exécutée avec les droits de l'utilisateur l'ayant définie, alors DEFINER.
to_sql_specific_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
to_sql_specific_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
to_sql_specific_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
as_locator	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
created	time_stamp	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
last_altered	time_stamp	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
new_savepoint_level	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
is_udt_dependent	yes_or_no	Actuellement toujours NO. YES s'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
result_cast_from_data_type	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_as_locator	yes_or_no	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL

Nom	Type de données	Description
result_cast_char_max_length	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_char_octet_length	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_char_set_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_char_set_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_char_set_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_collation_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_collation_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_collation_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_numeric_precision	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_numeric_precision_radix	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_numeric_scale	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_datetime_precision	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_interval_type	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_interval_precision	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_type_udt_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_type_udt_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_type_udt_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_scope_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_scope_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_scope_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_maximum_cardinality	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
result_cast_dtd_identifier	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL

37.41. schemata

La vue schemata contient tous les schémas de la base de données courante auxquels l'utilisateur courant a accès (soit en étant le propriétaire soit en ayant des privilèges).

Tableau 37.39. Colonnes de schemata

Nom	Type de données	Description
catalog_name	sql_identifier	Nom de la base de données dans laquelle se trouve le schéma (toujours la base de données courante)
schema_name	sql_identifier	Nom du schéma
schema_owner	sql_identifier	Nom du propriétaire du schéma
default_character_set_catalog	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
default_character_set_schema	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
default_character_set_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
sql_path	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.

37.42. sequences

La vue sequences contient toutes les séquences définies dans la base courante. Seules sont affichées les séquences auxquelles l'utilisateur courant a accès (qu'il en soit le propriétaire ou dispose de privilèges).

Tableau 37.40. Colonnes de sequences

Nom	Type de données	Description
sequence_catalog	sql_identifier	Nom de la base qui contient la séquence (toujours la base en cours)
sequence_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient la séquence
sequence_name	sql_identifier	Nom de la séquence
data_type	character_data	Type de données de la séquence.
numeric_precision	cardinal_number	Cette colonne contient la précision (déclarée ou implicite) du type de données de la séquence (voir ci-dessus). La précision indique le nombre de chiffres significatifs. Elle peut être exprimée en décimal (base 10) ou en binaire (base 2), suivant ce qui est indiqué dans la colonne numeric_precision_radix.
numeric_precision_radix	cardinal_number	Cette colonne indique dans quelle base les valeurs de la colonne

Nom	Type de données	Description
		`numeric_precision` et `numeric_scale` sont exprimées, 2 ou 10.
`numeric_scale`	`cardinal_number`	Cette colonne contient l'échelle (déclarée ou implicite) du type de données de la séquence (voir ci-dessus). L'échelle indique le nombre de chiffres significatifs à droite du point décimale. Elle peut être exprimée en décimal (base 10) ou en binaire (base 2), suivant ce qui est indiqué dans la colonne `numeric_precision_radix`.
`start_value`	`character_data`	La valeur de démarrage de la séquence
`minimum_value`	`character_data`	la valeur minimale de la séquence
`maximum_value`	`character_data`	La valeur maximale de la séquence
`increment`	`character_data`	L'incrément de la séquence
`cycle_option`	`yes_or_no`	`YES` si la séquence est cyclique, `NO` dans le cas contraire

Notez qu'en accord avec le standard SQL, les valeurs de démarrage, minimale, maximale et d'incrément sont renvoyées en tant que chaînes de caractères.

37.43. `sql_features`

La table `sql_features` contient des informations sur les fonctionnalités officielles définies dans le standard SQL et supportées par PostgreSQL. Ce sont les mêmes informations que celles présentées dans l'Annexe D. D'autres informations de fond y sont disponibles.

Tableau 37.41. Colonnes de `sql_features`

Nom	Type de données	Description
`feature_id`	`character_data`	Chaîne identifiant la fonctionnalité
`feature_name`	`character_data`	Nom descriptif de la fonctionnalité
`sub_feature_id`	`character_data`	Chaîne identifiant la sous-fonctionnalité ou chaîne de longueur NULL s'il ne s'agit pas d'une sous-fonctionnalité
`sub_feature_name`	`character_data`	Nom descriptif de la sous-fonctionnalité ou chaîne de longueur NULL s'il ne s'agit pas d'une sous-fonctionnalité
`is_supported`	`yes_or_no`	`YES` si la fonctionnalité est complètement supportée par la version actuelle de PostgreSQL, `NO` sinon
`is_verified_by`	`character_data`	Toujours NULL car le groupe de développement PostgreSQL ne réalise pas de tests formels sur la conformité des fonctionnalités

Nom	Type de données	Description
comments	character_data	Un commentaire éventuel sur le statut du support de la fonctionnalité

37.44. sql_implementation_info

La table sql_inplementation_info contient des informations sur différents aspects que le standard SQL laisse à la discrétion de l'implantation. Ces informations n'ont de réel intérêt que dans le contexte de l'interface ODBC ; les utilisateurs des autres interfaces leur trouveront certainement peu d'utilité. Pour cette raison, les éléments décrivant l'implantation ne sont pas décrits ici ; ils se trouvent dans la description de l'interface ODBC.

Tableau 37.42. Colonnes de sql_implementation_info

Nom	Type de données	Description
implementation_info_id	character_data	Chaîne identifiant l'élément d'information d'implantation
implementation_info_name	character_data	Nom descriptif de l'élément d'information d'implantation
integer_value	cardinal_number	Valeur de l'élément d'information d'implantation, ou NULL si la valeur est contenue dans la colonne character_value
character_value	character_data	Valeur de l'élément d'information d'implantation, ou NULL si la valeur est contenue dans la colonne integer_value
comments	character_data	Un commentaire éventuel de l'élément d'information d'implantation

37.45. sql_languages

La table sql_languages contient une ligne par langage lié au SQL supporté par PostgreSQL. PostgreSQL supporte le SQL direct et le SQL intégré dans le C ; cette table ne contient pas d'autre information.

Cette table a été supprimée du standard SQL dans SQL:2008, donc il n'y a pas d'enregistrements faisant référence aux standards ultérieurs à SQL:2003.

Tableau 37.43. Colonnes de sql_languages

Nom	Type de données	Description
sql_language_source	character_data	Le nom de la source de définition du langage ; toujours ISO 9075, c'est-à-dire le standard SQL
sql_language_year	character_data	L'année de l'approbation du standard dans sql_language_source
sql_language_conformance	character_data	Le niveau de conformité au standard pour le langage. Pour ISO 9075:2003, c'est toujours CORE.

Nom	Type de données	Description
sql_language_integrity	character_data	Toujours NULL (cette valeur n'a d'intérêt que pour les versions précédentes du standard SQL).
sql_language_implementation	character_data	Toujours NULL
sql_language_binding_style	character_data	Le style de lien du langage, soit DIRECT soit EMBEDDED
sql_language_programming_language	character_data	Le langage de programmation si le style de lien est EMBEDDED, sinon NULL. PostgreSQL ne supporte que le langage C.

37.46. sql_packages

La table sql_packages contient des informations sur les paquets de fonctionnalités définis dans le standard SQL supportés par PostgreSQL. On se référera à l'Annexe D pour des informations de base sur les paquets de fonctionnalités.

Tableau 37.44. Colonnes de sql_packages

Nom	Type de données	Description
feature_id	character_data	Chaîne identifiant le paquet
feature_name	character_data	Nom descriptif du paquet
is_supported	yes_or_no	YES si le paquet est complètement supporté par la version actuelle, NO sinon
is_verified_by	character_data	Toujours NULL car le groupe de développement de PostgreSQL ne réalise pas de tests formels pour la conformité des fonctionnalités
comments	character_data	Un commentaire éventuel sur l'état de support du paquet

37.47. sql_parts

La table sql_parts contient des informations sur les parties du standard SQL supportées par PostgreSQL.

Tableau 37.45. Colonnes de sql_parts

Nom	Type de données	Description
feature_id	character_data	Une chaîne d'identification contenant le numéro de la partie
feature_name	character_data	Nom descriptif de la partie
is_supported	yes_or_no	YES si cette partie est complètement supportée par la version actuelle de PostgreSQL, NO dans le cas contraire
is_verified_by	character_data	Toujours NULL, car les développeurs PostgreSQL ne testent pas officiellement la conformité des fonctionnalités

Nom	Type de données	Description
comments	character_data	Commentaires sur le statut du support de la partie

37.48. sql_sizing

La table sql_sizing contient des informations sur les différentes limites de tailles et valeurs maximales dans PostgreSQL. Ces informations ont pour contexte principal l'interface ODBC ; les utilisateurs des autres interfaces leur trouveront probablement peu d'utilité. Pour cette raison, les éléments de taille individuels ne sont pas décrits ici ; ils se trouvent dans la description de l'interface ODBC.

Tableau 37.46. Colonnes de sql_sizing

Nom	Type de données	Description
sizing_id	cardinal_number	Identifiant de l'élément de taille
sizing_name	character_data	Nom descriptif de l'élément de taille
supported_value	cardinal_number	Valeur de l'élément de taille, ou 0 si la taille est illimitée ou ne peut pas être déterminée, ou NULL si les fonctionnalités pour lesquelles l'élément de taille est applicable ne sont pas supportées
comments	character_data	Un commentaire éventuel de l'élément de taille

37.49. sql_sizing_profiles

La table sql_sizing_profiles contient des informations sur les valeurs sql_sizing requises par différents profils du standard SQL. PostgreSQL ne garde pas trace des profils SQL, donc la table est vide.

Tableau 37.47. Colonnes de sql_sizing_profiles

Nom	Type de données	Description
sizing_id	cardinal_number	Identifiant de l'élément de taille
sizing_name	character_data	Nom descriptif de l'élément de taille
profile_id	character_data	Chaîne identifiant un profil
required_value	cardinal_number	La valeur requise par le profil SQL pour l'élément de taille, ou 0 si le profil ne place aucune limite sur l'élément de taille, ou NULL si le profil ne requiert aucune fonctionnalité pour laquelle l'élément de style est applicable
comments	character_data	Un commentaire éventuel sur l'élément de taille au sein du profil

37.50. table_constraints

La vue table_constraints contient toutes les contraintes appartenant aux tables possédées par l'utilisateur courant ou pour lesquelles l'utilisateur courant dispose de certains droits différents de SELECT.

Tableau 37.48. Colonnes de `table_constraints`

Nom	Type de données	Description
`constraint_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la contrainte (toujours la base de données courante)
`constraint_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la contrainte
`constraint_name`	`sql_identifier`	Nom de la contrainte
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la table (toujours la base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la table
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la table
`constraint_type`	`character_data`	Type de contrainte : `CHECK`, `FOREIGN KEY`, `PRIMARY KEY` ou `UNIQUE`
`is_deferrable`	`yes_or_no`	`YES` si la contrainte peut être différée, `NO` sinon
`initially_deferred`	`yes_or_no`	`YES` si la contrainte, qui peut être différée, est initialement différée, `NO` sinon
`enforced`	`yes_or_no`	S'applique à une fonctionnalite non disponible dans PostgreSQL (actuellement, toujours à `YES`)

37.51. `table_privileges`

La vue `table_privileges` identifie tous les privilèges accordés, à un rôle actif ou par une rôle actif, sur des tables ou vues. Il y a une ligne par combinaison table, donneur, bénéficiaire.

Tableau 37.49. Colonnes de `table_privileges`

Nom	Type de données	Description
`grantor`	`sql_identifier`	Nom du rôle qui a accordé le privilège
`grantee`	`sql_identifier`	Nom du rôle bénéficiaire
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la table (toujours la base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la table
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la table
`privilege_type`	`character_data`	Type de privilège : `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`, `TRUNCATE`, `REFERENCES` ou `TRIGGER`
`is_grantable`	`yes_or_no`	`YES` si le droit peut être transmis, `NO` sinon
`with_hierarchy`	`yes_or_no`	Dans le standard SQL, `WITH HIERARCHY OPTION` est un (sous-)droit séparé autorisant certaines opérations sur la hiérarchie de l'héritage des tables. Dans PostgreSQL, ceci est inclus dans le droit `SELECT`, donc cette colonne affiche `YES` si le droit est `SELECT`, et `NO` sinon.

37.52. tables

La vue tables contient toutes les tables et vues définies dans la base de données courantes. Seules sont affichées les tables et vues auxquelles l'utilisateur courant a accès (parce qu'il en est le propriétaire ou qu'il possède certains privilèges).

Tableau 37.50. Colonnes de tables

Nom	Type de données	Description
table_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient la table (toujours la base de données courante)
table_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient la table
table_name	sql_identifier	Nom de la table
table_type	character_data	Type de table : BASE TABLE pour une table de base persistante (le type de table normal), VIEW pour une vue, FOREIGN pour une table distante ou LOCAL TEMPORARY pour une table temporaire
self_referencing_column_name	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
reference_generation	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL.
user_defined_type_catalog	sql_identifier	Si la table est une table typée, le nom de la base de données qui contient le type de données sous-jacent (toujours la base de données actuel), sinon NULL.
user_defined_type_schema	sql_identifier	Si la table est une table typée, le nom du schéma qui contient le type de données sous-jacent, sinon NULL.
user_defined_type_name	sql_identifier	Si la table est une table typée, le nom du type de données sous-jacent, sinon NULL.
is_insertable_into	yes_or_no	YES s'il est possible d'insérer des données dans la table, NO dans le cas contraire. (Il est toujours possible d'insérer des données dans une table de base, pas forcément dans les vues.)
is_typed	yes_or_no	YES si la table est une table typée, NO dans le cas contraire
commit_action	character_data	Pas encore implémenté

37.53. transforms

La vue transforms contient des informations sur les transformations définies dans la base de données courante. Plus précisément, il contient une ligne pour chaque fonction contenue dans une transformation (la fonction « from SQL » ou « to SQL »).

Tableau 37.51. Colonnes de transforms

Nom	Type de données	Description
udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant le type ciblé par la transformation (toujours la base de données courante)

Nom	Type de données	Description
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le type ciblé par la transformation
udt_name	sql_identifier	Nom du type ciblé par la transformation
specific_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données contenant la fonction (toujours la base de données courante)
specific_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant la fonction
specific_name	sql_identifier	Le « nom spécifique » de la fonction. Voir Section 37.40 pour plus d'informations.
group_name	sql_identifier	Le standard SQL autorise la définition de transformations en « groupes », et la sélection d'un groupe à l'exécution. PostgreSQL ne supporte pas cela. À la place, les transformations sont spécifiques à un langage. Comme compromis, ce champ contient le langage concernant cette transformation.
transform_type	character_data	FROM SQL ou TO SQL

37.54. triggered_update_columns

Pour les triggers de la base de données actuelle qui spécifient une liste de colonnes (comme UPDATE OF colonne1, colonne2), la vue triggered_update_columns identifie ces colonnes. Les triggers qui ne spécifient pas une liste de colonnes ne sont pas inclus dans cette vue. Seules sont affichées les colonnes que l'utilisateur actuel possède ou poru lesquelles l'utilisateur a des droits autre que SELECT.

Tableau 37.52. Colonnes de triggered_update_columns

Nom	Type de données	Description
trigger_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient le déclencheur (toujours la base de données courante)
trigger_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient le déclencheur
trigger_name	sql_identifier	Nom du déclencheur
event_object_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient la table sur laquelle est défini le déclencheur (toujours la base de données courante)
event_object_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient la table sur laquelle est défini le déclencheur
event_object_table	sql_identifier	Nom de la table sur laquelle est défini le déclencheur
event_object_column	sql_identifier	Nom de la colonne sur laquelle est défini le déclencheur

37.55. `triggers`

La vue `triggers` contient tous les triggers définis dans la base de données actuelles sur les tables et vues que l'utilisateur actuel possède ou sur lesquels il a d'autres droits que le `SELECT`.

Tableau 37.53. Colonnes de `triggers`

Nom	Type de données	Description
`trigger_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base contenant le trigger (toujours la base de données actuelle)
`trigger_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant le trigger
`trigger_name`	`sql_identifier`	Nom du trigger
`event_manipulation`	`character_data`	Événement qui déclenche le trigger (`INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`)
`event_object_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base contenant la table où le trigger est défini (toujours la base de données actuelle)
`event_object_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la table où le trigger est défini
`event_object_table`	`sql_identifier`	Nom de la table où le trigger est défini
`action_order`	`cardinal_number`	Déclencher parmi les triggers sur la même table qui ont les mêmes `event_manipulation`, `action_timing` et `action_orientation`. Dans PostgreSQL, les triggers sont déclenchés dans l'ordre des noms, et cette colonne reflète cela.
`action_condition`	`character_data`	La condition `WHEN` du trigger, NULL si aucun (NULL aussi si la table n'appartient pas à un rôle actuellement activé)
`action_statement`	`character_data`	Instruction exécutée par le déclencheur (actuellement toujours `EXECUTE FUNCTION` *`fonction`*`(...)`)
`action_orientation`	`character_data`	Indique si le déclencheur est exécuté une fois par ligne traitée ou une fois par instruction (`ROW` ou `STATEMENT`)
`action_timing`	`character_data`	Moment où le trigger se déclenche (`BEFORE`, `AFTER` ou `INSTEAD OF`)
`action_reference_old_table`	`sql_identifier`	Nom de la table de transition « old », ou NULL sinon

Nom	Type de données	Description
action_reference_new_table	sql_identifier	Nom de la table de transition « new », ou NULL sinon
action_reference_old_row	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
action_reference_new_row	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
created	time_stamp	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL

Les déclencheurs dans PostgreSQL ont deux incompatibilités avec le standard SQL qui affectent leur représentation dans le schéma d'information.

Premièrement, les noms des déclencheurs sont locaux à chaque table sous PostgreSQL, et ne sont pas des objets du schéma indépendants. De ce fait, il peut exister des déclencheurs de même noms au sein d'un schéma, pour peu qu'ils s'occupent de tables différentes. (`trigger_catalog` et `trigger_schema` sont les champs qui décrivent effectivement la table sur laquelle est défini le déclencheur.)

Deuxièmement, les déclencheurs peuvent être définis pour s'exécuter sur plusieurs événements sous PostgreSQL (c'est-à-dire `ON INSERT OR UPDATE`) alors que le standard SQL n'en autorise qu'un. Si un déclencheur est défini pour s'exécuter sur plusieurs événements, il est représenté sur plusieurs lignes dans le schéma d'information, une pour chaque type d'événement.

En conséquence, la clé primaire de la vue `triggers` est en fait `(trigger_catalog, trigger_schema, event_object_table, trigger_name, event_manipulation)` et non `(trigger_catalog, trigger_schema, trigger_name)` comme le spécifie le standard SQL. Néanmoins, si les déclencheurs sont définis de manière conforme au standard SQL (des noms de déclencheurs uniques dans le schéma et un seul type d'événement par déclencheur), il n'y a pas lieu de se préoccuper de ces deux incompatibilités.

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 9.1, les colonnes `action_timing`, `action_reference_old_table`, `action_reference_new_table`, `action_reference_old_row` et `action_reference_new_row` de cette vue étaient nommées respectivement `condition_timing`, `condition_reference_old_table`, `condition_reference_new_table`, `condition_reference_old_row` et `condition_reference_new_row`. Cela reflétaient leur nommage dans le standard SQL:1999. Le nouveau nommage est conforme à SQL:2003 et les versions ultérieures.

37.56. `udt_privileges`

La vue view `udt_privileges` identifie les droits `USAGE` donnés pour des types définis par l'utilisateur pour lesquels celui qui donne le droit et celui qui le reçoit sont des rôles actuellement activés. Il existe une ligne par chaque combinaison de colonne, rôle récupérant le droit, rôle donnant le droit. Cette vue affiche seulement les types composites (pour comprendre pourquoi, voir Section 37.58 ; voir Section 37.57 pour les droits sur les domaines.

Tableau 37.54. Colonnes de `udt_privileges`

Nom	Type de données	Description
grantor	sql_identifier	Nom du rôle donnant le droit
grantee	sql_identifier	Nom du rôle recevant le droit

Nom	Type de données	Description
udt_catalog	sql_identifier	Nom de la base contenant le type (actuellement toujours la base de données courante)
udt_schema	sql_identifier	Nom du schéma contenant le type
udt_name	sql_identifier	Nom du type
privilege_type	character_data	Toujours TYPE USAGE
is_grantable	yes_or_no	YES s'il est possible de donner le droit, NO sinon

37.57. usage_privileges

La vue usage_privileges identifie les privilèges d'USAGE accordés sur différents objets à un rôle actif ou par un rôle actif. Sous PostgreSQL, cela s'applique aux domaines. Puisqu'il n'y a pas de réels privilèges sur les domaines sous PostgreSQL, cette vue est affiche les privilèges USAGE implicitement octroyés à PUBLIC pour tous les collationnements, domaines, wrappers de données distantes, serveurs distants et séquences. Il y a une ligne pour chaque combinaison d'objet, de donneur et de receveur.

Comme les collationnements n'ont pas de vrais droits dans PostgreSQL, cette vue affiche des droits USAGE implicites, non donnables à d'autres, et donnés par le propriétaire à PUBLIC pour tous les collationnements. Les autres types d'objets affichent néanmoins de vrais droits.

Dans PostgreSQL, les séquences supportent aussi les droits SELECT et UPDATE en plus du droit USAGE. Ils ne sont pas dans le standard et du coup ils ne sont pas visibles dans le schéma d'informations.

Tableau 37.55. Colonnes de usage_privileges

Nom	Type de données	Description
grantor	sql_identifier	Nom du rôle qui a donné ce droit
grantee	sql_identifier	Nom du rôle auquel ce droit a été donné
object_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données qui contient l'objet (toujours la base de données courante)
object_schema	sql_identifier	Nom du schéma qui contient l'objet, if applicable, sinon une chaîne vide
object_name	sql_identifier	Nom de l'objet
object_type	character_data	COLLATION, DOMAIN, FOREIGN DATA WRAPPER FOREIGN SERVER ou SEQUENCE
privilege_type	character_data	Toujours USAGE
is_grantable	yes_or_no	YES si le droit peut être donné, NO dans le cas contraire

37.58. user_defined_types

La vue user_defined_types contient actuellement tous les types composites définis dans la base de données courante. Seuls sont montrés les types auxquels l'utilisateur courant a accès (parce qu'il en est le propriétaire soit parce qu'il dispose de certains droits).

SQL connaît deux genres de types définis par les utilisateursénbsp;: les types structurés (aussi connu sous le nom de types composites dans PostgreSQL) et les types distincts (non implémentés dans PostgreSQL). Pour être prêt, utilisez la colonne user_defined_type_category pour les

différencier. Les autres types définis par l'utilisateur comme les types de base et les énumérations, qui sont des extensions PostgreSQL, ne sont pas affichés ici. Pour les domaines, voir Section 37.22.

Tableau 37.56. Colonnes de `user_defined_types`

Nom	Type de données	Description
`user_defined_type_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient ce type (toujours la base de données courante)
`user_defined_type_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma contenant ce type
`user_defined_type_name`	`sql_identifier`	Nom du type
`user_defined_type_category`	`character_data`	Actuellement, toujours `STRUCTURED`
`is_instantiable`	`yes_or_no`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`is_final`	`yes_or_no`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`ordering_form`	`character_data`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`ordering_category`	`character_data`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`ordering_routine_catalog`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`ordering_routine_schema`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`ordering_routine_name`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`reference_type`	`character_data`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`data_type`	`character_data`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`character_maximum_length`	`cardinal_number`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`character_octet_length`	`cardinal_number`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`character_set_catalog`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`character_set_schema`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`character_set_name`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`collation_catalog`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`collation_schema`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`collation_name`	`sql_identifier`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
`numeric_precision`	`cardinal_number`	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL

Nom	Type de données	Description
numeric_precision_radix	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
numeric_scale	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
datetime_precision	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
interval_type	character_data	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
interval_precision	cardinal_number	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
source_dtd_identifier	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL
ref_dtd_identifier	sql_identifier	S'applique à une fonctionnalité non disponible dans PostgreSQL

37.59. user_mapping_options

La vue user_mapping_options contient toutes les options définies pour les correspondances d'utilisateur définies dans la base de données en cours. Seules sont affichées les correspondances pour lesquelles le serveur distant correspondant peut être accédé par l'utilisateur connecté (qu'il en soit le propriétaire ou qu'il ait quelques droits dessus).

Tableau 37.57. Colonnes de user_mapping_options

Nom	Type de données	Description
authorization_identifier	sql_identifier	Nom de l'utilisateur, ou PUBLIC si la correspondance est publique
foreign_server_catalog	sql_identifier	Nom de la base de données dans laquelle est défini le serveur distant correspondant (toujours la base de données en cours)
foreign_server_name	sql_identifier	Nom du serveur distant utilisé par cette correspondance
option_name	sql_identifier	Nom d'une option
option_value	character_data	Valeur de l'option. Cette colonne s'affichera comme NULL sauf si l'utilisateur connecté est l'utilisateur en cours de correspondance ou si la correspondance est pour PUBLIC et que l'utilisateur connecté est le propriétaire de la base de données ou un superutilisateur. Le but est de protéger les informations de mot de passe stockées comme option.

37.60. user_mappings

La vue user_mappings contient toutes les correspondances utilisateurs définies dans la base de données en cours. Seules sont affichées les correspondances pour lesquelles le serveur distant

correspondant peut être accédé par l'utilisateur connecté (qu'il en soit le propriétaire ou qu'il ait quelques droits dessus).

Tableau 37.58. Colonnes de `user_mappings`

Nom	Type de données	Description
`authorization_identifier`	`sql_identifier`	Nom de l'utilisateur en cours de correspondance ou `PUBLIC` si la correspondance est publique
`foreign_server_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données dans laquelle est défini le serveur distant correspondant (toujours la base de données en cours)
`foreign_server_name`	`sql_identifier`	Nom du serveur distant utilisé par cette correspondance

37.61. `view_column_usage`

La vue `view_column_usage` identifie toutes les colonnes utilisées dans l'expression de la requête d'une vue (l'instruction `SELECT` définissant la vue). Une colonne n'est incluse que si la table contenant la colonne appartient à un rôle actif.

> **Note**
>
> Les colonnes des tables système ne sont pas incluses. Cela sera probablement corrigé un jour.

Tableau 37.59. Colonnes de `view_column_usage`

Nom	Type de données	Description
`view_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la vue (toujours la base de données courante)
`view_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la vue
`view_name`	`sql_identifier`	Nom de la vue
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la table qui contient la colonne utilisée par la vue (toujours la base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la table qui contient la colonne utilisée par la vue
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la table qui contient la colonne utilisée par la vue
`column_name`	`sql_identifier`	Nom de la colonne utilisée par la vue

37.62. `view_routine_usage`

La vue `view_routine_usage` identifie toutes les routines (fonctions et procédures) utilisées dans la requête d'une vue (l'instruction `SELECT` qui définit la vue). Une routine n'est incluse que si la routine appartient à un rôle actif.

Tableau 37.60. Colonnes de `view_routine_usage`

Nom	Type de données	Description
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base qui contient la vue (toujours la base en cours)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la vue
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la vue
`specific_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base qui contient la fonction (toujours la base en cours)
`specific_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la fonction
`specific_name`	`sql_identifier`	Le « nom spécifique » de la fonction. Voir Section 37.40 pour plus d'informations.

37.63. `view_table_usage`

La vue `view_table_usage` identifie toutes les tables utilisées dans l'expression de la requête d'une vue (l'instruction `SELECT` définissant la vue). Une table n'est incluse que son propriétaire est un rôle actif.

> **Note**
>
> Les tables système ne sont pas incluses. Cela sera probablement corrigé un jour.

Tableau 37.61. Colonnes de `view_table_usage`

Nom	Type de données	Description
`view_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la vue (toujours la base de données courante)
`view_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la vue
`view_name`	`sql_identifier`	Nom de la vue
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la table utilisée par la vue (toujours la base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la table utilisée par la vue
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la table utilisée par la vue

37.64. `views`

La vue `views` contient toutes les vues définies dans la base de données courantes. Seules sont affichées les vues auxquelles l'utilisateur a accès (parce qu'il en est le propriétaire ou qu'il dispose de privilèges).

Tableau 37.62. Colonnes de `views`

Nom	Type de données	Description
`table_catalog`	`sql_identifier`	Nom de la base de données qui contient la vue (toujours la base de données courante)
`table_schema`	`sql_identifier`	Nom du schéma qui contient la vue
`table_name`	`sql_identifier`	Nom de la vue
`view_definition`	`character_data`	Expression de la requête définissant la vue (NULL si la vue n'appartient pas à un rôle actif)
`check_option`	`character_data`	`CASCADED` ou `LOCAL` si la vue est définie avec l'option `CHECK OPTION`, `NONE` dans le cas contraire
`is_updatable`	`yes_or_no`	`YES` si la vue est actualisable (autorise `UPDATE` et `DELETE`), `NO` dans le cas contraire
`is_insertable_into`	`yes_or_no`	`YES` s'il est possible d'insérer des données dans la vue (autorise `INSERT`), `NO` dans le cas contraire
`is_trigger_updatable`	`yes_or_no`	`YES` si la vue dispose d'un trigger `INSTEAD OF` pour l'opération `UPDATE`, `NO` dans le cas contraire
`is_trigger_deletable`	`yes_or_no`	`YES` si la vue dispose d'un trigger `INSTEAD OF` pour l'opération `DELETE`, `NO` dans le cas
`is_trigger_insertable_into`	`yes_or_no`	`YES` si la vue dispose d'un trigger `INSTEAD OF` pour l'opération `INSERT`, `NO` dans le cas

Partie V. Programmation serveur

Cette partie traite des possibilités d'extension des fonctionnalités du serveur par l'ajout de fonctions utilisateur, de types de données, de déclencheurs (triggers), etc. Il est préférable de n'aborder ces sujets, avancés, qu'après avoir compris tous les autres.

Les derniers chapitres décrivent les langages de programmation serveur disponibles avec PostgreSQL ainsi que les problèmes de ces langages en général. Il est essentiel de lire au minimum les premières sections du Chapitre 38 (qui traitent des fonctions) avant de se plonger dans les langages de programmation serveur.

Table des matières

Chapitre 38. Étendre SQL

Les sections qui suivent présentent les possibilités d'étendre le langage SQL de requêtage de PostgreSQL par l'ajout :

- de fonctions (Section 38.3) ;
- d'agrégats (Section 38.11) ;
- de types de données (Section 38.12) ;
- d'opérateurs (Section 38.13) ;
- de classes d'opérateurs pour les index (Section 38.15).
- d'extensions permettant de créer un paquetage d'objets qui disposent d'un point commun (voir Section 38.16)

38.1. L'extensibilité

PostgreSQL est extensible parce qu'il opère grâce à un système de catalogues. Quiconque est familier des systèmes de bases de données relationnelles standard sait que les informations concernant les bases, les tables, les colonnes, etc. y sont stockées dans ce qu'on nomme communément des catalogues systèmes (certains systèmes appellent cela le dictionnaire de données). Pour l'utilisateur, les catalogues ressemblent à des tables ordinaires, mais le SGBD y enregistre ses registres internes. À la différence des autres systèmes, PostgreSQL enregistre beaucoup d'informations dans ses catalogues : non seulement l'information concernant les tables et les colonnes, mais aussi l'information concernant les types de données, les fonctions, les méthodes d'accès, etc.

Ces tables peuvent être modifiées par l'utilisateur. Qui plus est, puisque PostgreSQL fonde ses opérations sur ces tables, il peut être étendu par les utilisateurs. En comparaison, les systèmes de bases de données conventionnels ne peuvent être étendus qu'en modifiant les procédures dans le code source ou en installant des modules spécifiquement écrits par le vendeur du SGBD.

De plus, le serveur PostgreSQL peut incorporer du code utilisateur par chargement dynamique. C'est-à-dire que l'utilisateur peut indiquer un fichier de code objet (par exemple une bibliothèque partagée) qui code un nouveau type ou une nouvelle fonction et PostgreSQL le charge au besoin. Il est encore plus facile d'ajouter au serveur du code écrit en SQL. La possibilité de modifier son fonctionnement « à la volée » fait de PostgreSQL un outil unique pour le prototypage rapide de nouvelles applications et de structures de stockage.

38.2. Le système des types de PostgreSQL

Les types de données de PostgreSQL sont répartis en types de base, types conteneurs, domaines et pseudo-types.

38.2.1. Les types de base

Les types de base sont ceux qui, comme `integer`, sont implantés sous le niveau du langage SQL (typiquement dans un langage de bas niveau comme le C). Ils correspondent généralement à ce que l'on appelle les types de données abstraits. PostgreSQL ne peut opérer sur de tels types qu'au moyen de fonctions utilisateur et n'en comprend le fonctionnement que dans la limite de la description qu'en a fait l'utilisateur. Les types de base internes sont décrits dans Chapitre 8.

Les types énumérés (enum) peuvent être considérés comme une sous-catégorie des types de base. La différence principale est qu'ils peuvent être créés en utilisant juste les commandes SQL, sans programmation de bas niveau. Référez-vous à Section 8.7 pour plus d'informations.

38.2.2. Les types conteneurs

PostgreSQL a trois genres de types « conteneurs », qui sont des types contenant plusieurs valeurs d'autres types. Ce sont des tableaux, des valeurs composites et des intervalles.

Les tableaux peuvent contenir plusieurs valeurs qui sont toutes du même type. Un type tableau est automatiquement créé pour chaque type de base, type composite, type intervalle et type domaine. Par contre, il n'y a pas de tableaux. Pour ce qui concerne le système de typage, les tableaux multi-dimensionnels sont identiques aux tableaux uni-dimensionnels. Référez-vous à Section 8.15 pour plus d'informations.

Les types composites, ou types lignes, sont créés chaque fois qu'un utilisateur crée une table. Il est également possible de définir un type composite autonome sans table associée. Un type composite n'est qu'une simple liste de types de base avec des noms de champs associés. Une valeur de type composite est une ligne ou un enregistrement de valeurs de champ. La Section 8.16 fournit de plus amples informations sur ces types.

Un type intervalle (*range*) peut contenir deux valeurs de même type, qui sont les bornes inférieure et supérieure de l'intervalle. Les types intervalle sont créés par les utilisateurs, bien que quelques-uns soient intégrés. Référez-vous à Section 8.17 pour plus d'informations.

38.2.3. Les domaines

Un domaine est basé sur un type sous-jacent donné particulier, et est interchangeable avec ce type dans beaucoup d'utilisations. Cependant, un domaine peut avoir des contraintes restreignant ses valeurs à un sous-ensemble de ce que permet le type sous-jacent. Les domaines sont créés avec la fonction SQL CREATE DOMAIN. Référez-vous à Section 8.18 pour plus d'informations.

38.2.4. Pseudo-types

Il existe quelques « pseudo-types » pour des besoins particuliers. Les pseudo-types ne peuvent pas apparaître comme champs de table ou comme composants de types conteneurs, mais ils peuvent être utilisés pour déclarer les types des arguments et des résultats de fonctions. Dans le système de typage, ils fournissent un mécanisme d'identification des classes spéciales de fonctions. La Tableau 8.25 donne la liste des pseudo-types qui existent.

38.2.5. Types et fonctions polymorphes

Cinq pseudo-types sont particulièrement intéressants : `anyelement`, `anyarray`, `anynonarray`, `anyenum` et `anyrange`, collectivement appelés *types polymorphes*. Toute fonction déclarée utiliser ces types est dite *fonction polymorphe*. Une fonction polymorphe peut opérer sur de nombreux types de données différents, les types de données spécifiques étant déterminés par les types des données réellement passés lors d'un appel particulier de la fonction.

Les arguments et résultats polymorphes sont liés entre eux et sont résolus dans un type de données spécifique quand une requête faisant appel à une fonction polymorphe est analysée. Chaque occurrence (argument ou valeur de retour) déclarée comme `anyelement` peut prendre n'importe quel type réel de données mais, lors d'un appel de fonction donné, elles doivent toutes avoir le *même* type réel. Chaque occurrence déclarée comme `anyarray` peut prendre n'importe quel type de données tableau. De façon similaire, les occurences déclarées en tant que `anyrange` doivent toutes être du même type. De la même façon, elles doivent toutes être du *même* type. Si des occurrences sont déclarées comme `anyarray` et d'autres comme `anyelement` ou `anyarray`, le type réel de tableau des occurrences `anyarray` doit être un tableau dont les éléments sont du même type que ceux apparaissant dans les occurrences de type `anyelement` ou du même type que ceux apparaissant dans les occurrences de type `anyarray`. De la même façon, si des occurences sont déclarées de type `anyrange` et d'autres de type `anyelement`, le type range réel dans les occurences de `anyrange` doit être un type dont le sous-type est du même type que celui apparaissant dans les occurences de `anyelement`. `anynonarray` est traité de la même façon que `anyelement` mais ajoute une contrainte supplémentaire. Le type réel ne doit pas être un tableau. `anyenum` est traité de la même façon que `anyelement` mais ajoute une contrainte supplémentaire. Le type doit être un type enuméré.

Ainsi, quand plusieurs occurrences d'argument sont déclarées avec un type polymorphe, seules certaines combinaisons de types réels d'argument sont autorisées. Par exemple, une fonction déclarée

comme `foo(anyelement, anyelement)` peut prendre comme arguments n'importe quelles valeurs à condition qu'elles soient du même type de données.

Quand la valeur renvoyée par une fonction est déclarée de type polymorphe, il doit exister au moins une occurrence d'argument également polymorphe, et le type réel de donnée passé comme argument détermine le type réel de résultat renvoyé lors de cet appel à la fonction. Par exemple, s'il n'existe pas déjà un mécanisme d'indexation d'éléments de tableau, on peut définir une fonction qui code ce mécanisme : `indice(anyarray, integer) returns anyelement`. La déclaration de fonction contraint le premier argument réel à être de type tableau et permet à l'analyseur d'inférer le type correct de résultat à partir du type réel du premier argument. Une fonction déclarée de cette façon `f(anyarray) returns anyenum` n'accepte que des tableaux contenant des valeurs de type enum.

Dans la plupart des cas, l'analyseur peut inférer que le type de données réel pour un type résultat polymorphique pour des arguments qui sont d'un type polymorphique différent par exemple `anyarray` peut être déduit à partir de `anyelement` et vice versa. L'exception est qu'un résultat polymorphique de type `anyrange` nécessite un argument de type `anyrange` ; il ne peut pas être déduit d'arguments `anyarray` ou `anyelement`. Ceci est dû au fait qu'il pourrait y avoir plusieurs types d'intervalles avec le même sous-type.

`anynonarray` et `anyenum` ne représentent pas des variables de type séparé ; elles sont du même type que `anyelement`, mais avec une contrainte supplémentaire. Par exemple, déclarer une fonction `f(anyelement, anyenum)` est équivalent à la déclarer `f(anyenum, anyenum)` : les deux arguments réels doivent être du même type enum.

Une fonction variadic (c'est-à-dire une fonction acceptant un nombre variable d'arguments, comme dans Section 38.5.5) peut être polymorphique : cela se fait en déclarant son dernier paramètre `VARIADIC anyarray`. Pour s'assurer de la correspondance des arguments et déterminer le type de la valeur en retour, ce type de fonction se comporte de la même façon que si vous aviez écrit le nombre approprié de paramètres `anynonarray`.

38.3. Fonctions utilisateur

PostgreSQL propose quatre types de fonctions :

- fonctions en langage de requête (fonctions écrites en SQL, Section 38.5)
- fonctions en langage procédural (fonctions écrites, par exemple, en PL/pgSQL ou PL/Tcl, Section 38.8)
- fonctions internes (Section 38.9)
- fonctions en langage C (Section 38.10)

Chaque type de fonction peut accepter comme arguments (paramètres) des types de base, des types composites ou une combinaison de ceux-ci. De plus, chaque sorte de fonction peut renvoyer un type de base ou un type composite. Les fonctions pourraient aussi être définies pour renvoyer des ensembles de valeurs de base ou de valeurs composites.

De nombreuses sortes de fonctions peuvent accepter ou renvoyer certains pseudo-types (comme les types polymorphes) mais avec des fonctionnalités variées. Consultez la description de chaque type de fonction pour plus de détails.

Il est plus facile de définir des fonctions SQL aussi allons-nous commencer par celles-ci. La plupart des concepts présentés pour les fonctions SQL seront aussi gérés par les autres types de fonctions.

Lors de la lecture de ce chapitre, il peut être utile de consulter la page de référence de la commande CREATE FUNCTION pour mieux comprendre les exemples. Quelques exemples extraits de ce chapitre peuvent être trouvés dans les fichiers `funcs.sql` et `funcs.c` du répertoire du tutoriel de la distribution source de PostgreSQL.

38.4. Procédures utilisateur

Une procédure est un objet de base de données similaire à une fonction. Les différences clés sont :

- Les procédures sont définies avec la commande CREATE PROCEDURE, et non pas `CREATE FUNCTION`.
- Les procédures ne renvoient pas une valeur ; de ce fait, `CREATE PROCEDURE` n'a pas de clause `RETURNS`. Néanmoins, des procédures peuvent renvoyer à la place des données à leurs appelants via des paramètres en sortie.
- Alors qu'une fonction est appelée au sein d'une requête ou d'une commande DML, une procédure est appelée en isolation en utilisant la commande CALL.
- Une procédure peut valider ou annuler des transactions lors de son exécution (puis commencer automatiquement une nouvelle transaction), à partir du moment où la commande `CALL` qui l'a appelé ne fait pas partie d'un bloc de transaction explicite. Une fonction ne peut pas faire ça.
- Certains attributs de fonction, tel que la volatilité, ne s'appliquent pas aux procédures. Ces attributs contrôlent l'utilisation de la fonction dans une requête, et ne sont pas pertinents dans le cas de procédures.

Les explications présentes dans les sections suivantes concernant comment définir des fonctions utilisateurs s'appliquent également aux procédure, à la différence des points ci-dessus.

Collectivement, les fonctions et les procédures sont également appelées des *routines*. Il y a des commandes telles que ALTER ROUTINE et DROP ROUTINE qui peuvent s'appliquer sur des fonctions ou des procédures sans avoir besoin de savoir de quel type il s'agit. Veuillez noter, toutefois, qu'il n'y a pas de commande `CREATE ROUTINE`.

38.5. Fonctions en langage de requêtes (SQL)

Les fonctions SQL exécutent une liste arbitraire d'instructions SQL et renvoient le résultat de la dernière requête de cette liste. Dans le cas d'un résultat simple (pas d'ensemble), la première ligne du résultat de la dernière requête sera renvoyée (gardez à l'esprit que « la première ligne » d'un résultat multiligne n'est pas bien définie à moins d'utiliser `ORDER BY`). Si la dernière requête de la liste ne renvoie aucune ligne, la valeur NULL est renvoyée.

Une fonction SQL peut être déclarée de façon à renvoyer un ensemble (« set », ce qui signifie un ensemble de lignes) en spécifiant le type renvoyé par la fonction comme `SETOF` *`un_type`*, ou de façon équivalente en la déclarant comme `RETURNS TABLE(`*`colonnes`*`)`. Dans ce cas, toutes les lignes de la dernière requête sont renvoyées. Des détails supplémentaires sont donnés plus loin dans ce chapitre.

Le corps d'une fonction SQL doit être constitué d'une liste d'une ou de plusieurs instructions SQL séparées par des points-virgule. Un point-virgule après la dernière instruction est optionnel. Sauf si la fonction déclare renvoyer `void`, la dernière instruction doit être un `SELECT` ou un `INSERT`, `UPDATE` ou un `DELETE` qui a une clause `RETURNING`.

Toute collection de commandes dans le langage SQL peut être assemblée et définie comme une fonction. En plus des requêtes `SELECT`, les commandes peuvent inclure des requêtes de modification des données (`INSERT`, `UPDATE` et `DELETE`) ainsi que d'autres commandes SQL (sans toutefois pouvoir utiliser les commandes de contrôle de transaction, telles que `COMMIT`, `SAVEPOINT`, et certaines commandes utilitaires, comme `VACUUM`, dans les fonctions SQL). Néanmoins, la commande finale doit être un `SELECT` ou doit avoir une clause `RETURNING` qui renvoie ce qui a été spécifié comme type de retour de la fonction. Autrement, si vous voulez définir une fonction SQL qui réalise des actions mais n'a pas de valeur utile à renvoyer, vous pouvez la définir comme renvoyant `void`. Par exemple, cette fonction supprime les lignes avec des salaires négatifs depuis la table `emp` :

```
CREATE FUNCTION nettoie_emp() RETURNS void AS '
    DELETE FROM emp WHERE salaire < 0;
' LANGUAGE SQL;

SELECT nettoie_emp();

  nettoie_emp
  -----------

  (1 row)
```

> **Note**
>
> Le corps entier d'une fonction SQL est analysé avant d'être exécuté. Bien qu'une fonction SQL puisse contenir des commandes qui modifient les catalogues systèmes (par exemple `CREATE TABLE`), les effets de telles commandes ne seront pas visibles lors de l'analyse des commandes suivantes dans la fonction. De ce fait, par exemple, `CREATE TABLE foo (...); INSERT INTO foo VALUES(...);` ne fonctionnera pas si c'est intégré dans une seule fonction SQL car `foo` n'existera pas encore quand la commande SQL `INSERT` sera analysée. Il est recommandé d'utiliser PL/PgSQL à la place de SQL dans ce genre de situations.

La syntaxe de la commande `CREATE FUNCTION` requiert que le corps de la fonction soit écrit comme une constante de type chaîne. Il est habituellement plus agréable d'utiliser les guillemets dollar (voir la Section 4.1.2.4) pour cette constante. Si vous choisissez d'utiliser la syntaxe habituelle avec des guillemets simples, vous devez doubler les marques de guillemet simple (`'`) et les antislashs (\), en supposant que vous utilisez la syntaxe d'échappement de chaînes, utilisés dans le corps de la fonction (voir la Section 4.1.2.1).

38.5.1. Arguments pour les fonctions SQL

Les arguments d'une fonction SQL peuvent être référencés dans le corps de la fonction en utilisant soit les noms soit les numéros. Des exemples de chaque méthode se trouvent ci-dessous.

Pour utiliser un nom, déclarez l'argument de la fonction comme ayant un nom, puis écrivez le nom dans le corps de la fonction. Si le nom de l'argument est le même que celui d'une colonne dans la commande SQL en cours, le nom de la colonne est prioritaire. Pour contourner ce comportement, qualifiez le nom de l'argument avec le nom de la fonction, autrement dit *`nom_fonction.nom_argument`*. (Si cela entre en conflit avec un nom de colonne qualifié, cette fois encore, la colonne l'emporte. Vous pouvez éviter toute ambiguïté en choisissant un alias différent pour la table à l'intérieur de la commande SQL.)

Dans l'ancienne approche numérique, les arguments sont référencés en utilisant la syntaxe `$`*`n`* : `$1` fait référence au premier argument, `$2` au second, et ainsi de suite. Ceci fonctionnera que l'argument ait été déclaré avec un nom ou pas.

Si un argument est de type composite, la notation à point, *`nom_argument.nom_champ`* ou `$1.`*`nom_champ`* peut être utilisé pour accéder aux attributs de l'argument. Encore une fois, vous pourriez avoir besoin de qualifier le nom de l'argument avec le nom de la fonction pour qu'il n'y ait pas d'ambiguité.

Les arguments de fonctions SQL peuvent seulement être utilisés comme valeurs de données, et non pas comme identifiants. Du coup, par exemple, ceci est accepté :

```
INSERT INTO mytable VALUES ($1);
```

mais ceci ne fonctionnera pas :

```
 INSERT INTO $1 VALUES (42);
```

> **Note**
>
> La possibilité d'utiliser des noms pour référencer les arguments d'une fonction SQL a été ajoutée à PostgreSQL 9.2. Les fonctions devant être utilisées sur des versions antérieures doivent utiliser la notation $*n*.

38.5.2. Fonctions SQL sur les types de base

La fonction SQL la plus simple possible n'a pas d'argument et retourne un type de base tel que `integer` :

```
CREATE FUNCTION un() RETURNS integer AS $$
    SELECT 1 AS resultat;
$$ LANGUAGE SQL;

-- Autre syntaxe pour les chaînes littérales :
CREATE FUNCTION un() RETURNS integer AS '
    SELECT 1 AS resultat;
' LANGUAGE SQL;

SELECT un();

 un
----
  1
```

Notez que nous avons défini un alias de colonne avec le nom `resultat` dans le corps de la fonction pour se référer au résultat de la fonction mais cet alias n'est pas visible hors de la fonction. En effet, le résultat est nommé `un` au lieu de `resultat`.

Il est presque aussi facile de définir des fonctions SQL acceptant des types de base comme arguments :

```
CREATE FUNCTION add_em(x integer, y integer) RETURNS integer AS $$
    SELECT x + y;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT add_em(1, 2) AS answer;

 answer
--------
      3
```

Autrement, nous pourrions nous passer des noms pour les arguments et utiliser à la place des numéros :

```
CREATE FUNCTION ajoute(integer, integer) RETURNS integer AS $$
    SELECT $1 + $2;
$$ LANGUAGE SQL;
```

```
SELECT ajoute(1, 2) AS reponse;

 reponse
---------
       3
```

Voici une fonction plus utile, qui pourrait être utilisée pour débiter un compte bancaire :

```
CREATE FUNCTION tf1 (no_compte integer, debit numeric) RETURNS
 numeric AS $$
     UPDATE bank
        SET balance = balance - debit
        WHERE no_compte = tf1.no_compte;
    SELECT 1;
$$ LANGUAGE SQL;
```

Un utilisateur pourrait exécuter cette fonction pour débiter le compte 17 de 100 000 euros ainsi :

```
SELECT tf1(17, 100.000);
```

Dans cet exemple, nous choisissons le nom `no_compte` comme premier argument mais ce nom est identique au nom d'une colonne dans la table `banque`. Dans la commande `UPDATE`, `no_compte` fait référence à la colonne `banque.no_compte`, donc `tf1.no_compte` doit être utilisé pour faire référence à l'argument. Nous pouvons bien sûr éviter cela en utilisant un nom différent pour l'argument.

Dans la pratique, on préférera vraisemblablement un résultat plus utile que la constante 1. Une définition plus probable est :

```
CREATE FUNCTION tf1 (no_compte integer, debit numeric) RETURNS
 numeric AS $$
     UPDATE bank
        SET balance = balance - debit
        WHERE no_compte = tf1.no_compte;
    SELECT balance FROM banque WHERE no_compte = tf1.no_compte;
$$ LANGUAGE SQL;
```

qui ajuste le solde et renvoie sa nouvelle valeur. La même chose peut se faire en une commande en utilisant la clause `RETURNING` :

```
CREATE FUNCTION tf1 (no_compte integer, debit numeric) RETURNS
 numeric AS $$
     UPDATE bank
        SET balance = balance - debit
        WHERE no_compte = tf1.no_compte
     RETURNING balance;
$$ LANGUAGE SQL;
```

Une fonction SQL doit retourner exactement le type de donnée présent dans sa définition. Cela peut nécessiter d'insérer un transtypage explicite. Par exemple, supposons que nous voulions que la précédente fonction `add_em` retourne un type `float8` à la place. Ceci ne fonctionne pas :

```
CREATE FUNCTION add_em(integer, integer) RETURNS float8 AS $$
    SELECT $1 + $2;
$$ LANGUAGE SQL;
```

bien que dans d'autres contextes, PostgreSQL serait prêt à insérer un transtypage explicite pour convertir le type `integer` en type `float8`. Nous devons l'écrire ainsi ;

```
CREATE FUNCTION add_em(integer, integer) RETURNS float8 AS $$
    SELECT ($1 + $2)::float8;
$$ LANGUAGE SQL;
```

38.5.3. Fonctions SQL sur les types composites

Quand nous écrivons une fonction avec des arguments de type composite, nous devons non seulement spécifier l'argument utilisé, mais aussi spécifier l'attribut désiré de cet argument (champ). Par exemple, supposons que `emp` soit le nom d'une table contenant des données sur les employés et donc également le nom du type composite correspondant à chaque ligne de la table. Voici une fonction `double_salaire` qui calcule ce que serait le salaire de quelqu'un s'il était doublé :

```
CREATE TABLE emp (
    nom         text,
    salaire     numeric,
    age         integer,
    cubicle     point
);

INSERT INTO emp VALUES ('Bill', 4200, 45, '(2,1)');

CREATE FUNCTION double_salaire(emp) RETURNS numeric AS $$
    SELECT $1.salaire * 2 AS salaire;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT nom, double_salaire(emp.*) AS reve
    FROM emp
    WHERE emp.cubicle ~= point '(2,1)';

 name | reve
------+-------
 Bill |  8400
```

Notez l'utilisation de la syntaxe `$1.salaire` pour sélectionner un champ dans la valeur de la ligne argument. Notez également comment la commande `SELECT` utilise *`nom_table`*`.*` pour sélectionner la ligne courante entière de la table comme une valeur composite (`emp`). La ligne de la table peut aussi être référencée en utilisant seulement le nom de la table ainsi :

```
SELECT nom, double_salaire(emp) AS reve
    FROM emp
    WHERE emp.cubicle ~= point '(2,1)';
```

mais cette utilisation est obsolète car elle est facilement obscure. (Voir Section 8.16.5 pour des détails sur ces deux syntaxes pour la valeur composite d'une ligne de table.)

Quelque fois, il est pratique de construire une valeur d'argument composite en direct. Ceci peut se faire avec la construction `ROW`. Par exemple, nous pouvons ajuster les données passées à la fonction :

```
SELECT nom, double_salaire(ROW(nom, salaire*1.1, age, cubicle)) AS
 reve
  FROM emp;
```

Il est aussi possible de construire une fonction qui renvoie un type composite. Voici un exemple de fonction renvoyant une seule ligne de type `emp` :

```
CREATE FUNCTION nouvel_emp() RETURNS emp AS $$
    SELECT text 'Aucun' AS nom,
        1000.0 AS salaire,
        25 AS age,
        point '(2,2)' AS cubicle;
$$ LANGUAGE SQL;
```

Dans cet exemple, nous avons spécifié chacun des attributs avec une valeur constante, mais un quelconque calcul aurait pu être substitué à ces valeurs.

Notez deux aspects importants à propos de la définition de fonction :

- L'ordre de la liste du SELECT doit être exactement le même que celui dans lequel les colonnes apparaissent dans la table associée au type composite (donner des noms aux colonnes dans le corps de la fonction, comme nous l'avons fait dans l'exemple, n'a aucune interaction avec le système).

- Il faut s'assurer que le type de chaque expression concorde avec la colonne correspondante du type composite, en insérant un transtypage si nécessaire. Sinon, une erreur telle que :

  ```
  ERROR:  function declared to return emp returns varchar instead
   of text at column 1
  ```

  sera renvoyée. Comme pour le cas du type de base, la fonction n'insèrera aucun transtypage automatiquement.

Une autre façon de définir la même fonction est :

```
CREATE FUNCTION nouveau_emp() RETURNS emp AS $$
    SELECT ROW('Aucun', 1000.0, 25, '(2,2)')::emp;
$$ LANGUAGE SQL;
```

Ici, nous écrivons un `SELECT` qui renvoie seulement une colonne du bon type composite. Ceci n'est pas vraiment meilleur dans cette situation mais c'est une alternative pratique dans certains cas -- par exemple, si nous avons besoin de calculer le résultat en appelant une autre fonction qui renvoie la valeur composite désirée. Un autre exemple est que si nous essayons d'écrire une fonction qui retourne un domaine sur un type composite, plutôt qu'un simple type composite, il est toujours nécessaire de l'écrire comme retournant une seule colonne, puisqu'il n'y a aucune autre manière de produire une valeur qui soit exactement du type de ce domaine.

Nous pouvons appeler cette fonction soit en l'utilisant dans une expression de valeur :

```
SELECT nouveau_emp();

        nouveau_emp
-------------------------
 (None,1000.0,25,"(2,2)")
```

soit en l'utilisant comme une fonction table :

```
SELECT * FROM nouveau_emp();

  nom  | salaire | age | cubicle
-------+---------+-----+---------
```

```
 Aucun |  1000.0 |  25 | (2,2)
```

La deuxième façon est décrite plus complètement dans la Section 38.5.7.

Quand vous utilisez une fonction qui renvoie un type composite, vous pourriez vouloir seulement un champ (attribut) depuis ce résultat. Vous pouvez le faire avec cette syntaxe :

```
SELECT (nouveau_emp()).nom;

 nom
------
 None
```

Les parenthèses supplémentaires sont nécessaires pour éviter une erreur de l'analyseur. Si vous essayez de le faire sans, vous obtiendrez quelque chose comme ceci :

```
SELECT nouveau_emp().nom;
ERROR:  syntax error at or near "."
LINE 1: SELECT nouveau_emp().nom;
                            ^
```

Une autre option est d'utiliser la notation fonctionnelle pour extraire un attribut :

```
SELECT nom(nouveau_emp());

 name
------
 None
```

Comme expliqué dans Section 8.16.5, la notation avec des champs et la notation fonctionnelle sont équivalentes.

38.5.4. Fonctions SQL avec des paramètres en sortie

Une autre façon de décrire les résultats d'une fonction est de la définir avec des *paramètres en sortie* comme dans cet exemple :

```
CREATE FUNCTION ajoute (IN x int, IN y int, OUT sum int)
AS 'SELECT x + y'
LANGUAGE SQL;

SELECT ajoute(3,7);
 ajoute
--------
     10
(1 row)
```

Ceci n'est pas vraiment différent de la version d'`ajoute` montrée dans la Section 38.5.2. La vraie valeur des paramètres en sortie est qu'ils fournissent une façon agréable de définir des fonctions qui renvoient plusieurs colonnes. Par exemple,

```
CREATE FUNCTION ajoute_n_produit (x int, y int, OUT sum int, OUT
 product int)
AS 'SELECT x + y, x * y'
LANGUAGE SQL;
```

```
 SELECT * FROM sum_n_product(11,42);
 sum | product
-----+---------
  53 |     462
(1 row)
```

Ce qui est arrivé ici est que nous avons créé un type composite anonyme pour le résultat de la fonction. L'exemple ci-dessus a le même résultat final que

```
CREATE TYPE produit_ajoute AS (somme int, produit int);

CREATE FUNCTION ajoute_n_produit (int, int) RETURNS produit_ajoute
AS 'SELECT $1 + $2, $1 * $2'
LANGUAGE SQL;
```

mais ne pas avoir à s'embêter avec la définition séparée du type composite est souvent agréable. Notez que les noms attachés aux paramètres de sortie ne sont pas juste décoratif, mais déterminent le nom des colonnes du type composite anonyme. (Si vous omettez un nom pour un paramètre en sortie, le système choisira un nom lui-même.)

Notez que les paramètres en sortie ne sont pas inclus dans la liste d'arguments lors de l'appel d'une fonction de ce type en SQL. Ceci parce que PostgreSQL considère seulement les paramètres en entrée pour définir la signature d'appel de la fonction. Cela signifie aussi que seuls les paramètres en entrée sont importants lors de références de la fonction pour des buts comme sa suppression. Nous pouvons supprimer la fonction ci-dessus avec l'un des deux appels ci-dessous :

```
DROP FUNCTION ajoute_n_produit (x int, y int, OUT somme int, OUT
 produit int);
DROP FUNCTION ajoute_n_produit (int, int);
```

Les paramètres peuvent être marqués comme `IN` (par défaut), `OUT` ou `INOUT` ou `VARIADIC`. Un paramètre `INOUT` sert à la fois de paramètre en entrée (il fait partie de la liste d'arguments en appel) et comme paramètre de sortie (il fait partie du type d'enregistrement résultat). Les paramètres `VARIADIC` sont des paramètres en entrées, mais sont traités spécifiquement comme indiqué ci-dessous.

38.5.5. Fonctions SQL avec un nombre variables d'arguments

Les fonctions SQL peuvent accepter un nombre variable d'arguments à condition que tous les arguments « optionnels » sont du même type. Les arguments optionnels seront passés à la fonction sous forme d'un tableau. La fonction est déclarée en marquant le dernier paramètre comme `VARIADIC` ; ce paramètre doit être déclaré de type tableau. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION mleast(VARIADIC arr numeric[]) RETURNS numeric AS $
$
    SELECT min($1[i]) FROM generate_subscripts($1, 1) g(i);
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT mleast(10, -1, 5, 4.4);
 mleast
--------
     -1
(1 row)
```

En fait, tous les arguments à la position ou après la position de l'argument `VARIADIC` sont emballés dans un tableau à une dimension, comme si vous aviez écrit

```
SELECT mleast(ARRAY[10, -1, 5, 4.4]);    -- doesn't work
```

Vous ne pouvez pas vraiment écrire cela, ou tout du moins cela ne correspondra pas à la définition de la fonction. Un paramètre marqué `VARIADIC` correspond à une ou plusieurs occurrences de son type d'élément, et non pas de son propre type.

Quelque fois, il est utile de pouvoir passer un tableau déjà construit à une fonction variadic ; ceci est particulièrement intéressant quand une fonction variadic veut passer son paramètre tableau à une autre fonction. En outre, il s'agit de la seule méthode sûre pour appeler une fonction `VARIADIC` trouvée dans un schéma qui autorise les utilisateurs qui ne sont pas de confiance à créer des objets ; voir Section 10.3. Vous pouvez faire cela en spécifiant `VARIADIC` dans l'appel :

```
SELECT mleast(VARIADIC ARRAY[10, -1, 5, 4.4]);
```

Ceci empêche l'expansion du paramètre variadic de la fonction dans le type des éléments, ce qui permet à la valeur tableau de correspondre. `VARIADIC` peut seulement être attaché au dernier argument d'un appel de fonction.

Spécifier `VARIADIC` dans l'appel est aussi la seule façon de passer un tableau vide à une fonction variadique. Par exemple :

```
SELECT mleast(VARIADIC ARRAY[]::numeric[]);
```

Écrire simplement `SELECT mleast()` ne fonctionne pas car un paramètre variadique doit correspondre à au moins un argument réel. (Vous pouvez définir une deuxième fonction aussi nommée `mleast`, sans paramètres, si vous voulez permettre ce type d'appels.)

Les paramètres de l'élément tableau générés à partir d'un paramètre variadic sont traités comme n'ayant pas de noms propres. Cela signifie qu'il n'est pas possible d'appeler une fonction variadic en utilisant des arguments nommés (Section 4.3), sauf quand vous spécifiez `VARIADIC`. Par exemple, ceci fonctionnera :

```
SELECT mleast(VARIADIC arr => ARRAY[10, -1, 5, 4.4]);
```

mais pas cela :

```
SELECT mleast(arr => 10);
SELECT mleast(arr => ARRAY[10, -1, 5, 4.4]);
```

38.5.6. Fonctions SQL avec des valeurs par défaut pour les arguments

Les fonctions peuvent être déclarées avec des valeurs par défaut pour certains des paramètres en entrée ou pour tous. Les valeurs par défaut sont insérées quand la fonction est appelée avec moins d'arguments

que à priori nécessaires. Comme les arguments peuvent seulement être omis à partir de la fin de la liste des arguments, tous les paramètres après un paramètres disposant d'une valeur par défaut disposeront eux-aussi d'une valeur par défaut. (Bien que l'utilisation de la notation avec des arguments nommés pourrait autoriser une relâche de cette restriction, elle est toujours forcée pour que la notation des arguments de position fonctionne correctement.) Que vous l'utilisez ou non, cette possibilité implique la nécessite de prendre des précautions lors de l'appel de fonctions dans les bases de données où certains utilisateurs ne font pas confiance à d'autres utilisateurs ; voir Section 10.3.

Par exemple :

```
CREATE FUNCTION foo(a int, b int DEFAULT 2, c int DEFAULT 3)
RETURNS int
LANGUAGE SQL
AS $$
    SELECT $1 + $2 + $3;
$$;

SELECT foo(10, 20, 30);
 foo
-----
  60
(1 row)

SELECT foo(10, 20);
 foo
-----
  33
(1 row)

SELECT foo(10);
 foo
-----
  15
(1 row)

SELECT foo();  -- échec car il n'y a pas de valeur par défaut pour
 le premier argument
ERROR:  function foo() does not exist
```

Le signe = peut aussi être utilisé à la place du mot clé `DEFAULT`,

38.5.7. Fonctions SQL comme sources de table

Toutes les fonctions SQL peuvent être utilisées dans la clause `FROM` d'une requête mais ceci est particulièrement utile pour les fonctions renvoyant des types composite. Si la fonction est définie pour renvoyer un type de base, la fonction table produit une table d'une seule colonne. Si la fonction est définie pour renvoyer un type composite, la fonction table produit une colonne pour chaque attribut du type composite.

Voici un exemple :

```
CREATE TABLE foo (fooid int, foosousid int, foonom text);
INSERT INTO foo VALUES (1, 1, 'Joe');
INSERT INTO foo VALUES (1, 2, 'Ed');
INSERT INTO foo VALUES (2, 1, 'Mary');
```

```
CREATE FUNCTION recupfoo(int) RETURNS foo AS $$
    SELECT * FROM foo WHERE fooid = $1;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT *, upper(foonom) FROM recupfoo(1) AS t1;

 fooid | foosubid | foonom | upper
-------+----------+--------+-------
     1 |        1 | Joe    | JOE
(1 row)
```

Comme le montre cet exemple, nous pouvons travailler avec les colonnes du résultat de la fonction comme s'il s'agissait des colonnes d'une table normale.

Notez que nous n'obtenons qu'une ligne comme résultat de la fonction. Ceci parce que nous n'avons pas utilisé l'instruction `SETOF`. Cette instruction est décrite dans la prochaine section.

38.5.8. Fonctions SQL renvoyant un ensemble

Quand une fonction SQL est déclarée renvoyer un `SETOF` *`un_type`*, la requête finale de la fonction est complètement exécutée et chaque ligne extraite est renvoyée en tant qu'élément de l'ensemble résultat.

Cette caractéristique est normalement utilisée lors de l'appel d'une fonction dans une clause `FROM`. Dans ce cas, chaque ligne renvoyée par la fonction devient une ligne de la table vue par la requête. Par exemple, supposons que la table `foo` ait le même contenu que précédemment et écrivons :

```
CREATE FUNCTION recupfoo(int) RETURNS SETOF foo AS $$
    SELECT * FROM foo WHERE fooid = $1;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM recupfoo(1) AS t1;
```

Alors nous obtenons :

```
 fooid | foosousid | foonom
-------+-----------+--------
     1 |         1 | Joe
     1 |         2 | Ed
(2 rows)
```

Il est aussi possible de renvoyer plusieurs lignes avec les colonnes définies par des paramètres en sortie, comme ceci :

```
CREATE TABLE tab (y int, z int);
INSERT INTO tab VALUES (1, 2), (3, 4), (5, 6), (7, 8);

CREATE FUNCTION sum_n_product_with_tab (x int, OUT sum int, OUT
 product int)
RETURNS SETOF record
AS $$
    SELECT $1 + tab.y, $1 * tab.y FROM tab;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM sum_n_product_with_tab(10);
```

```
 sum | product
-----+---------
  11 |      10
  13 |      30
  15 |      50
  17 |      70
(4 rows)
```

Le point clé ici est que vous devez écrire `RETURNS SETOF record` pour indiquer que la fonction renvoie plusieurs lignes et non pas une seule. S'il n'y a qu'un paramètre en sortie, indiquez le type de paramètre plutôt que `record`.

Il est souvent utile de construire le résultat d'une requête par l'appel répété d'une fonction retournant un ensemble, dont les paramètres varient à chaque appel avec les valeurs des lignes d'une table ou d'une sous-requête. La manière idéale de le réaliser est d'utiliser le mot clé `LATERAL`, qui est décrit dans Section 7.2.1.5. Voici un exemple de fonction retournant un ensemble permettant d'énumérer les éléments d'une structure en arbre :

```
SELECT * FROM noeuds;
   nom        | parent
--------------+--------
 Haut         |
 Enfant1      | Haut
 Enfant2      | Haut
 Enfant3      | Haut
 Sous-Enfant1 | Enfant1
 Sous-Enfant2 | Enfant1
(6 rows)

CREATE FUNCTION listeenfant(text) RETURNS SETOF text AS $$
    SELECT nom FROM noeuds WHERE parent = $1
$$ LANGUAGE SQL STABLE;

SELECT * FROM listeenfant('Haut');
 listeenfant
-------------
 Enfant1
 Enfant2
 Enfant3
(3 rows)

SELECT nom, enfant FROM noeuds, LATERAL listeenfant(nom) AS enfant;
  name   |    child
---------+-------------
 Haut    | Enfant1
 Haut    | Enfant2
 Haut    | Enfant3
 Enfant1 | Sous-Enfant1
 Enfant1 | Sous-Enfant2
(5 rows)
```

Cet exemple ne fait rien de plus que ce qui aurait été possible avec une simple jointure mais, dans des cas plus complexes, l'alternative consistant à reporter du travail dans une fonction peut se révéler assez pratique.

Les fonctions retournant des ensembles peuvent aussi être appelées dans la clause select d'une requête. Pour chaque ligne que cette requête génère par elle-même, la fonction retournant un ensemble est

appelée, et une ligne résultat est générée pour chaque élément de l'ensemble retourné par la fonction. L'exemple précédent peut aussi être implémenté avec des requêtes telles que :

```
SELECT listeenfant('Haut');
 listeenfant
--------------
 Enfant1
 Enfant2
 Enfant3
(3 rows)

SELECT nom, listeenfant(nom) FROM noeuds;
  nom    | listeenfant
---------+--------------
 Haut    | Enfant1
 Haut    | Enfant2
 Haut    | Enfant3
 Enfant1 | Sous-Enfant1
 Enfant1 | Sous-Enfant2
(5 rows)
```

Notez, dans le dernier `SELECT`, qu'aucune ligne n'est renvoyée pour `Enfant2`, `Enfant3`, etc. Ceci est dû au fait que la fonction `listeenfant` renvoie un ensemble vide pour ces arguments et ainsi aucune ligne n'est générée. Ce comportement est identique à celui attendu par une requête de jointure interne join avec le résultat de la fonction utilisant la syntaxe `LATERAL`.

Le comportement de PostgreSQL pour une fonction renvoyant des lignes (SETOF) dans la liste SELECT d'une requête est pratiquement identique à celui d'une fonction SETOF écrite dans une clause `LATERAL FROM`. Par exemple :

```
SELECT x, generate_series(1,5) AS g FROM tab;
```

est pratiquement équivalente à :

```
SELECT x, g FROM tab, LATERAL generate_series(1,5) AS g;
```

Ce serait exactement la même chose, sauf que dans cet exemple spécifique, le planificateur pourrait choisir de placer `g` à l'extérieur de la jointure de boucle imbriquée puisque `g` n'a pas de réelle dépendance latérale sur `tab`. Cela résulterait en un ordre différent des lignes en sortie. Les fonctions SETOF dans la liste SELECT sont toujours évaluées comme si elles étaient à l'intérieur d'une jointure de boucle imbriquée avec le reste de la clause `FROM`, pour que les fonctions soient exécutées complètement avant de considérer la prochaine ligne provenant de la clause `FROM`.

S'il y a plus d'une fonction SETOF dans la liste du SELECT de la requête, le comportement est similaire à ce que vous obtiendriez en plaçant les fonctions dans une seule clause `FROM` de `LATERAL ROWS FROM( ... )`. Pour chaque ligne de la requête sous-jacente, il existe une ligne en sortie utilisant le premier résultat de chaque fonction, ensuite une ligne en sortie utilisant le deuxième résultat, et ainsi de suite. Si certaines des fonctions SETOF produisent moins de résultats que les autres, des valeurs NULL sont ajoutées pour les données manquantes, pour que le nombre total de lignes émises pour une ligne sous-jacente soit la même que pour la fonction SETOF qui a produit le plus de lignes. De ce fait, les fonctions SETOF s'exécutent complètement jusqu'à ce qu'elles aient terminé, puis l'exécution continue avec la prochaine ligne sous-jacente.

Les fonctions SETOF peuvent être imbriquées dans une liste SELECT, bien que cela ne soit pas autorisées dans les éléments d'une clause FROM. Dans de tels cas, chaque niveau d'imbrication est traité séparément, comme s'il s'agissait d'un élément LATERAL ROWS FROM(...) séparé. Par exemple, dans

```
SELECT srf1(srf2(x), srf3(y)), srf4(srf5(z)) FROM tab;
```

les fonctions SETOF srf2, srf3, et srf5 seront exécutées ligne par ligne pour chaque ligne de tab, puis srf1 et srf4 seront appliquées ligne par ligne pour chaque ligne produite par les fonctions inférieures.

Les fonctions SETOF ne peuvent pas être utilisées à l'intérieur de constructions d'évaluations conditionnelles, telles que CASE ou COALESCE. Ce comportement signifie aussi que des fonctions SETOF seront évaluées même quand il pourrait apparaître qu'elles devraient être ignorées grâce à une construction d'évaluation conditionnelle, telle que CASE ou COALESCE. Par exemple, considérez :

```
SELECT x, CASE WHEN x > 0 THEN generate_series(1, 5) ELSE 0 END
 FROM tab;
```

Il pourrait sembler que cela produit cinq répétitions des lignes en entrée qui ont x > 0, et une seule répétition des autres parce que generate_series(1, 5) serait exécuté dans un élément LATERAL FROM implicite, l'expression CASE est toujours évaluée, elle produirait cinq répétitions de chaque ligne en entrée. Pour diminuer la confusion, ce genre de cas renvoie une erreur au moment de l'analyse.

> **Note**
>
> Si la dernière commande d'une fonction est INSERT, UPDATE ou DELETE avec une clause RETURNING, cette commande sera toujours exécutée jusqu'à sa fin, même si la fonction n'est pas déclarée avec SETOF ou que la requête appelante ne renvoie pas toutes les lignes résultats. Toutes les lignes supplémentaires produites par la clause RETURNING sont silencieusement abandonnées mais les modifications de table sont pris en compte (et sont toutes terminées avant que la fonction ne se termine).

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 10, placer plus d'une fonction renvoyant des lignes dans la même clause SELECT n'avait pas un comportement très simple, sauf si elles produisaient le même nombre de lignes. Dans le cas contraire, on obtenait un nombre de lignes en sortie égale au plus petit multiple commun du nombre de lignes produit par les différentes fonctions. De plus, les fonctions SETOF imbriquées ne fonctionnaient comme ce qui est décrit ci-dessus. À la place, une fonction EOF pouvait avoir tout au plus un argument SETOF, et chaque imbrication de fonctions SETOF était exécutée séparément. De plus, une exécution conditionnelle (fonctions SETOF à l'intérieur d'un CASE, etc) était auparavant autorisée, ce qui compliquait encore plus les choses. L'utilisation de la syntaxe LATERAL est recommandée lors de l'écriture de requêtes devant fonctionner avec les versions plus anciennes de PostgreSQL pour produire des résultats cohérents sur différentes versions. Si vous avez une requête qui se base sur une exécution conditionnelle d'une fonction SETOF, vous pourriez la corriger en déplaçant le test conditionnel dans une fonction SETOF personnalisée. Par exemple :
>
> ```
> SELECT x, CASE WHEN y > 0 THEN generate_series(1, z) ELSE 5
>  END FROM tab;
> ```

pourrait devenir

```
CREATE FUNCTION case_generate_series(cond bool, start int, fin
 int, els int)
  RETURNS SETOF int AS $$
BEGIN
  IF cond THEN
    RETURN QUERY SELECT generate_series(start, fin);
  ELSE
    RETURN QUERY SELECT els;
  END IF;
END$$ LANGUAGE plpgsql;

SELECT x, case_generate_series(y > 0, 1, z, 5) FROM tab;
```

Cette formulation fonctionnera de la même façon sur toutes les versions de PostgreSQL.

38.5.9. Fonctions SQL renvoyant TABLE

Il existe une autre façon de déclarer une fonction comme renvoyant un ensemble de données. Cela passe par la syntaxe `RETURNS TABLE(`*`colonnes`*`)`. C'est équivalent à utiliser un ou plusieurs paramètres `OUT` et à marquer la fonction comme renvoyant un `SETOF record` (ou `SETOF` d'un type simple en sortie, comme approprié). Cette notation est indiquée dans les versions récentes du standard SQL et, du coup, devrait être plus portable que `SETOF`.

L'exemple précédent, sum-and-product, peut se faire aussi de la façon suivante :

```
CREATE FUNCTION sum_n_product_with_tab (x int)
RETURNS TABLE(sum int, product int) AS $$
    SELECT $1 + tab.y, $1 * tab.y FROM tab;
$$ LANGUAGE SQL;
```

Il n'est pas autorisé d'utiliser explicitement des paramètres `OUT` ou `INOUT` avec la notation `RETURNS TABLE` -- vous devez indiquer toutes les colonnes en sortie dans la liste `TABLE`.

38.5.10. Fonctions SQL polymorphes

Les fonctions SQL peuvent être déclarées pour accepter et renvoyer les types « polymorphe » `anyelement`, `anyarray`, `anynonarray`, `anyenum` et `anyrange`. Voir la Section 38.2.5 pour une explication plus approfondie. Voici une fonction polymorphe `cree_tableau` qui construit un tableau à partir de deux éléments de type arbitraire :

```
CREATE FUNCTION cree_tableau(anyelement, anyelement) RETURNS
 anyarray AS $$
    SELECT ARRAY[$1, $2];
$$ LANGUAGE SQL;
SELECT cree_tableau(1, 2) AS tableau_entier,
 cree_tableau('a'::text, 'b') AS
tableau_texte;
```

```
 tableau_entier | tableau_texte
----------------+--------------
 {1,2}          | {a,b}
(1 row)
```

Notez l'utilisation du transtypage `'a'::text` pour spécifier le type `text` de l'argument. Ceci est nécessaire si l'argument est une chaîne de caractères car, autrement, il serait traité comme un type `unknown`, et un tableau de type `unknown` n'est pas un type valide. Sans le transtypage, vous obtiendrez ce genre d'erreur :

```
ERROR:  could not determine polymorphic type because input is
 UNKNOWN
```

Il est permis d'avoir des arguments polymorphes avec un type de renvoi fixe, mais non l'inverse. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION est_plus_grand(anyelement, anyelement) RETURNS bool
 AS $$
    SELECT $1 > $2;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT est_plus_grand(1, 2);
 est_plus_grand
----------------
 f
(1 row)

CREATE FUNCTION fonction_invalide() RETURNS anyelement AS $$
    SELECT 1;
$$ LANGUAGE SQL;
ERROR:  cannot determine result datatype
DETAIL:  A function returning a polymorphic type must have at least
 one
polymorphic argument.
```

Le polymorphisme peut être utilisé avec les fonctions qui ont des arguments en sortie. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION dup (f1 anyelement, OUT f2 anyelement, OUT f3
 anyarray)
AS 'select $1, array[$1,$1]' LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM dup(22);
 f2 |   f3
----+---------
 22 | {22,22}
(1 row)
```

Le polymorphisme peut aussi être utilisé avec des fonctions variadic. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION anyleast (VARIADIC anyarray) RETURNS anyelement AS
 $$
    SELECT min($1[i]) FROM generate_subscripts($1, 1) g(i);
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT anyleast(10, -1, 5, 4);
```

```
 anyleast
----------
       -1
(1 row)

SELECT anyleast('abc'::text, 'def');
 anyleast
----------
 abc
(1 row)

CREATE FUNCTION concat_values(text, VARIADIC anyarray) RETURNS text
 AS $$
    SELECT array_to_string($2, $1);
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT concat_values('|', 1, 4, 2);
 concat_values
---------------
 1|4|2
(1 row)
```

38.5.11. Fonctions SQL et collationnement

Lorsqu'une fonction SQL dispose d'un ou plusieurs paramètres d'un type de données collationnable, le collationnement applicable est déterminé pour chacun des appels à la fonction afin de correspondre au collationnement assigné aux arguments, tel que décrit à la section Section 23.2. Si un collationnement peut être correctement identifié (c'est-à-dire qu'il ne subsiste aucun conflit entre les collationnements implicites des arguments), alors l'ensemble des paramètres collationnables sera traité en fonction de ce collationnement. Ce comportement peut donc avoir une incidence sur les opérations sensibles aux collationnements se trouvant dans le corps de la fonction. Par exemple, en utilisant la fonction `anyleast` décrite ci-dessus, le résultat de

```
SELECT anyleast('abc'::text, 'ABC');
```

dépendra du collationnement par défaut de l'instance. Ainsi, pour la locale `C`, le résultat sera `ABC`, alors que pour de nombreuses autres locales, la fonction retournera `abc`. L'utilisation d'un collationnement particulier peut être forcé lors de l'appel de la fonction en spécifiant la clause `COLLATE` pour chacun des arguments, par exemple

```
SELECT anyleast('abc'::text, 'ABC' COLLATE "C");
```

Par ailleurs, si vous souhaitez qu'une fonction opère avec un collationnement particulier, sans tenir compte du collationnement des paramètres qui lui seront fournis, il faudra alors spécifier la clause `COLLATE` souhaitée lors de la définition de la fonction. Cette version de la fonction `anyleast` utilisera systématiquement la locale `fr_FR` pour la comparaison des chaines de caractères :

```
CREATE FUNCTION anyleast (VARIADIC anyarray) RETURNS anyelement AS
 $$
    SELECT min($1[i] COLLATE "fr_FR") FROM generate_subscripts($1,
 1) g(i);
$$ LANGUAGE SQL;
```

Mais il convient de bien noter que cette modification risque d'entraîner une erreur si des données d'un type non sensible au collationnement lui sont fournies.

Si aucun collationnement commun ne peut être déterminé entre les arguments fournis, la fonction SQL appliquera aux paramètres le collationnement par défaut de leur type de donnée (qui correspond généralement au collationnement par défaut de l'instance, mais qui peut différer entre des domaines différents).

Le comportement des paramètres collationnables peut donc être assimilé à une forme limitée de polymorphisme, uniquement applicable aux types de données textuels.

38.6. Surcharge des fonctions

Plusieurs fonctions peuvent être définies avec le même nom SQL à condition que les arguments soient différents. En d'autres termes, les noms de fonction peuvent être *surchargés*. Que vous l'utilisiez ou non, cette possibilité implique des précautions au niveau de la sécurité lors de l'appel de fonctions dans les bases de données où certains utilisateurs ne font pas confiance aux autres utilisateurs ; voir Section 10.3. Quand une requête est exécutée, le serveur déterminera la fonction à appeler à partir des types de données des arguments et du nombre d'arguments. La surcharge peut aussi être utilisée pour simuler des fonctions avec un nombre variable d'arguments jusqu'à un nombre maximum fini.

Lors de la création d'une famille de fonctions surchargées, vous devriez être attentif à ne pas créer d'ambiguïtés. Par exemple, avec les fonctions :

```
CREATE FUNCTION test(int, real) RETURNS ...
CREATE FUNCTION test(smallint, double precision) RETURNS ...
```

Savoir quelle fonction sera appelée avec une entrée triviale comme `test(1, 1.5)` n'est pas immédiatement clair. Les règles de résolution actuellement implémentées sont décrites dans le Chapitre 10 mais il est déconseillé de concevoir un système qui serait basé subtilement sur ce comportement.

Une fonction qui prend un seul argument d'un type composite devrait généralement ne pas avoir le même nom que tout attribut (champ) de ce type. Rappelez-vous que *`attribut`*`(`*`table`*`)` est considéré comme équivalent à *`table`*`.`*`attribut`*. Dans le cas où il existe une ambiguïté entre une fonction sur un type composite et sur un attribut d'un type composite, l'attribut sera toujours utilisé. Il est possible de contourner ce choix en qualifiant le nom de la fonction avec celui du schéma (c'est-à-dire *`schema`*`.`*`fonction`*`(`*`table`*`)`) mais il est préférable d'éviter le problème en ne choisissant aucun nom conflictuel.

Un autre conflit possible se trouve entre les fonctions variadic et les autres. En fait, il est possible de créer à la fois `foo(numeric)` et `foo(VARIADIC numeric[])`. Dans ce cas, il n'est pas simple de savoir lequel sera sélectionné lors d'un appel avec un seul argument numérique, par exemple `foo(10.1)`. La règle est que la fonction apparaissant plus tôt dans le chemin des schémas est utilisé. De même, si les deux fonctions sont dans le même schéma, la non variadic est préféré.

Lors de la surcharge de fonctions en langage C, il existe une contrainte supplémentaire : le nom C de chaque fonction dans la famille des fonctions surchargées doit être différent des noms C de toutes les autres fonctions, soit internes soit chargées dynamiquement Si cette règle est violée, le comportement n'est pas portable. Vous pourriez obtenir une erreur de l'éditeur de lien ou une des fonctions sera appelée (habituellement l'interne). L'autre forme de clause AS pour la commande SQL `CREATE FUNCTION` découple le nom de la fonction SQL à partir du nom de la fonction dans le code source C. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION test(int) RETURNS int
    AS 'filename', 'test_1arg'
LANGUAGE C;
```

```
CREATE FUNCTION test(int, int) RETURNS int
    AS 'filename', 'test_2arg'
LANGUAGE C;
```

Les noms des fonctions C reflètent ici une des nombreuses conventions possibles.

38.7. Catégories de volatilité des fonctions

Chaque fonction a une classification de volatilité (*volatility*) comprenant `VOLATILE`, `STABLE` ou `IMMUTABLE`. `VOLATILE` est la valeur par défaut si la commande CREATE FUNCTION ne spécifie pas de catégorie. La catégorie de volatilité est une promesse à l'optimiseur sur le comportement de la fonction :

- Une fonction `VOLATILE` peut tout faire, y compris modifier la base de données. Elle peut renvoyer différents résultats sur des appels successifs avec les mêmes arguments. L'optimiseur ne fait aucune supposition sur le comportement de telles fonctions. Une requête utilisant une fonction volatile ré-évaluera la fonction à chaque ligne où sa valeur est nécessaire.

- Une fonction `STABLE` ne peut pas modifier la base de données et est garantie de renvoyer les mêmes résultats si elle est appelée avec les mêmes arguments pour toutes les lignes à l'intérieur d'une même instruction. Cette catégorie permet à l'optimiseur d'optimiser plusieurs appels de la fonction dans une seule requête. En particulier, vous pouvez utiliser en toute sécurité une expression contenant une telle fonction dans une condition de parcours d'index (car un parcours d'index évaluera la valeur de la comparaison une seule fois, pas une fois pour chaque ligne, utiliser une fonction `VOLATILE` dans une condition de parcours d'index n'est pas valide).

- Une fonction `IMMUTABLE` ne peut pas modifier la base de données et est garantie de toujours renvoyer les mêmes résultats si elle est appelée avec les mêmes arguments. Cette catégorie permet à l'optimiseur de pré-évaluer la fonction quand une requête l'appelle avec des arguments constants. Par exemple, une requête comme `SELECT ... WHERE x = 2 + 2` peut être simplifiée pour obtenir `SELECT ... WHERE x = 4` car la fonction sous-jacente de l'opérateur d'addition est indiquée `IMMUTABLE`.

Pour une meilleure optimisation des résultats, vous devez mettre un label sur les fonctions avec la catégorie la plus volatile valide pour elles.

Toute fonction avec des effets de bord *doit* être indiquée comme `VOLATILE`, de façon à ce que les appels ne puissent pas être optimisés. Même une fonction sans effets de bord doit être indiquée comme `VOLATILE` si sa valeur peut changer à l'intérieur d'une seule requête ; quelques exemples sont `random()`, `currval()`, `timeofday()`.

Un autre exemple important est que la famille de fonctions `current_timestamp` est qualifiée comme `STABLE` car leurs valeurs ne changent pas à l'intérieur d'une transaction.

Il y a relativement peu de différences entre les catégories `STABLE` et `IMMUTABLE` en considérant les requêtes interactives qui sont planifiées et immédiatement exécutées : il importe peu que la fonction soit exécutée une fois lors de la planification ou une fois au lancement de l'exécution de la requête mais cela fait une grosse différence si le plan est sauvegardé et utilisé plus tard. Placer un label `IMMUTABLE` sur une fonction quand elle ne l'est pas vraiment pourrait avoir comme conséquence de la considérer prématurément comme une constante lors de la planification et résulterait en une valeur erronée lors d'une utilisation ultérieure de ce plan d'exécution. C'est un danger qui arrive lors de l'utilisation d'instructions préparées ou avec l'utilisation de langages de fonctions mettant les plans d'exécutions en cache (comme PL/pgSQL).

Pour les fonctions écrites en SQL ou dans tout autre langage de procédure standard, la catégorie de volatibilité détermine une deuxième propriété importante, à savoir la visibilité de toute modification de données effectuées par la commande SQL qui a appelé la fonction. Une fonction `VOLATILE` verra les

changements, une fonction STABLE ou IMMUTABLE ne les verra pas. Ce comportement est implantée en utilisant le comportement par images de MVCC (voir Chapitre 13) : les fonctions STABLE et IMMUTABLE utilisent une image établie au lancement de la requête appelante alors que les fonctions VOLATILE obtiennent une image fraiche au début de chaque requête qu'elles exécutent.

> **Note**
>
> Les fonctions écrites en C peuvent gérer les images de la façon qu'elles le souhaitent, mais il est préférable de coder les fonctions C de la même façon.

À cause du comportement à base d'images, une fonction contenant seulement des commandes SELECT peut être indiquée STABLE en toute sécurité même s'il sélectionne des données à partir de tables qui pourraient avoir subi des modifications entre temps par des requêtes concurrentes. PostgreSQL exécutera toutes les commandes d'une fonction STABLE en utilisant l'image établie par la requête appelante et n'aura qu'une vision figée de la base de données au cours de la requête.

Ce même comportement d'images est utilisé pour les commandes SELECT à l'intérieur de fonctions IMMUTABLE. Il est généralement déconseillé de sélectionner des tables de la base de données à l'intérieur de fonctions IMMUTABLE car l'immutabilité sera rompue si le contenu de la table change. Néanmoins, PostgreSQL ne vous force pas à ne pas le faire.

Une erreur commune est de placer un label sur une fonction IMMUTABLE quand son résultat dépend d'un paramètre de configuration. Par exemple, une fonction qui manipule des types date/heure pourrait bien avoir des résultats dépendant du paramètre TimeZone. Pour être sécurisées, de telles fonctions devraient avoir le label STABLE à la place.

> **Note**
>
> PostgreSQL requiert que les fonctions STABLE et IMMUTABLE ne contiennent aucune commande SQL autre que SELECT pour éviter les modifications de données (ceci n'a pas été complètement testé car de telles fonctions pourraient toujours appeler des fonctions VOLATILE qui modifient la base de données. Si vous le faites, vous trouverez que la fonction STABLE ou IMMUTABLE n'est pas au courant des modifications effectuées sur la base de données par la fonction appelée, car elles sont cachées depuis son image).

38.8. Fonctions en langage de procédures

PostgreSQL autorise l'écriture de fonctions définies par l'utilisateur dans d'autres langages que SQL et C. Ces autres langages sont appelés des *langages de procédure* (PL). Les langages de procédures ne sont pas compilés dans le serveur PostgreSQL ; ils sont fournis comme des modules chargeables. Voir le Chapitre 42 et les chapitres suivants pour plus d'informations.

Il y a actuellement quatre langages de procédures disponibles dans la distribution PostgreSQL standard : PL/pgSQL, PL/Tcl, PL/Perl et PL/Python. Référez-vous au Chapitre 42 pour plus d'informations. D'autres langages peuvent être définis par les utilisateurs. Les bases du développement d'un nouveau langage de procédures sont traitées dans le Chapitre 56.

38.9. Fonctions internes

Les fonctions internes sont des fonctions écrites en C qui ont été liées de façon statique dans le serveur PostgreSQL. Le « corps » de la définition de la fonction spécifie le nom en langage C de la fonction, qui n'est pas obligatoirement le même que le nom déclaré pour l'utilisation en SQL (pour des raisons

de rétro compatibilité, un corps vide est accepté pour signifier que le nom de la fonction en langage C est le même que le nom SQL).

Normalement, toutes les fonctions internes présentes dans le serveur sont déclarées pendant l'initialisation du groupe de base de données (voir Section 18.2) mais un utilisateur peut utiliser la commande `CREATE FUNCTION` pour créer des noms d'alias supplémentaires pour une fonction interne. Les fonctions internes sont déclarées dans la commande `CREATE FUNCTION` avec le nom de langage `internal`. Par exemple, pour créer un alias de la fonction `sqrt` :

```
CREATE FUNCTION racine_carree(double precision) RETURNS double
 precision    AS
'dsqrt'
LANGUAGE internal    STRICT;
```

(la plupart des fonctions internes doivent être déclarées « STRICT »)

> **Note**
>
> Toutes les fonctions « prédéfinies » ne sont pas internes (au sens explicité ci-dessus). Quelques fonctions prédéfinies sont écrites en SQL.

38.10. Fonctions en langage C

Les fonctions définies par l'utilisateur peuvent être écrites en C (ou dans un langage pouvant être rendu compatible avec C, comme le C++). Ces fonctions sont compilées en objets dynamiques chargeables (encore appelés bibliothèques partagées) et sont chargées par le serveur à la demande. Cette caractéristique de chargement dynamique est ce qui distingue les fonctions en « langage C » des fonctions « internes » -- les véritables conventions de codage sont essentiellement les mêmes pour les deux (c'est pourquoi la bibliothèque standard de fonctions internes est une source abondante d'exemples de code pour les fonctions C définies par l'utilisateur).

Actuellement, seule une convention d'appel est utilisée pour les fonctions C (« version 1 »). Le support pour cette convention d'appel est indiqué en ajoutant un appel à la macro `PG_FUNCTION_INFO_V1()` pour la fonction, comme illustré ci-dessous.

38.10.1. Chargement dynamique

La première fois qu'une fonction définie par l'utilisateur dans un fichier objet particulier chargeable est appelée dans une session, le chargeur dynamique charge ce fichier objet en mémoire de telle sorte que la fonction peut être appelée. La commande `CREATE FUNCTION` pour une fonction en C définie par l'utilisateur doit par conséquent spécifier deux éléments d'information pour la fonction : le nom du fichier objet chargeable et le nom en C (lien symbolique) de la fonction spécifique à appeler à l'intérieur de ce fichier objet. Si le nom en C n'est pas explicitement spécifié, il est supposé être le même que le nom de la fonction SQL.

L'algorithme suivant, basé sur le nom donné dans la commande `CREATE FUNCTION`, est utilisé pour localiser le fichier objet partagé :

1. Si le nom est un chemin absolu, le fichier est chargé.

2. Si le nom commence par la chaîne `$libdir`, cette chaîne est remplacée par le nom du répertoire de la bibliothèque du paquetage PostgreSQL, qui est déterminé au moment de la compilation.

3. Si le nom ne contient pas de partie répertoire, le fichier est recherché par le chemin spécifié dans la variable de configuration dynamic_library_path.

4. Dans les autres cas, (nom de fichier non trouvé dans le chemin ou ne contenant pas de partie répertoire non absolu), le chargeur dynamique essaiera d'utiliser le nom donné, ce qui échouera très vraisemblablement (dépendre du répertoire de travail en cours n'est pas fiable).

Si cette séquence ne fonctionne pas, l'extension pour les noms de fichier des bibliothèques partagées spécifique à la plateforme (souvent `.so`) est ajoutée au nom attribué et la séquence est à nouveau tentée. En cas de nouvel échec, le chargement échoue.

Il est recommandé de localiser les bibliothèques partagées soit relativement à `$libdir` ou via le chemin dynamique des bibliothèques. Ceci simplifie les mises à jour de versions si la nouvelle installation est à un emplacement différent. Le répertoire actuel représenté par `$libdir` est trouvable avec la commande `pg_config --pkglibdir`.

L'identifiant utilisateur sous lequel fonctionne le serveur PostgreSQL doit pouvoir suivre le chemin jusqu'au fichier que vous essayez de charger. Une erreur fréquente revient à définir le fichier ou un répertoire supérieur comme non lisible et/ou non exécutable par l'utilisateur postgres.

Dans tous les cas, le nom de fichier donné dans la commande `CREATE FUNCTION` est enregistré littéralement dans les catalogues systèmes, de sorte que, si le fichier doit être à nouveau chargé, la même procédure sera appliquée.

> **Note**
>
> PostgreSQL ne compilera pas une fonction C automatiquement. Le fichier objet doit être compilé avant d'être référencé dans une commande `CREATE FUNCTION`. Voir la Section 38.10.5 pour des informations complémentaires.

Pour s'assurer qu'un fichier objet chargeable dynamiquement n'est pas chargé dans un serveur incompatible, PostgreSQL vérifie que le fichier contient un « bloc magique » avec un contenu approprié. Ceci permet au serveur de détecter les incompatibilités évidentes comme du code compilé pour une version majeure différente de PostgreSQL. Pour inclure un bloc magique, écrivez ceci dans un (et seulement un) des fichiers source du module, après avoir inclus l'en-tête `fmgr.h` :

```
PG_MODULE_MAGIC;
```

Après avoir été utilisé pour la première fois, un fichier objet chargé dynamiquement est conservé en mémoire. Les futurs appels de fonction(s) dans ce fichier pendant la même session provoqueront seulement une légère surcharge due à la consultation d'une table de symboles. Si vous devez forcer le chargement d'un fichier objet, par exemple après une recompilation, commencez une nouvelle session.

De façon optionnelle, un fichier chargé dynamiquement peut contenir des fonctions d'initialisation et de terminaison. Si le fichier inclut une fonction nommée `_PG_init`, cette fonction sera appelée immédiatement après le chargement du fichier. La fonction ne reçoit aucun paramètre et doit renvoyer void. Si le fichier inclut une fonction nommée `_PG_fini`, cette fonction sera appelée tout juste avant le déchargement du fichier. De la même façon, la fonction ne reçoit aucun paramètre et doit renvoyer void. Notez que `_PG_fini` sera seulement appelée lors du déchargement du fichier, pas au moment de la fin du processus. (Actuellement, les déchargements sont désactivés et ne surviendront jamais, bien que cela puisse changer un jour.)

38.10.2. Types de base dans les fonctions en langage C

Pour savoir comment écrire des fonctions en langage C, vous devez savoir comment PostgreSQL représente en interne les types de données de base et comment elles peuvent être passés vers et depuis les fonctions. En interne, PostgreSQL considère un type de base comme un « blob de mémoire ». Les fonctions que vous définissez sur un type définissent à leur tour la façon que PostgreSQL opère sur lui.

C'est-à-dire que PostgreSQL ne fera que conserver et retrouver les données sur le disque et utilisera votre fonction pour entrer, traiter et restituer les données.

Les types de base peuvent avoir un des trois formats internes suivants :

- passage par valeur, longueur fixe ;
- passage par référence, longueur fixe ;
- passage par référence, longueur variable.

Les types par valeur peuvent seulement avoir une longueur de 1, 2 ou 4 octets (également 8 octets si `sizeof(Datum)` est de huit octets sur votre machine). Vous devriez être attentif lors de la définition de vos types de sorte à qu'ils aient la même taille sur toutes les architectures. Par exemple, le type `long` est dangereux car il a une taille de quatre octets sur certaines machines et huit octets sur d'autres, alors que le type `int` est de quatre octets sur la plupart des machines Unix. Une implémentation raisonnable du type `int4` sur une machine Unix pourrait être

```
/* entier sur quatre octets, passé par valeur */
typedef int int4;
```

(le code C de PostgreSQL appelle ce type `int32` car il existe une convention en C disant que `int`*XX* signifie *XX bits*. Il est à noter toutefois que le type C `int8` a une taille d'un octet. Le type SQL `int8` est appelé `int64` en C. Voir aussi Tableau 38.1.)

D'autre part, les types à longueur fixe d'une taille quelconque peuvent être passés par référence. Par exemple, voici l'implémentation d'un type PostgreSQL :

```
/* structure de 16 octets, passée par référence */
typedef struct
{
    double  x, y;
} Point;
```

Seuls des pointeurs vers de tels types peuvent être utilisés en les passant dans et hors des fonctions PostgreSQL. Pour renvoyer une valeur d'un tel type, allouez la quantité appropriée de mémoire avec `palloc`, remplissez la mémoire allouée et renvoyez un pointeur vers elle (de plus, si vous souhaitez seulement renvoyer la même valeur qu'un de vos arguments en entrée qui se trouve du même type, vous pouvez passer le `palloc` supplémentaire et simplement renvoyer le pointeur vers la valeur en entrée).

Enfin, tous les types à longueur variable doivent aussi être passés par référence. Tous les types à longueur variable doivent commencer avec un champ d'une longueur d'exactement quatre octets, qui sera initialisé à `SET_VARSIZE` ; ne jamais configurer ce champ directement ! Toutes les données devant être stockées dans ce type doivent être localisées dans la mémoire à la suite immédiate de ce champ longueur. Le champ longueur contient la longueur totale de la structure, c'est-à-dire incluant la longueur du champ longueur lui-même.

Un autre point important est d'éviter de laisser des bits non initialisés dans les structures de types de données ;; par exemple, prenez bien soin de remplir avec des zéros tous les octets de remplissage qui sont présents dans les structures de données à des fins d'alignement. A défaut, des constantes logiquement équivalentes de vos types de données pourraient être considérées comme inégales par l'optimiseur, impliquant une planification inefficace (bien que les résultats puissent malgré tout être corrects).

Avertissement

Ne *jamais* modifier le contenu d'une valeur en entrée passée par référence. Si vous le faites, il y a de forts risques pour que vous réussissiez à corrompre les données sur disque car le

> pointeur que vous avez reçu pourrait bien pointer directement vers un tampon disque. La seule exception à cette règle est expliquée dans la Section 38.11.

Comme exemple, nous pouvons définir le type `text` comme ceci :

```
typedef struct {
    int32 length;
    char data[FLEXIBLE_ARRAY_MEMBER];
} text;
```

La notation `[FLEXIBLE_ARRAY_MEMBER]` signifie que la longueur actuelle de la donnée n'est pas indiquée par cette déclaration.

En manipulant les types à longueur variable, nous devons être attentifs à allouer la quantité correcte de mémoire et à fixer correctement le champ longueur. Par exemple, si nous voulons stocker 40 octets dans une structure `text`, nous devrions utiliser un fragment de code comme celui-ci :

```
#include "postgres.h"
...
char buffer[40]; /* notre donnée source */
...
text *destination = (text *) palloc(VARHDRSZ + 40);
SET_VARSIZE(destination, VARHDRSZ + 40);
memcpy(destination->data, buffer, 40);
...
```

`VARHDRSZ` est équivalent à `sizeof(int32)` mais est considéré comme une meilleure tournure de référence à la taille de l'overhead pour un type à longueur variable. De plus, le champ de longueur *doit* être configuré en utilisant la macro `SET_VARSIZE`, pas une simple affectation.

Le Tableau 38.1 spécifie la correspondance entre les types C et certains des types internes SQL de PostgreSQL. La colonne « Défini dans » donne le fichier d'en-tête devant être inclus pour accéder à la définition du type (la définition effective peut se trouver dans un fichier différent inclus dans le fichier indiqué. Il est recommandé que les utilisateurs s'en tiennent à l'interface définie). Notez que vous devriez toujours inclure `postgres.h` en premier dans tout fichier source du code serveur car il déclare un grand nombre d'éléments dont vous aurez besoin de toute façon et parce qu'inclure d'autres en-têtes en premier pourrait causer des problèmes de portabilité.

Tableau 38.1. Équivalence des types C et des types SQL intégrés

Type SQL	Type C	Défini dans
`abstime`	`AbsoluteTime`	`utils/nabstime.h`
`boolean`	`bool`	`postgres.h` (peut-être interne au compilateur)
`box`	`BOX*`	`utils/geo_decls.h`
`bytea`	`bytea*`	`postgres.h`
`"char"`	`char`	(interne au compilateur)
`character`	`BpChar*`	`postgres.h`
`cid`	`CommandId`	`postgres.h`
`date`	`DateADT`	`utils/date.h`
`float4` (`real`)	`float4`	`postgres.h`
`float8` (`double precision`)	`float8`	`postgres.h`
`int2` (`smallint`)	`int16`	`postgres.h`

Type SQL	Type C	Défini dans
int4 (integer)	int32	postgres.h
int8 (bigint)	int64	postgres.h
interval	Interval*	datatype/timestamp.h
lseg	LSEG*	utils/geo_decls.h
name	Name	postgres.h
numeric	Numeric	utils/numeric.h
oid	Oid	postgres.h
oidvector	oidvector*	postgres.h
path	PATH*	utils/geo_decls.h
point	POINT*	utils/geo_decls.h
regproc	RegProcedure	postgres.h
reltime	RelativeTime	utils/nabstime.h
text	text*	postgres.h
tid	ItemPointer	storage/itemptr.h
time	TimeADT	utils/date.h
time with time zone	TimeTzADT	utils/date.h
timestamp	Timestamp	datatype/timestamp.h
timestamp with time zone	TimestampTz	datatype/timestamp.h
tinterval	TimeInterval	utils/nabstime.h
varchar	VarChar*	postgres.h
xid	TransactionId	postgres.h

Maintenant que nous avons passé en revue toutes les structures possibles pour les types de base, nous pouvons donner quelques exemples de vraies fonctions.

38.10.3. Conventions d'appel de la version 1

La convention d'appel version-1 repose sur des macros pour supprimer la plus grande partie de la complexité du passage d'arguments et de résultats. La déclaration C d'une fonction en version-1 est toujours :

```
Datum nom_fonction(PG_FUNCTION_ARGS)
```

De plus, la macro d'appel :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(nom_fonction);
```

doit apparaître dans le même fichier source (par convention, elle est écrite juste avant la fonction elle-même). Cette macro n'est pas nécessaire pour les fonctions `internal` puisque PostgreSQL assume que toutes les fonctions internes utilisent la convention version-1. Elle est toutefois requise pour les fonctions chargées dynamiquement.

Dans une fonction version-1, chaque argument existant est traité par une macro `PG_GETARG_`*`xxx`*`()` correspondant au type de donnée de l'argument. (Dans les fonctions non strictes, il est nécessaire d'avoir une vérification précédente sur la possibilité que l'argument soit NULL en utilisant `PG_ARGISNULL()` ; voir ci-dessous.) Le résultat est renvoyé par une macro `PG_RETURN_`*`xxx`*`()`

correspondant au type renvoyé. PG_GETARG_*xxx*() prend comme argument le nombre d'arguments de la fonction à parcourir, le compteur commençant à 0. PG_RETURN_*xxx*() prend comme argument la valeur effective à renvoyer.

Voici quelques exemples utilisant la convention d'appel version-1 :

```
#include "postgres.h"
#include <string.h>
#include "fmgr.h"
#include "utils/geo_decls.h"

PG_MODULE_MAGIC;

/* par valeur */

PG_FUNCTION_INFO_V1(add_one);

Datum
add_one(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    int32   arg = PG_GETARG_INT32(0);

    PG_RETURN_INT32(arg + 1);
}

/* par référence, longueur fixe */

PG_FUNCTION_INFO_V1(add_one_float8);

Datum
add_one_float8(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    /* La macro pour FLOAT8 cache sa nature de passage par
 référence. */
    float8   arg = PG_GETARG_FLOAT8(0);

    PG_RETURN_FLOAT8(arg + 1.0);
}

PG_FUNCTION_INFO_V1(makepoint);

Datum
makepoint(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    /* Ici, la nature de passage par référence de Point n'est pas
 cachée. */
    Point     *pointx = PG_GETARG_POINT_P(0);
    Point     *pointy = PG_GETARG_POINT_P(1);
    Point     *new_point = (Point *) palloc(sizeof(Point));

    new_point->x = pointx->x;
    new_point->y = pointy->y;

    PG_RETURN_POINT_P(new_point);
}

/* par référence, longueur variable */
```

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(copytext);

Datum
copytext(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    text     *t = PG_GETARG_TEXT_PP(0);
    /*
     * VARSIZE_ANY_EXHDR is the size of the struct in bytes, minus
 the
     * VARHDRSZ or VARHDRSZ_SHORT of its header.  Construct the
 copy with a
     * full-length header.
     */
    text     *new_t = (text *) palloc(VARSIZE_ANY_EXHDR(t) +
 VARHDRSZ);
    SET_VARSIZE(new_t, VARSIZE_ANY_EXHDR(t) + VARHDRSZ);

    /*
     * VARDATA is a pointer to the data region of the new struct.
 The source
     * could be a short datum, so retrieve its data through
 VARDATA_ANY.
     */
    memcpy((void *) VARDATA(new_t), /* destination */
           (void *) VARDATA_ANY(t), /* source */
           VARSIZE_ANY_EXHDR(t));   /* how many bytes */
    PG_RETURN_TEXT_P(new_t);
}

PG_FUNCTION_INFO_V1(concat_text);

Datum
concat_text(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    text  *arg1 = PG_GETARG_TEXT_PP(0);
    text  *arg2 = PG_GETARG_TEXT_PP(1);
    int32 arg1_size = VARSIZE_ANY_EXHDR(arg1);
    int32 arg2_size = VARSIZE_ANY_EXHDR(arg2);
    int32 new_text_size = arg1_size + arg2_size + VARHDRSZ;
    text *new_text = (text *) palloc(new_text_size);

    SET_VARSIZE(new_text, new_text_size);
    memcpy(VARDATA(new_text), VARDATA_ANY(arg1), arg1_size);
    memcpy(VARDATA(new_text) + arg1_size, VARDATA_ANY(arg2),
 arg2_size);
    PG_RETURN_TEXT_P(new_text);
}
```

En supposant que le code ci-dessus a été enregistré dans le fichier `funcs.c` et compilé en un objet partagé, nous pouvons définir les fonctions dans PostgreSQL avec les commandes suivantes :

```
CREATE FUNCTION add_one(integer) RETURNS integer
     AS 'DIRECTORY/funcs', 'add_one'
     LANGUAGE C STRICT;

-- note overloading of SQL function name "add_one"
CREATE FUNCTION add_one(double precision) RETURNS double precision
```

```
     AS 'DIRECTORY/funcs', 'add_one_float8'
     LANGUAGE C STRICT;

CREATE FUNCTION makepoint(point, point) RETURNS point
     AS 'DIRECTORY/funcs', 'makepoint'
     LANGUAGE C STRICT;

CREATE FUNCTION copytext(text) RETURNS text
     AS 'DIRECTORY/funcs', 'copytext'
     LANGUAGE C STRICT;

CREATE FUNCTION concat_text(text, text) RETURNS text
     AS 'DIRECTORY/funcs', 'concat_text'
     LANGUAGE C STRICT;
```

Ici, *`DIRECTORY`* indique le répertoire de la bibliothèque partagée (par exemple le répertoire du tutoriel PostgreSQL qui contient le code des exemples utilisés dans cette section). (Il serait préférable d'utiliser seulement `'funcs'` dans la clause AS, après avoir ajouté *`DIRECTORY`* au chemin de recherches. Dans tous les cas, nous pouvons omettre l'extension spécifique du système pour une bibliothèque partagée, généralement `.so`.)

Notez que nous avons spécifié les fonctions comme « strict », ceci signifiant que le système pourrait automatiquement supposer un résultat NULL si une des valeurs en entrée était NULL. En le faisant, nous évitons la vérification des entrées NULL dans le code de la fonction. Sans cela, nous devrions vérifier les valeurs NULL explicitement en utilisant la macro `PG_ARGISNULL()`.

La macro `PG_ARGISNULL(`*`n`*`)` permet à une fonction de tester si chaque entrée est NULL (évidemment, ceci n'est nécessaire que pour les fonctions déclarées non « STRICT »). Comme avec les macros `PG_GETARG_`*`xxx`*`()`, les arguments en entrée sont comptés à partir de zéro. Notez qu'on doit se garder d'exécuter `PG_GETARG_`*`xxx`*`()` jusqu'à ce qu'on ait vérifié que l'argument n'est pas NULL. Pour renvoyer un résultat NULL, exécutez la fonction `PG_RETURN_NULL()` ; ceci convient aussi bien dans les fonctions STRICT que non STRICT.

Au premier coup d'œud, les conventions de codage version-1 pourraient ressembler à de l'obscurantisme sans raison. Il pourrait sembler préférable d'utiliser les conventions d'appel `C`. Néanmoins, elles permettent de gérer des valeurs NULL pour les arguments et la valeur de retour calling, ainsi que des valeurs TOAST (compressées ou hors-ligne).

Les autres options proposées dans l'interface version 1 sont deux variantes des macros `PG_GETARG_`*`xxx`*`()`. La première d'entre elles, `PG_GETARG_`*`xxx`*`_COPY()`, garantit le renvoi d'une copie de l'argument spécifié où nous pouvons écrire en toute sécurité (les macros normales peuvent parfois renvoyer un pointeur vers une valeur physiquement mise en mémoire dans une table qui ne doit pas être modifiée. En utilisant les macros `PG_GETARG_`*`xxx`*`_COPY()`, on garantit l'écriture du résultat). La seconde variante se compose des macros `PG_GETARG_`*`xxx`*`_SLICE()` qui prennent trois arguments. Le premier est le nombre d'arguments de la fonction (comme ci-dessus). Le second et le troisième sont le décalage et la longueur du segment qui doit être renvoyé. Les décalages sont comptés à partir de zéro et une longueur négative demande le renvoi du reste de la valeur. Ces macros procurent un accès plus efficace à des parties de valeurs à grande dimension dans le cas où elles ont un type de stockage en mémoire « external » (le type de stockage d'une colonne peut être spécifié en utilisant `ALTER TABLE` *`nom_table`* `ALTER COLUMN` *`nom_colonne`* `SET STORAGE` *`typestockage`*. *`typestockage`* est un type parmi `plain`, `external`, `extended` ou `main`).

Enfin, les conventions d'appels de la version-1 rendent possible le renvoi de résultats d'ensemble (Section 38.10.8), l'implémentation de fonctions déclencheurs (Chapitre 39) et d'opérateurs d'appel de langage procédural (Chapitre 56). Pour plus de détails, voir `src/backend/utils/fmgr/README` dans les fichiers sources de la distribution.

38.10.4. Écriture du code

Avant de nous intéresser à des sujets plus avancés, nous devons discuter de quelques règles de codage des fonctions en langage C de PostgreSQL. Bien qu'il soit possible de charger des fonctions écrites dans des langages autre que le C dans PostgreSQL, c'est habituellement difficile (quand c'est possible) parce que les autres langages comme C++, FORTRAN ou Pascal ne suivent pas fréquemment les mêmes conventions de nommage que le C. C'est-à-dire que les autres langages ne passent pas les arguments et ne renvoient pas les valeurs entre fonctions de la même manière. Pour cette raison, nous supposerons que nos fonctions en langage C sont réellement écrites en C.

Les règles de base pour l'écriture de fonctions C sont les suivantes :

- Utilisez `pg_config --includedir-server` pour découvrir où sont installés les fichiers d'en-tête du serveur PostgreSQL sur votre système (ou sur le système de vos utilisateurs).

- Compilez et liez votre code de façon à ce qu'il soit chargé dynamiquement dans PostgreSQL, ce qui requiert des informations spéciales. Voir Section 38.10.5 pour une explication détaillée sur la façon de le faire pour votre système d'exploitation spécifique.

- Rappelez-vous de définir un « bloc magique » pour votre bibliothèque partagée, comme décrit dans Section 38.10.1.

- Quand vous allouez de la mémoire, utilisez les fonctions PostgreSQL `palloc` et `pfree` au lieu des fonctions correspondantes `malloc` et `free` de la bibliothèque C. La mémoire allouée par `palloc` sera libérée automatiquement à la fin de chaque transaction, empêchant des débordements de mémoire.

- Remettez toujours à zéro les octets de vos structures en utilisant `memset` (ou allouez les avec la fonction `palloc0`). Même si vous assignez chacun des champs de votre structure, il pourrait rester des espaces de remplissage (trous dans la structure) afin de respecter l'alignement des données qui contiennent des valeurs parasites. Sans cela, il sera difficile de calculer des hachages pour les index ou les jointures, dans la mesure où vous devrez uniquement tenir compte des octets significatifs de vos structures de données pour calculer ces hachages. Le planificateur se base également sur des comparaisons de constantes via des égalités de bits, aussi vous pouvez obtenir des planifications incorrectes si des valeurs logiquement équivalentes ne sont pas identiques bit à bit.

- La plupart des types internes PostgreSQL sont déclarés dans `postgres.h` alors que les interfaces de gestion des fonctions (`PG_FUNCTION_ARGS`, etc.) sont dans `fmgr.h`. Du coup, vous aurez besoin d'inclure au moins ces deux fichiers. Pour des raisons de portabilité, il vaut mieux inclure `postgres.h` *en premier* avant tout autre fichier d'en-tête système ou utilisateur. En incluant `postgres.h`, il incluera également `elog.h` et `palloc.h` pour vous.

- Les noms de symboles définis dans les objets ne doivent pas entrer en conflit entre eux ou avec les symboles définis dans les exécutables du serveur PostgreSQL. Vous aurez à renommer vos fonctions ou variables si vous recevez un message d'erreur à cet effet.

38.10.5. Compiler et lier des fonctions chargées dynamiquement

Avant de pouvoir être utilisées dans PostgreSQL, les fonctions d'extension écrites en C doivent être compilées et liées d'une certaine façon, ceci afin de produire un fichier dynamiquement chargeable par le serveur. Pour être plus précis, une *bibliothèque partagée* doit être créée.

Pour obtenir plus d'informations que celles contenues dans cette section, il faut se référer à la documentation du système d'exploitation, en particulier les pages traitant du compilateur C, de `cc` et de l'éditeur de lien, `ld`. Par ailleurs, le code source de PostgreSQL contient de nombreux exemples fonctionnels dans le répertoire `contrib`. Néanmoins, ces exemples entraînent la création de modules qui dépendent de la disponibilité du code source de PostgreSQL.

La création de bibliothèques partagées est un processus analogue à celui utilisé pour lier des exécutables : les fichiers sources sont d'abord compilés en fichiers objets puis sont liées ensemble. Les fichiers objets doivent être compilés sous la forme de *code indépendant de sa position* (PIC, acronyme de *position-independent code*) . Conceptuellement, cela signifie qu'ils peuvent être placés dans une position arbitraire de la mémoire lorsqu'ils sont chargés par l'exécutable. (Les fichiers objets destinés aux exécutables ne sont généralement pas compilés de cette manière.) La commande qui permet de lier des bibliothèques partagées nécessite des options spéciales qui la distinguent de celle permettant de lier un exécutable. En théorie, tout du moins. La réalité est, sur certains systèmes, beaucoup plus complexe.

Les exemples suivants considèrent que le code source est un fichier `foo.c` et qu'une bibliothèque partagée `foo.so` doit être créée. Sans précision, le fichier objet intermédiaire est appelé `foo.o`. Une bibliothèque partagée peut contenir plusieurs fichiers objet. Cela dit, un seul est utilisé ici.

FreeBSD

L'option du compilateur pour créer des PIC est `-fPIC`. L'option de l'éditeur de liens pour créer des bibliothèques partagées est `-shared`.

```
gcc -fPIC -c foo.c
gcc -shared -o foo.so foo.o
```

Ceci est applicable à partir de la version 3.0 de FreeBSD.

HP-UX

L'option du compilateur du système pour créer des PIC est `+z`. Avec GCC, l'option est `-fPIC`. Le commutateur de l'éditeur de liens pour les bibliothèques partagées est `-b`. Ainsi :

```
cc +z -c foo.c
```

ou :

```
gcc -fPIC -c foo.c
```

puis :

```
ld -b -o foo.sl foo.o
```

HP-UX utilise l'extension `.sl` pour les bibliothèques partagées, à la différence de la plupart des autres systèmes.

Linux

L'option du compilateur pour créer des PIC est `-fPIC`. L'option de compilation pour créer des bibliothèques partagées est `-shared`. Un exemple complet ressemble à :

```
cc -fPIC -c foo.c
cc -shared -o foo.so foo.o
```

macOS

L'exemple suivant suppose que les outils de développement sont installés.

```
cc -c foo.c
cc -bundle -flat_namespace -undefined suppress -o foo.so foo.o
```

NetBSD

L'option du compilateur pour créer des PIC est `-fPIC`. Pour les systèmes ELF, l'option de compilation pour lier les bibliothèques partagées est `-shared`. Sur les systèmes plus anciens et non-ELF, on utilise `ld -Bshareable`.

```
gcc -fPIC -c foo.c
gcc -shared -o foo.so foo.o
```

OpenBSD

L'option du compilateur pour créer des PIC est `-fPIC`. Les bibliothèques partagées peuvent être créées avec `ld -Bshareable`.

```
gcc -fPIC -c foo.c
ld -Bshareable -o foo.so foo.o
```

Solaris

L'option du compilateur pour créer des PIC est `-KPIC` avec le compilateur de Sun et `-fPIC` avec GCC. Pour lier les bibliothèques partagées, l'option de compilation est respectivement `-G` ou `-shared`.

```
cc -KPIC -c foo.c
cc -G -o foo.so foo.o
```

ou

```
gcc -fPIC -c foo.c
gcc -G -o foo.so foo.o
```

> **Astuce**
>
> Si cela s'avère trop compliqué, GNU Libtool[1] peut être utilisé. Cet outil permet de s'affranchir des différences entre les nombreux systèmes au travers d'une interface uniformisée.

La bibliothèque partagée résultante peut être chargée dans PostgreSQL. Lorsque l'on précise le nom du fichier dans la commande `CREATE FUNCTION`, il faut indiquer le nom de la bibliothèque partagée et non celui du fichier objet intermédiaire. L'extension standard pour les bibliothèques partagées (en général `.so` ou `.sl`) peut être omise dans la commande `CREATE FUNCTION`, et doit l'être pour une meilleure portabilité.

La Section 38.10.1 indique l'endroit où le serveur s'attend à trouver les fichiers de bibliothèques partagées.

38.10.6. Arguments de type composite

Les types composites n'ont pas une organisation fixe comme les structures en C. Des instances d'un type composite peuvent contenir des champs NULL. De plus, les types composites faisant partie d'une hiérarchie d'héritage peuvent avoir des champs différents des autres membres de la même hiérarchie. En conséquence, PostgreSQL propose une interface de fonction pour accéder depuis le C aux champs des types composites.

Supposons que nous voulions écrire une fonction pour répondre à la requête :

[1] https://www.gnu.org/software/libtool/

```
SELECT nom, c_surpaye(emp, 1500) AS surpaye
    FROM emp
    WHERE nom = 'Bill' OR nom = 'Sam';
```

En utilisant les conventions d'appel de la version 1, nous pouvons définir `c_surpaye` comme :

```
#include "postgres.h"
#include "executor/executor.h"  /* pour GetAttributeByName() */

PG_MODULE_MAGIC;

PG_FUNCTION_INFO_V1(c_surpaye);

Datum
c_surpaye(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    HeapTupleHeader  *t = (HeapTupleHeader *)
 PG_GETARG_HEAPTUPLEHEADER(0);
    int32            limite = PG_GETARG_INT32(1);
    bool isNULL;
    Datum salaire;

    salaire = GetAttributeByName(t, "salaire", &isNULL);
    if (isNULL)
        PG_RETURN_BOOL(false);
    /* Autrement, nous pourrions préférer de lancer
 PG_RETURN_NULL() pour un
       salaire NULL.
    */

    PG_RETURN_BOOL(DatumGetInt32(salaire) > limite);
}
```

`GetAttributeByName` est la fonction système PostgreSQL qui renvoie les attributs depuis une colonne spécifiée. Elle a trois arguments : l'argument de type `HeapTupleHeader` passé à la fonction, le nom de l'attribut recherché et un paramètre de retour qui indique si l'attribut est NULL. `GetAttributeByName` renvoie une valeur de type `Datum` que vous pouvez convertir dans un type voulu en utilisant la macro appropriée `DatumGet`*`XXX`*`()`. Notez que la valeur de retour est insignifiante si le commutateur NULL est positionné ; il faut toujours vérifier le commutateur NULL avant de commencer à faire quelque chose avec le résultat.

Il y a aussi `GetAttributeByNum`, qui sélectionne l'attribut cible par le numéro de colonne au lieu de son nom.

La commande suivante déclare la fonction `c_surpaye` en SQL :

```
CREATE FUNCTION c_surpaye(emp, integer) RETURNS boolean
    AS 'DIRECTORY/funcs', 'c_surpaye'
    LANGUAGE C STRICT;
```

Notez que nous avons utilisé `STRICT` pour que nous n'ayons pas à vérifier si les arguments en entrée sont NULL.

38.10.7. Renvoi de lignes (types composites)

Pour renvoyer une ligne ou une valeur de type composite à partir d'une fonction en langage C, vous pouvez utiliser une API spéciale qui fournit les macros et les fonctions dissimulant en grande partie

la complexité liée à la construction de types de données composites. Pour utiliser cette API, le fichier source doit inclure :

```
#include "funcapi.h"
```

Il existe deux façons de construire une valeur de données composites (autrement dit un « tuple ») : vous pouvez le construire à partir d'un tableau de valeurs Datum ou à partir d'un tableau de chaînes C qui peuvent passer dans les fonctions de conversion des types de données du tuple. Quelque soit le cas, vous avez d'abord besoin d'obtenir et de construire un descripteur `TupleDesc` pour la structure du tuple. En travaillant avec des Datums, vous passez le `TupleDesc` à `BlessTupleDesc`, puis vous appelez `heap_form_tuple` pour chaque ligne. En travaillant avec des chaînes C, vous passez `TupleDesc` à `TupleDescGetAttInMetadata`, puis vous appelez `BuildTupleFromCStrings` pour chaque ligne. Dans le cas d'une fonction renvoyant un ensemble de tuple, les étapes de configuration peuvent toutes être entreprises une fois lors du premier appel à la fonction.

Plusieurs fonctions d'aide sont disponibles pour configurer le `TupleDesc` requis. La façon recommandée de le faire dans la plupart des fonctions renvoyant des valeurs composites est d'appeler :

```
TypeFuncClass get_call_result_type(FunctionCallInfo fcinfo,
                                   Oid *resultTypeId,
                                   TupleDesc *resultTupleDesc)
```

en passant la même structure `fcinfo` que celle passée à la fonction appelante (ceci requiert bien sûr que vous utilisez les conventions d'appel version-1). `resultTypeId` peut être spécifié comme `NULL` ou comme l'adresse d'une variable locale pour recevoir l'OID du type de résultat de la fonction. `resultTupleDesc` devrait être l'adresse d'une variable `TupleDesc` locale. Vérifiez que le résultat est `TYPEFUNC_COMPOSITE` ; dans ce cas, `resultTupleDesc` a été rempli avec le `TupleDesc` requis (si ce n'est pas le cas, vous pouvez rapporter une erreur pour une « fonction renvoyant un enregistrement appelé dans un contexte qui ne peut pas accepter ce type enregistrement »).

> **Astuce**
>
> `get_call_result_type` peut résoudre le vrai type du résultat d'une fonction polymorphique ; donc, il est utile pour les fonctions qui renvoient des résultats scalaires polymorphiques, pas seulement les fonctions qui renvoient des types composites. Le résultat `resultTypeId` est principalement utile pour les fonctions renvoyant des scalaires polymorphiques.

> **Note**
>
> `get_call_result_type` a une fonction cousine `get_expr_result_type`, qui peut être utilisée pour résoudre le tupe attendu en sortie en un appel de fonction représenté par un arbre d'expressions. Ceci peut être utilisé pour tenter de déterminer le type de résultat sans entrer dans la fonction elle-même. Il existe aussi `get_func_result_type`, qui peut seulement être utilisée quand l'OID de la fonction est disponible. Néanmoins, ces fonctions ne sont pas capables de gérer les fonctions déclarées renvoyer des enregistrements (`record`). `get_func_result_type` ne peut pas résoudre les types polymorphiques, donc vous devriez utiliser de préférence `get_call_result_type`.

Les fonctions anciennes, et maintenant obsolètes, qui permettent d'obtenir des `TupleDesc` sont :

```
TupleDesc RelationNameGetTupleDesc(const char *relname)
```

pour obtenir un `TupleDesc` pour le type de ligne d'une relation nommée ou :

```
TupleDesc TypeGetTupleDesc(Oid typeoid, List *colaliases)
```

pour obtenir une `TupleDesc` basée sur l'OID d'un type. Ceci peut être utilisé pour obtenir un `TupleDesc` soit pour un type de base, soit pour un type composite. Néanmoins, cela ne fonctionnera pas pour une fonction qui renvoie `record` et cela ne résoudra pas les types polymorphiques.

Une fois que vous avez un `TupleDesc`, appelez :

```
TupleDesc BlessTupleDesc(TupleDesc tupdesc)
```

si vous pensez travailler avec des Datums ou :

```
AttInMetadata *TupleDescGetAttInMetadata(TupleDesc tupdesc)
```

si vous pensez travailler avec des chaînes C. Si vous écrivez une fonction renvoyant un ensemble, vous pouvez sauvegarder les résultats de ces fonctions dans la structure dans le `FuncCallContext` -- utilisez le champ `tuple_desc` ou `attinmeta` respectivement.

Lorsque vous fonctionnez avec des Datums, utilisez :

```
HeapTuple heap_form_tuple(TupleDesc tupdesc, Datum *values, bool
 *isnull)
```

pour construire une donnée utilisateur `HeapTuple` indiquée dans le format Datum.

Lorsque vous travaillez avec des chaînes C, utilisez :

```
HeapTuple BuildTupleFromCStrings(AttInMetadata *attinmeta, char
 **values)
```

pour construire une donnée utilisateur `HeapTuple` indiquée dans le format des chaînes C. *`values`* est un tableau de chaîne C, une pour chaque attribut de la ligne renvoyée. Chaque chaîne C doit être de la forme attendue par la fonction d'entrée du type de donnée de l'attribut. Afin de renvoyer une valeur NULL pour un des attributs, le pointeur correspondant dans le tableau de valeurs (*`values`*) doit être fixé à `NULL`. Cette fonction demandera à être appelée pour chaque ligne que vous renvoyez.

Une fois que vous avez construit un tuple devant être renvoyé par votre fonction, vous devez le convertir en type `Datum`. Utilisez :

```
HeapTupleGetDatum(HeapTuple tuple)
```

pour convertir un type `HeapTuple` en un Datum valide. Ce `Datum` peut être renvoyé directement si vous envisagez de renvoyer juste une simple ligne ou bien il peut être utilisé pour renvoyer la valeur courante dans une fonction renvoyant un ensemble.

Un exemple figure dans la section suivante.

38.10.8. Renvoi d'ensembles

Les fonctions en langage C ont deux options pour renvoyer des ensembles (plusieurs lignes). Dans la première méthode, appelée mode *ValuePerCall*, une fonction renvoyant un ensemble de lignes est appelée de façon répétée (en passant les mêmes arguments à chaque fois) et elle renvoit une nouvelle ligne pour chaque appel, jusqu'à ce qu'il n'y ait plus de lignes à renvoyer et qu'elle le signale en renvoyant NULL. La fonction SRF doit de ce fait sauvegarder l'état entre appels pour se rappeler ce

qu'elle faisait et renvoyer le bon prochain élément à chaque appel. Dans l'autre méthode, appelée mode *Materialize*, une SRF remplit et renvoit un objet *tuplestore* contenant le résultat entier. Un seul appel survient pour le résultat complet, et il n'est pas nécessaire de conserver l'état entre appels.

Lors de l'utilisation du mode ValuePerCall, il est important de se rappeler que la requête n'est pas garantie de se terminer ; c'est-à-dire, avec des options telles que `LIMIT`, l'exécuteur pourrait stopper les appels à la fonction SRF avant que toutes les lignes ne soient récupérées. Ceci signifie qu'il ne faut pas utiliser le dernier appel pour nettoyer l'activité réalisée, car ce dernier appel pourrait bien ne jamais survenir. Il est recommandé d'utiliser le mode Materialize pour les fonctions ayant besoin d'accéder aux ressources externes, tels que des descripteurs de fichiers.

Le reste de cette section documente un ensemble de macros d'aide qui sont communément utilisées (bien que non requis pour être utilisés) pour les SRF utilisant le mode ValuePerCall. Des détails supplémentaires sur le mode Materialize peuvent être trouvés dans `src/backend/utils/fmgr/README`. De plus, les modules `contrib` dans la distribution des sources de the PostgreSQL contiennent de nombreux exemples de SRF utilisant à la fois les modes ValuePerCall et Materialize.

Pour utiliser les macros de support ValuePerCall décrites ici, inclure `funcapi.h`. Ces macros fonctionnent avec une structure `FuncCallContext` qui contient l'état devant être sauvegardé au travers des appels. À l'intérieur de la SRF appelante, `fcinfo->flinfo->fn_extra` est utilisé pour détenir un pointeur vers `FuncCallContext` entre les appels. Les macros remplissent automatiquement ce champ à la première utilisation et s'attendent à y trouver le même pointeur lors des prochains appels.

```
typedef struct FuncCallContext
{
    /*
     * Number of times we've been called before
     *
     * call_cntr is initialized to 0 for you by
 SRF_FIRSTCALL_INIT(), and
     * incremented for you every time SRF_RETURN_NEXT() is called.
     */
    uint64 call_cntr;

    /*
     * OPTIONAL maximum number of calls
     *
     * max_calls is here for convenience only and setting it is
 optional.
     * If not set, you must provide alternative means to know when
 the
     * function is done.
     */
    uint64 max_calls;

    /*
     * OPTIONAL pointer to result slot
     *
     * This is obsolete and only present for backwards
 compatibility, viz,
     * user-defined SRFs that use the deprecated
 TupleDescGetSlot().
     */
    TupleTableSlot *slot;

    /*
     * OPTIONAL pointer to miscellaneous user-provided context
 information
```

```
     *
     * user_fctx is for use as a pointer to your own data to retain
     * arbitrary context information between calls of your
function.
     */
    void *user_fctx;

    /*
     * OPTIONAL pointer to struct containing attribute type input
metadata
     *
     * attinmeta is for use when returning tuples (i.e., composite
data types)
     * and is not used when returning base data types. It is only
needed
     * if you intend to use BuildTupleFromCStrings() to create the
return
     * tuple.
     */
    AttInMetadata *attinmeta;

    /*
     * memory context used for structures that must live for
multiple calls
     *
     * multi_call_memory_ctx is set by SRF_FIRSTCALL_INIT() for
you, and used
     * by SRF_RETURN_DONE() for cleanup. It is the most appropriate
memory
     * context for any memory that is to be reused across multiple
calls
     * of the SRF.
     */
    MemoryContext multi_call_memory_ctx;

    /*
    * OPTIONAL pointer to struct containing tuple description
    *
    * tuple_desc is for use when returning tuples (i.e. composite
data types)
    * and is only needed if you are going to build the tuples with
    * heap_form_tuple() rather than with BuildTupleFromCStrings().
Note that
    * the TupleDesc pointer stored here should usually have been
run through
    * BlessTupleDesc() first.
    */
    TupleDesc tuple_desc;

} FuncCallContext;
```

Les macros à utiliser par une SRF utilisant cette infrastructure sont :

```
SRF_IS_FIRSTCALL()
```

Utilisez ceci pour déterminer si votre fonction est appelée pour la première fois ou la prochaine fois. Au premier appel (seulement), utilisez :

```
SRF_FIRSTCALL_INIT()
```

pour initialiser la structure `FuncCallContext`. À chaque appel de fonction, y compris le premier, utilisez :

```
SRF_PERCALL_SETUP()
```

pour configurer l'utilisation de `FuncCallContext`.

Si votre fonction a des données à renvoyer dans l'appel courant, utilisez :

```
SRF_RETURN_NEXT(funcctx, result)
```

pour les renvoyer à l'appelant. (`result` doit être de type `Datum`, soit une valeur simple, soit un tuple préparé comme décrit ci-dessus.) Enfin, quand votre fonction a fini de renvoyer des données, utilisez :

```
SRF_RETURN_DONE(funcctx)
```

pour nettoyer et terminer la SRF.

Lors de l'appel de la SRF, le contexte mémoire courant est un contexte transitoire qui est effacé entre les appels. Cela signifie que vous n'avez pas besoin d'appeler `pfree` sur tout ce que vous avez alloué en utilisant `palloc` ; ce sera supprimé de toute façon. Toutefois, si vous voulez allouer des structures de données devant persister tout au long des appels, vous avez besoin de les conserver quelque part. Le contexte mémoire référencé par `multi_call_memory_ctx` est un endroit approprié pour toute donnée devant survivre jusqu'à l'achèvement de la fonction SRF. Dans la plupart des cas, cela signifie que vous devrez basculer vers `multi_call_memory_ctx` au moment de la préparation du premier appel. Utilisez `funcctx->user_fctx` pour récupérer un pointeur vers de telles structures de données inter-appels (les données que vous allouez dans `multi_call_memory_ctx` partiront automatiquement à la fin de la requête, donc il n'est pas nécessaire de libérer cette donnée manuellement).

> **Avertissement**
>
> Quand les arguments réels de la fonction restent inchangés entre les appels, si vous lisez la valeur des arguments (ce qui se fait de façon transparente par la macro `PG_GETARG_`*`xxx`*) dans le contexte, alors les copies seront libérées sur chaque cycle. De la même façon, si vous conservez des références vers de telles valeurs dans votre `user_fctx`, vous devez soit les copier dans `multi_call_memory_ctx`, soit vous assurer que vous procédez vous-même au traitement des valeurs dans ce contexte.

Voici un exemple complet de pseudo-code :

```
Datum
my_set_returning_function(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    FuncCallContext  *funcctx;
    Datum             result;
    further declarations as needed

    if (SRF_IS_FIRSTCALL())
    {
        MemoryContext oldcontext;
```

```
        funcctx = SRF_FIRSTCALL_INIT();
        oldcontext = MemoryContextSwitchTo(funcctx-
>multi_call_memory_ctx);
        /* One-time setup code appears here: */
        user code
        if returning composite
            build TupleDesc, and perhaps AttInMetadata
        endif returning composite
        user code
        MemoryContextSwitchTo(oldcontext);
    }

    /* Each-time setup code appears here: */
    user code
    funcctx = SRF_PERCALL_SETUP();
    user code

    /* this is just one way we might test whether we are done: */
    if (funcctx->call_cntr < funcctx->max_calls)
    {
        /* Here we want to return another item: */
        user code
        obtain result Datum
        SRF_RETURN_NEXT(funcctx, result);
    }
    else
    {
        /* Here we are done returning items, so just report that
 fact. */
        /* (Resist the temptation to put cleanup code here.) */
        SRF_RETURN_DONE(funcctx);
    }
}
```

Et voici un exemple complet d'une simple SRF retournant un type composite :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(retcomposite);

Datum
retcomposite(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    FuncCallContext     *funcctx;
    int                  call_cntr;
    int                  max_calls;
    TupleDesc            tupdesc;
    AttInMetadata       *attinmeta;

     /* stuff done only on the first call of the function */
     if (SRF_IS_FIRSTCALL())
     {
        MemoryContext  oldcontext;

        /* create a function context for cross-call persistence */
        funcctx = SRF_FIRSTCALL_INIT();

        /* switch to memory context appropriate for multiple
 function calls */
```

```
        oldcontext = MemoryContextSwitchTo(funcctx-
>multi_call_memory_ctx);

        /* total number of tuples to be returned */
        funcctx->max_calls = PG_GETARG_UINT32(0);

        /* Build a tuple descriptor for our result type */
        if (get_call_result_type(fcinfo, NULL, &tupdesc) !=
 TYPEFUNC_COMPOSITE)
            ereport(ERROR,
                    (errcode(ERRCODE_FEATURE_NOT_SUPPORTED),
                     errmsg("function returning record called in
 context "
                            "that cannot accept type record")));

        /*
         * generate attribute metadata needed later to produce
 tuples from raw
         * C strings
         */
        attinmeta = TupleDescGetAttInMetadata(tupdesc);
        funcctx->attinmeta = attinmeta;

        MemoryContextSwitchTo(oldcontext);
    }

    /* stuff done on every call of the function */
    funcctx = SRF_PERCALL_SETUP();

    call_cntr = funcctx->call_cntr;
    max_calls = funcctx->max_calls;
    attinmeta = funcctx->attinmeta;

    if (call_cntr < max_calls)    /* do when there is more left to
 send */
    {
        char       **values;
        HeapTuple    tuple;
        Datum        result;

        /*
 * Prepare a values array for building the returned tuple.
         * This should be an array of C strings which will
         * be processed later by the type input functions.
         */
        values = (char **) palloc(3 * sizeof(char *));
        values[0] = (char *) palloc(16 * sizeof(char));
        values[1] = (char *) palloc(16 * sizeof(char));
        values[2] = (char *) palloc(16 * sizeof(char));

        snprintf(values[0], 16, "%d", 1 * PG_GETARG_INT32(1));
        snprintf(values[1], 16, "%d", 2 * PG_GETARG_INT32(1));
        snprintf(values[2], 16, "%d", 3 * PG_GETARG_INT32(1));

        /* build a tuple */
        tuple = BuildTupleFromCStrings(attinmeta, values);

        /* make the tuple into a datum */
```

```
        result = HeapTupleGetDatum(tuple);

        /* clean up (this is not really necessary) */
        pfree(values[0]);
        pfree(values[1]);
        pfree(values[2]);
        pfree(values);

        SRF_RETURN_NEXT(funcctx, result);
    }
    else    /* do when there is no more left */
    {
        SRF_RETURN_DONE(funcctx);
    }
}
```

Voici une façon de déclarer cette fonction en SQL :

```
CREATE TYPE __retcomposite AS (f1 integer, f2 integer, f3 integer);

CREATE OR REPLACE FUNCTION retcomposite(integer, integer)
    RETURNS SETOF __retcomposite
    AS 'filename', 'retcomposite'
    LANGUAGE C IMMUTABLE STRICT;
```

Une façon différente de le faire est d'utiliser des paramètres OUT :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION retcomposite(IN integer, IN integer,
    OUT f1 integer, OUT f2 integer, OUT f3 integer)
    RETURNS SETOF record
    AS 'filename', 'retcomposite'
    LANGUAGE C IMMUTABLE STRICT;
```

Notez que dans cette méthode le type en sortie de la fonction est du type `record` anonyme.

38.10.9. Arguments polymorphes et types renvoyés

Les fonctions en langage C peuvent être déclarées pour accepter et renvoyer les types « polymorphes » `anyelement`, `anyarray`, `anynonarray`, `anyenum` et `anyrange`. Voir la Section 38.2.5 pour une explication plus détaillée des fonctions polymorphes. Si les types des arguments ou du renvoi de la fonction sont définis comme polymorphes, l'auteur de la fonction ne peut pas savoir à l'avance quel type de données sera appelé ou bien quel type doit être renvoyé. Il y a deux routines offertes par `fmgr.h` qui permettent à une fonction en version-1 de découvrir les types de données effectifs de ses arguments et le type qu'elle doit renvoyer. Ces routines s'appellent `get_fn_expr_rettype(FmgrInfo *flinfo)` et `get_fn_expr_argtype(FmgrInfo *flinfo, int argnum)`. Elles renvoient l'OID du type du résultat ou de l'argument ou InvalidOID si l'information n'est pas disponible. L'accès à la structure `flinfo` se fait normalement avec `fcinfo->flinfo`. Le paramètre `argnum` est basé à partir de zéro. `get_call_result_type` peut aussi être utilisé comme alternative à `get_fn_expr_rettype`. Il existe aussi `get_fn_expr_variadic`, qui peut être utilisé pour trouver les arguments variables en nombre qui ont été assemblés en un tableau. C'est principalement utile dans le cadre des fonctions `VARIADIC "any"` car de tels assemblages surviendront toujours pour les fonctions variadiques prenant des types de tableaux ordinaires.

Par exemple, supposons que nous voulions écrire une fonction qui accepte un argument de n'importe quel type et qui renvoie un tableau uni-dimensionnel de ce type :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(make_array);
```

```
Datum
make_array(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    ArrayType  *result;
    Oid         element_type = get_fn_expr_argtype(fcinfo->flinfo,
 0);
    Datum       element;
    bool        isnull;
    int16       typlen;
    bool        typbyval;
    char        typalign;
    int         ndims;
    int         dims[MAXDIM];
    int         lbs[MAXDIM];

    if (!OidIsValid(element_type))
        elog(ERROR, "could not determine data type of input");

    /* get the provided element, being careful in case it's NULL */
    isnull = PG_ARGISNULL(0);
    if (isnull)
        element = (Datum) 0;
    else
        element = PG_GETARG_DATUM(0);

    /* we have one dimension */
    ndims = 1;
    /* and one element */
    dims[0] = 1;
    /* and lower bound is 1 */
    lbs[0] = 1;

    /* get required info about the element type */
    get_typlenbyvalalign(element_type, &typlen, &typbyval,
&typalign);

    /* now build the array */
    result = construct_md_array(&element, &isnull, ndims, dims,
 lbs,
                                element_type, typlen, typbyval,
 typalign);

    PG_RETURN_ARRAYTYPE_P(result);
}
```

La commande suivante déclare la fonction `make_array` en SQL :

```
CREATE FUNCTION make_array(anyelement)
    RETURNS anyarray
    AS 'DIRECTORY/funcs', 'make_array'
    LANGUAGE 'C' IMMUTABLE;
```

Notez l'utilisation de STRICT ; ceci est primordial car le code ne se préoccupe pas de tester une entrée NULL.

Il existe une variante du polymorphisme qui est seulement disponible pour les fonctions en langage C : elles peuvent être déclarées prendre des paramètres de type `"any"`. (Notez que ce nom de type doit

être placé entre des guillemets doubles car il s'agit d'un mot SQL réservé.) Ceci fonctionne comme `anyelement` sauf qu'il ne contraint pas les différents arguments `"any"` à être du même type, pas plus qu'ils n'aident à déterminer le type de résultat de la fonction. Une fonction en langage C peut aussi déclarer son paramètre final ainsi : `VARIADIC "any"`. Cela correspondra à un ou plusieurs arguments réels de tout type (pas nécessairement le même type). Ces arguments ne seront *pas* placés dans un tableau comme c'est le cas pour les fonctions variadic normales ; ils seront passés séparément à la fonction. La macro `PG_NARGS()` et les méthodes décrites ci-dessus doivent être utilisées pour déterminer le nombre d'arguments réels et leur type lors de l'utilisation de cette fonctionnalité. Ainsi, les utilisateurs d'une telle fonction voudront probablement utilisé le mot-clé `VARIADIC` dans leur appel de fonction, de manière à ce que la fonction traite les éléments du tableau comme des arguments séparés. La fonction elle-même doit implémenter ce comportement si nécessaire, après avoir utilisé `get_fn_expr_variadic` pour savoir si les arguments actuels ont été marqués avec `VARIADIC`.

38.10.10. Fonctions de transformation

Certains appels de fonctions pourraient être simplifiés lors de la planification en se basant sur les propriétés spécifiques de la fonction. Par exemple, `int4mul(n, 1)` pourrait être simplifié par `n`. Pour définir des tels optimisations spécifiques aux fonctions, écrivez une *fonction de transformation* et placez son OID dans le champ `protransform` de l'entrée `pg_proc` de la fonction principale. La fonction de transformation doit avoir la signature SQL suivante : `protransform(internal) RETURNS internal`. L'argument, actuellement un `FuncExpr *`, est un nœud vide représentant un appel à la fonction principale. Si l'étude de la fonction de transformation sur l'arbre d'expression prouve qu'un arbre d'expression simplifié peut être substitué pour tous les appels réels effectués après, elle construit et renvoie l'expression simplifiée. Sinon, elle renvoie un pointeur `NULL` (*pas* un NULL SQL).

Nous ne donnons aucune garantie que PostgreSQL n'appelera jamais la fonction principale dans les cas que la fonction de transformation pourrait simplifier. Assurez-vous d'une équivalent rigoureuse entre l'expression simplifiée et un appel réel de la fonction principale.

Actuellement, cette fonctionnalité n'est pas offerte aux utilisateurs via le niveau SQL à cause des risques de sécurité. C'est donc uniquement utilisé pour optimiser les fonctions internes.

38.10.11. Mémoire partagée et LWLocks

Les modules peuvent réserver des LWLocks et allouer de la mémoire partagée au lancement du serveur. La bibliothèque partagée du module doit être préchargée en l'ajoutant shared_preload_libraries. La mémoire partagée est réservée en appelant :

```
void RequestAddinShmemSpace(int size)
```

à partir de votre fonction `_PG_init`.

Les LWLocks sont réservés en appelant :

```
void RequestNamedLWLockTranche(const char *tranche_name, int
 num_lwlocks)
```

à partir de `_PG_init`. Ceci assurera qu'un tableau de `num_lwlocks` LWLocks est disponible sous le nom de `tranche_name`. Utilisez `GetNamedLWLockTranche` pour obtenir un pointeur vers ce tableau.

Pour éviter des cas rares possibles, chaque moteur devrait utiliser la fonction `AddinShmemInitLock` lors de la connexion et de l'initialisation de la mémoire partagée, comme indiquée ci-dessous :

```
        static mystruct *ptr = NULL;

        if (!ptr)
        {
                bool    found;

                LWLockAcquire(AddinShmemInitLock, LW_EXCLUSIVE);
                ptr = ShmemInitStruct("my struct name", size,
&found);
                if (!found)
                {
                        initialize contents of shmem area;
                        acquire any requested LWLocks using:
                        ptr->locks = GetNamedLWLockTranche("my
tranche name");
                }
                LWLockRelease(AddinShmemInitLock);
        }
```

38.10.12. Coder des extensions en C++

Bien que le moteur PostgreSQL soit écrit en C, il est possible de coder des extensions en C++ si les lignes de conduite suivantes sont respectées :

- Toutes les fonctions accessibles par le serveur doivent présenter une interface en C ; seules ces fonctions C pourront alors appeler du code C++. Ainsi, l'édition de liens `extern C` est nécessaire pour les fonctions appelées par le serveur. Ceci est également obligatoire pour toutes les fonctions passées comme pointeur entre le serveur et du code C++.

- Libérez la mémoire en utilisant la méthode de désallocation appropriée. Par exemple, la majeure partie de la mémoire allouée par le serveur l'est par appel de la fonction `palloc()`, aussi, il convient de libérer ces zones mémoire en utilisant la fonction `pfree()`. L'utilisation de la fonction C++ `delete` échouerait pour ces blocs de mémoire.

- Évitez la propagation d'exceptions dans le code C (utilisez un bloc catch-all au niveau le plus haut de toute fonction `extern C`. Ceci est nécessaire, même si le code C++ n'émet explicitement aucune exception, dans la mesure où la survenue d'événements tels qu'un manque de mémoire peut toujours lancer une exception. Toutes les exceptions devront être gérées et les erreurs correspondantes transmises via l'interface du code C. Si possible, compilez le code C++ avec l'option `-fno-exceptions` afin d'éliminer entièrement la venue d'exceptions ; dans ce cas, vous devrez effectuer vous-même les vérifications correspondantes dans votre code C++, par exemple, vérifier les éventuels paramètres NULL retournés par la fonction `new()`.

- Si vous appelez des fonctions du serveur depuis du code C++, assurez vous que la pile d'appels ne contienne que des structures C (POD). Ceci est nécessaire dans la mesure où les erreurs au niveau du serveur génèrent un saut via l'instruction `longjmp()` qui ne peut dépiler proprement une pile d'appels C++ comportant des objets non-POD.

Pour résumer, le code C++ doit donc être placé derrière un rempart de fonctions `extern C` qui fourniront l'interface avec le serveur, et devra éviter toute fuite de mécanismes propres au C++ (exceptions, allocation/libération de mémoire et objets non-POD dans la pile).

38.11. Agrégats utilisateur

Dans PostgreSQL, les fonctions d'agrégat sont exprimées comme des *valeurs d'état* et des *fonctions de transition d'état*. C'est-à-dire qu'un agrégat opère en utilisant une valeur d'état qui est mis à jour à

chaque ligne traitée. Pour définir une nouvelle fonction d'agrégat, on choisit un type de donnée pour la valeur d'état, une valeur initiale pour l'état et une fonction de transition d'état. La fonction de transition d'état prend la valeur d'état précédente et les valeurs en entrée de l'agrégat pour la ligne courante, et renvoie une nouvelle valeur d'état. Une *fonction finale* peut également être spécifiée pour le cas où le résultat désiré comme agrégat est différent des données conservées comme valeur d'état courant. La fonction finale prend la dernière valeur de l'état, et renvoie ce qui est voulu comme résultat de l'agrégat. En principe, les fonctions de transition et finale sont des fonctions ordinaires qui pourraient aussi être utilisées en dehors du contexte de l'agrégat. (En pratique, il est souvent utile pour des raisons de performance de créer des fonctions de transition spécialisées qui ne peuvent fonctionner que quand elles sont appelées via l'agrégat.)

Ainsi, en plus des types de données d'argument et de résultat vus par l'utilisateur, il existe un type de données pour la valeur d'état interne qui peut être différent des deux autres.

Un agrégat qui n'utilise pas de fonction finale est un agrégat qui utilise pour chaque ligne une fonction dépendante des valeurs de colonnes. `sum` en est un exemple. `sum` débute à zéro et ajoute la valeur de la ligne courante à son total en cours. Par exemple, pour obtenir un agrégat `sum` qui opère sur un type de données nombres complexes, il suffira décrire la fonction d'addition pour ce type de donnée. La définition de l'agrégat sera :

```
CREATE AGGREGATE somme (complex)
(
    sfunc = ajout_complexe,
    stype = complexe,
    initcond = '(0,0)'
);
```

que nous pourrions utiliser ainsi :

```
SELECT somme(a) FROM test_complexe;

   somme
-----------
 (34,53.9)
```

(Notez que nous nous reposons sur une surcharge de fonction : il existe plus d'un agrégat nommé `sum` mais PostgreSQL trouve le type de somme s'appliquant à une colonne de type `complex`.)

La définition précédente de `sum` retournera zéro (la condition d'état initial) s'il n'y a que des valeurs d'entrée NULL. Dans ce cas, on peut souhaiter qu' elle retourne NULL -- le standard SQL prévoit que la fonction `sum` se comporte ainsi. Cela peut être obtenu par l'omission de l'instruction `initcond`, de sorte que la condition d'état initial soit NULL. Dans ce cas, `sfunc` vérifie l'entrée d'une condition d'état NULL mais, pour `sum` et quelques autres agrégats simples comme `max` et `min`, il suffit d'insérer la première valeur d'entrée non NULL dans la variable d'état et d'appliquer la fonction de transition d'état à partir de la seconde valeur non NULL. PostgreSQL fait cela automatiquement si la condition initiale est NULL et si la fonction de transition est marquée « strict » (elle n'est pas appelée pour les entrées NULL).

Par défaut également, pour les fonctions de transition « strict », la valeur d'état précédente reste inchangée pour une entrée NULL. Les valeurs NULL sont ainsi ignorées. Pour obtenir un autre comportement, il suffit de ne pas déclarer la fonction de transition « strict ». À la place, codez-la de façon à ce qu'elle vérifie et traite les entrées NULL.

`avg` (average = moyenne) est un exemple plus complexe d'agrégat. Il demande deux états courants : la somme des entrées et le nombre d'entrées. Le résultat final est obtenu en divisant ces quantités. La moyenne est typiquement implantée en utilisant comme valeur d'état un tableau. Par exemple, l'implémentation intégrée de `avg(float8)` ressemble à :

```
CREATE AGGREGATE avg (float8)
(
    sfunc = float8_accum,
    stype = float8[],
    finalfunc = float8_avg,
    initcond = '{0,0,0}'
);
```

> **Note**
>
> `float8_accum` nécessite un tableau à trois éléments, et non pas seulement deux, car il accumule la somme des carrés, ainsi que la somme et le nombre des entrées. Cela permet son utilisation pour d'autres agrégats que `avg`.

Les appels de fonctions d'agrégat en SQL autorisent les options `DISTINCT` et `ORDER BY` qui contrôlent les lignes envoyées à la fonction de transition de l'agrégat et leur ordre. Ces options sont implémentées en arrière plan et ne concernent pas les fonctions de support de l'agrégat.

Pour plus de détails, voir la commande CREATE AGGREGATE.

38.11.1. Mode d'agrégat en déplacement

Les fonctions d'agrégat peuvent accepter en option un *mode d'agrégat en déplacement*, qui autorise une exécution bien plus rapide des fonctions d'agrégats pour les fenêtre dont le point de démarrage se déplace. (Voir Section 3.5 et Section 4.2.8 pour des informations sur l'utilisation des fonctions d'agrégats en tant que fonctions de fenêtrage.) L'idée de base est qu'en plus d'une fonction de transition « en avant », l'agrégat fournir une *fonction de transition inverse*, qui permet aux lignes d'être supprimées de la valeur d'état de l'agrégat quand elles quittent l'étendue de la fenêtre. Par exemple, un agrégat `sum` qui utilise l'addition comme fonction de transition en avant pourrait utiliser la soustraction comme fonction de transition inverse. Sans fonction de transition inverse, le mécanisme de fonction de fenêtrage doit recalculer l'agrégat à partir du début à chaque fois que le point de départ de la fenêtre est déplacé, ce qui a pour effet d'augmenter la durée d'exécution proportionnellement au nombre de lignes en entrée multiplé à la longueur moyenne de la fenêtre. Avec une fonction de transition inverse, la durée d'exécution est uniquement proportionnelle au nombre de lignes en entrée.

La fonction de transition inverse se voit fourni la valeur de l'état courant et les valeurs en entrée de l'agrégat pour la première ligne inclus dans l'état courant. Il doit reconstruire la valeur d'état telle qu'elle aurait été si la ligne en entrée n'avait pas été agrégé, mais seulement les lignes suivantes. Ceci demande parfois que la fonction de transition en avant conserve plus d'informations sur l'état que ce qui était nécessaire auparavant. De ce fait, le mode d'agrégat en déplacement utilise une implémentation complètement séparée du mode standard : il a son propre type de données d'état, sa propre fonction de transition en avant, et sa propre fonction finale si nécessaire. Ils peuvent être les mêmes que le type de données et les fonctions du mode standard si rien de particulier n'est nécessaire.

Comme exemple, nous pouvons étendre l'agrégat `sum` donné ci-dessus pour supporter le mode d'agrégat en déplacement, comme ceci :

```
CREATE AGGREGATE somme (complex)
(
    sfunc = ajout_complexe,
    stype = complexe,
    initcond = '(0,0)',
    msfunc = ajout_complexe,
    minvfunc = retire_complexe,
```

```
    mstype = complexe,
    minitcond = '(0,0)'
);
```

Les paramètres dont les noms commencent par un `m` définissent l'implémentation des agrégats en mouvement. En dehors de la fonction de transition inverse `minvfunc`, ils correspondent aux paramètres des agrégats standards sans `m`.

La fonction de transition en avant pour le mode d'agrégat en déplacement n'est pas autorisée à renvoyer NULL comme nouvelle valeur d'état. Si la fonction de transition inverse renvoie NULL, c'est pris comme indication que la fonction ne peut pas inverser le calcul de l'état sur ce point particulier, et donc le calcul d'agrégat sera refait à partir de rien pour la position de début actuelle. Cette convention permet au mode d'agrégat par déplacement à être utilisé dans des situations où il existe quelques cas rares où réaliser l'inverse de la fonction de transition n'est pas possible. La fonction de transition inverse peut ne pas fonctionner sur ces cas, et être toujours utilisée pour la plupart des cas où elle est fonctionnelle. Comme exemple, un agrégat travaillant avec des nombres à virgules flottantes pourrait choisir de ne pas fonctionner quand une entrée `NaN` doit être supprimée de la valeur d'état en cours.

Lors de l'écriture des fonctions de support d'un agrégat en déplacement, il est important d'être certain que la fonction de transition inverse peut reconstruire exactement la valeur d'état correct. Sinon, il pourrait y avoir des différences visibles pour l'utilisateur dans les résultats, suivant que le mode d'agrégat en déplacement est utilisé ou pas. Un exemple d'agrégat pour lequel ajouter une fonction de transition inverse semble facile au premier coup d'œil, mais où les prérequis ne peuvent pas être assurés, est la fonction is `sum` sur des entrées de type `float4` ou `float8`. Une déclaration naïve de `sum(float8)` pourrait être :

```
CREATE AGGREGATE unsafe_sum (float8)
(
    stype = float8,
    sfunc = float8pl,
    mstype = float8,
    msfunc = float8pl,
    minvfunc = float8mi
);
```

Cependant, cet agrégat peut renvoyer des résultats très différents qu'il ne l'aurait fait sans fonction de transition inverse. Considérez par exemple :

```
SELECT
  unsafe_sum(x) OVER (ORDER BY n ROWS BETWEEN CURRENT ROW AND 1
 FOLLOWING)
FROM (VALUES (1, 1.0e20::float8),
             (2, 1.0::float8)) AS v (n,x);
```

Cette requête renvoie `0` en deuxième résultat, plutôt que la réponse attendue, `1`. La raison vient de la précision limitée des valeurs en virgule flottante : ajouter `1` à `1e20` renvoie de nouveau `1e20`, alors qu'y soustraire `1e20` renvoie `0`, et non pas `1`. Notez que c'est une limitation générale des opérations de calcul sur des nombres en virgule flottante, pas une limitation spécifique de PostgreSQL.

38.11.2. Agrégats polymorphiques et variadiques

Les fonctions d'agrégat peuvent utiliser des fonctions d'état transitionnelles ou des fonctions finales polymorphes. De cette façon, les mêmes fonctions peuvent être utilisées pour de multiples agrégats. Voir la Section 38.2.5 pour une explication des fonctions polymorphes. La fonction d'agrégat elle-

même peut être spécifiée avec un type de base et des types d'état polymorphes, ce qui permet ainsi à une unique définition de fonction de servir pour de multiples types de données en entrée. Voici un exemple d'agrégat polymorphe :

```
CREATE AGGREGATE array_accum (anyelement)
(
    sfunc = array_append,
    stype = anyarray,
    initcond = '{}'
);
```

Dans ce cas, le type d'état effectif pour tout appel d'agrégat est le type tableau avec comme éléments le type effectif d'entrée. Le comportement de l'agrégat est de concaténer toutes les entrées dans un tableau de ce type. (Note : l'agrégat `array_agg` fournit une fonctionnalité similaire, avec de meilleures performances que ne pourrait avoir cette définition.)

Voici le résultat pour deux types de données différents en arguments :

```
SELECT attrelid::regclass, array_accum(attname)
FROM pg_attribute WHERE attnum > 0
AND attrelid = 'pg_tablespace'::regclass GROUP BY attrelid;
   attrelid    |              array_accum
---------------+---------------------------------------
 pg_tablespace | {spcname,spcowner,spcacl,spcoptions}
(1 row)

SELECT attrelid::regclass, array_accum(atttypid::regtype)
    FROM pg_attribute
    WHERE attnum > 0 AND attrelid = 'pg_tablespace'::regclass
    GROUP BY attrelid;

   attrelid    |        array_accum
---------------+---------------------------
 pg_tablespace | {name,oid,aclitem[],text[]}
(1 row)
```

D'habitude, une fonction d'agrégat avec un type de résultat polymorphique a un type d'état polymorphique, comme dans l'exemple ci-dessus. C'est nécessaire, sinon la fonction finale ne peut pas être déclarée correctement. Elle devrait avoir un type de résultat polymorphique mais pas d'argument polymorphique, ce que `CREATE FUNCTION` rejetera sur la base que le type en résultat ne peut pas être déduit de cet appel. Cependant, quelque fois, il est inconfortable d'utiliser un type d'état polymorphique. Le cas le plus fréquent arrive quand les fonctions de support de l'agrégat sont à écrire en C et que le type d'état doit être déclaré comme `internal` parce qu'il n'existe pas d'équivalent SQL pour lui. Dans ce cas, il est possible de déclarer la fonction finale comme prenant des arguments « inutiles » qui correspondent aux arguments en entrée de l'agrégat. Ce type d'argument est toujours passé avec une valeur NULL car aucune valeur spécifique n'est disponible quand la fonction finale est appelée. Leur seule utilisée est de permettre à un type de résultat d'une fonction finale polymorphique d'être connecté au type de données en entrée de l'agrégat. Par exemple, la définition de l'agrégat interne `array_agg` est équivalent à :

```
CREATE FUNCTION array_agg_transfn(internal, anynonarray)
  RETURNS internal ...;
CREATE FUNCTION array_agg_finalfn(internal, anynonarray)
  RETURNS anyarray ...;

CREATE AGGREGATE array_agg (anynonarray)
```

```
(
    sfunc = array_agg_transfn,
    stype = internal,
    finalfunc = array_agg_finalfn,
    finalfunc_extra
);
```

Dans cet exemple, l'option `finalfunc_extra` spécifie que la fonction finale reçoit, en plus de la valeur d'état, tout argument supplémentaire correspondant aux arguments en entrée de l'agrégat. L'argument supplémentaire `anynonarray` permet que la déclaration de `array_agg_finalfn` soit valide.

Il est possible de créer une fonction d'agrégat qui accepte un nombre variable d'arguments en déclarant ses derniers arguments dans un tableau `VARIADIC`, un peu de la même façon que les fonctions standards ; voir Section 38.5.5. La fonction de transition de l'agrégat doit avoir le même type tableau que leur dernier argument. Les fonctions de transition seront typiquement marquées comme `VARIADIC`, mais cela n'est pas requis.

> **Note**
>
> Les agrégats variadiques sont facilement mal utilisés avec l'option `ORDER BY` (voir Section 4.2.7), car l'analyseur ne peut pas dire si le nombre d'arguments réels donnés était bon ou pas. Gardez à l'esprit que toutes les expressions à droite de `ORDER BY` sont la clé de tri, pas un argument de l'agrégat. Par exemple, dans :
>
> ```
> SELECT mon_agregat(a ORDER BY a, b, c) FROM ...
> ```
>
> l'analyseur verra cela comme un seul argument pour la fonction d'agrégat, et trois clés de tri. Alors que l'utilisateur pouvait vouloir dire :
>
> ```
> SELECT myaggregate(a, b, c ORDER BY a) FROM ...
> ```
>
> Si `mon_agregat` est variadique, ces deux appels peuvent être parfaitement valides.
>
> Pour la même raison, il est conseillé d'y réfléchir à deux fois avant de créer des fonctions d'agrégat avec les mêmes noms et différents nombres d'arguments standards.

38.11.3. Agrégats d'ensemble trié

Les agrégats que nous avons décrit jusqu'à maintenant sont des agrégats « normaux ». PostgreSQL accepte aussi les *agrégats d'ensemble trié*, qui diffèrent des agrégats normaux de deux façons. Tout d'abord, en plus des arguments standards d'agrégats qui sont évalués une fois par ligne en entrée, un agrégat d'ensemble trié peut avoir des arguments « directs » qui sont évalués seulement une fois par opération d'agrégation. Ensuite, la syntaxe pour les arguments standards agrégés indique un ordre de tri explicitement pour eux. Un agrégat d'ensemble de tri est habituellement utilisé pour ajouter un calcul dépendant d'un ordre spécifique des lignes, par exemple le rang ou le centile. Par exemple, la définition interne de `percentile_disc` est équivalent à :

```
CREATE FUNCTION ordered_set_transition(internal, anyelement)
  RETURNS internal ...;
```

```
CREATE FUNCTION percentile_disc_final(internal, float8, anyelement)
  RETURNS anyelement ...;

CREATE AGGREGATE percentile_disc (float8 ORDER BY anyelement)
(
    sfunc = ordered_set_transition,
    stype = internal,
    finalfunc = percentile_disc_final,
    finalfunc_extra
);
```

Cet agrégat prend un argument direct `float8` (la fraction du percentile) et une entrée agrégée qui peut être de toute type de données triées. Il pourrait être utilisé pour obtenir le revenu médian des ménages comme ceci :

```
SELECT percentile_disc(0.5) WITHIN GROUP (ORDER BY revenu) FROM
 menages;
 percentile_disc
-----------------
           50489
```

Ici, `0.5` est un argument direct ; cela n'aurait pas de sens que la fraction de centile soit une valeur variant suivant les lignes.

Contrairement aux agrégats normaux, le tri des lignes en entrée pour un agrégat d'ensemble trié n'est *pas* fait de façon caché mais est la responsabilité des fonctions de support de l'agrégat. L'approche typique de l'implémentation est de conserver une référence à l'objet « tuplesort » dans la valeur d'état de l'agrégat, d'alimenter cet objet par les lignes en entrée, et de terminer le tri et de lire les données dans la fonction finale. Ce design permet à la fonction finale de réaliser des opérations spéciales comme l'injection de lignes supplémentaires « hypothétiques » dans les données à trier. Alors que les agrégats normaux peuvent souvent être implémentés avec les fonctions de support écrites en PL/pgSQL ou dans un autre langage PL, les agrégats d'ensemble trié doivent généralement être écrit en C car leurs valeurs d'état ne sont pas définissables sous la forme de type de données SQL. (Dans l'exemple ci-dessus, notez que la valeur d'état est déclarée en tant que `internal` -- c'est typique.) De plus, comme la fonction finale réalise le tri, il n'est pas possible de continuer à ajouter des lignes en entrée en exécutant de nouveau la fonction de transition. Ceci signifie que la fonction finale n'est pas `READ_ONLY` ; elle doit être exécutée dans CREATE AGGREGATE en `READ_WRITE` ou en `SHAREABLE` s'il est possible que des appels supplémentaires à la fonction finale utilisent l'état déjà triée.

La fonction de transition d'état pour un agrégat d'ensemble trié reçoit la valeur d'état courante ainsi que les valeurs agrégées en entrée pour chaque ligne. Elle renvoie la valeur d'état mise à jour. Il s'agit de la même définition que pour les agrégats normaux mais notez que les arguments directs (si présents) ne sont pas fournis. La fonction finale reçoit la valeur du dernier état, les valeurs des arguments directs si présents et (si `finalfunc_extra` est indiqué) des valeurs NULL correspondant aux entrées agrégées. Comme avec les agrégats normaux, `finalfunc_extra` est seulement réellement utile si l'agrégat est polymorphique ; alors les arguments inutiles supplémentaires sont nécessaires pour connecter le type de résultat de la fonction finale au type de l'entrée de l'agrégat.

Actuellement, les agrégats d'ensemble trié ne peuvent pas être utilisé comme fonctions de fenêtrage, et du coup, il n'est pas nécessaire qu'ils supportent le mode d'agrégat en déplacement.

38.11.4. Agrégation partielle

En option, une fonction d'agrégat peut supporter une *agrégation partielle*. L'idée d'agrégation partielle est d'exécuter la fonction de transition d'état de l'agrégat sur différents sous-ensembles des données en entrée de façon indépendante, puis de combiner les valeurs d'état provenant de ces sous-ensembles

pour produire la même valeur d'état que ce qui aurait résultat du parcours de toutes les entrées en une seule opération. Ce mode peut être utilisé pour l'agrégation parallèle en ayant différents processus parallèles parcourant des portions différentes d'une table. Chaque processus produit une valeur d'état partiel et, à la fin, ces valeurs d'état sont combinées pour produire une valeur d'état finale. (Dans le futur, ce mode pourrait aussi être utilisé dans d'autres cas comme l'agrégation combinée sur des tables locales et externes ; mais ce n'est pas encore implémenté.)

Pour supporter une agrégation partielle, la définition de l'agrégat doit fournir une *fonction de combinaison*, qui prend deux valeurs du type de l'état d'agrégat (représentant les résultats de l'agrégat sur deux sous-ensembles de lignes en entrée) et produit une nouvelle valeur du type de l'état, représentant l'état qu'on aurait eu en réalisant l'agrégat sur la combinaison de ces deux ensembles de données. L'ordre relatif des lignes entrées n'est pas spécifié pour les deux ensembles de données. Ceci signifie qu'il est habituellement impossible de définir une fonction de combinaison utile pour les agrégats sensibles à l'ordre des lignes en entrée.

Comme exemples simples, les agrégats `MAX` et `MIN` peuvent supporter l'agrégation partielle en indiquant la fonction de combinaison comme étant la même fonction plus- grand-que ou plus-petit-que que celle utilisée comme fonction de transition function. L'agrégat `SUM` a besoin d'une fonction supplémentaire comme fonction de combinaison. (Encore une fois, c'est la même que leur fonction de transition, sauf si la valeur d'état est plus grand que le type de données en entrée.)

La fonction de combinaison est traitée un peu comme une fonction de transition qui prend une valeur du type d'état, pas de celle du type d'entrée sous-jacent, comme deuxième argument. En particulier, les règles pour gérer les valeurs nulles et les fonctions strictes sont similaires. De plus, si la définition de l'agrégat indique un `initcond` non nul, gardez en tête que ce sera utilisé non seulement comme état initial pour chaque exécution de l'agrégat partiel, mais aussi comme état initiale de la fonction de combinaison, qui sera appelée pour combiner chaque résultat partiel dans cet état.

Si le type d'état de l'agrégat est déclaré comme `internal`, il est de la responsabilité de la fonction de combinaison que son résultat soit alloué dans le contexte mémoire correct pour les valeurs d'état de l'agrégat. Ceci signifie en particulier que, quand la première entrée est `NULL`, il est invalide de renvoyer simplement la deuxième entrée car cette valeur sera dans le mauvais contexte et n'aura pas une durée de vie suffisante.

Quand le type d'état de l'agrégat est déclaré comme `internal`, il est aussi habituellement approprié que la définition de l'agrégat fournisse une *fonction de sérialisation* et une *fonction de désérialisation*, qui permet qu'une telle valeur d'état soit copiée d'un processus à un autre. Sans ces fonctions, l'agrégation parallèle ne peut pas être réalisée, et les applications futures telles que l'agrégation locale/distante ne fonctionnera probablement pas non plus.

Une fonction de sérialisation doit prendre un seul argument de type `internal` et renvoyer un résultat de type `bytea`, qui représente la valeur d'état packagé en un paquet plat d'octets. De la même façon, une fonction de désérialisation inverse cette conversion. Elle doit prendre deux arguments de type `bytea` et `internal`, et renvoyer un résultat de type `internal`. (Le deuxième argument n'est pas utilisé et vaut toujours zéro, mais il est requis pour des raisons de sécurité du type.) Le résultat de la fonction de désérialisation doit simplement être alloué dans le contexte mémoire courant car, contrairement au résultat de la fonction de combinaison, il ne vit pas longtemps.

Il est bon de noter aussi que, pour qu'un agrégat soit exécuté en parallèle, l'agrégat lui-même doit être marqué `PARALLEL SAFE`. Les marques de parallélisation sur les fonctions de support ne sont pas consultées.

38.11.5. Fonctions de support pour les agrégats

Une fonction écrite en C peut détecter si elle est appelée en tant que fonction de support d'un agrégat en appelant `AggCheckCallContext`, par exemple :

```
if (AggCheckCallContext(fcinfo, NULL))
```

Une raison de surveiller ceci est que, si le retour de cette fonction vaut true, la première valeur doit être une valeur de transition temporaire et peut du coup être modifiée en toute sûreté sans avoir à allouer une nouvelle copie. Voir `int8inc()` pour un exemple. (Alors que les fonctions de transition des agrégats sont toujours autorisées à modifier en ligne la valeur de transition, les fonctions finales des agrégats ne sont généralement pas encouragées à le faire ; si elles le font, le comportement doit être déclaré lors de la création de l'agrégat. Voir CREATE AGGREGATE pour plus de détails.)

Le deuxième argument de `AggCheckCallContext` peut être utilisé pour récupérer le contexte mémoire dans lequel les valeurs d'état de l'agrégat sont conservées. Ceci est utile pour que les fonctions de transition qui souhaitent utiliser les objets « étendus » (voir Section 38.12.1) comme leurs valeurs d'état. Au premier appel, la fonction de transition doit renvoyer un objet étendu dont le contexte mémoire est un enfant du contexte d'état de l'agrégat. Puis, pour les appels suivants, il doit renvoyer le même objet étendu. Voir `array_append()` pour un exemple. (`array_append()` n'est pas la fonction de transition d'un agrégat interne mais il est écrit pour se comporter efficacement lorsqu'elle est utilisée comme fonction de transition d'un agrégat personnalisé.)

Une autre routine de support disponible pour les fonctions d'agrégat écrites en langage C est `AggGetAggref`, qui renvoie le nœud d'analyse `Aggref` qui définit l'appel d'agrégat. Ceci est particulièrement utile pour les agrégats d'ensemble trié, qui peuvent inspecter la sous-structure du nœud `Aggref` pour trouver l'ordre de tri qu'elles sont supposées implémenter. Des exemples sont disponibles dans le fichier `orderedsetaggs.c` du code source de PostgreSQL.

38.12. Types utilisateur

Comme cela est décrit dans la Section 38.2, PostgreSQL peut être étendu pour supporter de nouveaux types de données. Cette section décrit la définition de nouveaux types basiques. Ces types de données sont définis en-dessous du SQL. Créer un nouveau type requiert d'implanter des fonctions dans un langage de bas niveau, généralement le C.

Les exemples de cette section sont disponibles dans `complex.sql` et `complex.c` du répertoire `src/tutorial` de la distribution. Voir le fichier `README` de ce répertoire pour les instructions d'exécution des exemples.

Un type utilisateur doit toujours posséder des fonctions d'entrée et de sortie. Ces fonctions déterminent la présentation du type en chaînes de caractères (pour la saisie par l'utilisateur et le renvoi à l'utilisateur) et son organisation en mémoire. La fonction d'entrée prend comme argument une chaîne de caractères terminée par NULL et retourne la représentation interne (en mémoire) du type. La fonction de sortie prend en argument la représentation interne du type et retourne une chaîne de caractères terminée par NULL.

Il est possible de faire plus que stocker un type, mais il faut pour cela implanter des fonctions supplémentaires gérant les opérations souhaitées.

Soit le cas d'un type `complex` représentant les nombres complexes. Une façon naturelle de représenter un nombre complexe en mémoire passe par la structure C suivante :

```
typedef struct Complex {
    double      x;
    double      y;
} Complex;
```

Ce type ne pouvant tenir sur une simple valeur `Datum`, il sera passé par référence.

La représentation externe du type se fera sous la forme de la chaîne `(x,y)`.

En général, les fonctions d'entrée et de sortie ne sont pas compliquées à écrire, particulièrement la fonction de sortie. Mais lors de la définition de la représentation externe du type par une chaîne de

caractères, il faudra peut-être écrire un analyseur complet et robuste, comme fonction d'entrée, pour cette représentation. Par exemple :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(complex_in);

Datum
complex_in(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    char       *str = PG_GETARG_CSTRING(0);
    double      x,
                y;
    Complex    *result;

    if (sscanf(str, " ( %lf , %lf )", &x, &y) != 2)
        ereport(ERROR,
                (errcode(ERRCODE_INVALID_TEXT_REPRESENTATION),
                 errmsg("invalid input syntax for complex: \"%s\"",
                        str)));

    result = (Complex *) palloc(sizeof(Complex));
    result->x = x;
    result->y = y;
    PG_RETURN_POINTER(result);
}
```

La fonction de sortie peut s'écrire simplement :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(complex_out);

Datum
complex_out(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    Complex    *complex = (Complex *) PG_GETARG_POINTER(0);
    char       *result;

    result = psprintf("(%g,%g)", complex->x, complex->y);
    PG_RETURN_CSTRING(result);
}
```

Il est particulièrement important de veiller à ce que les fonctions d'entrée et de sortie soient bien inversées l'une par rapport à l'autre. Dans le cas contraire, de grosses difficultés pourraient apparaître lors de la sauvegarde de la base dans un fichier en vue d'une future relecture de ce fichier. Ceci est un problème particulièrement fréquent lorsque des nombres à virgule flottante entrent en jeu.

De manière optionnelle, un type utilisateur peut fournir des routines d'entrée et de sortie binaires. Les entrées/sorties binaires sont normalement plus rapides mais moins portables que les entrées/sorties textuelles. Comme avec les entrées/sorties textuelles, c'est l'utilisateur qui définit précisément la représentation binaire externe. La plupart des types de données intégrés tentent de fournir une représentation binaire indépendante de la machine. Dans le cas du type `complex`, des convertisseurs d'entrées/sorties binaires pour le type `float8` sont utilisés :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(complex_recv);

Datum
complex_recv(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    StringInfo  buf = (StringInfo) PG_GETARG_POINTER(0);
    Complex    *result;
```

```
    result = (Complex *) palloc(sizeof(Complex));
    result->x = pq_getmsgfloat8(buf);
    result->y = pq_getmsgfloat8(buf);
    PG_RETURN_POINTER(result);
}

PG_FUNCTION_INFO_V1(complex_send);

Datum
complex_send(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    Complex    *complex = (Complex *) PG_GETARG_POINTER(0);
    StringInfoData buf;

    pq_begintypsend(&buf);
    pq_sendfloat8(&buf, complex->x);
    pq_sendfloat8(&buf, complex->y);
    PG_RETURN_BYTEA_P(pq_endtypsend(&buf));
}
```

Lorsque les fonctions d'entrée/sortie sont écrites et compilées en une bibliothèque partagée, le type `complex` peut être défini en SQL. Tout d'abord, il est déclaré comme un type shell :

```
CREATE TYPE complex;
```

Ceci sert de paramètre qui permet de mettre en référence le type pendant la définition de ses fonctions E/S. Les fonctions E/S peuvent alors être définies :

```
CREATE FUNCTION complex_in(cstring)
    RETURNS complex
    AS 'filename'
    LANGUAGE C IMMUTABLE STRICT;

CREATE FUNCTION complex_out(complex)
    RETURNS cstring
    AS 'filename'
    LANGUAGE C IMMUTABLE STRICT;

CREATE FUNCTION complex_recv(internal)
   RETURNS complex
   AS 'filename'
   LANGUAGE C IMMUTABLE STRICT;

CREATE FUNCTION complex_send(complex)
   RETURNS bytea
   AS 'filename'
   LANGUAGE C IMMUTABLE STRICT;
```

La définition du type de données peut ensuite être fournie complètement :

```
CREATE TYPE complex (
   internallength = 16,
   input = complex_in,
   output = complex_out,
   receive = complex_recv,
   send = complex_send,
   alignment = double
```

```
);
```

Quand un nouveau type de base est défini, PostgreSQL fournit automatiquement le support pour des tableaux de ce type. Le type tableau a habituellement le nom du type de base préfixé par un caractère souligné (_).

Lorsque le type de données existe, il est possible de déclarer les fonctions supplémentaires de définition des opérations utiles pour ce type. Les opérateurs peuvent alors être définis par dessus ces fonctions et, si nécessaire, des classes d'opérateurs peuvent être créées pour le support de l'indexage du type de données. Ces couches supplémentaires sont discutées dans les sections suivantes.

Si la représentation interne du type de données est de longueur variable, la représentation interne doit poursuivre l'organisation standard pour une donnée de longueur variable : les quatre premiers octets doivent être un champ `char[4]` qui n'est jamais accédé directement (nommé `vl_len_`). Vous devez utiliser la macro `SET_VARSIZE()` pour enregistrer la taille totale de la donnée (ceci incluant le champ de longueur lui-même) dans ce champ et `VARSIZE()` pour la récupérer. (Ces macros existent parce que le champ de longueur pourrait être encodé suivant la plateforme.)

Pour plus de détails, voir la description de la commande CREATE TYPE.

38.12.1. Considérations sur les TOAST

Si les valeurs du type de données varient en taille (sous la forme interne), il est généralement préférable que le type de données soit marqué comme TOAST-able (voir Section 69.2). Vous devez le faire même si les données sont trop petites pour être compressées ou stockées en externe car TOAST peut aussi gagner de la place sur des petites données en réduisant la surcharge de l'en-tête.

Pour supporter un stockage TOAST, les fonctions C opérant sur le type de données doivent toujours faire très attention à déballer les valeurs dans le TOAST qui leur sont données par `PG_DETOAST_DATUM`. (Ce détail est généralement caché en définissant les macros `GETARG_DATATYPE_P` spécifiques au type.) Puis, lors de l'exécution de la commande `CREATE TYPE`, indiquez la longueur interne comme `variable` et sélectionnez certaines options de stockage spécifiques autres que `plain`.

Si l'alignement n'est pas important (soit seulement pour une fonction spécifique soit parce que le type de données spécifie un alignement par octet), alors il est possible d'éviter `PG_DETOAST_DATUM`. Vous pouvez utiliser `PG_DETOAST_DATUM_PACKED` à la place (habituellement caché par une macro `GETARG_DATATYPE_PP`) et utiliser les macros `VARSIZE_ANY_EXHDR` et `VARDATA_ANY` pour accéder à un datum potentiellement packagé. Encore une fois, les données renvoyées par ces macros ne sont pas alignées même si la définition du type de données indique un alignement. Si l'alignement est important pour vous, vous devez passer par l'interface habituelle, `PG_DETOAST_DATUM`.

> **Note**
>
> Un ancien code déclare fréquemment `vl_len_` comme un champ de type `int32` au lieu de `char[4]`. C'est correct tant que la définition de la structure a d'autres champs qui ont au moins un alignement `int32`. Mais il est dangereux d'utiliser une telle définition de structure en travaillant avec un datum potentiellement mal aligné ; le compilateur peut le prendre comme une indication pour supposer que le datum est en fait aligné, ceci amenant des « core dump » sur des architectures qui sont strictes sur l'alignement.

Une autre fonctionnalité, activée par le support des TOAST est la possibilité d'avoir une représentation des données *étendue* en mémoire qui est plus agréable à utiliser que le format enregistré sur disque. Le format de stockage varlena standard ou plat (« flat ») est en fait juste un ensemble d'octets ; par exemple, il ne peut pas contenir de pointeurs car il pourrait être copié à d'autres emplacements en

mémoire. Pour les types de données complexes, le format plat pourrait être assez coûteux à utiliser, donc PostgreSQL fournit une façon d'« étendre » le format plat en une représentation qui est plus confortable à utiliser, puis passe ce format en mémoire entre les fonctions du type de données.

Pour utiliser le stockage étendu, un type de données doit fournir un format étendu qui suit les règles données dans `src/include/utils/expandeddatum.h`, et fournir des fonctions pour « étendre » une valeur varlena plate en un format étendu et « aplatir » un format étendu en une représentation varlena standard. Puis s'assurer que toutes les fonctions C pour le type de données puissent accepter chaque représentation, si possible en convertissant l'une en l'autre immédiatement à réception. Ceci ne nécessite pas de corriger les fonctions existantes pour le type de données car la macro standard `PG_DETOAST_DATUM` est définie pour convertir les entrées étendues dans le format plat standard. De ce fait, les fonctions existantes qui fonctionnent avec le format varlena plat continueront de fonctionner, bien que moins efficacement, avec des entrées étendues ; elles n'ont pas besoin d'être converties jusqu'à ou à moins que d'avoir de meilleures performances soit important.

Les fonctions C qui savent comment fonctionner avec une représentation étendue tombent typiquement dans deux catégories : celles qui savent seulement gérer le format étendu et celles qui peuvent gérer les deux formats. Les premières sont plus simples à écrire mais peuvent être moins performantes car la conversion d'une entrée à plat vers sa forme étendue par une seule fonction pourrait coûter plus que ce qui est gagné par le format étendu. Lorsque seul le format étendu est géré, la conversion des entrées à plat vers le format étendu peut être cachée à l'intérieur d'une macro de récupération des arguments, pour que la fonction n'apparaisse pas plus complexe qu'une fonction travaillant avec le format varlena standard. Pour gérer les deux types d'entrée, écrire une fonction de récupération des arguments qui peut enelver du toast les entrées varlena externes, à court en-tête et compressées, mais qui n'étend pas les entrées. Une telle fonction peut être définie comme renvoyant un pointeur vers une union du fichier varlena à plat et du format étendu. Ils peuvent utiliser la macro `VARATT_IS_EXPANDED_HEADER()` pour déterminer le format reçu.

L'infrastructure TOAST permet non seulement de distinguer les valeurs varlena standard des valeurs étendues, mais aussi de distinguer les pointeurs « read-write » et « read-only » vers les valeurs étendues. Les fonctions C qui ont seulement besoin d'examiner une valeur étendue ou qui vont seulement la changer d'une façon sûre et non visible sémantiquement, doivent ne pas faire attention au type de pointeur qu'elles ont reçus. Les fonctions C qui produisent une version modifiée d'une valeur en entrée sont autorisées à modifier une valeur étendue en entrée directement si elles reçoivent un pointeur read-only ; dans ce cas, elles doivent tout d'abord copier la valeur pour produire la nouvelle valeur à modifier. Une fonction C qui a construit une nouvelle valeur étendue devrait toujours renvoyer un pointeur read-write vers ce dernier. De plus, une fonction C qui modifie une valeur étendue en read-write devrait faire attention à laisser la valeur dans un état propre s'il échoue en chemin.

Pour des exemples de code sur des valeurs étendues, voir l'infrastructure sur les tableaux standards, tout particulièrement `src/backend/utils/adt/array_expanded.c`.

38.13. Opérateurs définis par l'utilisateur

chaque opérateur est un « sucre syntaxique » pour l'appel d'une fonction sous-jacente qui effectue le véritable travail ; aussi devez-vous en premier lieu créer cette fonction avant de pouvoir créer l'opérateur. Toutefois, un opérateur n'est pas *simplement* un « sucre syntaxique » car il apporte des informations supplémentaires qui aident le planificateur de requête à optimiser les requêtes utilisées par l'opérateur. La prochaine section est consacrée à l'explication de ces informations additionnelles.

postgresql accepte les opérateurs unaire gauche, unaire droit et binaire. Les opérateurs peuvent être surchargés ; c'est-à-dire que le même nom d'opérateur peut être utilisé pour différents opérateurs à condition qu'ils aient des nombres et des types différents d'opérandes. Quand une requête est exécutée, le système détermine l'opérateur à appeler en fonction du nombre et des types d'opérandes fournis.

Voici un exemple de création d'opérateur pour l'addition de deux nombres complexes. Nous supposons avoir déjà créé la définition du type `complex` (voir la Section 38.12). premièrement, nous avons besoin d'une fonction qui fasse le travail, ensuite nous pouvons définir l'opérateur :

```
CREATE FUNCTION complex_add(complex, complex)
    RETURNS complex
    AS 'filename', 'complex_add'
    LANGUAGE C;

 CREATE OPERATOR + (
     leftarg = complex,
     rightarg = complex,
     function = complex_add,
     commutator = +
 );
```

Maintenant nous pouvons exécuter la requête comme ceci :

```
SELECT (a + b) AS c FROM test_complex;

        c
-----------------
 (5.2,6.05)
 (133.42,144.95)
```

Nous avons montré comment créer un opérateur binaire. Pour créer des opérateurs unaires, il suffit d'omettre un des `leftarg` (pour un opérateur unaire gauche) ou `rightarg` (pour un opérateur unaire droit). La clause `function` et les clauses argument sont les seuls éléments requis dans la commande `create operator`. la clause `commutator` montrée dans l'exemple est une indication optionnelle pour l'optimiseur de requête. Des détails supplémentaires sur la clause `commutator` et d'autres compléments d'optimisation sont donnés dans la prochaine section.

38.14. Informations sur l'optimisation d'un opérateur

Une définition d'opérateur PostgreSQL peut inclure plusieurs clauses optionnelles qui donnent au système des informations utiles sur le comportement de l'opérateur. Ces clauses devraient être fournies chaque fois que c'est utile car elles peuvent considérablement accélérer l'exécution des requêtes utilisant cet opérateur. Mais si vous le faites, vous devez être sûr de leur justesse ! L'usage incorrect d'une clause d'optimisation peut être la cause de requêtes lentes, des sorties subtilement fausses ou d'autres effets pervers. Vous pouvez toujours abandonner une clause d'optimisation si vous n'êtes pas sûr d'elle ; la seule conséquence est un possible ralentissement des requêtes.

Des clauses additionnelles d'optimisation pourront être ajoutées dans les futures versions de postgresql. celles décrites ici sont toutes celles que cette version comprend.

38.14.1. `COMMUTATOR`

Si elle est fournie, la clause `commutator` désigne un opérateur qui est le commutateur de l'opérateur en cours de définition. Nous disons qu'un opérateur A est le commutateur de l'opérateur B si (x A y) est égal à (y B x) pour toute valeur possible de x, y. Notez que B est aussi le commutateur de A. Par exemple, les opérateurs < et > pour un type particulier de données sont habituellement des commutateurs l'un pour l'autre, et l'opérateur + est habituellement commutatif avec lui-même. Mais l'opérateur - n'est habituellement commutatif avec rien.

Le type de l'opérande gauche d'un opérateur commuté est le même que l'opérande droit de son commutateur, et vice versa. Aussi postgresql n'a besoin que du nom de l'opérateur commutateur pour consulter le commutateur, et c'est tout ce qui doit être fourni à la clause `commutator` .

Vous avez juste à définir un opérateur auto-commutateur. Mais les choses sont un peu plus compliquées quand vous définissez une paire de commutateurs : comment peut-on définir la référence du premier au second alors que ce dernier n'est pas encore défini ? Il y a deux solutions à ce problème :

- Une façon d'opérer est d'omettre la clause `commutator` dans le premier opérateur que vous définissez et ensuite d'en insérer une dans la définition du second opérateur. Puisque postgresql sait que les opérateurs commutatifs vont par paire, quand il voit la seconde définition, il retourne instantanément remplir la clause `commutator` manquante dans la première définition.

- L'autre façon, plus directe, est de simplement inclure les clauses `commutator` dans les deux définitions. quand postgresql traite la première définition et réalise que la clause `commutator` se réfère à un opérateur inexistant, le système va créer une entrée provisoire pour cet opérateur dans le catalogue système. Cette entrée sera pourvue seulement de données valides pour le nom de l'opérateur, les types d'opérande droit et gauche et le type du résultat, puisque c'est tout ce que postgresql peut déduire à ce point. la première entrée du catalogue pour l'opérateur sera liée à cette entrée provisoire. Plus tard, quand vous définirez le second opérateur, le système mettra à jour l'entrée provisoire avec les informations additionnelles fournies par la seconde définition. Si vous essayez d'utiliser l'opérateur provisoire avant qu'il ne soit complété, vous aurez juste un message d'erreur.

38.14.2. NEGATOR

La clause `negator` dénomme un opérateur qui est l'opérateur de négation de l'opérateur en cours de définition. Nous disons qu'un opérateur A est l'opérateur de négation de l'opérateur B si tous les deux renvoient des résultats booléens et si (x A y) est égal à NOT (x B y) pour toutes les entrées possible x, y. Notez que B est aussi l'opérateur de négation de A. Par exemple, < et >= forment une paire d'opérateurs de négation pour la plupart des types de données. Un opérateur ne peut jamais être validé comme son propre opérateur de négation .

Au contraire des commutateurs, une paire d'opérateurs unaires peut être validée comme une paire d'opérateurs de négation réciproques ; ce qui signifie que (A x) est égal à NOT (B x) pour tout x ou l'équivalent pour les opérateurs unaires à droite.

L'opérateur de négation d'un opérateur doit avoir les mêmes types d'opérandes gauche et/ou droit que l'opérateur à définir comme avec `commutator`. seul le nom de l'opérateur doit être donné dans la clause `negator`.

Définir un opérateur de négation est très utile pour l'optimiseur de requêtes car il permet de simplifier des expressions telles que `not (x = y)` en `x <> y`. ceci arrive souvent parce que les opérations `not` peuvent être insérées à la suite d'autres réarrangements.

Des paires d'opérateurs de négation peuvent être définies en utilisant la même méthode que pour les commutateurs.

38.14.3. RESTRICT

La clause `restrict`, si elle est invoquée, nomme une fonction d'estimation de sélectivité de restriction pour cet opérateur (notez que c'est un nom de fonction, et non pas un nom d'opérateur). Les clauses `restrict` n'ont de sens que pour les opérateurs binaires qui renvoient un type `boolean`. un estimateur de sélectivité de restriction repose sur l'idée de prévoir quelle fraction des lignes dans une table satisfera une condition de clause `where` de la forme :

```
colonne OP constante
```

pour l'opérateur courant et une valeur constante particulière. Ceci aide l'optimiseur en lui donnant une idée du nombre de lignes qui sera éliminé par les clauses `where` qui ont cette forme (vous pouvez vous demander, qu'arrivera-t-il si la constante est à gauche ? hé bien, c'est une des choses à laquelle sert le `commutator`...).

L'écriture de nouvelles fonctions d'estimation de restriction de sélectivité est éloignée des objectifs de ce chapitre mais, heureusement, vous pouvez habituellement utiliser un des estimateurs standards du système pour beaucoup de vos propres opérateurs. Voici les estimateurs standards de restriction :

`eqsel` pour =
`neqsel` pour <>
`scalarltsel` pour <
`scalarlesel` pour <=
`scalargtsel` pour >
`scalargesel` pour >=

Vous pouvez fréquemment vous en sortir à bon compte en utilisant soit `eqsel` ou `neqsel` pour des opérateurs qui ont une très grande ou une très faible sélectivité, même s'ils ne sont pas réellement égalité ou inégalité. Par exemple, les opérateurs géométriques d'égalité approchée utilisent `eqsel` en supposant habituellement qu'ils ne correspondent qu'à une petite fraction des entrées dans une table.

Vous pouvez utiliser `scalarltsel`, `scalarlesel`, `scalargtsel` et `scalargesel` pour des comparaisons de types de données qui possèdent un moyen de conversion en scalaires numériques pour les comparaisons de rang. Si possible, ajoutez le type de données à ceux acceptés par la fonction `convert_to_scalar()` dans `src/backend/utils/adt/selfuncs.c` (finalement, cette fonction devrait être remplacée par des fonctions pour chaque type de données identifié grâce à une colonne du catalogue système `pg_type` ; mais cela n'a pas encore été fait). si vous ne faites pas ceci, les choses fonctionneront mais les estimations de l'optimiseur ne seront pas aussi bonnes qu'elles pourraient l'être.

D'autres fonctions d'estimation de sélectivité conçues pour les opérateurs géométriques sont placées dans `src/backend/utils/adt/geo_selfuncs.c` : `areasel`, `positionsel` et `contsel`. lors de cette rédaction, ce sont seulement des fragments mais vous pouvez vouloir les utiliser (ou mieux les améliorer).

38.14.4. `JOIN`

La clause `join`, si elle est invoquée, nomme une fonction d'estimation de sélectivité de jointure pour l'opérateur (notez que c'est un nom de fonction, et non pas un nom d'opérateur). Les clauses `join` n'ont de sens que pour les opérateurs binaires qui renvoient un type `boolean`. un estimateur de sélectivité de jointure repose sur l'idée de prévoir quelle fraction des lignes dans une paire de tables satisfera une condition de clause `where` de la forme :

```
table1.colonne1 OP table2.colonne2
```

pour l'opérateur courant. Comme pour la clause `restrict`, ceci aide considérablement l'optimiseur en lui indiquant parmi plusieurs séquences de jointure possibles laquelle prendra vraisemblablement le moins de travail.

Comme précédemment, ce chapitre n'essaiera pas d'expliquer comment écrire une fonction d'estimation de sélectivité de jointure mais suggérera simplement d'utiliser un des estimateurs standard s'il est applicable :

`eqjoinsel` pour =
`neqjoinsel` pour <>
`scalarltjoinsel` pour <
`scalarlejoinsel` pour <=
`scalargtjoinsel` pour >
`scalargejoinsel` pour >=
`areajoinsel` pour des comparaisons basées sur une aire 2D
`positionjoinsel` pour des comparaisons basées sur des positions 2D
`contjoinsel` pour des comparaisons basées sur un appartenance 2D

38.14.5. HASHES

La clause `hashes` indique au système qu'il est permis d'utiliser la méthode de jointure-découpage pour une jointure basée sur cet opérateur. `hashes` n'a de sens que pour un opérateur binaire qui renvoie un `boolean` et en pratique l'opérateur égalité doit représenter l'égalité pour certains types de données ou paire de type de données.

La jointure-découpage repose sur l'hypothèse que l'opérateur de jointure peut seulement renvoyer la valeur vrai pour des paires de valeurs droite et gauche qui correspondent au même code de découpage. Si deux valeurs sont placées dans deux différents paquets (« buckets »), la jointure ne pourra jamais les comparer avec la supposition implicite que le résultat de l'opérateur de jointure doit être faux. Ainsi, il n'y a aucun sens à spécifier `hashes` pour des opérateurs qui ne représentent pas une certaine forme d'égalité. Dans la plupart des cas, il est seulement pratique de supporter le hachage pour les opérateurs qui prennent le même type de données sur chaque côté. Néanmoins, quelque fois, il est possible de concevoir des fonctions de hachage compatibles pour deux type de données, voire plus ; c'est-à-dire pour les fonctions qui généreront les mêmes codes de hachage pour des valeurs égales même si elles ont des représentations différentes. Par exemple, il est assez simple d'arranger cette propriété lors du hachage d'entiers de largeurs différentes.

Pour être marqué `hashes`, l'opérateur de jointure doit apparaître dans une famille d'opérateurs d'index de découpage. Ceci n'est pas rendu obligatoire quand vous créez l'opérateur, puisque évidemment la classe référençant l'opérateur peut ne pas encore exister. Mais les tentatives d'utilisation de l'opérateur dans les jointure-découpage échoueront à l'exécution si une telle famille d'opérateur n'existe pas. Le système a besoin de la famille d'opérateur pour définir la fonction de découpage spécifique au type de données d'entrée de l'opérateur. Bien sûr, vous devez également créer des fonctions de découpage appropriées avant de pouvoir créer la famille d'opérateur.

On doit apporter une grande attention à la préparation des fonctions de découpage parce qu'il y a des processus dépendants de la machine qui peuvent ne pas faire les choses correctement. Par exemple, si votre type de données est une structure dans laquelle peuvent se trouver des bits de remplissage sans intérêt, vous ne pouvez pas simplement passer la structure complète à la fonction `hash_any` (à moins d'écrire vos autres opérateurs et fonctions de façon à s'assurer que les bits inutilisés sont toujours zéro, ce qui est la stratégie recommandée). Un autre exemple est fourni sur les machines qui respectent le standard de virgule-flottante ieee, le zéro négatif et le zéro positif sont des valeurs différentes (les motifs de bit sont différents) mais ils sont définis pour être égaux. Si une valeur flottante peut contenir un zéro négatif, alors une étape supplémentaire est nécessaire pour s'assurer qu'elle génère la même valeur de découpage qu'un zéro positif.

Un opérateur joignable par hachage doit avoir un commutateur (lui-même si les types de données des deux opérandes sont identiques, ou un opérateur d'égalité relatif dans le cas contraire) qui apparaît dans la même famille d'opérateur. Si ce n'est pas le cas, des erreurs du planificateur pourraient apparaître quand l'opérateur est utilisé. De plus, une bonne idée (mais pas obligatoire) est qu'une famille d'opérateur de hachage supporte les tupes de données multiples pour fournir des opérateurs d'égalité pour chaque combinaison des types de données ; cela permet une meilleure optimisation.

> **Note**
>
> La fonction sous-jacente à un opérateur de jointure-découpage doit être marquée immuable ou stable. Si elle est volatile, le système n'essaiera jamais d'utiliser l'opérateur pour une jointure hachage.

> **Note**
>
> Si un opérateur de jointure-hachage a une fonction sous-jacente marquée stricte, la fonction doit également être complète : cela signifie qu'elle doit renvoyer TRUE ou FALSE, jamais

NULL, pour n'importe quelle double entrée non NULL. Si cette règle n'est pas respectée, l'optimisation de découpage des opérations `in` peut générer des résultats faux (spécifiquement, `in` devrait renvoyer false quand la réponse correcte devrait être NULL ; ou bien il devrait renvoyer une erreur indiquant qu'il ne s'attendait pas à un résultat NULL).

38.14.6. `MERGES`

La clause `merges`, si elle est présente, indique au système qu'il est permis d'utiliser la méthode de jointure-union pour une jointure basée sur cet opérateur. `merges` n'a de sens que pour un opérateur binaire qui renvoie un `boolean` et, en pratique, cet opérateur doit représenter l'égalité pour des types de données ou des paires de types de données.

La jointure-union est fondée sur le principe d'ordonner les tables gauche et droite et ensuite de les comparer en parallèle. Ainsi, les deux types de données doivent être capable d'être pleinement ordonnées, et l'opérateur de jointure doit pouvoir réussir seulement pour des paires de valeurs tombant à la « même place » dans l'ordre de tri. En pratique, cela signifie que l'opérateur de jointure doit se comporter comme l'opérateur égalité. Mais il est possible de faire une jointure-union sur deux types de données distincts tant qu'ils sont logiquement compatibles. Par exemple, l'opérateur d'égalité `smallint`-contre-`integer` est susceptible d'opérer une jointure-union. Nous avons seulement besoin d'opérateurs de tri qui organisent les deux types de données en séquences logiquement comparables.

Pour être marqué `MERGES`, l'opérateur de jointure doit apparaître en tant que membre d'égalité d'une famille opérateur d'index `btree`. Ceci n'est pas forcé quand vous créez l'opérateur puisque, bien sûr, la famille d'opérateur référente n'existe pas encore. Mais l'opérateur ne sera pas utilisé pour les jointures de fusion sauf si une famille d'opérateur correspondante est trouvée. L'option `MERGES` agit en fait comme une aide pour le planificateur lui indiquant qu'il est intéressant de chercher une famille d'opérateur correspondant.

Un opérateur joignable par fusion doit avoir un commutateur (lui-même si les types de données des deux opérateurs sont identiques, ou un opérateur d'égalité en relation dans le cas contraire) qui apparaît dans la même famille d'opérateur. Si ce n'est pas le cas, des erreurs du planificateur pourraient apparaître quand l'opérateur est utilisé. De plus, une bonne idée (mais pas obligatoire) est qu'une famille d'opérateur de hachage supporte les tupes de données multiples pour fournir des opérateurs d'égalité pour chaque combinaison des types de données ; cela permet une meilleure optimisation.

> **Note**
>
> La fonction sous-jacente à un opérateur de jointure-union doit être marquée immuable ou stable. Si elle est volatile, le système n'essaiera jamais d'utiliser l'opérateur pour une jointure union.

38.15. Interfacer des extensions d'index

Les procédures décrites jusqu'à maintenant permettent de définir de nouveaux types, de nouvelles fonctions et de nouveaux opérateurs. Néanmoins, nous ne pouvons pas encore définir un index sur une colonne d'un nouveau type de données. Pour cela, nous devons définir une *classe d'opérateur* pour le nouveau type de données. Plus loin dans cette section, nous illustrerons ce concept avec un exemple : une nouvelle classe d'opérateur pour la méthode d'indexation B-tree qui enregistre et trie des nombres complexes dans l'ordre ascendant des valeurs absolues.

Les classes d'opérateur peuvent être groupées en *familles d'opérateur* pour afficher les relations entre classes compatibles sémantiquement. Quand un seul type de données est impliqué, une classe

d'opérateur est suffisant, donc nous allons nous fixer sur ce cas en premier puis retourner aux familles d'opérateur.

38.15.1. Méthodes d'indexation et classes d'opérateurs

La table `pg_am` contient une ligne pour chaque méthode d'indexation (connue en interne comme méthode d'accès). Le support pour l'accès normal aux tables est implémenté dans PostgreSQL mais toutes les méthodes d'index sont décrites dans `pg_am`. Il est possible d'ajouter une nouvelle méthode d'accès aux index en écrivant le code nécessaire et en ajoutant ensuite une ligne dans la table `pg_am` -- mais ceci est au-delà du sujet de ce chapitre (voir le Chapitre 61).

Les routines pour une méthode d'indexation n'ont pas à connaître directement les types de données sur lesquels opère la méthode d'indexation. Au lieu de cela, une *classe d'opérateur* identifie l'ensemble d'opérations que la méthode d'indexation doit utiliser pour fonctionner avec un type particulier de données. Les classes d'opérateurs sont ainsi dénommées parce qu'une de leur tâche est de spécifier l'ensemble des opérateurs de la clause `WHERE` utilisables avec un index (c'est-à-dire, qui peuvent être requalifiés en balayage d'index). Une classe d'opérateur peut également spécifier des *fonctions de support*, nécessaires pour les opérations internes de la méthode d'indexation mais sans correspondance directe avec un quelconque opérateur de clause `WHERE` pouvant être utilisé avec l'index.

Il est possible de définir plusieurs classes d'opérateurs pour le même type de données et la même méthode d'indexation. Ainsi, de multiples ensembles de sémantiques d'indexation peuvent être définis pour un seul type de données. Par exemple, un index B-tree exige qu'un tri ordonné soit défini pour chaque type de données auquel il peut s'appliquer. Il peut être utile pour un type de donnée de nombre complexe de disposer d'une classe d'opérateur B-tree qui trie les données selon la valeur absolue complexe, une autre selon la partie réelle, etc. Typiquement, une des classes d'opérateur sera considérée comme plus utile et sera marquée comme l'opérateur par défaut pour ce type de données et cette méthode d'indexation.

Le même nom de classe d'opérateur peut être utilisé pour plusieurs méthodes d'indexation différentes (par exemple, les méthodes d'index B-tree et hash ont toutes les deux des classes d'opérateur nommées `int4_ops`) mais chacune de ces classes est une entité indépendante et doit être définie séparément.

38.15.2. Stratégies des méthode d'indexation

Les opérateurs associés à une classe d'opérateur sont identifiés par des « numéros de stratégie », servant à identifier la sémantique de chaque opérateur dans le contexte de sa classe d'opérateur. Par exemple, les B-trees imposent un classement strict selon les clés, du plus petit au plus grand. Ainsi, des opérateurs comme « plus petit que » et « plus grand que » sont intéressants pour un B-tree. Comme PostgreSQL permet à l'utilisateur de définir des opérateurs, PostgreSQL ne peut pas rechercher le nom d'un opérateur (par exemple, `<` ou `>=`) et rapporter de quelle comparaison il s'agit. Au lieu de cela, la méthode d'indexation définit un ensemble de « stratégies », qui peuvent être comprises comme des opérateurs généralisés. Chaque classe d'opérateur spécifie l'opérateur effectif correspondant à chaque stratégie pour un type de donnée particulier et pour une interprétation de la sémantique d'index.

La méthode d'indexation B-tree définit cinq stratégies, qui sont exposées dans le Tableau 38.2.

Tableau 38.2. Stratégies B-tree

Opération	Numéro de stratégie
plus petit que	1
plus petit ou égal	2
égal	3
plus grand ou égal	4
plus grand que	5

Les index de découpage permettent seulement des comparaisons d'égalité et utilisent ainsi une seule stratégie exposée dans le Tableau 38.3.

Tableau 38.3. Stratégies de découpage

Opération	Numéro de stratégie
égal à	1

Les index GiST sont plus flexibles : ils n'ont pas du tout un ensemble fixe de stratégies. À la place, la routine de support de « cohérence » de chaque classe d'opérateur GiST interprète les numéros de stratégie comme elle l'entend. Comme exemple, plusieurs des classes d'opérateurs GiST indexe les objets géométriques à deux dimensions fournissant les stratégies « R-tree » affichées dans Tableau 38.4. Quatre d'entre elles sont des vrais tests à deux dimensions (surcharge, identique, contient, contenu par) ; quatre autres considèrent seulement la direction X ; et les quatre dernières fournissent les mêmes tests dans la direction Y.

Tableau 38.4. Stratégies « R-tree » pour GiST à deux dimensions

Opération	Numéro de stratégie
strictement à gauche de	1
ne s'étend pas à droite de	2
surcharge	3
ne s'étend pas à gauche de	4
strictement à droite de	5
identique	6
contient	7
contenu par	8
ne s'étend pas au dessus	9
strictement en dessous	10
strictement au dessus	11
ne s'étend pas en dessous	12

Les index SP-GiST sont similaires aux index GiST en flexibilité : ils n'ont pas un ensemble fixe de stratégie. À la place, les routines de support de chaque classe d'opérateur interprètent les numéros de stratégie suivant la définition du classe d'opérateur. Comme exemple, les numéros des stratégies utilisés par les classes d'opérateur sur des points sont affichés dans Tableau 38.5.

Tableau 38.5. Stratégies point SP-GiST

Opération	Numéro de stratégie
strictement à gauche	1
strictement à droite	5
identique	6
contenu par	8
strictement en dessous	10
strictement au dessus	11

Les index GIN sont similaires aux index GiST et SP-GiST, dans le fait qu'ils n'ont pas d'ensemble fixé de stratégies. À la place, les routines support de chaque opérateur de classe interprètent les numéros de stratégie suivant la définition de la classe d'opérateur. Comme exemple, les numéros de stratégie utilisés par la classe d'opérateur interne pour les tableaux sont affichés dans Tableau 38.6.

Tableau 38.6. Stratégies des tableaux GIN

Opération	Numéro de stratégie
surcharge	1
contient	2
est contenu par	3
identique	4

Les index BRIN sont similaires aux index GiST, SP-GiST et GIN dans le fait qu'ils n'ont pas un ensemble fixe de stratégies. À la place, les routines de support de chaque classe d'opérateur interprètent les numéros de stratégie suivant la définition de la classe d'opérateur. Par exemple, les numéros de stratégie utilisés par les classes d'opérateur `Minmax` sont indiqués dans Tableau 38.7.

Tableau 38.7. Stratégies MinMax pour BRIN

Opération	Numéro de stratégie
inférieur	1
inférieur ou égal	2
égal	3
supérieur ou égal	4
supérieur	5

Notez que tous les opérateurs ci-dessus renvoient des valeurs de type booléen. Dans la pratique, tous les opérateurs définis comme index method search operators doivent renvoyer un type `boolean` puisqu'ils doivent apparaître au plus haut niveau d'une clause `WHERE` pour être utilisés avec un index. (Some index access methods also support *ordering operators*, which typically don't return Boolean values; that feature is discussed in Section 38.15.7.)

38.15.3. Routines d'appui des méthodes d'indexation

Généralement, les stratégies n'apportent pas assez d'informations au système pour indiquer comment utiliser un index. Dans la pratique, les méthodes d'indexation demandent des routines d'appui additionnelles pour fonctionner. Par exemple, les méthodes d'index B-tree doivent être capables de comparer deux clés et de déterminer laquelle est supérieure, égale ou inférieure à l'autre. De la même façon, la méthode d'indexation hash doit être capable de calculer les codes de hachage pour les valeurs de clés. Ces opérations ne correspondent pas à des opérateurs utilisés dans les commandes SQL ; ce sont des routines administratives utilisées en interne par des méthodes d'index.

Comme pour les stratégies, la classe d'opérateur énumère les fonctions spécifiques et le rôle qu'elles doivent jouer pour un type de donnée donné et une interprétation sémantique donnée. La méthode d'indexation définit l'ensemble des fonctions dont elle a besoin et la classe d'opérateur identifie les fonctions exactes à utiliser en les assignant aux « numéros de fonction d'appui » spécifiés par la méthode d'indexage.

Les B-trees requièrent une fonction support de comparaison et permet deux fonctions support supplémentaires à fournir comme option de la classe d'opérateur, comme indiqué dans Tableau 38.8. Les prérequis pour ces fonctions support sont expliqués en détails dans Section 63.3.

Tableau 38.8. Fonctions d'appui de B-tree

Fonction	Numéro d'appui
Comparer deux clés et renvoyer un entier inférieur à zéro, zéro ou supérieure à zéro indiquant si la première clé est inférieure, égale ou supérieure à la deuxième.	1

Fonction	Numéro d'appui
Renvoyer les adresses des fonctions de support de tri, appelables en C (optionnel)	2
Comparer une valeur test à une valeur de base plus/moins un décalage, et renvoyer true ou false suivant le résultat de la comparaison (optionnel)	3

Les index hash requièrent une fonction d'appui, et permettent une deuxième fonction à fournir à la classe d'opérateur, comme indiqué dans Tableau 38.9.

Tableau 38.9. Fonctions d'appui pour découpage

Fonction	Numéro d'appui
Calculer la valeur de hachage 32 bits pour une clé	1
Calcule la valeur de hachage sur 64 bits d'une clé pour un sel de 64 bits donné ; si le sel vaut 0, les 32 bits de poids faible du résultat doivent correspondre à la valeur qui aurait été calculée par la fonction 1 (facultative)	2

Les index GiST ont neuf fonctions d'appui, dont deux facultatives, exposées dans le Tableau 38.10. (Pour plus d'informations, voir Chapitre 64.)

Tableau 38.10. Fonctions d'appui pour GiST

Fonction	Description	Numéro d'appui
`consistent`	détermine si la clé satisfait le qualifiant de la requête (variante Booléenne) (facultatif si la fonction d'appui 6 est présente)	1
`union`	calcule l'union d'un ensemble de clés	2
`compress`	calcule une représentation compressée d'une clé ou d'une valeur à indexer	3
`decompress`	calcule une représentation décompressée d'une clé compressée	4
`penalty`	calcule la pénalité pour l'insertion d'une nouvelle clé dans un sous-arbre avec la clé du sous-arbre indiqué	5
`picksplit`	détermine les entrées d'une page qui sont à déplacer vers la nouvelle page et calcule les clés d'union pour les pages résultantes	6
`equal`	compare deux clés et renvoie true si elles sont identiques	7
`distance`	détermine la distance de la clé à la valeur de la requête (optionnel)	8

Fonction	Description	Numéro d'appui
`fetch`	calcule la représentation originale d'une clé compressée pour les parcours d'index seul (optionnel)	9

Les index SP-GiST requièrent cinq fonctions de support, comme indiquées dans Tableau 38.11. (Pour plus d'informations, voir Chapitre 65.)

Tableau 38.11. Fonctions de support SP-GiST

Fonction	Description	Numéro de support
`config`	fournit des informations basiques sur la classe d'opérateur	1
`choose`	détermine comment insérer une nouvelle valeur dans une ligne interne	2
`picksplit`	détermine comment partitionner un ensemble de valeurs	3
`inner_consistent`	détermine la sous-partition à rechercher pour une requête	4
`leaf_consistent`	détermine si la clé satisfait le qualificateur de la requête	5
`triConsistent`	détermine si la valeur satisfait le qualificateur de la requête (variante ternaire) (facultatif si la fonction de support 4 est présente)	6

Les index GIN ont six fonctions d'appui, dont trois optionnelles, exposées dans le Tableau 38.12. (Pour plus d'informations, voir Chapitre 66.)

Tableau 38.12. Fonctions d'appui GIN

Fonction	Description	Numéro d'appui
`compare`	Compare deux clés et renvoie un entier plus petit que zéro, zéro ou plus grand que zéro, indiquant si la première clé est plus petit, égal à ou plus grand que la seconde.	1
`extractValue`	Extrait les clés à partir d'une condition de requête	2
`extractQuery`	Extrait les clés à partir d'une condition de requête	3
`consistent`	Détermine la valeur correspondant à la condition de requête	4
`comparePartial`	compare la clé partielle de la requête et la clé de l'index, et renvoie un entier négatif, nul ou positif, indiquant si GIN doit ignorer cette entrée d'index, traiter l'entrée comme	5

Fonction	Description	Numéro d'appui
	une correspondance ou arrêter le parcours d'index (optional)	

Les index BRIN ont quatre fonctions de support basiques, comme indiqué dans Tableau 38.13 ; ces fonctions basiques peuvent nécessiter des fonctions de support supplémentaires. (Pour plus d'informations, voir Section 67.3.)

Tableau 38.13. Fonctions de support BRIN

Fonction	Description	Numéro de support
`opcInfo`	renvoie des informations internes décrivant les données de résumé des colonnes indexées	1
`add_value`	ajoute une nouvelle valeur à un enregistrement d'index existant	2
`consistent`	détermine si la valeur correspond à une condition de la requête	3
`union`	calcule l'union de deux enregistrements résumés	4

Contrairement aux opérateurs de recherche, les fonctions d'appui renvoient le type de donnée, quelqu'il soit, que la méthode d'indexation particulière attend, par exemple, dans le cas de la fonction de comparaison des B-trees, un entier signé. Le nombre et le type des arguments pour chaque fonction de support peuvent dépendre de la méthode d'indexage. Pour les index B-tree et de hachage, les fonctions de support pour la comparaison et le hachage prennent les mêmes types de données en entrée que les opérateurs inclus dans la classe d'opérateur, mais ce n'est pas le cas pour la plupart des fonctions de support GiST, SP-GiST, GIN et BRIN.

38.15.4. Exemple

Maintenant que nous avons vu les idées, voici l'exemple promis de création d'une nouvelle classe d'opérateur. Cette classe d'opérateur encapsule les opérateurs qui trient les nombres complexes selon l'ordre de la valeur absolue, aussi avons-nous choisi le nom de `complex_abs_ops`. En premier lieu, nous avons besoin d'un ensemble d'opérateurs. La procédure pour définir des opérateurs a été discutée dans la Section 38.13. Pour une classe d'opérateur sur les B-trees, nous avons besoin des opérateurs :

- valeur absolue less-than (stratégie 1) ;
- valeur absolue less-than-or-equal (stratégie 2) ;
- valeur absolue equal (stratégie 3) ;
- valeur absolue greater-than-or-equal (stratégie 4) ;
- valeur absolue greater-than (stratégie 5) ;

Le plus simple moyen de définie un ensemble d'opérateurs de comparaison est d'écrire en premier la fonction de comparaison B-tree, puis d'écrire les autres fonctions en tant que wrapper de la fonction de support. Ceci réduit les risques de résultats incohérents pour les cas spécifiques. En suivant cette approche, nous devons tout d'abord écrire :

```
#define Mag(c)  ((c)->x*(c)->x + (c)->y*(c)->y)

static int
complex_abs_cmp_internal(Complex *a, Complex *b)
{
    double      amag = Mag(a),
```

```
                bmag = Mag(b);

    if (amag < bmag)
        return -1;
    if (amag > bmag)
        return 1;
    return 0;
}
```

Maintenant, la fonction plus-petit-que ressemble à ceci :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(complex_abs_lt);

Datum
complex_abs_lt(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    Complex    *a = (Complex *) PG_GETARG_POINTER(0);
    Complex    *b = (Complex *) PG_GETARG_POINTER(1);

    PG_RETURN_BOOL(complex_abs_cmp_internal(a, b) < 0);
}
```

Les quatre autres fonctions diffèrent seulement sur la façon dont ils comparent le résultat de la fonction interne au zéro.

Maintenant, déclarons en SQL les fonctions et les opérateurs basés sur ces fonctions :

```
CREATE FUNCTION complex_abs_lt(complex, complex) RETURNS bool
    AS 'nom_fichier', 'complex_abs_lt'
    LANGUAGE C IMMUTABLE STRICT;

CREATE OPERATOR < (
   leftarg = complex, rightarg = complex, procedure =
 complex_abs_lt,
   commutator = > , negator = >= ,
   restrict = scalarltsel, join = scalarltjoinsel
);
```

Il est important de spécifier les fonctions de sélectivité de restriction et de jointure, sinon l'optimiseur sera incapable de faire un usage effectif de l'index.

Voici d'autres choses importantes à noter :

- Il ne peut y avoir qu'un seul opérateur nommé, disons, = et acceptant un type `complex` pour ses deux opérandes. Dans le cas présent, nous n'avons aucun autre opérateur = pour `complex` mais, si nous construisons un type de donnée fonctionnel, nous aurions certainement désiré que = soit l'opération ordinaire d'égalité pour les nombres complexes (et non pour l'égalité de leurs valeurs absolues). Dans ce cas, nous aurions eu besoin d'utiliser un autre nom d'opérateur pour notre fonction `complex_abs_eq`.

- Bien que PostgreSQL puisse se débrouiller avec des fonctions ayant le même nom SQL, tant qu'elles ont en argument des types de données différents, en C il ne peut exister qu'une fonction globale pour un nom donné. Aussi ne devons-nous pas donner un nom simple comme `abs_eq`. Habituellement, inclure le nom du type de données dans le nom de la fonction C est une bonne habitude pour ne pas provoquer de conflit avec des fonctions pour d'autres types de donnée.

- Nous aurions pu faire de `abs_eq` le nom SQL de la fonction, en laissant à PostgreSQL le soin de la distinguer de toute autre fonction SQL de même nom par les types de données en argument.

Pour la simplicité de l'exemple, nous donnerons à la fonction le même nom au niveau de C et au niveau de SQL.

La prochaine étape est l'enregistrement de la routine d'appui nécessaire pour les B-trees. Le code exemple C qui implémente ceci est dans le même fichier qui contient les fonctions d'opérateur. Voici comment déclarer la fonction :

```
CREATE FUNCTION complex_abs_cmp(complex, complex)
    RETURNS integer
    AS 'filename'
    LANGUAGE C;
```

Maintenant que nous avons les opérateurs requis et la routine d'appui, nous pouvons enfin créer la classe d'opérateur.

```
CREATE OPERATOR CLASS complex_abs_ops
    DEFAULT FOR TYPE complex USING btree AS
        OPERATOR        1       < ,
        OPERATOR        2       <= ,
        OPERATOR        3       = ,
        OPERATOR        4       >= ,
        OPERATOR        5       > ,
        FUNCTION        1       complex_abs_cmp(complex, complex);
```

Et c'est fait ! Il devrait être possible maintenant de créer et d'utiliser les index B-tree sur les colonnes `complex`.

Nous aurions pu écrire les entrées de l'opérateur de façon plus explicite comme dans :

```
        OPERATOR        1       < (complex, complex) ,
```

mais il n'y a pas besoin de faire ainsi quand les opérateurs prennent le même type de donnée que celui pour lequel la classe d'opérateur a été définie.

Les exemples ci-dessus supposent que vous voulez que cette nouvelle classe d'opérateur soit la classe d'opérateur B-tree par défaut pour le type de donnée `complex`. Si vous ne voulez pas, supprimez simplement le mot `DEFAULT`.

38.15.5. Classes et familles d'opérateur

Jusqu'à maintenant, nous avons supposé implicitement qu'une classe d'opérateur s'occupe d'un seul type de données. Bien qu'il ne peut y avoir qu'un seul type de données dans une colonne d'index particulière, il est souvent utile d'indexer les opérations qui comparent une colonne indexée à une valeur d'un type de données différent. De plus, s'il est intéressant d'utiliser un opérateur inter-type en connexion avec une classe d'opérateur, souvent cet autre type de donnée a sa propre classe d'opérateur. Rendre explicite les connexions entre classes en relation est d'une grande aide pour que le planificateur optimise les requêtes SQL (tout particulièrement pour les classes d'opérateur B-tree car le planificateur sait bien comme les utiliser).

Pour gérer ces besoins, PostgreSQL utilise le concept d'une *famille d'opérateur* . Une famille d'opérateur contient une ou plusieurs classes d'opérateur et peut aussi contenir des opérateurs indexables et les fonctions de support correspondantes appartenant à la famille entière mais pas à une classe particulière de la famille. Nous disons que ces opérateurs et fonctions sont « lâches » à l'intérieur de la famille, en opposition à être lié à une classe spécifique. Typiquement, chaque classe d'opérateur contient des opérateurs de types de données simples alors que les opérateurs inter-type sont lâches dans la famille.

Tous les opérateurs et fonctions d'une famille d'opérateurs doivent avoir une sémantique compatible où les pré-requis de la compatibilité sont dictés par la méthode indexage. Du coup, vous pouvez vous demander la raison pour s'embarrasser de distinguer les sous-ensembles de la famille en tant que classes d'opérateur. En fait, dans beaucoup de cas, les divisions en classe sont inutiles et la famille est le seul groupe intéressant. La raison de la définition de classes d'opérateurs est qu'ils spécifient à quel point la famille est nécessaire pour supporter un index particulier. S'il existe un index utilisant une classe d'opérateur, alors cette classe d'opérateur ne peut pas être supprimée sans supprimer l'index -- mais les autres parties de la famille d'opérateurs, donc les autres classes et les opérateurs lâches, peuvent être supprimées. Du coup, une classe d'opérateur doit être indiquée pour contenir l'ensemble minimum d'opérateurs et de fonctions qui sont raisonnablement nécessaire pour travailler avec un index sur un type de données spécifique, et ensuite les opérateurs en relation mais peuvent être ajoutés en tant que membres lâches de la famille d'opérateur.

Comme exemple, PostgreSQL a une famille d'opérateur B-tree interne `integer_ops`, qui inclut les classes d'opérateurs `int8_ops`, `int4_ops` et `int2_ops` pour les index sur les colonnes `bigint` (`int8`), `integer` (`int4`) et `smallint` (`int2`) respectivement. La famille contient aussi des opérateurs de comparaison inter-type permettant la comparaison de deux de ces types, pour qu'un index parmi ces types puisse être parcouru en utilisant une valeur de comparaison d'un autre type. La famille peut être dupliqué par ces définitions :

```
CREATE OPERATOR FAMILY integer_ops USING btree;

CREATE OPERATOR CLASS int8_ops
DEFAULT FOR TYPE int8 USING btree FAMILY integer_ops AS
  -- standard int8 comparisons
  OPERATOR 1 < ,
  OPERATOR 2 <= ,
  OPERATOR 3 = ,
  OPERATOR 4 >= ,
  OPERATOR 5 > ,
  FUNCTION 1 btint8cmp(int8, int8) ,
  FUNCTION 2 btint8sortsupport(internal) ,
  FUNCTION 3 in_range(int8, int8, int8, boolean, boolean) ;

CREATE OPERATOR CLASS int4_ops
DEFAULT FOR TYPE int4 USING btree FAMILY integer_ops AS
  -- standard int4 comparisons
  OPERATOR 1 < ,
  OPERATOR 2 <= ,
  OPERATOR 3 = ,
  OPERATOR 4 >= ,
  OPERATOR 5 > ,
  FUNCTION 1 btint4cmp(int4, int4) ,
  FUNCTION 2 btint4sortsupport(internal) ,
  FUNCTION 3 in_range(int4, int4, int4, boolean, boolean) ;

CREATE OPERATOR CLASS int2_ops
DEFAULT FOR TYPE int2 USING btree FAMILY integer_ops AS
  -- standard int2 comparisons
  OPERATOR 1 < ,
  OPERATOR 2 <= ,
  OPERATOR 3 = ,
  OPERATOR 4 >= ,
  OPERATOR 5 > ,
  FUNCTION 1 btint2cmp(int2, int2) ,
  FUNCTION 2 btint2sortsupport(internal) ,
  FUNCTION 3 in_range(int2, int2, int2, boolean, boolean) ;
```

```
ALTER OPERATOR FAMILY integer_ops USING btree ADD
  -- cross-type comparisons int8 vs int2
  OPERATOR 1 < (int8, int2) ,
  OPERATOR 2 <= (int8, int2) ,
  OPERATOR 3 = (int8, int2) ,
  OPERATOR 4 >= (int8, int2) ,
  OPERATOR 5 > (int8, int2) ,
  FUNCTION 1 btint82cmp(int8, int2) ,

  -- cross-type comparisons int8 vs int4
  OPERATOR 1 < (int8, int4) ,
  OPERATOR 2 <= (int8, int4) ,
  OPERATOR 3 = (int8, int4) ,
  OPERATOR 4 >= (int8, int4) ,
  OPERATOR 5 > (int8, int4) ,
  FUNCTION 1 btint84cmp(int8, int4) ,

  -- cross-type comparisons int4 vs int2
  OPERATOR 1 < (int4, int2) ,
  OPERATOR 2 <= (int4, int2) ,
  OPERATOR 3 = (int4, int2) ,
  OPERATOR 4 >= (int4, int2) ,
  OPERATOR 5 > (int4, int2) ,
  FUNCTION 1 btint42cmp(int4, int2) ,

  -- cross-type comparisons int4 vs int8
  OPERATOR 1 < (int4, int8) ,
  OPERATOR 2 <= (int4, int8) ,
  OPERATOR 3 = (int4, int8) ,
  OPERATOR 4 >= (int4, int8) ,
  OPERATOR 5 > (int4, int8) ,
  FUNCTION 1 btint48cmp(int4, int8) ,

  -- cross-type comparisons int2 vs int8
  OPERATOR 1 < (int2, int8) ,
  OPERATOR 2 <= (int2, int8) ,
  OPERATOR 3 = (int2, int8) ,
  OPERATOR 4 >= (int2, int8) ,
  OPERATOR 5 > (int2, int8) ,
  FUNCTION 1 btint28cmp(int2, int8) ,

  -- cross-type comparisons int2 vs int4
  OPERATOR 1 < (int2, int4) ,
  OPERATOR 2 <= (int2, int4) ,
  OPERATOR 3 = (int2, int4) ,
  OPERATOR 4 >= (int2, int4) ,
  OPERATOR 5 > (int2, int4) ,
  FUNCTION 1 btint24cmp(int2, int4) ,

  -- cross-type in_range functions
  FUNCTION 3 in_range(int4, int4, int8, boolean, boolean) ,
  FUNCTION 3 in_range(int4, int4, int2, boolean, boolean) ,
  FUNCTION 3 in_range(int2, int2, int8, boolean, boolean) ,
  FUNCTION 3 in_range(int2, int2, int4, boolean, boolean) ;
```

Notez que cette définition « surcharge » la stratégie de l'opérateur et les numéros de fonction support : chaque numéro survient plusieurs fois dans la famille. Ceci est autorisé aussi longtemps que chaque

instance d'un numéro particulier a des types de données distincts en entrée. Les instances qui ont les deux types en entrée égalent au type en entrée de la classe d'opérateur sont les opérateurs primaires et les fonctions de support pour cette classe d'opérateur et, dans la plupart des cas, doivent être déclarées comme membre de la classe d'opérateur plutôt qu'en tant que membres lâches de la famille.

Dans une famille d'opérateur B-tree, tous les opérateurs de la famille doivent trier de façon compatible, comme c'est spécifié en détail dans Section 63.2. Pour chaque opérateur de la famille, il doit y avoir une fonction de support pour les deux mêmes types de données en entrée que celui de l'opérateur. Il est recommandé qu'une famille soit complète, c'est-à-dire que pour chaque combinaison de types de données, tous les opérateurs sont inclus. Chaque classe d'opérateur doit juste inclure les opérateurs non inter-types et les fonctions de support pour ce type de données.

Pour construire une famille d'opérateurs de hachage pour plusieurs types de données, des fonctions de support de hachage compatibles doivent être créées pour chaque type de données supporté par la famille. Ici, compatibilité signifie que les fonctions sont garanties de renvoyer le même code de hachage pour toutes les paires de valeurs qui sont considérées égales par les opérateurs d'égalité de la famille, même quand les valeurs sont de type différent. Ceci est habituellement difficile à accomplir quand les types ont différentes représentations physiques, mais cela peut se faire dans la plupart des cas. De plus, convertir une valeur à partir d'un type de données représenté dans la famille d'opérateur vers un autre type de données aussi représenté dans la famille d'opérateur via une coercion implicite ou binaire ne doit pas changer la valeur calculée du hachage. Notez qu'il y a seulement une fonction de support par type de données, pas une par opérateur d'égalité. Il est recommandé qu'une famille soit terminée, c'est-à-dire fournit un opérateur d'égalité pour chaque combinaison de types de données. Chaque classe d'opérateur doit inclure l'opérateur d'égalité non inter-type et la fonction de support pour ce type de données.

Les index GIN, SP-GiST et GiST n'ont pas de notion explicite d'opérations inter-types. L'ensemble des opérateurs supportés est simplement ce que les fonctions de support primaire peuvent supporter pour un opérateur donné.

Dans BRIN, les pré-requis dépendent de l'ensemble de travail fourni par les classes d'opérateur. Pour les classes basées sur `minmax`, le comportement requis est le même que pour les familles d'opérateur B-tree : tous les opérateurs d'une famille doivent avoir un tri compatible, et les conversions ne doivent pas changer l'ordre de tri associé.

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 8.3, le concept des familles d'opérateurs n'existait pas. Donc, tous les opérateurs inter-type dont le but était d'être utilisés avec un index étaient liés directement à la classe d'opérateur de l'index. Bien que cette approche fonctionne toujours, elle est obsolète car elle rend trop importantes les dépendances de l'index et parce que le planificateur peut gérer des comparaisons inter-type avec plus d'efficacité que quand les typdes de données ont des opérateurs dans la même famille d'opérateur.

38.15.6. Dépendances du système pour les classes d'opérateur

PostgreSQL utilise les classe d'opérateur pour inférer les propriétés des opérateurs de plusieurs autres façons que le seul usage avec les index. Donc, vous pouvez créer des classes d'opérateur même si vous n'avez pas l'intention d'indexer une quelconque colonne de votre type de donnée.

En particulier, il existe des caractéristiques de SQL telles que `ORDER BY` et `DISTINCT` qui requièrent la comparaison et le tri des valeurs. Pour implémenter ces caractéristiques sur un type de donnée défini par l'utilisateur, PostgreSQL recherche la classe d'opérateur B-tree par défaut pour le type de donnée. Le membre « equals » de cette classe d'opérateur définit pour le système la notion d'égalité des valeurs

pour GROUP BY et DISTINCT, et le tri ordonné imposé par la classe d'opérateur définit le ORDER BY par défaut.

S'il n'y a pas de classe d'opérateur B-tree par défaut pour le type de donnée, le système cherchera une classe d'opérateur de découpage. Mais puisque cette classe d'opérateur ne fournit que l'égalité, il est seulement capable de supporter le regroupement mais pas le tri.

Quand il n'y a pas de classe d'opérateur par défaut pour un type de donnée, vous obtenez des erreurs telles que « could not identify an ordering operator » si vous essayez d'utiliser ces caractéristiques SQL avec le type de donnée.

> **Note**
>
> Dans les versions de PostgreSQL antérieures à la 7.4, les opérations de tri et de groupement utilisaient implicitement les opérateurs nommés =, < et >. Le nouveau comportement qui repose sur les classes d'opérateurs par défaut évite d'avoir à faire une quelconque supposition sur le comportement des opérateurs avec des noms particuliers.

Trier par une classe d'opérateur B-tree qui n'est pas celle par défaut est possible en précisant l'opérateur inférieur-à de la classe dans une option USING, par exemple

```
SELECT * FROM mytable ORDER BY somecol USING ~<~;
```

Sinon, préciser l'opérateur supérieur-à de la classe dans un USING sélectionne un tri par ordre décroissant.

La comparaison de tableaux d'un type de données utilisateur repose également sur la sémantique définie par la classe d'opérateur B-tree par défaut du type. S'il n'y a pas de classe d'opérateur B-tree par défaut, mais qu'il y a une classe d'opérateur de type hash, alors l'égalité de tableau est supportée, mais pas la comparaison pour les tris.

Une autre fonctionnalité SQL qui nécessite une connaissance encore plus spécifique du type de données est l'option RANGE *offset* PRECEDING/FOLLOWING de fenêtre pour les fonctions de fenêtrage (voir Section 4.2.8). Pour une requête telle que

```
SELECT sum(x) OVER (ORDER BY x RANGE BETWEEN 5 PRECEDING AND 10
 FOLLOWING)
  FROM mytable;
```

il n'est pas suffisant de savoir comment trier par x ; la base de données doit également comprendre comment « soustraire 5 » ou « additionner 10 » à la valeur de x de la ligne courante pour identifier les limites de la fenêtre courante. Comparer les limites résultantes aux valeurs de x des autres lignes est possible en utilisant les opérateurs de comparaison fournis par la classe d'opérateur B-tree qui définit le tri de l'ORDER BY -- mais les opérateurs d'addition et de soustraction ne font pas partie de la classe d'opérateur, alors lesquels devraient être utilisés ? Inscrire en dur ce choix ne serait pas désirable, car différents ordres de tris (différentes classes d'opérateur B-tree) pourraient nécessiter des comportements différents. Ainsi, une classe d'opérateur B-tree peut préciser une fonction de support *in_range* qui encapsule les comportements d'addition et de soustraction faisant sens pour son ordre de tri. Elle peut même fournir plus d'une fonction de support in_range, s'il fait sens d'utiliser plus d'un type de données comme offset dans la clause RANGE. Si la classe d'opérateur B-tree associée à la clause ORDER BY de la fenêtre n'a pas de fonction de support in_range correspondante, l'option RANGE *offset* PRECEDING/FOLLOWING n'est pas supportée.

Un autre point important est qu'un opérateur apparaissant dans une famille d'opérateur de hachage est un candidat pour les jointures de hachage, les agrégations de hachage et les optimisations relatives. La famille d'opérateur de hachage est essentiel ici car elle identifie le(s) fonction(s) de hachage à utiliser.

38.15.7. Opérateurs de tri

Certaines méthodes d'accès aux index (actuellement seulement GiST) supportent le concept d'*opérateurs de tri*. Nous avons discuté jusqu'à maintenant d'*opérateurs de recherche*. Un opérateur de recherche est utilisable pour rechercher dans un index toutes les lignes satisfaisant le prédicat `WHERE` *`colonne_indexée operateur constante`*. Notez que rien n'est promis sur l'ordre dans lequel les lignes correspondantes seront renvoyées. Au contraire, un opérateur de tri ne restreint pas l'ensemble de lignes qu'il peut renvoyer mais, à la place, détermine leur ordre. Un opérateur de tri est utilisé pour que l'index puisse être parcouru pour renvoyer les lignes dans l'ordre représenté par `ORDER BY` *`colonne_indexée opérateur constante`*. Le but de définir des opérateurs de tri de cette façon est de supporter les recherches du type plus-proche-voisin si l'opérateur sait mesurer les distances. Par exemple, une requête comme

```
SELECT * FROM places ORDER BY location <-> point '(101,456)' LIMIT
 10;
```

trouve les dix emplacements les plus proches d'un point cible donné. Un index GiST sur la colonne location peut faire cela de façon efficace parce que `<->` est un opérateur de tri.

Bien que les opérateurs de recherche doivent renvoyer des résultats booléens, les opérateurs de tri renvoient habituellement d'autres types, tel que des float ou numeric pour les distances. Ce type n'est habituellement pas le même que le type de données indexé. Pour éviter les suppositions en dur sur le comportement des différents types de données, la définition d'un opérateur de tro doit nommer une famille d'opérateur B-tree qui spécifie l'ordre de tri du type de données résultant. Comme indiqué dans la section précédente, les familles d'opérateur B-tree définissent la notion de tri de PostgreSQL, donc c'est une représentation naturelle. Comme l'opérateur `<->` renvoie `float8`, il peut être indiqué dans la commande de création d'une classe d'opérateur :

```
OPERATOR 15    <-> (point, point) FOR ORDER BY float_ops
```

où `float_ops` est la famille d'opérateur interne qui inclut les opérations sur `float8`. Cette déclaration indique que l'index est capable de renvoyer des lignes dans l'ordre de valeurs de plus en plus hautes de l'opérateur `<->`.

38.15.8. Caractéristiques spéciales des classes d'opérateur

Il y a deux caractéristiques spéciales des classes d'opérateur dont nous n'avons pas encore parlées, essentiellement parce qu'elles ne sont pas utiles avec les méthodes d'index les plus communément utilisées.

Normalement, déclarer un opérateur comme membre d'une classe ou d'une famille d'opérateur signifie que la méthode d'indexation peut retrouver exactement l'ensemble de lignes qui satisfait la condition `WHERE` utilisant cet opérateur. Par exemple :

```
SELECT * FROM table WHERE colonne_entier < 4;
```

peut être accompli exactement par un index B-tree sur la colonne entière. Mais il y a des cas où un index est utile comme un guide inexact vers la colonne correspondante. Par exemple, si un index GiST enregistre seulement les rectangles limite des objets géométriques, alors il ne peut pas exactement satisfaire une condition `WHERE` qui teste le chevauchement entre des objets non rectangulaires comme des polygones. Cependant, nous pourrions utiliser l'index pour trouver des objets dont les rectangles limites chevauchent les limites de l'objet cible. Dans ce cas, l'index est dit être à perte pour l'opérateur. Les recherches par index à perte sont implémentées en ayant une méthode d'indexage qui renvoie un drapeau *recheck* quand une ligne pourrait ou non satisfaire la condition de la requête. Le système principal testera ensuite la condition originale de la requête sur la ligne récupérée pour s'assurer que la correspondance est réelle. Cette approche fonctionne si l'index garantit de renvoyer toutes les lignes requises, ainsi que quelques lignes supplémentaires qui pourront être éliminées par la vérification. Les méthodes d'indexage qui supportent les recherches à perte (actuellement GiST, SP-GiST et GIN) permettent aux fonctions de support des classes individuelles d'opérateurs de lever le drapeau recheck, et donc c'est essentiellement une fonctionnalité pour les classes d'opérateur.

Considérons à nouveau la situation où nous gardons seulement dans l'index le rectangle délimitant un objet complexe comme un polygone. Dans ce cas, il n'est pas très intéressant de conserver le polygone entier dans l'index - nous pouvons aussi bien conserver seulement un objet simple du type `box`. Cette situation est exprimée par l'option `STORAGE` dans la commande `CREATE OPERATOR CLASS` : nous aurons à écrire quelque chose comme :

```
CREATE OPERATOR CLASS polygon_ops
    DEFAULT FOR TYPE polygon USING gist AS
        ...
        STORAGE box;
```

Actuellement, seule les méthodes d'indexation GiST, GIN et BRIN supportent un type `STORAGE` qui soit différent du type de donnée de la colonne. Les routines d'appui de GiST pour la compression (`compress`) et la décompression (`decompress`) doivent s'occuper de la conversion du type de donnée quand `STORAGE` est utilisé. Avec GIN, le type `STORAGE` identifie le type des valeurs « key », qui est normalement différent du type de la colonne indexée -- par exemple, une classe d'opérateur pour des colonnes de tableaux d'entiers pourrait avoir des clés qui sont seulement des entiers. Les routines de support GIN `extractValue` et `extractQuery` sont responsables de l'extraction des clés à partir des valeurs indexées. BRIN est similaire à GIN : le type `STORAGE` identifie le type de valeurs résumées stockées, et les procédures de support des classes d'opérateur sont responsables de l'interprétation correcte des valeurs résumées.

38.16. Empaqueter des objets dans une extension

Une extensions à PostgreSQL utile contient généralement plusieurs objets SQL. Par exemple, un nouveau type de données va nécessiter de nouvelles fonctions, de nouveaux opérateurs et probablement de nouvelles méthodes d'indexation. Il peut être utile de les grouper en un unique paquetage pour simplifier la gestion des bases de données. Avec PostgreSQL, ces paquetages sont appelés *extension*. Pour créer une extension, vous avez besoin au minimum d'un *fichier de script* qui contient les commandes SQL permettant de créer ses objets, et un *fichier de contrôle* qui rapporte quelques propriétés de base de cette extension. Si cette extension inclut du code C, elle sera aussi généralement accompagnée d'une bibliothèque dans lequel le code C aura été compilé. Une fois ces fichiers en votre possession, un simple appel à la commande CREATE EXTENSION vous permettra de charger ses objets dans la base de données.

Le principal avantage des extensions n'est toutefois pas de pouvoir de charger une grande quantité d'objets dans votre base de donnée. Les extensions permettent en effet surtout à PostgreSQL de comprendre que ces objets sont liés par cette extension. Vous pouvez par exemple supprimer tous ces objets avec une simple commande DROP EXTENSION. Il n'est ainsi pas nécessaire de maintenir un script de « désinstallation ». Plus utile encore, l'outil pg_dump saura reconnaître les objets appartenant

à une extension et, plutôt que de les extraire individuellement, ajoutera simplement une commande CREATE EXTENSION à la sauvegarde. Ce mécanisme simplifie aussi la migration à une nouvelle version de l'extension qui peut contenir de nouveaux objets ou des objets différents de la version d'origine. Notez bien toutefois qu'il est nécessaire de disposer des fichiers de contrôles, de script, et autres pour permettre la restauration d'une telle sauvegarde dans une nouvelle base de donnée.

PostgreSQL ne vous laissera pas supprimer de manière individuelle les objets d'une extension sans supprimer l'extension tout entière. Aussi, bien que vous ayez la possibilité de modifier la définition d'un objet inclus dans une extension (par exemple via la commande CREATE OR REPLACE FUNCTION dans le cas d'une fonction), il faut garder en tête que cette modification ne sera pas sauvegardée par l'outil pg_dump. Une telle modification n'est en pratique raisonnable que si vous modifiez parallèlement le fichier de script de l'extension. Il existe toutefois des cas particuliers comme celui des tables qui contiennent des données de configuration (voir Section 38.16.3.) Dans les situations de production, il est généralement préférable de créer un script de mise à jour de l'extension pour réaliser les modifications sur les objets membres de l'extension.

Le script de l'extension peut mettre en place des droits sur les objets qui font partie de l'extension via les instructions GRANT et REVOKE. La configuration finale des droits pour chaque objet (si des droits sont à configurer) sera enregistrée dans le catalogue système pg_init_privs. Quand pg_dump est utilisé, la commande CREATE EXTENSION sera inclue dans la sauvegarde, suivi de la mise en place des instructions GRANT et REVOKE pour configurer les droits sur les objets, tels qu'ils étaient au moment où la sauvegarde a été faite.

PostgreSQL ne supporte pas l'exécution d'instructions CREATE POLICY et SECURITY LABEL par le script. Elles doivent être exécutées après la création de l'extension. Toutes les politiques RLS et les labels de sécurité placés sur les objets d'une extension seront inclus dans les sauvegardes créées par pg_dump.

Il existe aussi un mécanisme permettant de créer des scripts de mise à jour de la définition des objets SQL contenus dans une extension. Par exemple, si la version 1.1 d'une extension ajoute une fonction et change le corps d'une autre vis-à-vis de la version 1.0 d'origine, l'auteur de l'extension peut fournir un *script de mise à jour* qui effectue uniquement ces deux modifications. La commande ALTER EXTENSION UPDATE peut alors être utilisée pour appliquer ces changements et vérifier quelle version de l'extension est actuellement installée sur une base de donnée spécifiée.

Les catégories d'objets SQL qui peuvent être inclus dans une extension sont spécifiées dans la description de la commande ALTER EXTENSION. D'une manière générale, les objets qui sont communs à l'ensemble de la base ou du cluster, comme les bases de données, les rôles, les tablespaces ne peuvent être inclus dans une extension car une extension n'est référencée qu'à l'intérieur d'une base de donnée. À noter que rien n'empêche la création de fichier de script qui crée de tels objets, mais qu'ils ne seront alors pas considérés après leur création comme faisant partie de l'extension. À savoir en outre que bien que les tables puissent être incluses dans une extension, les objets annexes tels que les index ne sont pas automatiquement inclus dans l'extension et devront être explicitement mentionnés dans les fichiers de script.

Si un script d'extension créé n'importe quel objet temporaire (comme des tables temporaires), ces objets seront traités comme des membres de l'extension pour le reste de la session courante, mais seront automatiquement supprimés à la fin de la session, tout comme n'importe quel objet temporaire le serait également. C'est une exception à la règle que les objets membres d'une extension ne peuvent pas être supprimés sans supprimer l'intégralité de l'extension.

38.16.1. Fichiers des extensions

La commande CREATE EXTENSION repose sur un fichier de contrôle associé à chaque extension. Ce fichier doit avoir le même nom que l'extension suivi du suffixe `.control`, et doit être placé dans le sous-répertoire `SHAREDIR/extension` du répertoire d'installation. Il doit être accompagné d'au moins un fichier de script SQL dont le nom doit répondre à la syntaxe *`extension--version`*`.sql` (par exemple, `foo--1.0.sql` pour la version `1.0` de l'extension `foo`). Par défaut, les fichiers de

script sont eux-aussi situés dans le répertoire `SHAREDIR/extension`. Le fichier de contrôle peut toutefois spécifier un répertoire différent pour chaque fichier de script.

Le format du fichier de contrôle d'une extension est le même que pour le fichier `postgresql.conf`, à savoir une liste d'affectation *`nom_paramètre`* = *`valeur`* avec un maximum d'une affectation par ligne. Les lignes vides et les commentaires introduits par # sont eux-aussi autorisés. Prenez garde à placer entre guillemets les valeurs qui ne sont ni des nombres ni des mots isolés.

Un fichier de contrôle peut définir les paramètres suivants :

`directory` (`string`)

Le répertoire qui inclut les scripts SQL de l'extension. Si un chemin relatif est spécifié, le sous-répertoire `SHAREDIR` du répertoire d'installation sera choisi comme base. Le comportement par défaut de ce paramètre revient à le définir tel que `directory = 'extension'`.

`default_version` (`string`)

La version par défaut de l'extension, qui sera installée si aucune version n'est spécifiée avec la commande `CREATE EXTENSION`. Ainsi, bien que ce paramètre puisse ne pas être précisé, il reste recommandé de le définir pour éviter que la commande `CREATE EXTENSION` ne provoque une erreur en l'absence de l'option `VERSION`.

`comment` (`string`)

Un commentaire de type chaîne de caractère au sujet de l'extension. Le commentaire est appliqué à la création de l'extension, mais pas pendant les mises à jour de cette extension (car cela pourrait écraser des commentaires ajoutés par l'utilisateur). Une alternative consiste à utiliser la commande COMMENT dans le script de l'extension.

`encoding` (`string`)

L'encodage des caractères utilisé par les fichiers de script. Ce paramètre doit être spécifié si les fichiers de script contiennent des caractères non ASCII. Le comportement par défaut en l'absence de ce paramètre consiste à utiliser l'encodage de la base de donnée.

`module_pathname` (`string`)

La valeur de ce paramètre sera utilisée pour toute référence à `MODULE_PATHNAME` dans les fichiers de script. Si ce paramètre n'est pas défini, la substitution ne sera pas effectuée. La valeur `$libdir/`*`nom_de_bibliothèque`* lui est usuellement attribuée et dans ce cas, `MODULE_PATHNAME` est utilisé dans la commande `CREATE FUNCTION` concernant les fonctions en langage C, de manière à ne pas mentionner « en dur » le nom de la bibliothèque partagée.

`requires` (`string`)

Une liste de noms d'extension dont dépend cette extension, comme par exemple `requires = 'foo, bar'`. Ces extensions doivent être installées avant que l'extension puisse être installée.

`superuser` (`boolean`)

Si ce paramètre est à `true` (il s'agit de la valeur par défaut), seuls les superutilisateurs pourront créer cet extension ou la mettre à jour. Si ce paramètre est à `false`, seuls les droits nécessaires seront requis pour installer ou mettre à jour l'extension.

`relocatable` (`boolean`)

Une extension est dite « déplaçable » (*relocatable*) s'il est possible de déplacer les objets qu'elle contient dans un schéma différent de celui attribué initialement par l'extension. La valeur par

défaut est à `false`, ce qui signifie que l'extension n'est pas déplaçable. Voir Section 38.16.2 pour des informations complémentaires.

`schema` (`string`)

Ce paramètre ne peut être spécifié que pour les extensions non déplaçables. Il permet de forcer l'extension à charger ses objets dans le schéma spécifié et aucun autre. Le paramètre `schema` est uniquement consulté lors de la création initiale de l'extension, pas pendant ses mises à jour. Voir Section 38.16.2 pour plus d'informations.

En complément au fichier de contrôle *`extension`*`.control`, une extension peut disposer de fichiers de contrôle secondaires pour chaque version dont le nommage correspond à *`extension`*`--`*`version`*`.control`. Ces fichiers doivent se trouver dans le répertoire des fichiers de script de l'extension. Les fichiers de contrôle secondaires suivent le même format que le fichier de contrôle principal. Tout paramètre spécifié dans un fichier de contrôle secondaire surcharge la valeur spécifiée dans le fichier de contrôle principal concernant les installations ou mises à jour à la version considérée. Cependant, il n'est pas possible de spécifier les paramètres `directory` et `default_version` dans un fichier de contrôle secondaire.

Un fichier de script SQL d'une extension peut contenir toute commande SQL, à l'exception des commandes de contrôle de transaction (`BEGIN`, `COMMIT`, etc), et des commandes qui ne peuvent être exécutées au sein d'un bloc transactionnel (comme la commande `VACUUM`). Cette contrainte est liée au fait que les fichiers de script sont implicitement exécutés dans une transaction.

Les scripts SQL d'une extension peuvent aussi contenir des lignes commençant par `\echo`, qui seront ignorées (traitées comme des commentaires) par le mécanisme d'extension. Ceci est souvent utilisé pour renvoyer une erreur si le script est passé à psql plutôt qu'exécuter par `CREATE EXTENSION` (voir un script d'exemple dans Section 38.16.7). Sans cela, les utilisateurs pourraient charger accidentellement le contenu de l'extension sous la forme d'objets « autonomes » plutôt que faisant partie d'une extension, ce qui est assez pénible à corriger.

Bien que les fichiers de script puissent contenir n'importe quel caractère autorisé par l'encodage spécifié, les fichiers de contrôle ne peuvent contenir que des caractères ASCII non formatés. En effet, PostgreSQL ne peut pas déterminer l'encodage utilisé par les fichiers de contrôle. Dans la pratique, cela ne pose problème que dans le cas où vous voudriez utiliser des caractères non ASCII dans le commentaire de l'extension. Dans ce cas de figure, il est recommandé de ne pas utiliser le paramètre `comment` du fichier de contrôle pour définir ce commentaire, mais plutôt la commande `COMMENT ON EXTENSION` dans un fichier de script.

38.16.2. Possibilités concernant le déplacement des extensions

Les utilisateurs souhaitent souvent charger les objets d'une extension dans un schéma différent de celui imposé par l'auteur. Trois niveaux de déplacement sont supportés :

- Une extension supportant complétement le déplacement peut être déplacé dans un autre schéma à tout moment, y compris après son chargement dans une base de donnée. Initialement, tous les objets de l'extension installée appartiennent à un premier schéma (excepté les objets qui n'appartiennent à aucun schéma comme les langages procéduraux). L'opération de déplacement peut alors être réalisée avec la commande `ALTER EXTENSION SET SCHEMA`, qui renomme automatiquement tous les objets de l'extension pour être intégrés dans le nouveau schéma. Le déplacement ne sera toutefois fonctionnel que si l'extension ne contient aucune référence de l'appartenance d'un de ses objets à un schéma. Dans ce cadre, il est alors possible de spécifier qu'une extension supporte complétement le déplacement en initialisant `relocatable = true` dans son fichier de contrôle.

- Une extension peut être déplaçable durant l'installation et ne plus l'être par la suite. Un exemple courant est celui du fichier de script de l'extension qui doit référencer un schéma cible de manière explicite pour des fonctions SQL, par exemple en définissant la propriété `search_path`. Pour de telles extensions, il faut définir `relocatable = false` dans son fichier de contrôle, et utiliser

`@extschema@` pour référencer le schéma cible dans le fichier de script. Toutes les occurences de cette chaîne dans le fichier de script seront remplacées par le nom du schéma choisi avant son exécution. Le nom du schéma choisi peut être fixé par l'option `SCHEMA` de la commande `CREATE EXTENSION`.

- Si l'extension ne permet pas du tout le déplacement, il faut définir `relocatable = false` dans le fichier de contrôle, mais aussi définir `schema` comme étant le nom du schéma cible. Cette précaution permettra d'empêcher l'usage de l'option `SCHEMA` de la commande `CREATE EXTENSION`, à moins que cette option ne référence la même valeur que celle spécifiée dans le fichier de contrôle. Ce choix est à priori nécessaire si l'extension contient des références à des noms de schéma qui ne peuvent être remplacés par `@extschema@`. À noter que même si son usage reste relativement limité dans ce cas de figure puisque le nom du schéma est alors fixé dans le fichier de contrôle, le mécanisme de substitution de `@extschema@` reste toujours opérationnel.

Dans tous les cas, le fichier de script sera exécuté avec comme valeur de search_path le schéma cible. Cela signifie que la commande `CREATE EXTENSION` réalisera l'équivalent de la commande suivante :

```
SET LOCAL search_path TO @extschema@, pg_temp;
```

Cela permettra aux objets du fichier de script d'être créés dans le schéma cible. Le fichier de script peut toutefois modifier la valeur de `search_path` si nécessaire, mais cela n'est généralement pas le comportement souhaité. La variable `search_path` retrouvera sa valeur initiale à la fin de l'exécution de la commande `CREATE EXTENSION`.

Le schéma cible est déterminé par le paramètre `schema` dans le fichier de contrôle s'il est précisé, sinon par l'option `SCHEMA` de la commande `CREATE EXTENSION` si elle est spécifiée, sinon par le schéma de création par défaut actuel (le premier rencontré en suivant le chemin de recherche `search_path` de l'appelant). Quand le paramètre `schema` du fichier de contrôle est utilisé, le schéma cible sera créé s'il n'existe pas encore. Dans les autres cas, il devra exister au préalable.

Si des extensions requises sont définies par `requires` dans le fichier de contrôle, leur schéma cible est ajouté à la valeur initiale de `search_path`, d'après le schéma cible de la nouvelle extension. Cela permet à leurs objets d'être visibles dans le fichier de script de l'extension installée.

Pour des raisons de sécurité, `pg_temp` est ajouté automatiquement à la fin de `search_path` dans tous les cas.

Une extension peut contenir des objets répartis dans plusieurs schémas. Il est alors conseillé de regrouper dans un unique schéma l'ensemble des objets destinés à un usage externe à l'extension, qui sera alors le schéma cible de l'extension. Une telle organisation est compatible avec la définition par défaut de `search_path` pour la création d'extensions qui en seront dépendantes.

38.16.3. Tables de configuration des extensions

Certaines extensions incluent des tables de configuration, contenant des données qui peuvent être ajoutées ou changées par l'utilisateur après l'installation de l'extension. Normalement, si la table fait partie de l'extension, ni la définition de la table, ni son contenu ne sera sauvegardé par pg_dump. Mais ce comportement n'est pas celui attendu pour une table de configuration. Les données modifiées par un utilisateur nécessitent d'être sauvegardées, ou l'extension aura un comportement différent après rechargement.

Pour résoudre ce problème, un fichier de script d'extension peut marquer une table ou une séquence comme étant une relation de configuration, ce qui indiquera à pg_dump d'inclure le contenu de la table ou de la séquence (et non sa définition) dans la sauvegarde. Pour cela, il s'agit d'appeler la fonction `pg_extension_config_dump(regclass, text)` après avoir créé la table ou la séquence, par exemple

```
CREATE TABLE my_config (key text, value text);
CREATE SEQUENCE my_config_seq;

SELECT pg_catalog.pg_extension_config_dump('my_config', '');
SELECT pg_catalog.pg_extension_config_dump('my_config_seq', '');
```

Cette fonction permet de marquer autant de tables ou de séquences que nécessaire. Les séquences associées avec des colonnes de type `serial` ou `bigserial` peuvent être marquées ainsi.

Si le second argument de `pg_extension_config_dump` est une chaîne vide, le contenu entier de la table sera sauvegardé par l'application pg_dump. Cela n'est correct que si la table était initialement vide après l'installation du script. Si un mélange de données initiales et de données ajoutées par l'utilisateur est présent dans la table, le second argument de `pg_extension_config_dump` permet de spécifier une condition `WHERE` qui sélectionne les données à sauvegarder. Par exemple, vous pourriez faire

```
CREATE TABLE my_config (key text, value text, standard_entry
 boolean);

SELECT pg_catalog.pg_extension_config_dump('my_config', 'WHERE NOT
 standard_entry');
```

et vous assurer que la valeur de `standard_entry` soit true uniquement lorsque les lignes ont été créées par le script de l'extension.

Pour les séquences, le deuxième argument de `pg_extension_config_dump` n'a pas d'effet.

Des situations plus compliquées, comme des données initiales qui peuvent être modifiées par l'utilisateur, peuvent être prises en charge en créant des triggers sur la table de configuration pour s'assurer que les lignes ont été marquées correctement.

Vous pouvez modifier la condition du filtre associé avec une table de configuration en appelant de nouveau `pg_extension_config_dump`. (Ceci serait typiquement utile dans un script de mise à jour d'extension.) La seule façon de marquer une table est de la dissocier de l'extension avec la commande `ALTER EXTENSION ... DROP TABLE`.

Notez que les relations de clés étrangères entre ces tables dicteront l'ordre dans lequel les tables seront sauvegardées par pg_dump. Plus spécifiquement, pg_dump tentera de sauvegarder en premier la table référencé, puis la table référante. Comme les relations de clés étrangères sont configurées lors du CREATE EXTENSION (avant que les données ne soient chargées dans les tables), les dépendances circulaires ne sont pas gérées. Quand des dépendances circulaires existent, les données seront toujours sauvegardées mais ne seront pas restaurables directement. Une intervention de l'utilisateur sera nécessaire.

Les séquences associées avec des colonnes de type `serial` ou `bigserial` doivent être directement marquées pour sauvegarder leur état. Marquer la relation parent n'est pas suffisant pour ça.

38.16.4. Mise à jour d'extension

Un des avantages du mécanisme d'extension est de proposer un moyen simple de gérer la mise à jour des commandes SQL qui définissent les objets de l'extension. Cela est rendu possible par l'association d'un nom ou d'un numéro de version à chaque nouvelle version du script d'installation de l'extension. En complément, si vous voulez qu'un utilisateur soit capable de mettre à jour sa base de données dynamiquement d'une version à une autre, vous pouvez fournir *des scripts de mise à jour* qui feront les modifications nécessaires. Les scripts de mise à jour ont un nom qui correspond

au format *extension--ancienne_version--nouvelle_version*.sql (par exemple, foo--1.0--1.1.sql contient les commandes pour modifier la version 1.0 de l'extension foo en la version 1.1).

En admettant qu'un tel script de mise à jour soit disponible, la commande ALTER EXTENSION UPDATE mettra à jour une extension installée vers la nouvelle version spécifiée. Le script de mise à jour est exécuté dans le même environnement que celui que la commande CREATE EXTENSION fournit pour l'installation de scripts : en particulier, la variable search_path est définie de la même façon et tout nouvel objet créé par le script est automatiquement ajouté à l'extension. De plus, si le script choisit de supprimer des objets membres de l'extension, ils sont automatiquement dissociés de l'extension.

Si une extension a un fichier de contrôle secondaire, les paramètres de contrôle qui sont utilisés par un script de mise à jour sont ceux définis par le script de la version cible.

Le mécanisme de mise à jour peut être utilisé pour résoudre un cas particulier important : convertir une collection éparse d'objets en une extension. Avant que le mécanisme d'extension ne soit introduit à PostgreSQL (dans la version 9.1), de nombreuses personnes écrivaient des modules d'extension qui créaient simplement un assortiment d'objets non empaquetés. Etant donné une base de donnée existante contenant de tels objets, comment convertir ces objets en des extensions proprement empaquetées ? Les supprimer puis exécuter la commande CREATE EXTENSION est une première méthode, mais elle n'est pas envisageable lorsque les objets ont des dépendances (par exemple, s'il y a des colonnes de table dont le type de données appartient à une extension). Le moyen proposé pour résoudre ce problème est de créer une extension vide, d'utiliser la commande ALTER EXTENSION ADD pour lier chaque objet pré-existant à l'extension, et finalement créer les nouveaux objets présents dans la nouvelle extension mais absents de celle non empaquetée. La commande CREATE EXTENSION prend en charge cette fonction avec son option FROM *old_version*, qui permet de ne pas charger le script d'installation par défaut pour la version ciblée, mais celui nommé *extension--old_version--target_version*.sql. Le choix de la valeur de *old_version* relève de la responsabilité de l'auteur de l'extension, même si unpackaged est souvent rencontré. Il est aussi possible de multiplier les valeurs de *old_version* pour prendre en compte une mise à jour depuis différentes anciennes versions.

La commande ALTER EXTENSION peut exécuter des mises à jour en séquence pour réussir une mise à jour. Par exemple, si seuls les fichiers foo--1.0--1.1.sql et foo--1.1--2.0.sql sont disponibles, la commande ALTER EXTENSION les exécutera séquentiellement si une mise à jour vers la version 2.0 est demandée alors que la version 1.0 est installée.

PostgreSQL ne suppose rien au sujet des noms de version. Par exemple, il ne sait pas si 1.1 suit 1.0. Il effectue juste une correspondance entre les noms de version et suit un chemin qui nécessite d'appliquer le moins de fichier de script possible. Un nom de version peut en réalité être toute chaîne qui ne contiendrait pas -- ou qui ne commencerait ou ne finirait pas par -.

Il peut parfois être utile de fournir des scripts de retour en arrière, comme par exemple foo--1.1--1.0.sql pour autoriser d'inverser les modifications effectuées par la mise à jour en version 1.1. Si vous procédez ainsi, ayez conscience de la possibilité laissée à PostgreSQL d'exécuter un tel script de retour en arrière s'il permet d'atteindre la version cible d'une mise à jour en un nombre réduit d'étapes. La cause du risque se trouve dans les scripts de mise à jour optimisés permettant de passer plusieurs versions en un seul script. La longueur du chemin commençant par un retour en arrière suivi d'un script optimisé pourrait être inférieure à la longueur du chemin qui monterait de version une par une. Si le script de retour en arrière supprime un objet irremplaçable, les conséquences pourraient en être facheuses.

Pour vérifier que vous ne serez pas confronté à des chemins de mise à jour inattendus, utilisez cette commande :

```
SELECT * FROM pg_extension_update_paths('extension_name');
```

Cette commande permet d'afficher chaque paire de noms de version connues pour l'extension spécifiée, ainsi que le chemin de mise à jour qui serait suivi depuis la version de départ jusque la version cible, ou la valeur `NULL` si aucun chemin valable n'est disponible. Le chemin est affiché sous une forme textuelle avec des séparateurs `--`. Vous pouvez utiliser `regexp_split_to_array(path,'--')` si vous préférez le format tableau.

38.16.5. Installer des extensions en utilisant des scripts de mise à jour

Une extension qui a existé un certain temps existera probabement dans plusieurs version, pour lesquelles l'auteur devra écrire des scripts de mise à jour. Par exemple, si vous avez sorti une extension `foo` dans les versions `1.0`, `1.1`, et `1.2`, il devrait exister les scripts de mise à jour `foo--1.0--1.1.sql` et `foo--1.1--1.2.sql`. Avant PostgreSQL 10, il était nécessaire de créer également de nouveaux fichiers de scripts `foo--1.1.sql` et `foo--1.2.sql` qui construisent directement les nouvelles versions de l'extension, ou sinon les nouvelles version ne pourraient pas être installées directement, mais uniquement en installant `1.0` puis en effectuant les mises à jour. C'était fastidieux et source de doublons, mais c'est maintenant inutile car `CREATE EXTENSION` peut suivre les chaînes de mise à jour automatiquement. Par exemple, si seuls les fichiers de script `foo--1.0.sql`, `foo--1.0--1.1.sql`, et `foo--1.1--1.2.sql` sont disponibles, alors une demande d'installation de la version `1.2` pourra être effectuée en lançant ces trois scripts les uns à la suite des autres. Le traitement est le même que si vous aviez d'abord installé `1.0` puis mis à jour vers `1.2`. (Comme pour `ALTER EXTENSION UPDATE`, si de multiples chemins sont disponibles alors le plus court sera choisi.) Arranger les fichiers de script d'une extension de cette façon peut réduire la quantité nécessaire d'effort de maintenance à fournir pour produires de petites mises à jour.

Si vous utilisez des fichiers de contrôle secondaires (spécifique à la version) avec une extension maintenant de cette façon, gardez à l'esprit que chaque version nécessite un fichier de contrôle même s'il n'y a pas de script d'installation spécifique pour cette version, car ce fichier de contrôle déterminera comment une mise à jour implicite vers cette version est effectuée. Par exemple, si `foo--1.0.control` spécifie `requires = 'bar'` mais que l'autre fichier de contrôle de `foo` ne le spécifie pas, la dépendance sur l'extension `bar` sera supprimée lors de la mise à jour de `1.0` vers une autre version.

38.16.6. Considérations de sécurité pour les extensions

Les extensions largement distribuées devraient assumer peu sur la base qu'elles occupent. De ce fait, il est adéquat d'écrire des fonctions fournies par une extension dans un style sécurisé qui ne peut pas être compromis par des attaques basées sur le search_path.

Une extension qui dispose de la propriété `superuser` configurée à true doit aussi considérer les risques de sécurité pour les actions effectuées par ses scripts d'installation et de mise à jour. Il n'est pas particulièrement compliqué pour un utilisateur mal intentionné de créer des objets chevaux de Troie qui compromettront une exécution ultérieure d'un script d'extension mal écrit, permettant à son utilisateur de gagner les droits d'un superutilisateur.

Des conseils sur l'écriture de fonctions sécurisées sont donnés dans Section 38.16.6.1 ci-dessous, et d'autres conseils, sur l'écriture de scripts d'installation sécurisés, sont donnés dans Section 38.16.6.2.

38.16.6.1. Considérations de sécurité pour les fonctions d'extensions

Les fonctions en langage SQL et PL fournies par les extensions peuvent être l'objet d'attaques basées sur le search_path quand elles sont exécutées car l'analyse de ces fonctions survient lors de leur exécution et non pas lors de leur création.

La page de référence de CREATE FUNCTION contient des conseils sur la bonne écriture de fonctions SECURITY DEFINER. Il est conseillé d'appliquer ces techniques pour toute fonction fournie par une extension car la fonction pourrait être appelée par un utilisateur avec des droits importants.

Si vous ne pouvez pas configurer le search_path pour contenir seulement les schémas sécurisés, supposez que chaque nom non qualifié pourrait désigner un objet défini par un utilisateur mal intentionné. Faites attention aux requêtes qui pourraient dépendre implicitement d'un search_path ; par exemple, IN et CASE *expression* WHEN sélectionnent toujours un opérateur utilisant le chemin de recherche. À la place, utilisez OPERATOR(*schema*.=) ANY et CASE WHEN *expression*.

Une extension standard ne devrait généralement pas supposer qu'elle a été installée dans un schéma sécurisé, ce qui signifie que même les références à ses propres objets en qualifiant leur nom de celui du schéma ne sont pas entièrement sans risque. Par exemple, si l'extension a défini une fonction monschema.mafonction(bigint), alors un appel tel que monschema.mafonction(42) pourrait être capturée par une fonction hostile monschema.mafonction(integer). Faites attention que les types de données de la fonction et les paramètres de l'opérateur correspondent exactement aux types d'argument déclarés, en utilisant des conversions explicites si nécessaire.

38.16.6.2. Considérations de sécurité pour les scripts d'extension

Un script d'installation ou de mise à jour d'extension devrait être écrit pour se garder contre les attaques se basant sur le schéma, survenant lors de l'exécution du script. Si la référence d'un objet dans le script peut se faire en résolvant un autre objet que celui voulu par l'auteur de script, une compromission peut survenir immédiatement ou ultérieurement quand l'object mal défini est utilisé.

Les commandes DDL telles que CREATE FUNCTION et CREATE OPERATOR CLASS sont généralement sécurisées, mais il convient de faire attention à toute commande ayant une expression standard comme composant. Par exemple, CREATE VIEW nécessite d'être validé, comme une expression DEFAULT dans CREATE FUNCTION.

Quelque fois, un script d'extension peut avoir besoin d'exécuter un SQL, par exemple pour réaliser des ajustements sur le catalogue qui ne seraient pas possibles via une DDL. Faites bien attention d'exécuter de telles commandes avec un search_path sécurisé ; ne faites *pas* confiance au chemin fourni par CREATE/ALTER EXTENSION comme étant sécurisé. Une meilleure approche est de configurer temporairement search_path à 'pg_catalog, pg_temp' et d'insérer explicitement des références au schéma d'installation de l'expression si nécessaire. (Cette pratique peut être utile pour créer des vues.) Des exemples sont disponibles dans les modules contrib de la distribution des sources de PostgreSQL.

Les références entre extensions sont très difficiles à sécuriser complètement, en partie à cause de l'incertitude sur le schéma d'installation de l'autre extension. Ce risque est réduit si les deux extensions sont installées dans le même schéma parce que, dans ce cas, un objet hostile ne peut pas être placé avant l'extension référencée dans le search_path d'installation. Néanmoins, aucun mécanisme n'existe actuellement pour forcer cela.

38.16.7. Exemples d'extensions

Ci-après, un exemple complet d'une extension écrite uniquement en SQL, un type composite de deux éléments qui peut stocker n'importe quelle valeur dans chaque emplacement, qui sont nommés « k » et « v ». Les valeurs non textuelles sont automatiquement changées en texte avant stockage.

Le fichier de script pair--1.0.sql ressemble à ceci:

```
-- se plaint si le script est exécuté directement dans psql, plutôt
 que via CREATE EXTENSION
\echo Use "CREATE EXTENSION pair" to load this file. \quit
```

```
CREATE TYPE pair AS ( k text, v text );

CREATE pair(text, text)
RETURNS pair LANGUAGE SQL AS 'SELECT ROW($1,
 $2)::@extschema@.pair;';

CREATE OPERATOR ~> (LEFTARG = text, RIGHTARG = text, FUNCTION =
 pair);

-- "SET search_path" is easy to get right, but qualified names
 perform better.
CREATE FUNCTION lower(pair)
RETURNS pair LANGUAGE SQL
AS 'SELECT ROW(lower($1.k), lower($1.v))::@extschema@.pair;'
SET search_path = pg_temp;

CREATE FUNCTION pair_concat(pair, pair)
RETURNS pair LANGUAGE SQL
AS 'SELECT ROW($1.k OPERATOR(pg_catalog.||) $2.k,
              $1.v OPERATOR(pg_catalog.||)
 $2.v)::@extschema@.pair;';
```

Le fichier de contrôle `pair.control` ressemble à ceci:

```
# extension pair
comment = 'Un type de donnees representant un couple clef/valeur'
default_version = '1.0'
# n'est pas déplaçable à cause de l'utilisation de @extschema@
relocatable = false
```

Si vous avez besoin d'un fichier d'installation pour installer ces deux fichiers dans le bon répertoire, vous pouvez utiliser le fichier `Makefile` qui suit :

```
EXTENSION = pair
DATA = pair--1.0.sql

PG_CONFIG = pg_config
PGXS := $(shell $(PG_CONFIG) --pgxs)
include $(PGXS)
```

Ce fichier d'installation s'appuye sur PGXS, qui est décrit dans Section 38.17. La commande `make install` va installer les fichiers de contrôle et de script dans le répertoire adéquat tel qu'indiqué par pg_config.

Une fois les fichiers installés, utilisez la commande CREATE EXTENSION pour charger les objets dans une base de donnée.

38.17. Outils de construction d'extension

Si vous comptez distribuer vos propres modules d'extension PostgreSQL, la mise en œuvre d'un système de construction multiplateforme sera réellement difficile. Cependant, PostgreSQL met à disposition des outils pour construire des extensions, appelés PGXS, permettant à de simples

extensions d'être construites sur un serveur déjà installé. PGXS est principalement destiné aux extensions qui incluent du code C, bien qu'il puisse être utilisé aussi pour des extensions composées exclusivement de code SQL. PGXS n'a pas toutefois été conçu pour être un framework de construction universel qui pourrait construire tout logiciel s'interfaçant avec PostgreSQL. Il automatise simplement des règles de construction communes pour des extensions simples. Pour des paquetages plus complexes, vous aurez toujours besoin d'écrire vos propres systèmes de construction.

Pour utiliser le système PGXS pour votre extension, vous devez écrire un simple makefile. Dans ce makefile, vous devez définir plusieurs variables et inclure le makefile de PGXS. Voici un exemple qui construit une extension nommée `isbn_issn`, qui consiste en une bibliothèque qui contient du code C, un fichier de contrôle d'extension, un script SQL, un fichier d'en-tête (seulement nécessaire si les autres modules pourraient avoir besoin d'accéder aux fonctions de l'extension sans passer par le SQL) et une documentation texte :

```
MODULES = isbn_issn
EXTENSION = isbn_issn
DATA = isbn_issn--1.0.sql
DOCS = README.isbn_issn
HEADERS_isbn_issn = isbn_issn.h

PG_CONFIG = pg_config
PGXS := $(shell $(PG_CONFIG) --pgxs)
include $(PGXS)
```

Les trois dernières lignes devraient toujours être les mêmes. En début de fichier, vous pouvez assigner des variables ou ajouter des règles make personnalisées.

Définissez une de ces trois variables pour spécifier ce qui est construit :

`MODULES`

liste des bibliothèques à construire depuis les fichiers sources communs (ne pas inclure les suffixes de bibliothèques dans la liste)

`MODULE_big`

Une bibliothèque à construire depuis plusieurs fichiers source (listez les fichiers objets dans la variable `OBJS`).

`PROGRAM`

Un programme exécutable à construire (listez les fichiers objet dans la variable `OBJS`).

Les variables suivantes peuvent aussi être définies :

`EXTENSION`

Nom(s) de l'extension ; pour chaque nom, vous devez fournir un fichier *`extension`*`.control`, qui sera installé dans le répertoire *`prefix`*`/share/extension`

`MODULEDIR`

Sous-répertoire de *`prefix`*`/share` dans lequel les fichiers DATA et DOCS seront installés (s'il n'est pas défini, la valeur par défaut est `extension` si `EXTENSION` est défini et `contrib` dans le cas contraire)

`DATA`

Fichiers divers à installer dans *`prefix`*`/share/$MODULEDIR`

`DATA_built`

Fichiers divers à installer dans *`prefix`*`/share/$MODULEDIR`, qui nécessitent d'être construit au préalable

`DATA_TSEARCH`

Fichiers divers à installer dans *`prefix`*`/share/tsearch_data`

`DOCS`

Fichiers divers à installer dans *`prefix`*`/doc/$MODULEDIR`

`HEADERS_built`

Fichiers pour (en option construire et) installer sous *`prefix`*`/include/server/$MODULEDIR/$MODULE_big`.

Contrairement à `DATA_built`, les fichiers dans `HEADERS_built` ne sont pas supprimés par la cible `clean` ; si vous voulez les supprimer, ajoutez les aussi à `EXTRA_CLEAN` ou ajoutez vos propres règles pour le faire.

`HEADERS_built_$MODULE`

fichiers à installer (après la construction si indiqué) sous *`prefix`*`/include/server/$MODULEDIR/$MODULE`, où `$MODULE` doit être un nom de module utilisé dans `MODULES` ou `MODULE_big`.

Contrairement à `DATA_built`, les fichiers dans `HEADERS_built_$MODULE` ne sont pas supprimées par la cible `clean` ; si vous voulez les supprimer, ajoutez les aussi à `EXTRA_CLEAN` ou ajoutez vos propres règles pour le faire.

Il est autorisé d'utiliser les deux variables pour le même module ou toute combinaison, sauf si vous avez deux noms de module dans la liste `MODULES` qui diffèrent seulement par la présence d'un préfixe `built_`, qui causerait une ambiguité. Dans ce cas (peu) probable, vous devez utiliser seulement les variables `HEADERS_built_$MODULE`.

`SCRIPTS`

Fichiers de scripts (non binaires) à installer dans *`prefix`*`/bin`

`SCRIPTS_built`

Fichiers de script (non binaires) à installer dans *`prefix`*`/bin`, qui nécessitent d'être construit au préalable.

`REGRESS`

Liste de tests de regression (sans suffixe), voir plus bas

`REGRESS_OPTS`

Options supplémentaires à passer à pg_regress

`NO_INSTALLCHECK`

Ne pas définir de cible `installcheck`, utile par exemple si les tests nécessitent une configuration spéciale, ou n'utilisent pas pg_regress

`EXTRA_CLEAN`

Fichiers supplémentaire à supprimer par la commande `make clean`

`PG_CPPFLAGS`

Sera ajouté au début de `CPPFLAGS`

`PG_CFLAGS`

Sera ajouté à `CFLAGS`

`PG_CXXFLAGS`

Sera ajouté à `CXXFLAGS`

`PG_LDFLAGS`

Sera ajouté au début de `LDFLAGS`

`PG_LIBS`

Sera ajouté à la ligne d'édition de lien de `PROGRAM`

`SHLIB_LINK`

Sera ajouté à la ligne d'édition de lien de `MODULE_big`

`PG_CONFIG`

Chemin vers le programme pg_config de l'installation de PostgreSQL pour laquelle construire la bibliothèque ou le binaire (l'utilisation de `pg_config` seul permet d'utiliser le premier accessible par votre `PATH`)

Placez ce fichier de construction comme `Makefile` dans le répertoire qui contient votre extension. Puis vous pouvez exécuter la commande `make` pour compiler, et ensuite `make install` pour déployer le module. Par défaut, l'extension est compilée et installée pour l'installation de PostgreSQL qui correspond au premier programme `pg_config` trouvé dans votre `PATH`. Vous pouvez utiliser une installation différente en définissant `PG_CONFIG` pour pointer sur le programme `pg_config` de votre choix, soit dans le fichier makefile, soit à partir de la ligne de commande de la commande `make`.

Vous pouvez aussi exécuter `make` dans un répertoire en dehors de l'arborescence des sources de votre extension, notamment si vous voulez séparer le répertoire de construction. Cette procédure est aussi appelée une construction *VPATH*. Voici comment :

```
mkdir build_dir
cd build_dir
make -f /path/to/extension/source/tree/Makefile
make -f /path/to/extension/source/tree/Makefile install
```

Autrement, vous pouvez configurer un répertoire pour une construction VPATH d'une façon similaire à ce qui est fait pour le code du moteur. Une façon de le faire revient à utiliser le script `config/prep_buildtree`. Une fois que cela est fait, vous pouvez lancer la construction en configurant la variable `VPATH` de `make` ainsi

```
make VPATH=/path/to/extension/source/tree
make VPATH=/path/to/extension/source/tree install
```

Cette procédure peut fonctionner avec une grande variété de disposition de répertoires.

Les scripts listés dans la variable `REGRESS` sont utilisés pour des tests de regression de votre module, qui peut être invoqué par `make installcheck` après avoir effectué `make install`. Pour

que cela fonctionne, vous devez lancer le serveur PostgreSQL préalablement. Les fichiers de script listés dans la variable `REGRESS` doivent apparaître dans le sous-répertoire appelé `sql/` du répertoire de votre extension. Ces fichiers doivent avoir l'extension `.sql`, qui ne doit pas être inclus dans la liste `REGRESS` du makefile. Pour chaque test, il doit aussi y avoir un fichier qui contient les résultats attendus dans un sous-répertoire nommé `expected`, avec le même nom mais l'extension `.out`. La commande `make installcheck` exécute chaque script de test avec psql, et compare la sortie résultante au fichier de résultat correspondant. Toute différence sera écrite dans le fichier `regression.diffs` au format `diff -c`. Notez que l'exécution d'un test qui ne dispose pas des fichiers nécessaires sera rapportée comme une erreur dans le test, donc assurez-vous que tous les fichiers nécessaires soient présents.

> **Astuce**
>
> Le moyen le plus simple de créer les fichiers nécessaires est de créer des fichiers vides, puis d'effectuer un jeu d'essai (qui bien sûr retournera des anomalies). Étudiez les résultats trouvés dans le répertoire `results` et copiez-les dans le répertoire `expected/` s'ils correspondent à ce que vous attendiez du test correspondant.

Chapitre 39. Déclencheurs (triggers)

Ce chapitre fournit des informations générales sur l'écriture des fonctions pour déclencheur. Les fonctions pour déclencheurs peuvent être écrites dans la plupart des langages de procédure disponibles incluant PL/pgSQL (Chapitre 43), PL/Tcl (Chapitre 44), PL/Perl (Chapitre 45) et PL/Python (Chapitre 46). Après avoir lu ce chapitre, vous devriez consulter le chapitre sur votre langage de procédure favori pour découvrir les spécificités de l'écriture de déclencheurs dans ce langage.

Il est aussi possible d'écrire une fonction déclencheur en C, bien que la plupart des gens trouvent plus facile d'utiliser un des langages de procédure. Il est actuellement impossible d'écrire une fonction déclencheur dans le langage de fonction simple SQL.

39.1. Aperçu du comportement des déclencheurs

Un déclencheur spécifie que la base de données doit exécuter automatiquement une fonction donnée chaque fois qu'un certain type d'opération est exécuté. Les fonctions déclencheur peuvent être attachées à une table (partitionnée ou non), une vue ou une table distante.

Sur des tables et tables distantes, les triggers peuvent être définies pour s'exécuter avant ou après une commande `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`, soit une fois par ligne modifiée, soit une fois par expression SQL. Les triggers `UPDATE` peuvent en plus être configurées pour n'être déclenchés que si certaines colonnes sont mentionnées dans la clause `SET` de l'instruction `UPDATE`. Les triggers peuvent aussi se déclencher pour des instructions `TRUNCATE`. Si un événement d'un trigger intervient, la fonction du trigger est appelée au moment approprié pour gérer l'événement.

Des triggers peuvent être définies sur des vues pour exécuter des opérations à la place des commandes `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`. Les triggers `INSTEAD OF` sont déclenchés une fois par ligne devant être modifiée dans la vue. C'est de la responsabilité de la fonction trigger de réaliser les modifications nécessaires pour que les tables de base sous-jacentes d'une vue et, si approprié, de renvoyer la ligne modifiée comme elle apparaîtra dans la vue. Les triggers sur les vues peuvent aussi être définis pour s'exécuter une fois par requête SQL statement, avant ou après des opérations `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`. Néanmoins, de tels triggers sont déclenchés seulement s'il existe aussi un trigger `INSTEAD OF` sur la vue. Dans le cas contraire, toute requête ciblant la vue doit être réécrite en une requête affectant sa (ou ses) table(s) de base. Les triggers déclenchés seront ceux de(s) table(s) de base.

La fonction déclencheur doit être définie avant que le déclencheur lui-même puisse être créé. La fonction déclencheur doit être déclarée comme une fonction ne prenant aucun argument et retournant un type `trigger` (la fonction déclencheur reçoit ses entrées via une structure `TriggerData` passée spécifiquement, et non pas sous la forme d'arguments ordinaires de fonctions).

Une fois qu'une fonction déclencheur est créée, le déclencheur (trigger) est créé avec CREATE TRIGGER. La même fonction déclencheur est utilisable par plusieurs déclencheurs.

PostgreSQL offre des déclencheurs *par ligne* et *par instruction*. Avec un déclencheur mode ligne, la fonction du déclencheur est appelée une fois pour chaque ligne affectée par l'instruction qui a lancé le déclencheur. Au contraire, un déclencheur mode instruction n'est appelé qu'une seule fois lorsqu'une instruction appropriée est exécutée, quelque soit le nombre de lignes affectées par cette instruction. En particulier, une instruction n'affectant aucune ligne résultera toujours en l'exécution de tout déclencheur mode instruction applicable. Ces deux types sont quelque fois appelés respectivement des *déclencheurs niveau ligne* et des *déclencheurs niveau instruction*. Les triggers sur `TRUNCATE` peuvent seulement être définis au niveau instruction, et non pas au niveau ligne.

Les triggers sont aussi classifiées suivant qu'ils se déclenchent avant (*before*), après (*after*) ou à la place (*instead of*) de l'opération. Ils sont référencés respectivement comme des triggers `BEFORE`, `AFTER` et `INSTEAD OF`. Les triggers `BEFORE` au niveau requête se déclenchent avant que la requête ne commence quoi que ce soit alors que les triggers `AFTER` au niveau requête se déclenchent tout à la

fin de la requête. Ces types de triggers peuvent être définis sur les tables, vues et tables externes. Les triggers BEFORE au niveau ligne se déclenchent immédiatement avant l'opération sur une ligne particulière alors que les triggers AFTER au niveau ligne se déclenchent à la fin de la requête (mais avant les triggers AFTER au niveau requête). Ces types de triggers peuvent seulement être définis sur les tables et sur les tables distantes, et non pas sur les vues. Les triggers de niveau ligne BEFORE ne peuvent pas être définis sur des tables partitionnées. Les triggers INSTEAD OF peuvent seulement être définis sur des vues, et seulement au niveau ligne. Ils se déclenchent immédiatement pour chaque ligne de la vue identifiée comme nécessitant une action.

Une instruction qui cible une table parent dans un héritage ou une hiérarchie de partitionnement ne cause pas le déclenchement des tiggers au niveau requête des tables filles affectées. Seuls les triggers au niveau requête de la table parent sont déclenchés. Néanmoins, les triggers niveau ligne de toute table fille affecté seront déclenchés.

Si une commande INSERT contient une clause ON CONFLICT DO UPDATE, il est possible que les effets des déclencheurs niveau ligne BEFORE INSERT et BEFORE UPDATE puissent être tous les deux appliqués de telle sorte que leurs effets soient visibles dans la version finale de la ligne mise à jour, si une colonne EXCLUDED est référencée. Il n'est néanmoins pas nécessaire qu'il soit fait référence à une colonne EXCLUDED pour que les deux types de déclencheurs BEFORE s'exécutent tout de même. La possibilité d'avoir des résultats surprenants devrait être prise en compte quand il existe des déclencheurs niveau ligne BEFORE INSERT et BEFORE UPDATE qui tous les deux modifient la ligne sur le point d'être insérée ou mise à jour (ceci peut être problématique si les modifications sont plus ou moins équivalentes et si elles ne sont pas idempotente). Notez que les déclencheurs UPDATE niveau instruction sont exécutés lorsque la clause ON CONFLICT DO UPDATE est spécifiée, quand bien même aucune ligne ne serait affectée par la commande UPDATE (et même si la commande UPDATE n'est pas exécutée). Une commande INSERT avec une clause ON CONFLICT DO UPDATE exécutera d'abord les déclencheurs niveau instruction BEFORE INSERT, puis les déclencheurs niveau instruction BEFORE UPDATE, suivis par les déclencheurs niveau instruction AFTER UPDATE, puis finalement les déclencheurs niveau instruction AFTER INSERT.

Si un UPDATE sur une table partitionnée implique le déplacement d'une ligne vers une autre partition, il sera réalisé comme un DELETE de la partition originale, suivi d'un INSERT dans la nouvelle partition. Dans ce cas, les triggers BEFORE UPDATE niveau ligne et tous les triggers BEFORE DELETE niveau ligne sont déclenchés sur la partition originale. Puis tous les triggers BEFORE INSERT niveau ligne sont déclenchés sur la partition destination. La possibilité de résultats surprenants doit être considéré quand tous les triggers affectent la ligne déplacée. En ce qui concerne les triggers AFTER ROW, les triggers AFTER DELETE et AFTER INSERT sont appliqués mais les triggers AFTER UPDATE ne le sont pas car UPDATE a été convertis en un DELETE et un INSERT. Quant aux triggers niveau instruction, aucun des triggers DELETE et INSERT ne sont déclenchés, y compris en cas de déplacement de lignes. Seuls les triggers UPDATE définis sur la table cible utilisés dans une instruction UPDATE seront déclenchés.

Les fonctions déclencheurs appelées par des déclencheurs niveau instruction devraient toujours renvoyer NULL. Les fonctions déclencheurs appelées par des déclencheurs niveau ligne peuvent renvoyer une ligne de la table (une valeur de type HeapTuple) vers l'exécuteur appelant, s'ils le veulent. Un déclencheur niveau ligne exécuté avant une opération a les choix suivants :

- Il peut retourner un pointeur NULL pour sauter l'opération pour la ligne courante. Ceci donne comme instruction à l'exécuteur de ne pas exécuter l'opération niveau ligne qui a lancé le déclencheur (l'insertion, la modification ou la suppression d'une ligne particulière de la table).

- Pour les déclencheurs INSERT et UPDATE de niveau ligne uniquement, la valeur de retour devient la ligne qui sera insérée ou remplacera la ligne en cours de mise à jour. Ceci permet à la fonction déclencheur de modifier la ligne en cours d'insertion ou de mise à jour.

Un déclencheur BEFORE niveau ligne qui ne serait pas conçu pour avoir l'un de ces comportements doit prendre garde à retourner la même ligne que celle qui lui a été passée comme nouvelle ligne (c'est-à-dire : pour des déclencheurs INSERT et UPDATE : la nouvelle (NEW) ligne, et pour les déclencheurs DELETE) : l'ancienne (OLD) ligne .

Un trigger INSTEAD OF niveau ligne devrait renvoyer soit NULL pour indiquer qu'il n'a pas modifié de données des tables de base sous-jacentes de la vue, soit la ligne de la vue qui lui a été passé (la ligne NEW pour les opérations INSERT et UPDATE, ou la ligne OLD pour l'opération DELETE). Une valeur de retour différent de NULL est utilisée comme signal indiquant que le trigger a réalisé les modifications de données nécessaires dans la vue. Ceci causera l'incrémentation du nombre de lignes affectées par la commande. Pour les opérations INSERT et UPDATE seulement, le trigger peut modifier la ligne NEW avant de la renvoyer. Ceci modifiera les données renvoyées par INSERT RETURNING ou UPDATE RETURNING, et est utile quand la vue n'affichera pas exactement les données fournies.

La valeur de retour est ignorée pour les déclencheurs niveau ligne lancés après une opération. Ils peuvent donc renvoyer la valeur NULL.

Si plus d'un déclencheur est défini pour le même événement sur la même relation, les déclencheurs seront lancés dans l'ordre alphabétique de leur nom. Dans le cas de déclencheurs BEFORE et INSTEAD OF, la ligne renvoyée par chaque déclencheur, qui a éventuellement été modifiée, devient l'argument du prochain déclencheur. Si un des déclencheurs BEFORE ou INSTEAD OF renvoie un pointeur NULL, l'opération est abandonnée pour cette ligne et les déclencheurs suivants ne sont pas lancés (pour cette ligne).

Une définition de trigger peut aussi spécifier une condition booléenne WHEN qui sera testée pour savoir si le trigger doit bien être déclenché. Dans les triggers de niveau ligne, la condition WHEN peut examiner l'ancienne et la nouvelle valeur des colonnes de la ligne. (les triggers de niveau instruction peuvent aussi avoir des conditions WHEN mais cette fonctionnalité est moins intéressante pour elles). Dans un trigger *avant*, la condition WHEN est évaluée juste avant l'exécution de la fonction, donc l'utilisation de WHEN n'est pas réellement différente du test de la même condition au début de la fonction trigger. Néanmoins, dans un tigger AFTER, la condition WHEN est évaluée juste avant la mise à jour de la ligne et détermine si un événement va déclencher le trigger à la fin de l'instruction. Donc, quand la condition WHEN d'un trigger AFTER ne renvoie pas true, il n'est pas nécessaire de mettre en queue un événement ou de récupérer de nouveau la ligne à la fin de l'instruction. Ceci permet une amélioration conséquente des performances pour les instructions qui modifient un grand nombre de lignes si le trigger a seulement besoin d'être exécuté que sur quelques lignes. Les triggers INSTEAD OF n'acceptent pas les conditions WHEN.

Les déclencheurs BEFORE en mode ligne sont typiquement utilisés pour vérifier ou modifier les données qui seront insérées ou mises à jour. Par exemple, un déclencheur BEFORE pourrait être utilisé pour insérer l'heure actuelle dans une colonne de type timestamp ou pour vérifier que deux éléments d'une ligne sont cohérents. Les déclencheurs AFTER en mode ligne sont pour la plupart utilisés pour propager des mises à jour vers d'autres tables ou pour réaliser des tests de cohérence avec d'autres tables. La raison de cette division du travail est qu'un déclencheur AFTER peut être certain qu'il voit la valeur finale de la ligne alors qu'un déclencheur BEFORE ne l'est pas ; il pourrait exister d'autres déclencheurs BEFORE qui seront exécutés après lui. Si vous n'avez aucune raison spéciale pour le moment du déclenchement, le cas BEFORE est plus efficace car l'information sur l'opération n'a pas besoin d'être sauvegardée jusqu'à la fin du traitement.

Si une fonction déclencheur exécute des commandes SQL, alors ces commandes peuvent lancer à leur tour des déclencheurs. On appelle ceci un déclencheur en cascade. Il n'y a pas de limitation directe du nombre de niveaux de cascade. Il est possible que les cascades causent un appel récursif du même déclencheur ; par exemple, un déclencheur INSERT pourrait exécuter une commande qui insère une ligne supplémentaire dans la même table, entraînant un nouveau lancement du déclencheur INSERT. Il est de la responsabilité du programmeur d'éviter les récursions infinies dans de tels scénarios.

Quand un déclencheur est défini, des arguments peuvent être spécifiés pour lui. L'objectif de l'inclusion d'arguments dans la définition du déclencheur est de permettre à différents déclencheurs ayant des exigences similaires d'appeler la même fonction. Par exemple, il pourrait y avoir une fonction déclencheur généralisée qui prend comme arguments deux noms de colonnes et place l'utilisateur courant dans l'une et un horodatage dans l'autre. Correctement écrit, cette fonction déclencheur serait indépendante de la table particulière sur laquelle il se déclenche. Ainsi, la même fonction pourrait être

utilisée pour des événements INSERT sur n'importe quelle table ayant des colonnes adéquates, pour automatiquement suivre les créations d'enregistrements dans une table de transactions par exemple. Elle pourrait aussi être utilisée pour suivre les dernières mises à jours si elle est définie comme un déclencheur UPDATE.

Chaque langage de programmation supportant les déclencheurs a sa propre méthode pour rendre les données en entrée disponible à la fonction du déclencheur. Cette donnée en entrée inclut le type d'événement du déclencheur (c'est-à-dire INSERT ou UPDATE) ainsi que tous les arguments listés dans CREATE TRIGGER. Pour un déclencheur niveau ligne, la donnée en entrée inclut aussi la ligne NEW pour les déclencheurs INSERT et UPDATE et/ou la ligne OLD pour les déclencheurs UPDATE et DELETE.

Par défaut, les triggers niveau instruction n'ont aucun moyen d'examiner le ou les lignes individuelles modifiées par la requête. Mais un trigger AFTER STATEMENT peut demander que des *tables de transition* soient créées pour rendre disponible les ensembles de lignes affectées au trigger. AFTER ROW peut aussi demander les tables de transactions, pour accéder au changement global dans la table, ainsi qu'au changement de lignes individuelles pour lesquels ils ont été déclenchés. La méthode d'examen des tables de transition dépend là-aussi du langage de programmation utilisé mais l'approche typique est de transformer les tables de transition en tables temporaires en lecture seule pouvant être accédées par des commandes SQL lancées par la fonction trigger.

39.2. Visibilité des modifications des données

Si vous exécutez des commandes SQL dans votre fonction SQL et que ces commandes accèdent à la table pour laquelle vous créez ce déclencheur, alors vous avez besoin de connaître les règles de visibilité des données car elles déterminent si les commandes SQL voient les modifications de données pour lesquelles est exécuté le déclencheur. En bref :

- Les déclencheurs niveau instruction suivent des règles de visibilité simples : aucune des modifications réalisées par une instruction n'est visible aux déclencheurs niveau instruction appelés avant l'instruction alors que toutes les modifications sont visibles aux déclencheurs AFTER niveau instruction.

- Les modifications de données (insertion, mise à jour ou suppression) lançant le déclencheur ne sont naturellement *pas* visibles aux commandes SQL exécutées dans un déclencheur BEFORE en mode ligne parce qu'elles ne sont pas encore survenues.

- Néanmoins, les commandes SQL exécutées par un déclencheur BEFORE en mode ligne *verront* les effets des modifications de données pour les lignes précédemment traitées dans la même commande externe. Ceci requiert une grande attention car l'ordre des événements de modification n'est en général pas prévisible ; une commande SQL affectant plusieurs lignes pourrait visiter les lignes dans n'importe quel ordre.

- De façon similaire, un trigger niveau ligne de type INSTEAD OF verra les effets des modifications de données réalisées par l'exécution des autres triggers INSTEAD OF dans la même commande.

- Quand un déclencheur AFTER en mode ligne est exécuté, toutes les modifications de données réalisées par la commande externe sont déjà terminées et sont visibles par la fonction appelée par le déclencheur.

Si votre fonction trigger est écrite dans un des langages de procédures standard, alors les instructions ci-desus s'appliquent seulement si la fonction est déclarée VOLATILE. Les fonctions déclarées STABLE ou IMMUTABLE ne verront pas les modifications réalisées par la commande appelante dans tous les cas.

Il existe plus d'informations sur les règles de visibilité des données dans la Section 47.5. L'exemple dans la Section 39.4 contient une démonstration de ces règles.

39.3. Écrire des fonctions déclencheurs en C

Cette section décrit les détails de bas niveau de l'interface d'une fonction déclencheur. Ces informations ne sont nécessaires que lors de l'écriture d'une fonction déclencheur en C. Si vous utilisez un langage de plus haut niveau, ces détails sont gérés pour vous. Dans la plupart des cas, vous devez considérer l'utilisation d'un langage de procédure avant d'écrire vos déclencheurs en C. La documentation de chaque langage de procédures explique comment écrire un déclencheur dans ce langage.

Les fonctions déclencheurs doivent utiliser la « version 1 » de l'interface du gestionnaire de fonctions.

Quand une fonction est appelée par le gestionnaire de déclencheur, elle ne reçoit aucun argument classique, mais un pointeur de « contexte » pointant sur une structure `TriggerData`. Les fonctions C peuvent vérifier si elles sont appelées par le gestionnaire de déclencheurs ou pas en exécutant la macro :

```
CALLED_AS_TRIGGER(fcinfo)
```

qui se décompose en :

```
((fcinfo)->context != NULL && IsA((fcinfo)->context, TriggerData))
```

Si elle retourne la valeur vraie, alors il est bon de convertir `fcinfo->context` en type `TriggerData *` et de faire usage de la structure pointée `TriggerData`. La fonction *ne* doit *pas* modifier la structure `TriggerData` ou une donnée quelconque vers laquelle elle pointe.

`struct TriggerData` est définie dans `commands/trigger.h` :

```
typedef struct TriggerData
{
    NodeTag          type;
    TriggerEvent     tg_event;
    Relation         tg_relation;
    HeapTuple        tg_trigtuple;
    HeapTuple        tg_newtuple;
    Trigger         *tg_trigger;
    Buffer           tg_trigtuplebuf;
    Buffer           tg_newtuplebuf;
    Tuplestorestate *tg_oldtable;
    Tuplestorestate *tg_newtable;
} TriggerData;
```

où les membres sont définis comme suit :

`type`

Toujours `T_TriggerData`.

`tg_event`

Décrit l'événement pour lequel la fonction est appelée. Vous pouvez utiliser les macros suivantes pour examiner `tg_event` :

`TRIGGER_FIRED_BEFORE(tg_event)`

Renvoie vrai si le déclencheur est lancé avant l'opération.

`TRIGGER_FIRED_AFTER(tg_event)`

Renvoie vrai si le déclencheur est lancé après l'opération.

`TRIGGER_FIRED_INSTEAD(tg_event)`

Renvoie vrai si le trigger a été lancé à la place de l'opération.

`TRIGGER_FIRED_FOR_ROW(tg_event)`

Renvoie vrai si le déclencheur est lancé pour un événement en mode ligne.

`TRIGGER_FIRED_FOR_STATEMENT(tg_event)`

Renvoie vrai si le déclencheur est lancé pour un événement en mode instruction.

`TRIGGER_FIRED_BY_INSERT(tg_event)`

Retourne vrai si le déclencheur est lancé par une commande `INSERT`.

`TRIGGER_FIRED_BY_UPDATE(tg_event)`

Retourne vrai si le déclencheur est lancé par une commande `UPDATE`.

`TRIGGER_FIRED_BY_DELETE(tg_event)`

Retourne vrai si le déclencheur est lancé par une commande `DELETE`.

`TRIGGER_FIRED_BY_TRUNCATE(tg_event)`

Renvoie true si le trigger a été déclenché par une commande `TRUNCATE`.

`tg_relation`

Un pointeur vers une structure décrivant la relation pour laquelle le déclencheur est lancé. Voir `utils/reltrigger.h` pour les détails de cette structure. Les choses les plus intéressantes sont `tg_relation->rd_att` (descripteur de nuplets de la relation) et `tg_relation->rd_rel->relname` (nom de la relation ; le type n'est pas `char*` mais `NameData` ; utilisez `SPI_getrelname(tg_relation)` pour obtenir un `char*` si vous avez besoin d'une copie du nom).

`tg_trigtuple`

Un pointeur vers la ligne pour laquelle le déclencheur a été lancé. Il s'agit de la ligne étant insérée, mise à jour ou effacée. Si ce déclencheur a été lancé pour une commande `INSERT` ou `DELETE`, c'est cette valeur que la fonction doit retourner si vous ne voulez pas remplacer la ligne par une ligne différente (dans le cas d'un `INSERT`) ou sauter l'opération. Dans le cas de déclencheurs sur tables distantes, les valeurs des colonnes systèmes ne sont pas spécifiées ici.

`tg_newtuple`

Un pointeur vers la nouvelle version de la ligne, si le déclencheur a été lancé pour un `UPDATE` et `NULL` si c'est pour un `INSERT` ou un `DELETE`. C'est ce que la fonction doit retourner si l'événement est un `UPDATE` et que vous ne voulez pas remplacer cette ligne par une ligne différente ou bien sauter l'opération. Dans le cas de déclencheurs sur tables distantes, les valeurs des colonnes systèmes ne sont pas spécifiées ici.

`tg_trigger`

Un pointeur vers une structure de type `Trigger`, définie dans `utils/rel.h` :

```
typedef struct Trigger
{
```

```
    Oid         tgoid;
    char       *tgname;
    Oid         tgfoid;
    int16       tgtype;
    char        tgenabled;
    bool        tgisinternal;
    Oid         tgconstrrelid;
    Oid         tgconstrindid;
    Oid         tgconstraint;
    bool        tgdeferrable;
    bool        tginitdeferred;
    int16       tgnargs;
    int16       tgnattr;
    int16      *tgattr;
    char      **tgargs;
    char       *tgqual;
    char       *tgoldtable;
    char       *tgnewtable;
} Trigger;
```

où `tgname` est le nom du déclencheur, `tgnargs` est le nombre d'arguments dans `tgargs` et `tgargs` est un tableau de pointeurs vers les arguments spécifiés dans l'expression contenant la commande `CREATE TRIGGER`. Les autres membres ne sont destinés qu'à un usage interne.

`tg_trigtuplebuf`

Le tampon contenant `tg_trigtuple` ou `InvalidBuffer` s'il n'existe pas une telle ligne ou si elle n'est pas stockée dans un tampon du disque.

`tg_newtuplebuf`

Le tampon contenant `tg_newtuple` ou `InvalidBuffer` s'il n'existe pas une telle ligne ou si elle n'est pas stockée dans un tampon du disque.

`tg_oldtable`

Un pointeur vers une structure de type `Tuplestorestate` contenant zéro ou plusieurs lignes dans le format spécifié par `tg_relation`, ou un pointeur `NULL` s'il n'y a pas de relation de transition `OLD TABLE`.

`tg_newtable`

Un pointeur vers une structure de type `Tuplestorestate` contenant zéro ou plusieurs lignes dans le format spécifié par `tg_relation`, ou un pointeur `NULL` s'il n'y a pas de relation de transition `NEW TABLE`.

Pour permettre aux requêtes exécutées via SPI de référencer les tables de transition, voir SPI_register_trigger_data.

Une fonction déclencheur doit retourner soit un pointeur `HeapTuple` soit un pointeur `NULL` (*pas* une valeur SQL NULL, donc ne positionnez pas *`isNull`* à true). Faites attention de renvoyer soit un `tg_trigtuple` soit un `tg_newtuple`, comme approprié, si vous ne voulez pas changer la ligne en cours de modification.

39.4. Un exemple complet de trigger

Voici un exemple très simple de fonction déclencheur écrite en C (les exemples de déclencheurs écrits avec différents langages de procédures se trouvent dans la documentation de ceux-ci).

La fonction `trigf` indique le nombre de lignes de la table `ttest` et saute l'opération si la commande tente d'insérer une valeur NULL dans la colonne `x` (ainsi le déclencheur agit comme une contrainte non NULL mais n'annule pas la transaction).

Tout d'abord, la définition des tables :

```
CREATE TABLE ttest (
    x integer
);
```

Voici le code source de la fonction trigger :

```
#include "postgres.h"
#include "fmgr.h"
#include "executor/spi.h"       /* nécessaire pour fonctionner avec
 SPI */
#include "commands/trigger.h"   /* ... les déclencheurs */
#include "utils/rel.h"          /* ... et relations */

PG_MODULE_MAGIC;

PG_FUNCTION_INFO_V1(trigf);

Datum
trigf(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    TriggerData *trigdata = (TriggerData *) fcinfo->context;
    TupleDesc   tupdesc;
    HeapTuple   rettuple;
    char       *when;
    bool        checkNULL = false;
    bool        isNULL;
    int         ret, i;

    /* on s'assure que la fonction est appelée en tant que
 déclencheur */
    if (!CALLED_AS_TRIGGER(fcinfo))
        elog(ERROR, "trigf: not called by trigger manager");

    /* nuplet à retourner à l'exécuteur */
    if (TRIGGER_FIRED_BY_UPDATE(trigdata->tg_event))
        rettuple = trigdata->tg_newtuple;
    else
        rettuple = trigdata->tg_trigtuple;

    /* vérification des valeurs NULL */
    if (!TRIGGER_FIRED_BY_DELETE(trigdata->tg_event)
        && TRIGGER_FIRED_BEFORE(trigdata->tg_event))
        checkNULL = true;

    if (TRIGGER_FIRED_BEFORE(trigdata->tg_event))
        when = "before";
    else
        when = "after ";

    tupdesc = trigdata->tg_relation->rd_att;

    /* connexion au gestionnaire SPI */
```

```
    if ((ret = SPI_connect()) < 0)
        elog(ERROR, "trigf (fired %s): SPI_connect returned %d",
 when, ret);

    /* obtient le nombre de lignes dans la table */
    ret = SPI_exec("SELECT count(*) FROM ttest", 0);

    if (ret < 0)
        elog(ERROR, "trigf (fired %s): SPI_exec returned %d", when,
 ret);

    /* count(*) renvoie int8, prenez garde à bien convertir */
    i = DatumGetInt64(SPI_getbinval(SPI_tuptable->vals[0],
                                    SPI_tuptable->tupdesc,
                                    1,
                                    &isNULL));

    elog (INFO, "trigf (fired %s): there are %d rows in ttest",
 when, i);

    SPI_finish();

    if (checkNULL)
    {
        SPI_getbinval(rettuple, tupdesc, 1, &isNULL);
        if (isNULL)
            rettuple = NULL;
    }

    return PointerGetDatum(rettuple);
}
```

Après avoir compilé le code source (voir Section 38.10.5), déclarez la fonction et les déclencheurs :

```
CREATE FUNCTION trigf() RETURNS trigger
    AS 'nomfichier'
    LANGUAGE C;

CREATE TRIGGER tbefore BEFORE INSERT OR UPDATE OR DELETE ON ttest
    FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION trigf();

CREATE TRIGGER tafter AFTER INSERT OR UPDATE OR DELETE ON ttest
    FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION trigf();
```

À présent, testez le fonctionnement du déclencheur :

```
=> INSERT INTO ttest VALUES (NULL);
INFO:  trigf (fired before): there are 0 rows in ttest
INSERT 0 0

-- Insertion supprimée et déclencheur APRES non exécuté

=> SELECT * FROM ttest;
 x
---
(0 rows)

=> INSERT INTO ttest VALUES (1);
```

```
INFO:  trigf (fired before): there are 0 rows in ttest
INFO:  trigf (fired after ): there are 1 rows in ttest
                                       ^^^^^^^^
                        souvenez-vous de ce que nous avons dit sur
 la visibilité.
INSERT 167793 1
vac=> SELECT * FROM ttest;
 x
---
 1
(1 row)

=> INSERT INTO ttest SELECT x * 2 FROM ttest;
INFO:  trigf (fired before): there are 1 rows in ttest
INFO:  trigf (fired after ): there are 2 rows in ttest
                                       ^^^^^^
                        souvenez-vous de ce que nous avons dit sur
 la visibilité.
INSERT 167794 1
=> SELECT * FROM ttest;
 x
---
 1
 2
(2 rows)

=> UPDATE ttest SET x = NULL WHERE x = 2;
INFO:  trigf (fired before): there are 2 rows in ttest
UPDATE 0
=> UPDATE ttest SET x = 4 WHERE x = 2;
INFO:  trigf (fired before): there are 2 rows in ttest
INFO:  trigf (fired after ): there are 2 rows in ttest
UPDATE 1
vac=> SELECT * FROM ttest;
 x
---
 1
 4
(2 rows)

=> DELETE FROM ttest;
INFO:  trigf (fired before): there are 2 rows in ttest
INFO:  trigf (fired before): there are 1 rows in ttest
INFO:  trigf (fired after ): there are 0 rows in ttest
INFO:  trigf (fired after ): there are 0 rows in ttest
                                       ^^^^^^
                        souvenez-vous de ce que nous avons dit sur
 la visibilité.
DELETE 2
=> SELECT * FROM ttest;
 x
---
(0 rows)
```

Vous trouverez des exemples plus complexes dans `src/test/regress/regress.c` et dans spi.

Chapitre 40. Déclencheurs (triggers) sur événement

Afin d'améliorer le mécanisme des triggers expliqué dans Chapitre 39, PostgreSQL fournit également des triggers sur événement. À la différence des triggers normaux, qui sont attachés à une seule table et ne capturent que des événements DML, les triggers sur événements sont globaux sur une base en particulier et sont capables de capturer tous les événements DDL.

Comme les triggers normaux, les triggers sur événement peuvent être écrits dans n'importe quel langage procédural qui inclut le support des triggers sur événement, ou en C, mais pas en pur SQL.

40.1. Aperçu du fonctionnement des triggers sur événement

Un trigger sur événement se déclenche chaque fois que l'événement qui lui est associé se déclenche sur la base qui lui est définie. Pour le moment, les seuls événements supportés sont `ddl_command_start`, `ddl_command_end`, `table_rewrite` et `sql_drop`. Le support pour des événements additionnels pourrait être ajouté dans des versions ultérieures.

L'événement `ddl_command_start` se déclenche juste avant l'exécution d'une commande `CREATE`, `ALTER`, `DROP`, `SECURITY LABEL`, `COMMENT`, `GRANT` ou `REVOKE`. Aucune vérification n'est effectuée sur l'existence ou non de l'objet avant de déclencher le trigger sur événement. Attention, cet événement ne se déclenche pas pour les commandes DDL visant les objets partagés -- bases de données, rôles, et tablespaces -- ou pour les commandes visant les triggers sur événement eux-même. Le mécanisme de trigger sur événement ne supporte pas ces types d'objets. `ddl_command_start` se déclenche également juste avant l'exécution d'une commande `SELECT INTO`, celle-ci étant l'équivalent de `CREATE TABLE AS`.

L'événement `ddl_command_end` se déclenche juste après l'exécution de ces même ensembles de commandes. Pour obtenir plus de détails sur les opérations DDL qui interviennent, utilisez la fonction renvoyant un ensemble de lignes `pg_event_trigger_ddl_commands()` à partir du code du trigger répondant à l'événement `ddl_command_end` (voir Section 9.28). Notez que le trigger est exécuté après les actions qui sont intervenues (mais avant les validations de transactions), aussi les catalogues systèmes qui peuvent être lus ont déjà été modifiés.

L'événement `sql_drop` se déclenche juste avant le trigger sur événement `ddl_command_end` pour toute opération qui supprime des objets de la base. Pour lister les objets qui ont été supprimés, utilisez la fonction retournant des ensembles d'objets `pg_event_trigger_dropped_objects()` depuis le code du trigger sur événement `sql_drop` (voir Section 9.28). Notez que le trigger est exécuté après que les objets aient été supprimés du catalogue système, il n'est donc plus possible de les examiner.

L'événement `table_rewrite` se déclenche juste avant qu'une table soit modifiée par certaines actions des commandes `ALTER TABLE` et `ALTER TYPE`. Il existe d'autres commandes qui permettent de modifier une table, tel que `CLUSTER` et `VACUUM`, mais l'événement `table_rewrite` n'est pas déclenché pour eux.

Les triggers sur événement (comme les autres fonctions) ne peuvent être exécutés dans une transaction annulée. Ainsi, si une commande DDL échoue avec une erreur, tout trigger `ddl_command_end` associé ne sera pas exécuté. Inversement, si un trigger `ddl_command_start` échoue avec une erreur, aucun autre trigger sur événement ne se déclenchera, et aucune tentative ne sera faite pour exécuter la commande elle-même. De la même façon, si une commande `ddl_command_end` échoue avec une erreur, les effets de la commande DDL seront annulés, comme elles l'auraient été dans n'importe quel autre cas où la transaction qui la contient est annulée.

Pour une liste complète des commandes supportées par le mécanisme des triggers sur événement, voir Section 40.2.

Les triggers sur événement sont créés en utilisant la commande CREATE EVENT TRIGGER. Afin de créer un trigger sur événement, vous devez d'abord créer une fonction avec le type de retour spécial `event_trigger`. Cette fonction n'a pas besoin (et ne devrait pas) retourner de valeur ; le type de retour sert uniquement comme signal pour que la fonction soit appelée comme un trigger sur événement.

Si plus d'un trigger sur événement est défini pour un événement particulier, ils seront déclenchés par ordre alphabétique de leur nom.

Une définition de trigger peut également spécifier une condition `WHEN` pour que, par exemple, un trigger `ddl_command_start` ne soit déclenché que pour des commandes particulières que l'utilisateur souhaite intercepter. Une utilisation typique de tels triggers serait de restreindre la portée des opérations DDL que les utilisateurs peuvent exécuter.

40.2. Matrice de déclenchement des triggers sur événement

Tableau 40.1 liste toutes les commandes pour lesquelles les triggers sur événement sont supportés.

Tableau 40.1. Support des triggers sur événement par commande

Commande	ddl_command_start	ddl_command_end	sql_drop	table_rewrite	Notes
ALTER AGGREGATE	X	X	-	-	
ALTER COLLATION	X	X	-	-	
ALTER CONVERSION	X	X	-	-	
ALTER DOMAIN	X	X	-	-	
ALTER DEFAULT PRIVILEGES	X	X	-	-	
ALTER EXTENSION	X	X	-	-	
ALTER FOREIGN DATA WRAPPER	X	X	-	-	
ALTER FOREIGN TABLE	X	X	X	-	
ALTER FUNCTION	X	X	-	-	
ALTER LANGUAGE	X	X	-	-	
ALTER LARGE OBJECT	X	X	-	-	

Commande	ddl_command_start	ddl_command_end	sql_drop	table_rewrite	Notes
ALTER MATERIALIZED VIEW	X	X	-	-	
ALTER OPERATOR	X	X	-	-	
ALTER OPERATOR CLASS	X	X	-	-	
ALTER OPERATOR FAMILY	X	X	-	-	
ALTER POLICY	X	X	-	-	
ALTER PROCEDURE	X	X	-	-	
ALTER PUBLICATION	X	X	-	-	
ALTER ROUTINE	X	X	-	-	
ALTER SCHEMA	X	X	-	-	
ALTER SEQUENCE	X	X	-	-	
ALTER SERVER	X	X	-	-	
ALTER STATISTICS	X	X	-	-	
ALTER SUBSCRIPTION	X	X	-	-	
ALTER TABLE	X	X	X	X	
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION	X	X	-	-	
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY	X	X	-	-	
ALTER TEXT SEARCH PARSER	X	X	-	-	
ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE	X	X	-	-	
ALTER TRIGGER	X	X	-	-	
ALTER TYPE	X	X	-	X	
ALTER USER MAPPING	X	X	-	-	

Commande	ddl_command_start	ddl_command_end	sql_drop	table_rewrite	Notes
ALTER VIEW	X	X	-	-	
COMMENT	X	X	-	-	Seulement pour les objets locaux
CREATE ACCESS METHOD	X	X	-	-	
CREATE AGGREGATE	X	X	-	-	
CREATE CAST	X	X	-	-	
CREATE COLLATION	X	X	-	-	
CREATE CONVERSION	X	X	-	-	
CREATE DOMAIN	X	X	-	-	
CREATE EXTENSION	X	X	-	-	
CREATE FOREIGN DATA WRAPPER	X	X	-	-	
CREATE FOREIGN TABLE	X	X	-	-	
CREATE FUNCTION	X	X	-	-	
CREATE INDEX	X	X	-	-	
CREATE LANGUAGE	X	X	-	-	
CREATE MATERIALIZED VIEW	X	X	-	-	
CREATE OPERATOR	X	X	-	-	
CREATE OPERATOR CLASS	X	X	-	-	
CREATE OPERATOR FAMILY	X	X	-	-	
CREATE POLICY	X	X	-	-	
CREATE PROCEDURE	X	X	-	-	

Commande	ddl_command_start	ddl_command_end	sql_drop	table_rewrite	Notes
CREATE PUBLICATION	X	X	-	-	
CREATE RULE	X	X	-	-	
CREATE SCHEMA	X	X	-	-	
CREATE SEQUENCE	X	X	-	-	
CREATE SERVER	X	X	-	-	
CREATE STATISTICS	X	X	-	-	
CREATE SUBSCRIPTION	X	X	-	-	
CREATE TABLE	X	X	-	-	
CREATE TABLE AS	X	X	-	-	
CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION	X	X	-	-	
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY	X	X	-	-	
CREATE TEXT SEARCH PARSER	X	X	-	-	
CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE	X	X	-	-	
CREATE TRIGGER	X	X	-	-	
CREATE TYPE	X	X	-	-	
CREATE USER MAPPING	X	X	-	-	
CREATE VIEW	X	X	-	-	
DROP ACCESS METHOD	X	X	X	-	
DROP AGGREGATE	X	X	X	-	
DROP CAST	X	X	X	-	

Commande	ddl_command_start	ddl_command_end	sql_drop	table_rewrite	Notes
DROP COLLATION	X	X	X	-	
DROP CONVERSION	X	X	X	-	
DROP DOMAIN	X	X	X	-	
DROP EXTENSION	X	X	X	-	
DROP FOREIGN DATA WRAPPER	X	X	X	-	
DROP FOREIGN TABLE	X	X	X	-	
DROP FUNCTION	X	X	X	-	
DROP INDEX	X	X	X	-	
DROP LANGUAGE	X	X	X	-	
DROP MATERIALIZED VIEW	X	X	X	-	
DROP OPERATOR	X	X	X	-	
DROP OPERATOR CLASS	X	X	X	-	
DROP OPERATOR FAMILY	X	X	X	-	
DROP OWNED	X	X	X	-	
DROP POLICY	X	X	X	-	
DROP PROCEDURE	X	X	X	-	
DROP PUBLICATION	X	X	X	-	
DROP ROUTINE	X	X	X	-	
DROP RULE	X	X	X	-	
DROP SCHEMA	X	X	X	-	
DROP SEQUENCE	X	X	X	-	
DROP SERVER	X	X	X	-	

Commande	ddl_command_start	ddl_command_end	sql_drop	table_rewrite	Notes
DROP STATISTICS	X	X	X	-	
DROP SUBSCRIPTION	X	X	X	-	
DROP TABLE	X	X	X	-	
DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION	X	X	X	-	
DROP TEXT SEARCH DICTIONARY	X	X	X	-	
DROP TEXT SEARCH PARSER	X	X	X	-	
DROP TEXT SEARCH TEMPLATE	X	X	X	-	
DROP TRIGGER	X	X	X	-	
DROP TYPE	X	X	X	-	
DROP USER MAPPING	X	X	X	-	
DROP VIEW	X	X	X	-	
GRANT	X	X	-	-	Seulement pour les objets locaux
IMPORT FOREIGN SCHEMA	X	X	-	-	
REFRESH MATERIALIZED VIEW	X	X	-	-	
REVOKE	X	X	-	-	Seulement pour les objets locaux
SECURITY LABEL	X	X	-	-	Seulement pour les objets locaux
SELECT INTO	X	X	-	-	

40.3. Écrire des fonctions trigger sur événement en C

Cette section décrit les détails bas niveau de l'interface pour une fonction trigger sur événement bas niveau. Ces informations sont seulement nécessaires si vous écrivez des fonctions triggers sur événement en C. Si vous utilisez un langage de plus haut niveau, ces détails sont gérés pour vous. Dans la plupart des cas, vous devriez songer sérieusement à utiliser un langage procédural avant d'écrire

vos triggers sur événement en C. La documentation de chaque langage procédurale explique comment écrire un trigger sur événement dans ce langage.

Les fonctions de trigger sur événement doivent utiliser l'interface du gestionnaire de fonctions « version 1 ».

Quand une fonction est appelée par le gestionnaire de triggers sur événement, elle ne reçoit aucun argument normal mais un pointeur « context » lui est fourni. Il pointe vers une structure de type `EventTriggerData`. Les fonctions C peuvent vérifier si elles ont été appelées par le gestionnaire de triggers sur événement en exécutant la macro :

```
CALLED_AS_EVENT_TRIGGER(fcinfo)
```

qui vaut en fait :

```
((fcinfo)->context != NULL && IsA((fcinfo)->context,
 EventTriggerData))
```

Si cela renvoie la valeur true, alors il est possible de convertir `fcinfo->context` vers le type `EventTriggerData *` et d'utiliser la structure pointée `EventTriggerData`. La fonction ne doit *pas* modifier la structure `EventTriggerData` ou toute donnée qu'elle fournit.

`struct EventTriggerData` est défini dans `commands/event_trigger.h` :

```
typedef struct EventTriggerData
{
    NodeTag     type;
    const char *event;      /* event name */
    Node       *parsetree;  /* parse tree */
    const char *tag;        /* command tag */
} EventTriggerData;
```

dont les membres sont définis ainsi :

`type`

Always `T_EventTriggerData`.

`event`

Décrit l'événement pour lequel la fonction a été appelée. Ce sera soit `"ddl_command_start"`, soit `"ddl_command_end"`, soit `"sql_drop"`, soit `"table_rewrite"`. Voir Section 40.1 pour la signification de ces événements.

`parsetree`

Un pointeur vers l'arbre d'analyse de la commande. Vérifiez le code source de PostgreSQL pour les détails. La structure de l'arbre d'analyse est sujet à modification sans notification.

`tag`

La balise de la commande associée avec l'événement pour lequel le trigger sur événement est exécuté, par exemple `"CREATE FUNCTION"`.

Une fonction trigger sur événement doit renvoyer un pointeur `NULL` (et *pas* une valeur SQL NULL, autrement dit ne pas configurer *`isNull`* à true).

40.4. Un exemple complet de trigger sur événement

Voici un exemple très simple d'une fonction trigger sur événement écrite en C. (Les exemples de triggers écrits en langage procédural peuvent être trouvés dans la documentation de ces langages procédurals.)

La fonction `noddl` lève une exception à chaque fois qu'elle est appelée. La définition du trigger événement associe la fonction à l'événement `ddl_command_start`. L'effet est qu'aucune commande DDL (à l'exception de celles mentionnées dans Section 40.1) ne peut être exécutée.

Voici le code source de la fonction trigger :

```
#include "postgres.h"
#include "commands/event_trigger.h"


PG_MODULE_MAGIC;

Datum noddl(PG_FUNCTION_ARGS);

PG_FUNCTION_INFO_V1(noddl);

Datum
noddl(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    EventTriggerData *trigdata;

    if (!CALLED_AS_EVENT_TRIGGER(fcinfo))  /* internal error */
        elog(ERROR, "not fired by event trigger manager");

    trigdata = (EventTriggerData *) fcinfo->context;

    ereport(ERROR,
        (errcode(ERRCODE_INSUFFICIENT_PRIVILEGE),
                 errmsg("command \"%s\" denied", trigdata->tag)));

    PG_RETURN_NULL();
}
```

Après avoir compilé le code source (voir Section 38.10.5), déclarez la fonction et les triggers :

```
CREATE FUNCTION noddl() RETURNS event_trigger
    AS 'noddl' LANGUAGE C;

CREATE EVENT TRIGGER noddl ON ddl_command_start
    EXECUTE FUNCTION noddl();
```

Maintenant vous pouvez tester le bon fonctionnement du trigger :

```
=# \dy
                        List of event triggers
 Name  |       Event       | Owner | Enabled | Function | Tags
```

```
-------+-------------------+-------+---------+----------+------
 noddl | ddl_command_start | dim   | enabled | noddl    |
(1 row)

=# CREATE TABLE foo(id serial);
ERROR:  command "CREATE TABLE" denied
```

Dans ce cas, pour pouvoir activier l'exécution de certaines commandes DDL, vous pouvez soit supprimer le trigger sur événement soit le désactiver. Il est généralement plus simple de désactiver le trigger pendant la durée de la transaction :

```
BEGIN;
ALTER EVENT TRIGGER noddl DISABLE;
CREATE TABLE foo (id serial);
ALTER EVENT TRIGGER noddl ENABLE;
COMMIT;
```

(Pour rappel, les commandes DDL sur les triggers sur événement ne sont pas affectées par les triggers sur événement.)

40.5. Un exemple de trigger sur événement de table modifiée

Grâce à l'événement `table_rewrite`, il est possible d'écrire une fonction qui autorise les modifications d'une table seulement pendant les heures de maintenance.

Ci-dessous un exemple d'implémentation d'une telle règle.

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION pas_de_modification()
 RETURNS event_trigger
 LANGUAGE plpgsql AS
$$
---
--- Implémentation d'une règle de modification de table:
---  pas de modifications de public.foo, les
---  autres tables peuvent l'être entre 01:00 et 06:00 du matin
---  sauf si elles ont plus de 100 blocs
---
DECLARE
  table_oid oid := pg_event_trigger_table_rewrite_oid();
  heure_courante integer := extract('hour' from current_time);
  pages integer;
  max_pages integer := 100;
BEGIN
  IF pg_event_trigger_table_rewrite_oid() = 'public.foo'::regclass
  THEN
        RAISE EXCEPTION 'Vous n''êtes pas autorisé à modifier la
 table %',
                        table_oid::regclass;
  END IF;

  SELECT INTO pages relpages FROM pg_class WHERE oid = table_oid;
  IF pages > max_pages
```

```
  THEN
        RAISE EXCEPTION 'les modifications ne sont seulement
 permises que pour les tables ayant un nombre de blocs inférieur à
 %',
                        max_pages;
  END IF;

  IF heure_courante NOT BETWEEN 1 AND 6
  THEN
        RAISE EXCEPTION 'les modifications sont seulement
 autorisées entre 01:00 et 06:00 du matin';
  END IF;
END;
$$;

CREATE EVENT TRIGGER pas_de_modifications_permises
                  ON table_rewrite
   EXECUTE FUNCTION pas_de_modification();
```

Chapitre 41. Système de règles

Ce chapitre discute du système de règles dans PostgreSQL. les systèmes de règles de production sont simples conceptuellement mais il existe de nombreux points subtils impliqués dans leur utilisation.

Certains autres systèmes de bases de données définissent des règles actives pour la base de données, conservées habituellement en tant que procédures stockées et déclencheurs. Avec PostgreSQL, elles peuvent aussi être implémentées en utilisant des fonctions et des déclencheurs.

Le système de règles (plus précisément, le système de règles de réécriture de requêtes) est totalement différent des procédures stockées et des déclencheurs. Il modifie les requêtes pour prendre en considération les règles puis passe la requête modifiée au planificateur de requêtes pour planification et exécution. Il est très puissant et peut être utilisé pour beaucoup de choses comme des procédures en langage de requêtes, des vues et des versions. Les fondations théoriques et la puissance de ce système de règles sont aussi discutées dans [ston90b] et [ong90].

41.1. Arbre de requêtes

Pour comprendre comment fonctionne le système de règles, il est nécessaire de comprendre quand il est appelé et quelles sont ses entrées et sorties.

Le système de règles est situé entre l'analyseur et le planificateur. Il prend la sortie de l'analyseur, un arbre de requête et les règles de réécriture définies par l'utilisateur qui sont aussi des arbres de requêtes avec quelques informations supplémentaires, et crée zéro ou plusieurs arbres de requêtes comme résultat. Donc, son entrée et sortie sont toujours des éléments que l'analyseur lui-même pourrait avoir produit et, du coup, tout ce qu'il voit est représentable basiquement comme une instruction SQL.

Maintenant, qu'est-ce qu'un arbre de requêtes ? C'est une représentation interne d'une instruction SQL où les parties qui le forment sont stockées séparément. Ces arbres de requêtes sont affichables dans le journal de traces du serveur si vous avez configuré les paramètres `debug_print_parse`, `debug_print_rewritten`, ou `debug_print_plan`. les actions de règles sont aussi enregistrées comme arbres de requêtes dans le catalogue système `pg_rewrite`. elles ne sont pas formatées comme la sortie de traces mais elles contiennent exactement la même information.

Lire un arbre de requête brut requiert un peu d'expérience. Mais comme les représentations SQL des arbres de requêtes sont suffisantes pour comprendre le système de règles, ce chapitre ne vous apprendra pas à les lire.

Lors de la lecture des représentations SQL des arbres de requêtes dans ce chapitre, il est nécessaire d'être capable d'identifier les morceaux cassés de l'instruction lorsqu'ils sont dans la structure de l'arbre de requête. Les parties d'un arbre de requêtes sont

le type de commande

> C'est une simple valeur indiquant quelle commande (`select`, `insert`, `update`, `delete`) l'arbre de requêtes produira.

la table d'échelle

> La table d'échelle est une liste des relations utilisées dans la requête. Dans une instruction `select`, ce sont les relations données après le mot clé `from`.
>
> Chaque entrée de la table d'échelle identifie une table ou une vue et indique par quel nom elle est désignée dans les autres parties de la requête. Dans l'arbre de requêtes, les entrées de la table d'échelle sont référencées par des numéros plutôt que par des noms. Il importe donc peu, ici, de savoir s'il y a des noms dupliqués comme cela peut être le cas avec une instruction SQL. Cela

peut arriver après l'assemblage des tables d'échelle des règles. Les exemples de ce chapitre ne sont pas confrontés à cette situation.

la relation résultat

C'est un index dans la table d'échelle qui identifie la relation où iront les résultats de la requête.

Les requêtes `select` n'ont pas de relation résultat. Le cas spécial d'un `select into` est pratiquement identique à un `create table` suivi par un `insert ... select` et n'est pas discuté séparément ici.

Pour les commandes `insert`, `update` et `delete`, la relation de résultat est la table (ou vue !) où les changements prennent effet.

la liste cible

La liste cible est une liste d'expressions définissant le résultat d'une requête. Dans le cas d'un `select`, ces expressions sont celles qui construisent la sortie finale de la requête. Ils correspondent aux expressions entre les mots clés `select` et `from` (`*` est seulement une abréviation pour tous les noms de colonnes d'une relation. Il est étendu par l'analyseur en colonnes individuelles, pour que le système de règles ne le voit jamais).

Les commandes `delete` n'ont pas besoin d'une liste normale de colonnes car elles ne produisent aucun résultat. En fait, l'optimiseur ajoutera une entrée spéciale ctid pour aller jusqu'à la liste de cibles vide pour permettre à l'exécuteur de trouver la ligne à supprimer. (CTID est ajouté quand la relation résultante est une table ordinaire. S'il s'agit d'une vue, une variable de type ligne est ajoutée à la place, par le système de règles, comme décrit dans Section 41.2.4.)

Pour les commandes `insert`, la liste cible décrit les nouvelles lignes devant aller dans la relation résultat. Elle consiste en des expressions de la clause `values` ou en celles de la clause `select` dans `insert ... SELECT`. la première étape du processus de réécriture ajoute les entrées de la liste cible pour les colonnes n'ont affectées par la commande originale mais ayant des valeurs par défaut. Toute colonne restante (avec soit une valeur donnée soit une valeur par défaut) sera remplie par le planificateur avec une expression NULL constante.

Pour les commandes `update`, la liste cible décrit les nouvelles lignes remplaçant les anciennes. Dans le système des règles, elle contient seulement les expressions de la partie `set colonne = expression` de la commande. le planificateur gèrera les colonnes manquantes en insérant des expressions qui copient les valeurs provenant de l'ancienne ligne dans la nouvelle. Comme pour `DELETE`, un CTID ou une variable de type ligne est ajouté pour que l'exécuteur puisse identifier l'ancienne ligne à mettre à jour.

Chaque entrée de la liste cible contient une expression qui peut être une valeur constante, une variable pointant vers une colonne d'une des relations de la table d'échelle, un paramètre ou un arbre d'expressions réalisé à partir d'appels de fonctions, de constantes, de variables, d'opérateurs, etc.

la qualification

La qualification de la requête est une expression ressemblant à une de celles contenues dans les entrées de la liste cible. La valeur résultant de cette expression est un booléen indiquant si l'opération (`insert`, `update`, `delete` ou `select`) pour la ligne de résultat final devrait être exécutée ou non. Elle correspond à la clause `where` d'une instruction SQL.

l'arbre de jointure

L'arbre de jointure de la requête affiche la structure de la clause `from`. pour une simple requête comme `select ... from a, b, c`, l'arbre de jointure est une simple liste d'éléments de `from` parce que nous sommes autorisés à les joindre dans tout ordre. Mais quand des expressions `join`, et plus particulièrement les jointures externes, sont utilisées, nous devons les joindre dans

l'ordre affiché par les jointures. Dans ce cas, l'arbre de jointure affiche la structure des expressions `join`. les restrictions associées avec ces clauses `join` particulières (à partir d'expressions `on` ou `using`) sont enregistrées comme des expressions de qualification attachées aux nœuds de l'arbre de jointure. Il s'avère agréable d'enregistrer l'expression de haut niveau `where` comme une qualification attachée à l'élément de l'arbre de jointure de haut niveau. Donc, réellement, l'arbre de jointure représente à la fois les clauses `from` et `where` d'un `select`.

le reste

Les autres parties de l'arbre de requête comme la clause `order BY` n'ont pas d'intérêt ici. le système de règles substitue quelques entrées lors de l'application des règles mais ceci n'a pas grand chose à voir avec les fondamentaux du système de règles.

41.2. Vues et système de règles

Avec PostgreSQL, les vues sont implémentées en utilisant le système de règles. En fait, il n'y a essentiellement pas de différences entre

```
CREATE VIEW ma_vue AS SELECT * FROM ma_table;
```

et ces deux commandes :

```
CREATE TABLE ma_vue (liste de colonnes identique à celle de
 ma_table);
CREATE RULE "_RETURN" AS ON SELECT TO ma_vue DO INSTEAD
    SELECT * FROM ma_table;
```

parce que c'est exactement ce que fait la commande `create VIEW` en interne. Cela présente quelques effets de bord. L'un d'entre eux est que l'information sur une vue dans les catalogues système PostgreSQL est exactement la même que celle d'une table. Donc, pour l'analyseur, il n'y a aucune différence entre une table et une vue. Elles représentent la même chose : des relations.

41.2.1. Fonctionnement des règles `select`

Les règles `on select` sont appliquées à toutes les requêtes comme la dernière étape, même si la commande donnée est un `insert`, `update` ou `delete`. et ils ont des sémantiques différentes à partir des règles sur les autres types de commandes dans le fait qu'elles modifient l'arbre de requêtes en place au lieu d'en créer un nouveau. Donc, les règles `select` sont décrites avant.

Actuellement, il n'existe qu'une action dans une règle `on SELECT` et elle doit être une action `select` inconditionnelle qui est `instead`. cette restriction était requise pour rendre les règles assez sûres pour les ouvrir aux utilisateurs ordinaires et cela restreint les règles `on select` à agir comme des vues.

Pour ce chapitre, les exemples sont deux vues jointes réalisant quelques calculs et quelques vues supplémentaires les utilisant à leur tour. Une des deux premières vues est personnalisée plus tard en ajoutant des règles pour des opérations `insert`, `update` et `delete` de façon à ce que le résultat final sera une vue qui se comporte comme une vraie table avec quelques fonctionnalités magiques. Il n'existe pas un tel exemple pour commencer et ceci rend les choses plus difficiles à obtenir. Mais il est mieux d'avoir un exemple couvrant tous les points discutés étape par étape plutôt que plusieurs exemples, rendant la compréhension plus difficile.

Les tables réelles dont nous avons besoin dans les deux premières descriptions du système de règles sont les suivantes :

```
CREATE TABLE donnees_chaussure (
    nom_chaussure         text,     -- clé primaire
```

```
    dispo_chaussure       integer,  -- nombre de pairs disponibles
    couleur_chaussure     text,     -- couleur de lacet préférée
    long_min_chaussure    real,     -- longueur minimum du lacet
    long_max_chaussure    real,     -- longueur maximum du lacet
    unite_long_chaussure  text      -- unité de longueur
);

CREATE TABLE donnees_lacet (
    nom_lacet             text,     -- clé primaire
    dispo_lacet           integer,  -- nombre de pairs disponibles
    couleur_lacet         text,     -- couleur du lacet
    longueur_lacet        real,     -- longueur du lacet
    unite_lacet           text      -- unité de longueur
);

CREATE TABLE unite (
    nom_unite             text,     -- clé primaire
    facteur_unite         real      -- facteur pour le transformer
 en cm
);
```

Comme vous pouvez le constater, elles représentent les données d'un magasin de chaussures.

Les vues sont créées avec :

```
CREATE VIEW chaussure AS
    SELECT sh.nom_chaussure,
           sh.dispo_chaussure,
           sh.couleur_chaussure,
           sh.long_min_chaussure,
           sh.long_min_chaussure * un.facteur_unite AS
 long_min_chaussure_cm,
           sh.long_max_chaussure,
           sh.long_max_chaussure * un.facteur_unite AS
 long_max_chaussure_cm,
           sh.unite_long_chaussure
      FROM donnees_chaussure sh, unite un
     WHERE sh.unite_long_chaussure = un.nom_unite;

CREATE VIEW lacet AS
    SELECT s.nom_lacet,
           s.dispo_lacet,
           s.couleur_lacet,
           s.longueur_lacet,
           s.unite_lacet,
           s.longueur_lacet * u.facteur_unite AS longueur_lacet_cm
      FROM donnees_lacet s, unite u
     WHERE s.unite_lacet = u.nom_unite;

CREATE VIEW chaussure_prete AS
    SELECT rsh.nom_chaussure,
           rsh.dispo_chaussure,
           rsl.nom_lacet,
           rsl.dispo_lacet,
           least(rsh.dispo, rsl.dispo_lacet) AS total_avail
      FROM chaussure rsh, lacet rsl
     WHERE rsl.couleur_lacet = rsh.couleur
       AND rsl.longueur_lacet_cm >= rsh.long_min_chaussure_cm
```

```
        AND rsl.longueur_lacet_cm <= rsh.long_max_chaussure_cm;
```

La commande `create view` pour la vue `lacet` (qui est la plus simple que nous avons) écrira une relation `lacet` et une entrée dans `pg_rewrite` indiquant la présence d'une règle de réécriture devant être appliquée à chaque fois que la relation `lacet` est référencée dans une table de la requête. La règle n'a aucune qualification de règle (discuté plus tard, avec les règles autres que `select` car les règles `select` ne le sont pas encore) et qu'il s'agit de `instead`. notez que les qualifications de règles ne sont pas identiques aux qualifications de requêtes. L'action de notre règle a une qualification de requête. L'action de la règle a un arbre de requête qui est une copie de l'instruction `select` dans la commande de création de la vue.

> **Note**
>
> Les deux entrées supplémentaires de la table d'échelle pour `new` et `old` que vous pouvez voir dans l'entrée de `pg_rewrite` ne sont d'aucun intérêt pour les règles `select`.

Maintenant, nous remplissons `unit`, `donnees_chaussure` et `donnees_lacet`, puis nous lançons une requête simple sur une vue :

```
INSERT INTO unite VALUES ('cm', 1.0);
INSERT INTO unite VALUES ('m', 100.0);
INSERT INTO unite VALUES ('inch', 2.54);

INSERT INTO donnees_chaussure VALUES ('sh1', 2, 'black', 70.0,
 90.0, 'cm');
INSERT INTO donnees_chaussure VALUES ('sh2', 0, 'black', 30.0,
 40.0, 'inch');
INSERT INTO donnees_chaussure VALUES ('sh3', 4, 'brown', 50.0,
 65.0, 'cm');
INSERT INTO donnees_chaussure VALUES ('sh4', 3, 'brown', 40.0,
 50.0, 'inch');

INSERT INTO donnees_lacet VALUES ('sl1', 5, 'black', 80.0, 'cm');
INSERT INTO donnees_lacet VALUES ('sl2', 6, 'black', 100.0, 'cm');
INSERT INTO donnees_lacet VALUES ('sl3', 0, 'black', 35.0 ,
 'inch');
INSERT INTO donnees_lacet VALUES ('sl4', 8, 'black', 40.0 ,
 'inch');
INSERT INTO donnees_lacet VALUES ('sl5', 4, 'brown', 1.0 , 'm');
INSERT INTO donnees_lacet VALUES ('sl6', 0, 'brown', 0.9 , 'm');
INSERT INTO donnees_lacet VALUES ('sl7', 7, 'brown', 60 , 'cm');
INSERT INTO donnees_lacet VALUES ('sl8', 1, 'brown', 40 , 'inch');

SELECT * FROM lacet;

 nom_lacet   | dispo_lacet | couleur_lacet | longueur_lacet |
 unite_lacet | longueur_lacet_cm
-------------+-------------+---------------+----------------
+-------------+------------------
 sl1         |           5 | black         |             80 | cm
       |              80
 sl2         |           6 | black         |            100 | cm
       |             100
 sl7         |           7 | brown         |             60 | cm
       |              60
```

```
 sl3         |           0 | black         |              35 | inch
       |             88.9
 sl4         |           8 | black         |              40 | inch
       |            101.6
 sl8         |           1 | brown         |              40 | inch
       |            101.6
 sl5         |           4 | brown         |               1 | m
       |              100
 sl6         |           0 | brown         |             0.9 | m
       |               90
(8 rows)
```

C'est la requête `select` la plus simple que vous pouvez lancer sur nos vues, donc nous prenons cette opportunité d'expliquer les bases des règles de vues. `select * from lacet` a été interprété par l'analyseur et a produit l'arbre de requête :

```
SELECT lacet.nom_lacet, lacet.dispo_lacet,
       lacet.couleur_lacet, lacet.longueur_lacet,
       lacet.unite_lacet, lacet.longueur_lacet_cm
  FROM lacet lacet;
```

et ceci est transmis au système de règles. Ce système traverse la table d'échelle et vérifie s'il existe des règles pour chaque relation. Lors du traitement d'une entrée de la table d'échelle pour `lacet` (la seule jusqu'à maintenant), il trouve la règle `_return` avec l'arbre de requête :

```
SELECT s.nom_lacet, s.dispo_lacet,
       s.couleur_lacet, s.longueur_lacet, s.unite_lacet,
       s.longueur_lacet * u.facteur_unite AS longueur_lacet_cm
  FROM lacet old, lacet new,
       donnees_lacet s, unit u
 WHERE s.unite_lacet = u.nom_unite;
```

Pour étendre la vue, la réécriture crée simplement une entrée de la table d'échelle de sous-requête contenant l'arbre de requête de l'action de la règle et substitue cette entrée avec l'original référencé dans la vue. L'arbre d'échelle résultant de la réécriture est pratiquement identique à celui que vous avez saisi :

```
SELECT lacet.nom_lacet, lacet.dispo_lacet,
       lacet.couleur_lacet, lacet.longueur_lacet,
       lacet.unite_lacet, lacet.longueur_lacet_cm
  FROM (SELECT s.nom_lacet,
               s.dispo_lacet,
               s.couleur_lacet,
               s.longueur_lacet,
               s.unite_lacet,
               s.longueur_lacet * u.facteur_unite AS
 longueur_lacet_cm
          FROM donnees_lacet s, unit u
         WHERE s.unite_lacet = u.nom_unite) lacet;
```

Néanmoins, il y a une différence : la table d'échelle de la sous-requête a deux entrées supplémentaires, `lacet old` et `lacet new`. ces entrées ne participent pas directement dans la requête car elles ne sont pas référencées par l'arbre de jointure de la sous-requête ou par la liste cible. La réécriture les utilise pour enregistrer l'information de vérification des droits d'accès qui étaient présents à l'origine dans l'entrée de table d'échelle référencée par la vue. De cette façon, l'exécution vérifiera toujours que

l'utilisateur a les bons droits pour accéder à la vue même s'il n'y a pas d'utilisation directe de la vue dans la requête réécrite.

C'était la première règle appliquée. Le système de règles continuera de vérifier les entrées restantes de la table d'échelle dans la requête principale (dans cet exemple, il n'en existe pas plus), et il vérifiera récursivement les entrées de la table d'échelle dans la sous-requête ajoutée pour voir si une d'elle référence les vues. (Mais il n'étendra ni `old` ni `new` -- sinon nous aurions une récursion infinie !) Dans cet exemple, il n'existe pas de règles de réécriture pour `donnees_lacet` ou `unit`, donc la réécriture est terminée et ce qui est ci-dessus est le résultat final donné au planificateur.

Maintenant, nous voulons écrire une requête qui trouve les chaussures en magasin dont nous avons les lacets correspondants (couleur et longueur) et pour lesquels le nombre total de pairs correspondants exactement est supérieur ou égal à deux.

```
SELECT * FROM chaussure_prete WHERE total_avail >= 2;

 nom_chaussure | dispo | nom_lacet | dispo_lacet | total_avail
---------------+-------+-----------+-------------+-------------
 sh1           |     2 | sl1       |           5 |           2
 sh3           |     4 | sl7       |           7 |           4
(2 rows)
```

Cette fois, la sortie de l'analyseur est l'arbre de requête :

```
SELECT chaussure_prete.nom_chaussure, chaussure_prete.dispo,
       chaussure_prete.nom_lacet, chaussure_prete.dispo_lacet,
       chaussure_prete.total_avail
  FROM chaussure_prete chaussure_prete
 WHERE chaussure_prete.total_avail >= 2;
```

La première règle appliquée sera celle de la vue `chaussure_prete` et cela résultera en cet arbre de requête :

```
SELECT chaussure_prete.nom_chaussure, chaussure_prete.dispo,
       chaussure_prete.nom_lacet, chaussure_prete.dispo_lacet,
       chaussure_prete.total_avail
  FROM (SELECT rsh.nom_chaussure,
               rsh.dispo,
               rsl.nom_lacet,
               rsl.dispo_lacet,
               least(rsh.dispo, rsl.dispo_lacet) AS total_avail
          FROM chaussure rsh, lacet rsl
         WHERE rsl.couleur_lacet = rsh.couleur
          AND rsl.longueur_lacet_cm >= rsh.long_min_chaussure_cm
          AND rsl.longueur_lacet_cm <= rsh.long_max_chaussure_cm)
 chaussure_prete
 WHERE chaussure_prete.total_avail >= 2;
```

De façon similaire, les règles pour `chaussure` et `lacet` sont substituées dans la table d'échelle de la sous-requête, amenant à l'arbre de requête final à trois niveaux :

```
SELECT chaussure_prete.nom_chaussure, chaussure_prete.dispo,
       chaussure_prete.nom_lacet, chaussure_prete.dispo_lacet,
       chaussure_prete.total_avail
  FROM (SELECT rsh.nom_chaussure,
               rsh.dispo,
```

```
              rsl.nom_lacet,
              rsl.dispo_lacet,
              least(rsh.dispo, rsl.dispo_lacet) AS total_avail
         FROM (SELECT sh.nom_chaussure,
                      sh.dispo,
                      sh.couleur,
                      sh.long_min_chaussure,
                      sh.long_min_chaussure * un.facteur_unite AS
long_min_chaussure_cm,
                      sh.long_max_chaussure,
                      sh.long_max_chaussure * un.facteur_unite AS
long_max_chaussure_cm,
                      sh.unite_long_chaussure
                 FROM donnees_chaussure sh, unit un
                WHERE sh.unite_long_chaussure = un.nom_unite) rsh,
              (SELECT s.nom_lacet,
                      s.dispo_lacet,
                      s.couleur_lacet,
                      s.longueur_lacet,
                      s.unite_lacet,
                      s.longueur_lacet * u.facteur_unite AS
longueur_lacet_cm
                 FROM donnees_lacet s, unit u
                WHERE s.unite_lacet = u.nom_unite) rsl
        WHERE rsl.couleur_lacet = rsh.couleur
          AND rsl.longueur_lacet_cm >= rsh.long_min_chaussure_cm
          AND rsl.longueur_lacet_cm <= rsh.long_max_chaussure_cm)
chaussure_prete
WHERE chaussure_prete.total_avail > 2;
```

Ceci pourrait sembler inefficace mais le planificateur rassemblera ceci en un arbre de requête à un seul niveau en « remontant » les sous-requêtes, puis il planifiera les jointures comme si nous les avions écrites manuellement. Donc remonter l'arbre de requête est une optimisation dont le système de réécriture n'a pas à se soucier lui-même.

41.2.2. Règles de vue dans des instructions autres que `select`

Deux détails de l'arbre de requête n'ont pas été abordés dans la description des règles de vue ci-dessus. Ce sont le type de commande et le relation résultante. En fait, le type de commande n'est pas nécessaire pour les règles de la vue mais la relation résultante pourrait affecter la façon dont la requête sera réécrite car une attention particulière doit être prise si la relation résultante est une vue.

Il existe seulement quelques différences entre un arbre de requête pour un `select` et un pour une autre commande. de façon évidente, ils ont un type de commande différent et pour une commande autre qu' un `select`, la relation résultante pointe vers l'entrée de table d'échelle où le résultat devrait arriver. Tout le reste est absolument identique. Donc, avec deux tables `t1` et `t2` avec les colonnes `a` et `b`, les arbres de requêtes pour les deux commandes :

```
SELECT t2.b FROM t1, t2 WHERE t1.a = t2.a;

UPDATE t1 SET b = t2.b FROM t2 WHERE t1.a = t2.a;
```

sont pratiquement identiques. En particulier :

- Les tables d'échelle contiennent des entrées pour les tables `t1` et `t2`.

- Les listes cibles contiennent une variable pointant vers la colonne `b` de l'entrée de la table d'échelle pour la table `t2`.
- Les expressions de qualification comparent les colonnes `a` des deux entrées de table d'échelle pour une égalité.
- Les arbres de jointure affichent une jointure simple entre `t1` et `t2`.

La conséquence est que les deux arbres de requête résultent en des plans d'exécution similaires : ce sont tous les deux des jointures sur les deux tables. Pour l'`update`, les colonnes manquantes de `t1` sont ajoutées à la liste cible par le planificateur et l'arbre de requête final sera lu de cette façon :

```
UPDATE t1 SET a = t1.a, b = t2.b FROM t2 WHERE t1.a = t2.a;
```

et, du coup, l'exécuteur lancé sur la jointure produira exactement le même résultat qu'un :

```
SELECT t1.a, t2.b FROM t1, t2 WHERE t1.a = t2.a;
```

Mais il existe un petit problème dans `UPDATE` : la partie du plan d'exécution qui fait la jointure ne prête pas attention à l'intérêt des résultats de la jointure. Il produit un ensemble de lignes. Le fait qu'il y a une commande `SELECT` et une commande `UPDATE` est géré plus haut dans l'exécuteur où cette partie sait qu'il s'agit d'une commande `UPDATE`, et elle sait que ce résultat va aller dans la table `t1`. Mais lesquels de ces lignes vont être remplacées par la nouvelle ligne ?

Pour résoudre ce problème, une autre entrée est ajoutée dans la liste cible de l'`update` (et aussi dans les instructions `delete`) : l'identifiant actuel du tuple (ctid, acronyme de *current tuple ID*). cette colonne système contient le numéro de bloc du fichier et la position dans le bloc pour cette ligne. Connaissant la table, le ctid peut être utilisé pour récupérer la ligne originale de `t1` à mettre à jour. après avoir ajouté le ctid dans la liste cible, la requête ressemble à ceci :

```
SELECT t1.a, t2.b, t1.ctid FROM t1, t2 WHERE t1.a = t2.a;
```

Maintenant, un autre détail de PostgreSQL entre en jeu. Les anciennes lignes de la table ne sont pas surchargées et cela explique pourquoi `rollback` est rapide. avec un `update`, la nouvelle ligne résultat est insérée dans la table (après avoir enlevé le ctid) et, dans le nouvel en-tête de ligne de l'ancienne ligne, vers où pointe le ctid, les entrées `cmax` et `xmax` sont configurées par le compteur de commande actuel et par l'identifiant de transaction actuel. Du coup, l'ancienne ligne est cachée et, après validation de la transaction, le nettoyeur (vacuum) peut éventuellement la supprimer.

Connaissant tout ceci, nous pouvons simplement appliquer les règles de vues de la même façon que toute autre commande. Il n'y a pas de différence.

41.2.3. Puissance des vues dans PostgreSQL

L'exemple ci-dessus démontre l'incorporation des définitions de vues par le système de règles dans l'arbre de requête original. Dans le deuxième exemple, un simple `select` d'une vue a créé un arbre de requête final qui est une jointure de quatre tables (`unit` a été utilisé deux fois avec des noms différents).

Le bénéfice de l'implémentation des vues avec le système de règles est que le planificateur a toute l'information sur les tables à parcourir et sur les relations entre ces tables et les qualifications restrictives à partir des vues et les qualifications à partir de la requête originale dans un seule arbre de requête. Et c'est toujours la situation quand la requête originale est déjà une jointure sur des vues. Le planificateur doit décider du meilleur chemin pour exécuter la requête et plus le planificateur a d'informations, meilleure sera la décision. Le système de règles implémenté dans PostgreSQL s'en assure, c'est toute l'information disponible sur la requête à ce moment.

41.2.4. Mise à jour d'une vue

Qu'arrive-t'il si une vue est nommée comme la relation cible d'un `insert`, `update` ou `delete` ? Faire simplement les substitutions décrites ci-dessus donnerait un arbre de requêtes dont le résultat pointerait vers une entrée de la table en sous-requête. Cela ne fonctionnera pas. Néanmoins, il existe différents moyens permettant à PostgreSQL de supporter la mise à jour d'une vue.

Si la sous-requête fait une sélection à partir d'une relation simple et qu'elle est suffisamment simple, le processus de réécriture peut automatiquement remplacé la sous-requête avec la relation sous-jacente pour que l'`INSERT`, l'`UPDATE` ou le `DELETE` soit appliqué correctement sur la relation de base. Les vues qui sont « suffisamment simples » pour cela sont appelées des vues *automatiquement modifiables*. Pour des informations détaillées sur ce type de vue, voir CREATE VIEW.

Sinon, l'opération peut être gérée par un trigger `INSTEAD OF`, créé par l'utilisateur, sur la vue. La réécriture fonctionne légèrement différemment dans ce cas. Pour `INSERT`, la réécriture ne fait rien du tout avec la vue, la laissant comme relation résultante de la requête. Pour `UPDATE` et `DELETE`, il est toujours nécessaire d'étendre la requête de la vue pour récupérer les « anciennes » lignes que la commande va essayer de mettre à jour ou supprimer. Donc la vue est étendue comme d'habitude mais une autre entrée de table non étendue est ajoutée à la requête pour représenter la vue en tant que relation résultante.

Le problème qui survient maintenant est d'identifier les lignes à mettre à jour dans la vue. Rappelez-vous que, quand la relation résultante est une table, une entrée CTID spéciale est ajoutée à la liste cible pour identifier les emplacements physiques des lignes à mettre à jour. Ceci ne fonctionne pas si la relation résultante est une vue car une vue n'a pas de CTID, car ses lignes n'ont pas d'emplacements physiques réels. À la place, pour une opération `UPDATE` ou `DELETE`, une entrée `wholerow` (ligne complète) spéciale est ajoutée à la liste cible, qui s'étend pour inclure toutes les colonnes d'une vue. L'exécuteur utilise cette valeur pour fournir l'« ancienne » ligne au trigger `INSTEAD OF`. C'est au trigger de savoir ce que la mise à jour est supposée faire sur les valeurs des anciennes et nouvelles lignes.

Une autre possibilité est que l'utilisateur définisse des vues `INSTEAD` qui indiquent les actions à substituer pour les commandes `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE` sur une vue. Ces règles vont réécrire la commande, typiquement en une commande qui met à jour une ou plusieurs tables, plutôt que des vues. C'est le thème de Section 41.4.

Notez que les règles sont évaluées en premier, réécrivant la requête originale avant qu'elle ne soit optimisée et exécutée. Du coup, si une vue a des triggers `INSTEAD OF` en plus de règles sur `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`, alors les règles seront évaluées en premier et, suivant le résultat, les triggers pourraient être utilisés.

La réécriture automatique d'une requête `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE` sur une vue simple est toujours essayée en dernier. Du coup, si une vue a des règles ou des triggers, ces derniers surchargeront le comportement par défaut des vues automatiquement modifiables.

S'il n'y a pas de règles `INSTEAD` ou de triggers `INSTEAD OF` sur la vue et que le processus de réécriture ne peut pas réécrire automatiquement la requête sous la forme d'une mise à jour de la relation sous-jacente, une erreur sera renvoyée car l'exécuteur ne peut pas modifier une vue.

41.3. Vues matérialisées

Les vues matérialisées dans PostgreSQL utilisent le système des règles, tout comme les vues, mais les résultats persistent sous la forme d'une table. Les principales différences entre :

```
CREATE MATERIALIZED VIEW ma_vue_mat AS SELECT * FROM ma_table;
```

et :

```
CREATE TABLE ma_vue_mat AS SELECT * FROM ma_table;
```

sont que la vue matérialisée ne peut pas être directement mise à jour et que la requête utilisée pour créer la vue matérialisée est enregistrée exactement de la même façon qu'une requête d'une vue standard. Des données fraiches peuvent être générées pour la vue matérialisée avec cette commande :

```
REFRESH MATERIALIZED VIEW ma_vue_mat;
```

L'information sur une vue matérialisée est stockée dans les catalogues systèmes de PostgreSQL exactement de la même façon que pour les tables et les vues. Quand une vue matérialisée est référencée dans une requête, les données sont renvoyées directement à partir de la vue matérialisée, tout comme une table ; la règle est seulement utilisée pour peupler la vue matérialisée.

Bien que l'accès aux données d'une vue matérialisée est souvent bien plus rapide qu'accèder aux tables sous-jacentes directement ou par l'intermédiaire d'une vue, les données ne sont pas toujours fraiches. Cependant, quelques fois, des données plus fraiches ne sont pas nécessaires. Considérez une table qui enregistre les ventes :

```
CREATE TABLE facture (
    no_facture    integer        PRIMARY KEY,
    no_vendeur    integer,       -- identifiant du vendeur
    date_facture  date,          -- date de la vente
    mtt_facture   numeric(13,2)  -- montant de la vente
);
```

Si des personnes souhaitent grapher rapidement les données de vente, elles peuvent vouloir résumer l'information et ne pas avoir besoin des données incomplètes du jour :

```
CREATE MATERIALIZED VIEW resume_ventes AS
  SELECT
      no_vendeur,
      date_facture,
      sum(mtt_facture)::numeric(13,2) as mtt_ventes
    FROM facture
    WHERE date_facture < CURRENT_DATE
    GROUP BY
      no_vendeur,
      date_facture;

CREATE UNIQUE INDEX ventes_resume_vendeur
  ON resume_ventes (no_vendeur, date_facture);
```

Cette vue matérialisée peut être utile pour afficher un graphe dans l'affichage créée pour les vendeurs. Une tâche de fond pourrait être planifiée pour mettre à jour les statistiques chaque nuit en utilisant cette requête SQL :

```
REFRESH MATERIALIZED VIEW resume_ventes;
```

Une autre utilisation des vues matérialisées est de permettre un accès rapide aux données provenant d'un système distant, au travers d'un wrapper de données distantes. Un exemple utilisant `file_fdw`

est donné ci-dessous, avec des chronométrages mais comme cela utilise le cache du système local, les performances comparées à l'accès à un système distant seront supérieures à celles montrées ici. Notez que nous exploitons aussi la capacité à placer un index sur la vue matérialisée alors que `file_fdw` n'autorise pas les index ; cet avantage pourrait ne pas s'appliquer pour d'autres types d'accès à des données distantes.

Configuration ::

```
CREATE EXTENSION file_fdw;
CREATE SERVER fichier_local FOREIGN DATA WRAPPER file_fdw;
CREATE FOREIGN TABLE mots (mot text NOT NULL)
  SERVER fichier_local
  OPTIONS (filename '/usr/share/dict/words');
CREATE MATERIALIZED VIEW vmots AS SELECT * FROM mots;
CREATE UNIQUE INDEX idx_vmots ON vmots (mot);
CREATE EXTENSION pg_trgm;
CREATE INDEX vmots_trgm ON vmots USING gist (mot gist_trgm_ops);
VACUUM ANALYZE vmots;
```

Maintenant, vérifions un mot. En utilisant `file_fdw` directement :

```
SELECT count(*) FROM mots WHERE mot = 'caterpiler';

 count
-------
     0
(1 row)
```

Avec `EXPLAIN ANALYZE`, nous voyons :

```
 Aggregate  (cost=21763.99..21764.00 rows=1 width=0) (actual
 time=188.180..188.181 rows=1 loops=1)
   ->  Foreign Scan on words  (cost=0.00..21761.41 rows=1032
 width=0) (actual time=188.177..188.177 rows=0 loops=1)
         Filter: (word = 'caterpiler'::text)
         Rows Removed by Filter: 479829
         Foreign File: /usr/share/dict/words
         Foreign File Size: 4953699
 Planning time: 0.118 ms
 Execution time: 188.273 ms
```

Si la vue matérialisée est utilisée à la place, la requête est bien plus rapide :

```
 Aggregate  (cost=4.44..4.45 rows=1 width=0) (actual
 time=0.042..0.042 rows=1 loops=1)
   ->  Index Only Scan using wrd_word on wrd  (cost=0.42..4.44
 rows=1 width=0) (actual time=0.039..0.039 rows=0 loops=1)
         Index Cond: (word = 'caterpiler'::text)
         Heap Fetches: 0
 Planning time: 0.164 ms
 Execution time: 0.117 ms
```

Dans les deux cas, le mot est mal orthographié. Donc cherchons le bon mot. Toujours en utilisant `file_fdw` :

```
SELECT mot FROM mots ORDER BY mot <-> 'caterpiler' LIMIT 10;

     mot
---------------
 cater
 caterpillar
 Caterpillar
 caterpillars
 caterpillar's
 Caterpillar's
 caterer
 caterer's
 caters
 catered
(10 rows)
```

```
 Limit  (cost=11583.61..11583.64 rows=10 width=32) (actual
 time=1431.591..1431.594 rows=10 loops=1)
   ->  Sort  (cost=11583.61..11804.76 rows=88459 width=32) (actual
 time=1431.589..1431.591 rows=10 loops=1)
         Sort Key: ((word <-> 'caterpiler'::text))
          Sort Method: top-N heapsort  Memory: 25kB
         ->  Foreign Scan on words  (cost=0.00..9672.05 rows=88459
 width=32) (actual time=0.057..1286.455 rows=479829 loops=1)
               Foreign File: /usr/share/dict/words
               Foreign File Size: 4953699
 Planning time: 0.128 ms
 Execution time: 1431.679 ms
```

Et en utilisant la vue matérialisée :

```
 Limit  (cost=0.29..1.06 rows=10 width=10) (actual
 time=187.222..188.257 rows=10 loops=1)
   ->  Index Scan using wrd_trgm on wrd  (cost=0.29..37020.87
 rows=479829 width=10) (actual time=187.219..188.252 rows=10
 loops=1)
         Order By: (word <-> 'caterpiler'::text)
 Planning time: 0.196 ms
 Execution time: 198.640 ms
```

Si vous pouvez tolérer des mises à jour périodiques sur les données distantes pour votre base locale, les bénéfices en performance seront importants.

41.4. Règles sur `insert`, `update` et `delete`

Les règles définies sur `insert`, `update` et `delete` sont significativement différentes des règles de vue décrites dans la section précédente. Tout d'abord, leur commande `create rule` permet plus de choses :

- Elles peuvent n'avoir aucune action.

- Elles peuvent avoir plusieurs actions.
- Elles peuvent être de type `instead` ou `also` (valeur par défaut).
- Les pseudo relations `new` et `old` deviennent utiles.
- Elles peuvent avoir des qualifications de règles.

Ensuite, elles ne modifient pas l'arbre de requête en place. À la place, elles créent de nouveaux arbres de requêtes et peuvent abandonner l'original.

> **Attention**
>
> Dans de nombreux cas, les tâches réalisables par des règles sur des `INSERT`/`UPDATE`/`DELETE` sont mieux réalisés avec des triggers. Les triggers ont une notation un peu plus complexe mais leur sémantique est plus simple à comprendre. Les règles peuvent avoir des résultats surprenants quand la requête originale contient des fonctions volatiles : les fonctions volatiles pourraient être exécutées plus de fois qu'escompté lors du traitement de la règle.
>
> De plus, il existe aussi certains cas non supportés par ces types de règles, ceci incluant notamment les clauses `WITH` dans la requête originale et les sous-requêtes (sous `SELECT`) dans la liste `SET` de requêtes `UPDATE`. Ceci est dû au fait que la copie de ces constructions dans la requête d'une règle pourrait résulter en des évaluations multiples de la sous-requête, contrairement à l'intention réelle de l'auteur de la requête.

41.4.1. Fonctionnement des règles de mise à jour

Gardez en tête la syntaxe :

```
CREATE [ OR REPLACE ] RULE nom as on evenement
    TO table [ where condition ]
    DO [ ALSO | INSTEAD ] { NOTHING | commande | ( commande
 ; commande ... ) }
```

Dans la suite, *règles de mise à jour* signifie les règles qui sont définies sur `insert`, `update` ou `delete`.

Les règles de mise à jour sont appliquées par le système de règles lorsque la relation résultante et le type de commande d'un arbre de requête sont égaux pour l'objet et l'événement donné dans la commande `create RULE`. pour les règles de mise à jour, le système de règles crée une liste d'arbres de requêtes. Initialement, la liste d'arbres de requêtes est vide. Il peut y avoir aucune (mot clé `nothing`), une ou plusieurs actions. Pour simplifier, nous verrons une règle avec une action. Cette règle peut avoir une qualification et peut être de type `instead` ou `also` (valeur par défaut).

Qu'est-ce qu'une qualification de règle ? C'est une restriction indiquant le moment où doivent être réalisés les actions de la règle. Cette qualification peut seulement référencer les pseudo relations `new` et/ou `old`, qui représentent basiquement la relation qui a été donné comme objet (mais avec une signification spéciale).

Donc, nous avons trois cas qui produisent les arbres de requêtes suivants pour une règle à une seule action.

sans qualification avec soit `ALSO` soit `INSTEAD`

> l'arbre de requête à partir de l'action de la règle avec l'ajout de la qualification de l'arbre de requête original

qualification donnée et `also`

l'arbre de requête à partir de l'action de la règle avec l'ajout de la qualification de la règle et de la qualification de l'arbre de requête original

qualification donnée avec `instead`

l'arbre de requête à partir de l'action de la règle avec la qualification de la requête et la qualification de l'arbre de requête original ; et l'ajout de l'arbre de requête original avec la qualification inverse de la règle

Enfin, si la règle est `also`, l'arbre de requête original est ajouté à la liste. Comme seules les règles qualifiées `instead` ont déjà ajouté l'arbre de requête original, nous finissons avec un ou deux arbres de requête en sortie pour une règle avec une action.

Pour les règles `on insert`, la requête originale (si elle n'est pas supprimée par `instead`) est réalisée avant toute action ajoutée par les règles. Ceci permet aux actions de voir les lignes insérées. Mais pour les règles `on update` et `on delete`, la requête originale est réalisée après les actions ajoutées par les règles. Ceci nous assure que les actions pourront voir les lignes à mettre à jour ou à supprimer ; sinon, les actions pourraient ne rien faire parce qu'elles ne trouvent aucune ligne correspondant à leurs qualifications.

Les arbres de requêtes générés à partir des actions de règles sont envoyés de nouveau dans le système de réécriture et peut-être que d'autres règles seront appliquées résultant en plus ou moins d'arbres de requêtes. Donc, les actions d'une règle doivent avoir soit un type de commande différent soit une relation résultante différente de celle où la règle elle-même est active, sinon ce processus récursif se terminera dans une boucle infinie. (L'expansion récursive d'une règle sera détectée et rapportée comme une erreur.)

Les arbres de requête trouvés dans les actions du catalogue système `pg_rewrite` sont seulement des modèles. comme ils peuvent référencer les entrées de la table d'échelle pour `new` et `old`, quelques substitutions ont dû être faites avant qu'elles ne puissent être utilisées. Pour toute référence de `new`, une entrée correspondante est recherchée dans la liste cible de la requête originale. Si elle est trouvée, cette expression de l'entrée remplace la référence. Sinon, `new` signifie la même chose que `old` (pour un `update`) ou est remplacé par une valeur null (pour un `insert`). toute référence à `old` est remplacée par une référence à l'entrée de la table d'échelle qui est la relation résultante.

Après que le système a terminé d'appliquer des règles de mise à jour, il applique les règles de vues pour le(s) arbre(s) de requête produit(s). Les vues ne peuvent pas insérer de nouvelles actions de mise à jour, donc il n'est pas nécessaire d'appliquer les règles de mise à jour à la sortie d'une réécriture de vue.

41.4.1.1. Une première requête étape par étape

Disons que nous voulons tracer les modifications dans la colonne `dispo_lacet` de la relation `donnees_lacet`. donc, nous allons configurer une table de traces et une règle qui va écrire une entrée lorsqu'un `update` est lancé sur `donnees_lacet`.

```
CREATE TABLE lacet_log (
    nom_lacet    text,          -- modification de lacet
    dispo_lacet   integer,       -- nouvelle valeur disponible
    log_who    text,          -- qui l'a modifié
    log_when   timestamp      -- quand
);

CREATE RULE log_lacet AS ON UPDATE TO donnees_lacet
    WHERE NEW.dispo_lacet <> OLD.dispo_lacet
    DO INSERT INTO lacet_log VALUES (
                                    NEW.nom_lacet,
                                    NEW.dispo_lacet,
                                    current_user,
```

```
                                    current_timestamp
                                );
```

Maintenant, quelqu'un exécute :

```
UPDATE donnees_lacet SET dispo_lacet = 6 WHERE nom_lacet = 'sl7';
```

et voici le contenu de la table des traces :

```
SELECT * FROM lacet_log;

 nom_lacet | dispo_lacet | log_who | log_when
-----------+-------------+---------
+----------------------------------
 sl7       |           6 | Al      | Tue Oct 20 16:14:45 1998 MET
 DST
(1 row)
```

C'est ce à quoi nous nous attendions. Voici ce qui s'est passé en tâche de fond. L'analyseur a créé l'arbre de requête :

```
UPDATE donnees_lacet SET dispo_lacet = 6
  FROM donnees_lacet donnees_lacet
 WHERE donnees_lacet.nom_lacet = 'sl7';
```

Il existe une règle `log_lacet` qui est `on UPDATE` avec l'expression de qualification de la règle :

```
NEW.dispo_lacet <> OLD.dispo_lacet
```

et l'action :

```
INSERT INTO lacet_log VALUES (
       new.nom_lacet, new.dispo_lacet,
       current_user, current_timestamp )
  FROM donnees_lacet new, donnees_lacet old;
```

(ceci semble un peu étrange car, normalement, vous ne pouvez pas écrire `insert ... values ... from`. ici, la clause `from` indique seulement qu'il existe des entrées de la table d'échelle dans l'arbre de requête pour `new` et `old`. elles sont nécessaires pour qu'elles puissent être référencées par des variables dans l'arbre de requête de la commande `insert`).

La règle est une règle qualifiée `also` de façon à ce que le système de règles doit renvoyer deux arbres de requêtes : l'action de la règle modifiée et l'arbre de requête original. Dans la première étape, la table d'échelle de la requête originale est incorporée dans l'arbre de requête d'action de la règle. Ceci a pour résultat :

```
INSERT INTO lacet_log VALUES (
       new.nom_lacet, new.dispo_lacet,
       current_user, current_timestamp )
  FROM donnees_lacet new, donnees_lacet old,
       donnees_lacet donnees_lacet;
```

Pour la deuxième étape, la qualification de la règle lui est ajoutée, donc l'ensemble de résultat est restreint aux lignes où `dispo_lacet` a changé :

```
INSERT INTO lacet_log VALUES (
       new.nom_lacet, new.dispo_lacet,
       current_user, current_timestamp )
  FROM donnees_lacet new, donnees_lacet old,
       donnees_lacet donnees_lacet
 where new.dispo_lacet <> old.dispo_lacet;
```

(Ceci semble encore plus étrange car `insert ... values` n'a pas non plus une clause `where` mais le planificateur et l'exécuteur n'auront pas de difficultés avec ça. Ils ont besoin de supporter cette même fonctionnalité pour `insert ... select`.)

À l'étape 3, la qualification de l'arbre de requête original est ajoutée, restreignant encore plus l'ensemble de résultats pour les seules lignes qui auront été modifiées par la requête originale :

```
INSERT INTO lacet_log VALUES (
       new.nom_lacet, new.dispo_lacet,
       current_user, current_timestamp )
  FROM donnees_lacet new, donnees_lacet old,
       donnees_lacet donnees_lacet
 WHERE new.dispo_lacet <> old.dispo_lacet
   and donnees_lacet.nom_lacet = 'sl7';
```

La quatrième étape remplace les références à `new` par les entrées de la liste cible à partir de l'arbre de requête original ou par les références de la variable correspondante à partir de la relation résultat :

```
INSERT INTO lacet_log VALUES (
       donnees_lacet.nom_lacet, 6,
       current_user, current_timestamp )
  FROM donnees_lacet new, donnees_lacet old,
       donnees_lacet donnees_lacet
 WHERE 6 <> old.dispo_lacet
   AND donnees_lacet.nom_lacet = 'sl7';
```

L'étape 5 modifie les références `old` en référence de la relation résultat :

```
INSERT INTO lacet_log VALUES (
       donnees_lacet.nom_lacet, 6,
       current_user, current_timestamp )
  FROM donnees_lacet new, donnees_lacet old,
       donnees_lacet donnees_lacet
 WHERE 6 <> donnees_lacet.dispo_lacet
   AND donnees_lacet.nom_lacet = 'sl7';
```

C'est tout. Comme la règle est de type `also`, nous affichons aussi l'arbre de requêtes original. En bref, l'affichage à partir du système de règles est une liste de deux arbres de requêtes est une liste de deux arbres de requêtes correspondant à ces instructions :

```
INSERT INTO lacet_log VALUES (
       donnees_lacet.nom_lacet, 6,
       current_user, current_timestamp )
  FROM donnees_lacet
 WHERE 6 <> donnees_lacet.dispo_lacet
   AND donnees_lacet.nom_lacet = 'sl7';

UPDATE donnees_lacet SET dispo_lacet = 6
 WHERE nom_lacet = 'sl7';
```

Elles sont exécutées dans cet ordre et c'est exactement le but de la règle.

Les substitutions et les qualifications ajoutées nous assurent que, si la requête originale était :

```
UPDATE donnees_lacet SET couleur_lacet = 'green'
 WHERE nom_lacet = 'sl7';
```

aucune trace ne serait écrite. Dans ce cas, l'arbre de requête original ne contient pas une entrée dans la liste cible pour `dispo_lacet`, donc `new.dispo_lacet` sera remplacé par `donnees_lacet.dispo_lacet`. Du coup, la commande supplémentaire générée par la règle est :

```
INSERT INTO lacet_log VALUES (
       donnees_lacet.nom_lacet, donnees_lacet.dispo_lacet,
       current_user, current_timestamp )
  FROM donnees_lacet
 WHERE donnees_lacet.dispo_lacet <> donnees_lacet.dispo_lacet
   AND donnees_lacet.nom_lacet = 'sl7';
```

et la qualification ne sera jamais vraie.

Si la requête originale modifie plusieurs lignes, cela fonctionne aussi. Donc, si quelqu'un a lancé la commande :

```
UPDATE donnees_lacet SET dispo_lacet = 0
 WHERE couleur_lacet = 'black';
```

en fait, quatre lignes sont modifiées (`sl1`, `sl2`, `sl3` et `sl4`). mais `sl3` a déjà `dispo_lacet = 0`. dans ce cas, la qualification des arbres de requêtes originaux sont différents et cela produit un arbre de requête supplémentaire :

```
INSERT INTO lacet_log
SELECT donnees_lacet.nom_lacet, 0,
       current_user, current_timestamp
  FROM donnees_lacet
 WHERE 0 <> donnees_lacet.dispo_lacet
   AND donnees_lacet.couleur_lacet = 'black';
```

à générer par la règle. Cet arbre de requête aura sûrement inséré trois nouvelles lignes de traces. Et c'est tout à fait correct.

Ici, nous avons vu pourquoi il est important que l'arbre de requête original soit exécuté en premier. Si l'`update` a été exécuté avant, toutes les lignes pourraient aussi être initialisées à zéro, donc le `insert` tracé ne trouvera aucune ligne à `0 <> donnees_lacet.dispo_lacet`.

41.4.2. Coopération avec les vues

Une façon simple de protéger les vues d'une exécution d'`insert`, d'`update` ou de `delete` sur elles est de laisser s'abandonner ces arbres de requête. Donc, nous pourrions créer les règles :

```
CREATE RULE chaussure_ins_protect AS ON INSERT TO chaussure
    DO INSTEAD NOTHING;
CREATE RULE chaussure_upd_protect AS ON UPDATE TO chaussure
    DO INSTEAD NOTHING;
```

```
CREATE RULE chaussure_del_protect AS ON DELETE TO chaussure
    DO INSTEAD NOTHING;
```

Maintenant, si quelqu'un essaie de faire une de ces opérations sur la vue `chaussure`, le système de règles appliquera ces règles. Comme les règles n'ont pas d'action et sont de type `instead`, la liste résultante des arbres de requêtes sera vide et la requête entière deviendra vide car il ne reste rien à optimiser ou exécuter après que le système de règles en ait terminé avec elle.

Une façon plus sophistiquée d'utiliser le système de règles est de créer les règles qui réécrivent l'arbre de requête en un arbre faisant la bonne opération sur les vraies tables. Pour réaliser cela sur la vue `lacet`, nous créons les règles suivantes :

```
CREATE RULE lacet_ins AS ON INSERT TO lacet
    DO INSTEAD
    INSERT INTO donnees_lacet VALUES (
           NEW.nom_lacet,
           NEW.dispo_lacet,
           NEW.couleur_lacet,
           NEW.longueur_lacet,
           NEW.unite_lacet
    );

CREATE RULE lacet_upd AS ON UPDATE TO lacet
    DO INSTEAD
    UPDATE donnees_lacet
       SET nom_lacet = NEW.nom_lacet,
           dispo_lacet = NEW.dispo_lacet,
           couleur_lacet = NEW.couleur_lacet,
           longueur_lacet = NEW.longueur_lacet,
           unite_lacet = NEW.unite_lacet
     WHERE nom_lacet = OLD.nom_lacet;

CREATE RULE lacet_del AS ON DELETE TO lacet
    DO INSTEAD
    DELETE FROM donnees_lacet
     WHERE nom_lacet = OLD.nom_lacet;
```

Si vous voulez supporter les requêtes `RETURNING` sur la vue, vous devrez faire en sorte que les règles incluent les clauses `RETURNING` qui calcule les lignes de la vue. Ceci est assez simple pour des vues sur une seule table mais cela devient rapidement complexe pour des vues de jointure comme `lacet`. Voici un exemple pour le cas d'un INSERT :

```
CREATE RULE lacet_ins AS ON INSERT TO lacet
    DO INSTEAD
    INSERT INTO donnees_lacet VALUES (
           NEW.nom_lacet,
    NEW.dispo_lacet,
    NEW.couleur_lacet,
    NEW.longueur_lacet,
    NEW.unite_lacet
    )
    RETURNING
           donnees_lacet.*,
    (SELECT donnees_lacet.longueur_lacet * u.facteur_unite
            FROM unite u WHERE donnees_lacet.unite_lacet =
 u.nom_unite);
```

Notez que cette seule règle supporte à la fois les `INSERT` et les `INSERT RETURNING` sur la vue -- la clause `RETURNING` est tout simplement ignoré pour un `INSERT`.

Maintenant, supposons que, quelque fois, un paquet de lacets arrive au magasin avec une grosse liste. Mais vous ne voulez pas mettre à jour manuellement la vue `lacet` à chaque fois. à la place, nous configurons deux petites tables, une où vous pouvez insérer les éléments de la liste et une avec une astuce spéciale. Voici les commandes de création :

```
CREATE TABLE lacet_arrive (
    arr_name    text,
    arr_quant   integer
);

CREATE TABLE lacet_ok (
    ok_name     text,
    ok_quant    integer
);

CREATE RULE lacet_ok_ins AS ON INSERT TO lacet_ok
    DO INSTEAD
    UPDATE lacet
       SET dispo_lacet = dispo_lacet + NEW.ok_quant
     WHERE nom_lacet = NEW.ok_name;
```

Maintenant, vous pouvez remplir la table `lacet_arrive` avec les données de la liste :

```
SELECT * FROM lacet_arrive;

 arr_name | arr_quant
----------+-----------
 sl3      |        10
 sl6      |        20
 sl8      |        20
(3 rows)
```

Jetez un œil rapidement aux données actuelles :

```
SELECT * FROM lacet;

 nom_lacet  | dispo_lacet | couleur_lacet | longueur_lacet |
 unite_lacet | longueur_lacet_cm
------------+-------------+---------------+----------------
+-------------+-------------------
 sl1        |           5 | black         |             80 | cm
      |                80
 sl2        |           6 | black         |            100 | cm
      |               100
 sl7        |           6 | brown         |             60 | cm
      |                60
 sl3        |           0 | black         |             35 | inch
      |              88.9
 sl4        |           8 | black         |             40 | inch
      |             101.6
 sl8        |           1 | brown         |             40 | inch
      |             101.6
 sl5        |           4 | brown         |              1 | m
      |               100
```

```
 sl6        |           0 | brown         |            0.9 | m
      |                90
(8 rows)
```

Maintenant, déplacez les lacets arrivés dans :

```
INSERT INTO lacet_ok SELECT * FROM lacet_arrive;
```

et vérifiez le résultat :

```
SELECT * FROM lacet ORDER BY nom_lacet;

 nom_lacet  | dispo_lacet | couleur_lacet | longueur_lacet |
 unite_lacet | longueur_lacet_cm
------------+-------------+---------------+----------------
+-------------+------------------
 sl1        |           5 | black         |             80 | cm
      |                80
 sl2        |           6 | black         |            100 | cm
      |               100
 sl7        |           6 | brown         |             60 | cm
      |                60
 sl4        |           8 | black         |             40 | inch
      |             101.6
 sl3        |          10 | black         |             35 | inch
      |              88.9
 sl8        |          21 | brown         |             40 | inch
      |             101.6
 sl5        |           4 | brown         |              1 | m
      |               100
 sl6        |          20 | brown         |            0.9 | m
      |                90
(8 rows)

SELECT * FROM lacet_log;

 nom_lacet | dispo_lacet | log_who| log_when
-----------+-------------+--------
+---------------------------------
 sl7       |           6 | Al     | Tue Oct 20 19:14:45 1998 MET
 DST
 sl3       |          10 | Al     | Tue Oct 20 19:25:16 1998 MET
 DST
 sl6       |          20 | Al     | Tue Oct 20 19:25:16 1998 MET
 DST
 sl8       |          21 | Al     | Tue Oct 20 19:25:16 1998 MET
 DST
(4 rows)
```

C'est un long chemin du `insert ... select` à ces résultats. Et la description de la transformation de l'arbre de requêtes sera la dernière dans ce chapitre. Tout d'abord, voici la sortie de l'analyseur :

```
INSERT INTO lacet_ok
SELECT lacet_arrive.arr_name, lacet_arrive.arr_quant
  FROM lacet_arrive lacet_arrive, lacet_ok lacet_ok;
```

Maintenant, la première règle `lacet_ok_ins` est appliquée et transforme ceci en :

```
UPDATE lacet
   SET dispo_lacet = lacet.dispo_lacet + lacet_arrive.arr_quant
  FROM lacet_arrive lacet_arrive, lacet_ok lacet_ok,
       lacet_ok old, lacet_ok new,
       lacet lacet
 WHERE lacet.nom_lacet = lacet_arrive.arr_name;
```

et jette l'`insert` actuel sur `lacet_ok`. la requête réécrite est passée de nouveau au système de règles et la seconde règle appliquée `lacet_upd` produit :

```
UPDATE donnees_lacet
   SET nom_lacet = lacet.nom_lacet,
       dispo_lacet = lacet.dispo_lacet + lacet_arrive.arr_quant,
       couleur_lacet = lacet.couleur_lacet,
       longueur_lacet = lacet.longueur_lacet,
       unite_lacet = lacet.unite_lacet
  FROM lacet_arrive lacet_arrive, lacet_ok lacet_ok,
       lacet_ok old, lacet_ok new,
       lacet lacet, lacet old,
       lacet new, donnees_lacet donnees_lacet
 WHERE lacet.nom_lacet = lacet_arrive.arr_name
   AND donnees_lacet.nom_lacet = lacet.nom_lacet;
```

De nouveau, il s'agit d'une règle `instead` et l'arbre de requête précédent est jeté. Notez que cette requête utilise toujours la vue `lacet`. mais le système de règles n'a pas fini cette étape, donc il continue et lui applique la règle `_return`. Nous obtenons :

```
UPDATE donnees_lacet
   SET nom_lacet = s.nom_lacet,
       dispo_lacet = s.dispo_lacet + lacet_arrive.arr_quant,
       couleur_lacet = s.couleur_lacet,
       longueur_lacet = s.longueur_lacet,
       unite_lacet = s.unite_lacet
  FROM lacet_arrive lacet_arrive, lacet_ok lacet_ok,
       lacet_ok old, lacet_ok new,
       lacet lacet, lacet old,
       lacet new, donnees_lacet donnees_lacet,
       lacet old, lacet new,
       donnees_lacet s, unit u
 WHERE s.nom_lacet = lacet_arrive.arr_name
   AND donnees_lacet.nom_lacet = s.nom_lacet;
```

Enfin, la règle `log_lacet` est appliquée, produisant l'arbre de requête supplémentaire :

```
INSERT INTO lacet_log
SELECT s.nom_lacet,
       s.dispo_lacet + lacet_arrive.arr_quant,
       current_user,
       current_timestamp
  FROM lacet_arrive lacet_arrive, lacet_ok lacet_ok,
       lacet_ok old, lacet_ok new,
       lacet lacet, lacet old,
       lacet new, donnees_lacet donnees_lacet,
       lacet old, lacet new,
```

```
       donnees_lacet s, unit u,
       donnees_lacet old, donnees_lacet new
       lacet_log lacet_log
 WHERE s.nom_lacet = lacet_arrive.arr_name
   AND donnees_lacet.nom_lacet = s.nom_lacet
   AND (s.dispo_lacet + lacet_arrive.arr_quant) <> s.dispo_lacet;
```

une fois que le système de règles tombe en panne de règles et renvoie les arbres de requêtes générés.

Donc, nous finissons avec deux arbres de requêtes finaux qui sont équivalents aux instructions SQL :

```
INSERT INTO lacet_log
SELECT s.nom_lacet,
       s.dispo_lacet + lacet_arrive.arr_quant,
       current_user,
       current_timestamp
  FROM lacet_arrive lacet_arrive, donnees_lacet donnees_lacet,
       donnees_lacet s
 WHERE s.nom_lacet = lacet_arrive.arr_name
   AND donnees_lacet.nom_lacet = s.nom_lacet
   AND s.dispo_lacet + lacet_arrive.arr_quant <> s.dispo_lacet;

UPDATE donnees_lacet
   SET dispo_lacet = donnees_lacet.dispo_lacet +
 lacet_arrive.arr_quant
  FROM lacet_arrive lacet_arrive,
       donnees_lacet donnees_lacet,
       donnees_lacet s
 WHERE s.nom_lacet = lacet_arrive.nom_lacet
   AND donnees_lacet.nom_lacet = s.nom_lacet;
```

Le résultat est que la donnée provenant d'une relation insérée dans une autre, modifiée en mise à jour dans une troisième, modifiée en mise à jour dans une quatrième, cette dernière étant tracée dans une cinquième, se voit réduite à deux requêtes.

Il y a un petit détail assez horrible. En regardant les deux requêtes, nous nous apercevons que la relation `donnees_lacet` apparaît deux fois dans la table d'échelle où cela pourrait être réduit à une seule occurrence. Le planificateur ne gère pas ceci et, du coup, le plan d'exécution de la sortie du système de règles pour `insert` sera :

```
Nested Loop
     ->  Merge Join
     ->  Seq Scan
     ->  Sort
     ->  Seq Scan on s
     ->  Seq Scan
     ->  Sort
     ->  Seq Scan on lacet_arrive
     ->  Seq Scan on donnees_lacet
```

alors qu'omettre la table d'échelle supplémentaire résulterait en un :

```
Merge Join
     ->  Seq Scan
     ->  Sort
     ->  Seq Scan on s
     ->  Seq Scan
```

```
     ->  Sort
     ->  Seq Scan on lacet_arrive
```

qui produit exactement les mêmes entrées dans la table des traces. Du coup, le système de règles a causé un parcours supplémentaire dans la table `donnees_lacet` qui n'est absolument pas nécessaire. et le même parcours redondant est fait une fois de plus dans l'`update`. mais ce fut réellement un travail difficile de rendre tout ceci possible.

Maintenant, nous faisons une démonstration finale du système de règles de PostgreSQL et de sa puissance. disons que nous ajoutons quelques lacets avec des couleurs extraordinaires à votre base de données :

```
INSERT INTO lacet VALUES ('sl9', 0, 'pink', 35.0, 'inch', 0.0);
INSERT INTO lacet VALUES ('sl10', 1000, 'magenta', 40.0, 'inch',
 0.0);
```

Nous voulons créer une vue vérifiant les entrées `lacet` qui ne correspondent à aucune chaussure pour la couleur. Voici la vue :

```
CREATE VIEW lacet_mismatch AS
    SELECT * FROM lacet WHERE NOT EXISTS
        (SELECT nom_chaussure FROM chaussure WHERE couleur =
 couleur_lacet);
```

Sa sortie est :

```
SELECT * FROM lacet_mismatch;

 nom_lacet | dispo_lacet | couleur_lacet | longueur_lacet |
 unite_lacet | longueur_lacet_cm
-----------+-------------+---------------+----------------
+-------------+------------------
 sl9       |           0 | pink          |             35 | inch
     |              88.9
 sl10      |        1000 | magenta       |             40 | inch
     |             101.6
```

Maintenant, nous voulons la configurer pour que les lacets qui ne correspondent pas et qui ne sont pas en stock soient supprimés de la base de données. Pour rendre la chose plus difficile à PostgreSQL, nous ne les supprimons pas directement. À la place, nous créons une vue supplémentaire :

```
CREATE VIEW lacet_can_delete AS
    SELECT * FROM lacet_mismatch WHERE dispo_lacet = 0;
```

et le faisons de cette façon :

```
DELETE FROM lacet WHERE EXISTS
    (SELECT * FROM lacet_can_delete
             WHERE nom_lacet = lacet.nom_lacet);
```

voilà :

```
SELECT * FROM lacet;
```

```
 nom_lacet | dispo_lacet | couleur_lacet | longueur_lacet |
 unite_lacet | longueur_lacet_cm
-----------+-------------+---------------+----------------
+-------------+------------------
 sl1       |           5 | black         |             80 | cm
     |                80
 sl2       |           6 | black         |            100 | cm
     |               100
 sl7       |           6 | brown         |             60 | cm
     |                60
 sl4       |           8 | black         |             40 | inch
     |             101.6
 sl3       |          10 | black         |             35 | inch
     |              88.9
 sl8       |          21 | brown         |             40 | inch
     |             101.6
 sl10      |        1000 | magenta       |             40 | inch
     |             101.6
 sl5       |           4 | brown         |              1 | m
     |               100
 sl6       |          20 | brown         |            0.9 | m
     |                90
(9 rows)
```

Un `delete` sur une vue, avec une qualification de sous-requête qui utilise au total quatre vues imbriquées/jointes, où l'une d'entre elles a une qualification de sous-requête contenant une vue et où les colonnes des vues calculées sont utilisées, est réécrite en un seul arbre de requête qui supprime les données demandées sur la vraie table.

Il existe probablement seulement quelques situations dans le vrai monde où une telle construction est nécessaire. Mais, vous vous sentez mieux quand cela fonctionne.

41.5. Règles et droits

À cause de la réécriture des requêtes par le système de règles de PostgreSQL, d'autres tables/vues que celles utilisées dans la requête originale pourraient être accédées. Lorsque des règles de mise à jour sont utilisées, ceci peut inclure des droits d'écriture sur les tables.

Les règles de réécriture n'ont pas de propriétaire séparé. Le propriétaire d'une relation (table ou vue) est automatiquement le propriétaire des règles de réécriture qui lui sont définies. Le système de règles de PostgreSQL modifie le comportement du système de contrôle d'accès par défaut. Les relations qui sont utilisées à cause des règles se voient vérifier avec les droits du propriétaire de la règle, et non avec ceux de l'utilisateur appelant cette règle. Ceci signifie qu'un utilisateur a seulement besoin des droits requis pour les tables/vues qu'il nomme explicitement dans ses requêtes.

Par exemple : un utilisateur a une liste de numéros de téléphone dont certains sont privés, les autres étant d'intérêt pour l'assistant du bureau. Il peut construire de cette façon :

```
CREATE TABLE phone_data (person text, phone text, private boolean);
CREATE VIEW phone_number AS
    SELECT person, CASE WHEN NOT private THEN phone END AS phone
    FROM phone_data;
GRANT SELECT ON phone_number TO assistant;
```

Personne en dehors de cet utilisateur (et les superutilisateurs de la base de données) ne peut accéder à la table `phone_data`. mais, à cause du `grant`, l'assistant peut lancer un `select` sur la vue

phone_number. le système de règles réécrira le select sur phone_number en un select sur phone_data. Comme l'utilisateur est le propriétaire de phone_number et du coup le propriétaire de la règle, le droit de lecture de phone_data est maintenant vérifié avec ses propres privilèges et la requête est autorisée. La vérification de l'accès à phone_number est aussi réalisée mais ceci est fait avec l'utilisateur appelant, donc personne sauf l'utilisateur et l'assistant ne peut l'utiliser.

Les droits sont vérifiés règle par règle. Donc, l'assistant est actuellement le seul à pouvoir voir les numéros de téléphone publiques. Mais l'assistant peut configurer une autre vue et autoriser l'accès au public. Du coup, tout le monde peut voir les données de phone_number via la vue de l'assistant. Ce que l'assistant ne peut pas faire est de créer une vue qui accède directement à phone_data (en fait, il le peut mais cela ne fonctionnera pas car tous les accès seront refusés lors de la vérification des droits). Dès que l'utilisateur s'en rendra compte, du fait que l'assistant a ouvert la vue phone_number à tout le monde, il peut révoquer son accès. Immédiatement, tous les accès de la vue de l'assistant échoueront.

Il pourrait être dit que cette vérification règle par règle est une brèche de sécurité mais ce n'est pas le cas. Si cela ne fonctionne pas de cette façon, l'assistant pourrait copier une table avec les mêmes colonnes que phone_number et y copier les données une fois par jour. Du coup, ce sont ces propres données et il peut accorder l'accès à tout le monde si il le souhaite. Une commande grant signifie « j'ai confiance en vous ». Si quelqu'un en qui vous avez confiance se comporte ainsi, il est temps d'y réfléchir et d'utiliser revoke.

Notez que, bien que les vues puissent être utilisées pour cacher le contenu de certaines colonnes en utilisant la technique montrée ci-dessus, elles ne peuvent pas être utilisées de manière fiable pour cacher des données dans des lignes invisibles sauf si le drapeau security_barrier a été initialisé. Par exemple, la vue suivante n'est pas sécurisée :

```
CREATE VIEW phone_number AS
    SELECT person, phone FROM phone_data WHERE phone NOT LIKE
 '412%';
```

Cette vue peut sembler sécurisée car le système de règles va réécrire tout SELECT à partir de phone_number dans un SELECT à partir de phone_data et ajouter la qualification permettant de filter les enregistrements dont la colonne phone ne commence pas par 412. Mais si l'utilisateur peut créer ses propres fonctions, il n'est pas difficile de convaincre le planificateur d'exécuter la fonction définie par l'utilisateur avant l'expression NOT LIKE.

```
CREATE FUNCTION tricky(text, text) RETURNS bool AS $$
BEGIN
    RAISE NOTICE '% => %', $1, $2;
    RETURN true;
END
$$ LANGUAGE plpgsql COST 0.0000000000000000000001;

SELECT * FROM phone_number WHERE tricky(person, phone);
```

Chaque personne et chaque numéro de téléphone de la table phone_data sera affiché dans un NOTICE car le planificateur choisira d'exécuter la procédure tricky avant le NOT LIKE car elle est moins coûteuse. Même si l'utilisateur ne peut pas définir des nouvelles fonctions, les fonctions internes peuvent être utilisées pour des attaques similaires. (Par exemple, la plupart des fonctions de conversions affichent les valeurs en entrée dans le message d'erreur qu'elles fournissent.)

Des considérations similaires s'appliquent aussi aux règles de mise à jour. Dans les exemples de la section précédente, le propriétaire des tables de la base de données d'exemple pourrait accorder les droits select, insert, update et delete sur la vue lacet à quelqu'un d'autre mais seulement select sur lacet_log. l'action de la règle pourrait écrire des entrées de trace qui seraient toujours exécutées avec succès et que l'autre utilisateur pourrait voir. Mais il ne peut pas créer d'entrées fausses,

pas plus qu'il ne peut manipuler ou supprimer celles qui existent. Dans ce cas, il n'existe pas de possibilité de subvertir les règles en convaincant le planificateur de modifier l'ordre des opérations car la seule règle qui fait référence à `shoelace_log` est un `INSERT` non qualifié. Ceci pourrait ne plus être vrai dans les scénarios complexes.

Lorsqu'il est nécessaire qu'une vue fournisse une sécurité au niveau des lignes, l'attribut `security_barrier` doit être appliqué à la vue. Ceci empêche des fonctions et des opérateurs choisis spécialement de voir des valeurs de lignes jusqu'à ce que la vue ait fait son travail. Par exemple, si la vue montrée ci-dessus a été créée ainsi, elle serait sécurisée :

```
CREATE VIEW phone_number WITH (security_barrier) AS
    SELECT person, phone FROM phone_data WHERE phone NOT LIKE
 '412%';
```

Les vues créées avec l'attribut `security_barrier` peuvent avoir de bien pires performances que les vues créées sans cette option. En général, il n'y a pas de moyen de l'éviter : le plan le plus rapide doit être éviter si cela compromet la sécurité. Pour cette raison, cette option n'est pas activée par défaut.

Le planificateur de requêtes a plus de flexibilité lorsqu'il s'occupe de fonctions qui n'ont pas d'effets de bord. Ces fonctions sont qualifiées de `LEAKPROOF` et incluent de nombreux opérateurs simples fréquemment utilisés, comme les opérateurs d'égalité. Le planificateur de requêtes peut en tout sécurité permettre à de telles fonctions d'être évaluées à tout moment dans l'exécution de la requête car les appeler sur des lignes invisibles à l'utilisateur ne pourra pas faire transpirer ces informations sur les lignes invisibles. De plus, les fonctions qui ne prennent pas d'arguments ou à qui aucun argument n'est passé à partir de la vue disposant de l'option security_barrier n'ont pas besoin d'être marquées `LEAKPROOF` pour être exécutées avant car elles ne reçoivent jamais des données de la vue. En contraste complet, une fonction qui peut envoyer des erreurs dépendant des valeurs reçues en argument (comme les fonctions qui renvoient une erreur dans le cas d'un dépassement de capacité ou de division par zéro) ne sont pas `LEAKPROOF`, et risquent de fournir des informations sur les lignes invisibles si elles sont exécutées avant que la vue ne les filtre.

Il est important de comprendre que, même une vue créée avec l'option `security_barrier` est supposée être sécurisée dans le sens où le contenu de lignes invisibles ne sera pas passé à des fonctions supposées non sécurisées. L'utilisateur pourrait bien avoir d'autres moyens pour accéder aux données non vues ; par exemple, ils peuvent voir le plan d'exécution en utilisant `EXPLAIN` ou mesurer la durée d'exécution de requêtes sur la vue. Un attaquant pourrait être capable de deviner certaines informations comme la quantité de données invisibles, voire obtenir des informations sur la distribution des données ou les valeurs les plus communes (ces informations affectent la durée d'exécution de la requête ; ou même, comme elles font partie des statistiques de l'optimiseur, du choix du plan). Si ces types d'attaques vous posent problème, il est alors déconseillé de donner l'accès aux données.

41.6. Règles et statut de commande

Le serveur PostgreSQL renvoie une chaîne de statut de commande, comme `insert 149592 1`, pour chaque commande qu'il reçoit. C'est assez simple lorsqu'il n'y a pas de règles impliquées. Mais qu'arrive-t'il lorsque la requête est réécrite par des règles ?

Les règles affectent le statut de la commande de cette façon :

- S'il n'y a pas de règle `instead` inconditionnelle pour la requête, alors la requête donnée originellement sera exécutée et son statut de commande sera renvoyé comme d'habitude. (Mais notez que s'il y avait des règles `instead` conditionnelles, la négation de leur qualifications sera ajouté à la requête initiale. Ceci pourrait réduire le nombre de lignes qu'il traite et, si c'est le cas, le statut rapporté en sera affecté.)

- S'il y a des règles `instead` inconditionnelles pour la requête, alors la requête originale ne sera pas exécutée du tout. Dans ce cas, le serveur renverra le statut de la commande pour la dernière requête

qui a été insérée par une règle `instead` (conditionnelle ou non) et est du même type de commande (`insert`, `update` ou `delete`) que la requête originale. si aucune requête ne rencontrant ces pré-requis n'est ajoutée à une règle, alors le statut de commande renvoyé affiche le type de requête original et annule le compteur de ligne et le champ OID.

Le programmeur peut s'assurer que toute règle `instead` désirée est celle qui initialise le statut de commande dans le deuxième cas en lui donnant un nom de règle étant le dernier en ordre alphabétique parmi les règles actives pour qu'elle soit appliquée en dernier.

41.7. Règles contre déclencheurs

Beaucoup de choses pouvant se faire avec des déclencheurs peuvent aussi être implémentées en utilisant le système de règles de PostgreSQL. un des points qui ne pourra pas être implémenté par les règles en certains types de contraintes, notamment les clés étrangères. Il est possible de placer une règle qualifiée qui réécrit une commande en `nothing` si la valeur d'une colonne n'apparaît pas dans l'autre table. Mais alors les données sont jetées et ce n'est pas une bonne idée. Si des vérifications de valeurs valides sont requises et dans le cas où il y a une erreur invalide, un message d'erreur devrait être généré et cela devra se faire avec un déclencheur.

Dans ce chapitre, nous avons ciblé l'utilisation des règles pour mettre à jour des vues. Tous les exemples de règles de mise à jour de ce chapitre peuvent aussi être implémentés en utilisant les triggers `INSTEAD OF` sur les vues. Écrire ce type de triggers est souvent plus facile qu'écrire des règles, tout particulièrement si une logique complexe est requise pour réaliser la mise à jour.

Pour les éléments qui peuvent être implémentés par les deux, ce qui sera le mieux dépend de l'utilisation de la base de données. Un déclencheur est exécuté une fois pour chaque ligne affectée. Une règle modifie la requête ou en génère une autre. Donc, si un grand nombre de lignes sont affectées pour une instruction, une règle lançant une commande supplémentaire sera certainement plus rapide qu'un déclencheur appelé pour chaque ligne et qui devra exécuter ces opérations autant de fois. Néanmoins, l'approche du déclencheur est conceptuellement plus simple que l'approche de la règle et est plus facile à utiliser pour les novices.

Ici, nous montrons un exemple où le choix d'une règle ou d'un déclencheur joue sur une situation. Voici les deux tables :

```
CREATE TABLE ordinateur (
    nom_hote        text,    -- indexé
    constructeur    text     -- indexé
);

CREATE TABLE logiciel (
    logiciel        text,    -- indexé
    nom_hote        text     -- indexé
);
```

Les deux tables ont plusieurs milliers de lignes et les index sur `nom_hote` sont uniques. la règle ou le déclencheur devrait implémenter une contrainte qui supprime les lignes de `logiciel` référençant un ordinateur supprimé. Le déclencheur utiliserait cette commande :

```
DELETE FROM logiciel WHERE nom_hote = $1;
```

Comme le déclencheur est appelé pour chaque ligne individuelle supprimée à partir de `ordinateur`, il peut préparer et sauvegarder le plan pour cette commande et passer la valeur `nom_hote` dans le paramètre. La règle devra être réécrite ainsi :

```
CREATE RULE ordinateur_del AS ON DELETE TO ordinateur
    DO DELETE FROM logiciel WHERE nom_hote = OLD.nom_hote;
```

Maintenant, nous apercevons différents types de suppressions. Dans le cas d'un :

```
DELETE FROM ordinateur WHERE nom_hote = 'mypc.local.net';
```

la table `ordinateur` est parcourue par l'index (rapide), et la commande lancée par le déclencheur pourrait aussi utiliser un parcours d'index (aussi rapide). La commande supplémentaire provenant de la règle serait :

```
DELETE FROM logiciel WHERE ordinateur.nom_hote = 'mypc.local.net'
                       AND logiciel.nom_hote = ordinateur.nom_hote;
```

Comme il y a une configuration appropriée des index, le planificateur créera un plan :

```
Nestloop
    ->  Index Scan using comp_hostidx on ordinateur
    ->  Index Scan using soft_hostidx on logiciel
```

Donc, il n'y aurait pas trop de différence de performance entre le déclencheur et l'implémentation de la règle.

Avec la prochaine suppression, nous voulons nous débarrasser des 2000 ordinateurs où `nom_hote` commence avec `old`. il existe deux commandes possibles pour ce faire. Voici l'une d'elle :

```
DELETE FROM ordinateur WHERE nom_hote >= 'old'
                       AND nom_hote <  'ole'
```

La commande ajoutée par la règle sera :

```
DELETE FROM logiciel WHERE ordinateur.nom_hote >= 'old'
                       AND ordinateur.nom_hote < 'ole'
                       AND logiciel.nom_hote = ordinateur.nom_hote;
```

avec le plan :

```
Hash Join
    ->  Seq Scan on logiciel
    ->  Hash
    ->  Index Scan using comp_hostidx on ordinateur
```

L'autre commande possible est :

```
DELETE FROM ordinateur WHERE nom_hote ~ '^old';
```

ce qui finira dans le plan d'exécution suivant pour la commande ajoutée par la règle :

```
Nestloop
    ->  Index Scan using comp_hostidx on ordinateur
    ->  Index Scan using soft_hostidx on logiciel
```

Ceci monte que le planificateur ne réalise pas que la qualification pour `nom_hote` dans `ordinateur` pourrait aussi être utilisée pour un parcours d'index sur `logiciel` quand il existe

plusieurs expressions de qualifications combinées avec `and`, ce qui correspond à ce qu'il fait dans la version expression rationnelle de la commande. Le déclencheur sera appelé une fois pour chacun des 2000 anciens ordinateurs qui doivent être supprimées, et ceci résultera en un parcours d'index sur `ordinateur` et 2000 parcours d'index sur `logiciel`. l'implémentation de la règle le fera en deux commandes qui utilisent les index. Et cela dépend de la taille globale de la table `logiciel`, si la règle sera toujours aussi rapide dans la situation du parcours séquentiel. 2000 exécutions de commandes à partir du déclencheur sur le gestionnaire SPI prend un peu de temps, même si tous les blocs d'index seront rapidement dans le cache.

La dernière commande que nous regardons est :

```
DELETE FROM ordinateur WHERE constructeur = 'bim';
```

De nouveau, ceci pourrait résulter en de nombreuses lignes à supprimer dans `ordinateur`. donc, le déclencheur lancera de nouveau de nombreuses commandes via l'exécuteur. La commande générée par la règle sera :

```
DELETE FROM logiciel WHERE ordinateur.constructeur = 'bim'
                       AND logiciel.nom_hote = ordinateur.nom_hote;
```

Le plan pour cette commande sera encore la boucle imbriquée sur les deux parcours d'index, en utilisant seulement un index différent sur `ordinateur` :

```
Nestloop
  ->  Index Scan using comp_manufidx on ordinateur
  ->  Index Scan using soft_hostidx on logiciel
```

Dans chacun de ces cas, les commandes supplémentaires provenant du système de règles seront plus ou moins indépendantes du nombre de lignes affectées en une commande.

Voici le résumé, les règles seront seulement significativement plus lentes que les déclencheurs si leur actions résultent en des jointures larges et mal qualifiées, une situation où le planificateur échoue.

Chapitre 42. Langages de procédures

PostgreSQL permet l'écriture de fonctions et de procédures dans des langages différents du SQL et du C. Ces autres langages sont appelés génériquement des *langages de procédures* (LP, PL en anglais). Le serveur ne possède pas d'interpréteur interne des fonctions écrites dans un langage de procédures. La tâche est donc dévolue à un gestionnaire particulier qui, lui, connait les détails du langage. Le gestionnaire peut prendre en charge le travail de découpage, d'analyse syntaxique, d'exécution, etc., ou simplement servir de « colle » entre PostgreSQL et une implémentation existante d'un langage de programmation. Le gestionnaire est lui-même une fonction en langage C compilée dans une bibliothèque partagée et chargée à la demande, comme toute autre fonction C.

Il existe à ce jour quatre langages de procédures dans la distribution standard de PostgreSQL : PL/pgSQL (Chapitre 43), PL/Tcl (Chapitre 44), PL/Perl (Chapitre 45) et PL/Python (Chapitre 46).

Il existe d'autres langages de procédures qui ne sont pas inclus dans la distribution principale. L'Annexe H propose des pistes pour les trouver. De plus, d'autres langages peuvent être définis par les utilisateurs. Les bases de développement d'un nouveau langage de procédures sont couvertes dans le Chapitre 56.

42.1. Installation des langages de procédures

Un langage de procédures doit être « installé » dans toute base de données amenée à l'utiliser. Les langages de procédures installés dans la base de données `template1` sont automatiquement disponibles dans toutes les bases de données créées par la suite. `CREATE DATABASE` recopie en effet toutes les informations disponibles dans la base `template1`. Il est ainsi possible pour l'administrateur de définir, par base, les langages disponibles et d'en rendre certains disponibles par défaut.

Pour les langages fournis avec la distribution standard, l'installation dans la base courante se fait simplement par l'exécution de la commande `CREATE EXTENSION` *`langage`*. La procédure manuelle décrite ci-dessous n'est recommandée que pour installer des langages qui ne sont pas disponibles sous la forme d'extensions.

Installation manuelle de langages de procédures

Un langage de procédures s'installe en cinq étapes effectuées obligatoirement par le superutilisateur des bases de données. Dans la plupart des cas, les commandes SQL nécessaires doivent être placées dans un script d'installation d'une « extension », pour que la commande `CREATE EXTENSION` puisse être utilisé pour installer le langage.

1. La bibliothèque partagée du gestionnaire de langage doit être compilée et installée dans le répertoire de bibliothèques approprié. Cela se déroule comme la construction et l'installation de modules de classiques fonctions C utilisateur ; voir la Section 38.10.5. Il arrive souvent que le gestionnaire du langage dépende d'une bibliothèque externe fournissant le moteur de langage ; dans ce cas, elle doit aussi être installée.

2. Le gestionnaire doit être déclaré par la commande

   ```
   CREATE FUNCTION nom_fonction_gestionnaire()
       RETURNS gestionnaire_langage
       AS 'chemin-vers-objet-partagé'
       LANGUAGE C STRICT;
   ```

   Le type de retour spécial `gestionnaire_langage` indique au système que cette fonction ne renvoie pas un type de données SQL et n'est, de ce fait, pas utilisable directement dans des expressions SQL.

3. (Optional) En option, le gestionnaire de langages peut fournir une fonction de gestion « en ligne » qui permet l'exécution de blocs de code anonyme (commandes DO) écrits dans ce langage. Si une fonction de gestion en ligne est fourni par le langage, déclarez-le avec une commande comme

```
CREATE FUNCTION nom_fonction_en_ligne(internal)
    RETURNS void
    AS 'chemin-vers-objet-partagé'
    LANGUAGE C;
```

4. (Optional) En option, le gestionnaire de langages peut fournir une fonction de « validation » qui vérifie la définition d'une fonction sans réellement l'exécuter. La fonction de validation, si elle existe, est appelée par `CREATE FUNCTION`. Si une telle fonction est fournie par le langage, elle sera déclarée avec une commande de la forme

```
CREATE FUNCTION nom_fonction_validation(oid)
    RETURNS void
    AS 'chemin-vers-objet-partagé'
    LANGUAGE C;
```

5. Le LP doit être déclaré par la commande

```
CREATE [TRUSTED] [PROCEDURAL] LANGUAGE nom_langage
    HANDLER nom_fonction_gestionnaire
    [INLINE nom_fonction_en_ligne]
    [VALIDATOR nom_fonction_valideur] ;
```

   Le mot clé optionnel `TRUSTED` (autrement dit, digne de confiance) indique que le langage n'autorise pas l'accès à des données normalement inaccessible à cet utilisateur. Les langages de confiance sont conçus pour les utilisateurs standards de la base de données, c'est-à-dire ceux qui ne sont pas superutilisateurs, et les autorisent à créer en tout sécurité des fonctions et des procédures. Les fonctions en langage de procédures étant exécutées au sein du serveur, le paramètre `TRUSTED` ne devrait être positionné que pour les langages n'accédant pas aux organes internes du serveur ou au système de fichiers. Les langages PL/pgSQL, PL/Tcl, et PL/Perl sont considérés comme dignes de confiance ; les langages PL/TclU, PL/PerlU, et PL/PythonU sont conçus pour fournir des fonctionnalités illimitées et *ne* devraient *pas* être marqués dignes de confiance.

L'Exemple 42.1 présente le fonctionnement de la procédure d'installation manuelle du langage PL/Perl.

Exemple 42.1. Installation manuelle de PL/Perl

La commande suivante indique au serveur l'emplacement de la bibliothèque partagée pour la fonction de gestion des appels du langage PL/Perl.

```
CREATE FUNCTION plperl_call_handler() RETURNS language_handler AS
    '$libdir/plperl' LANGUAGE C;
```

PL/Perl a une fonction de gestion en ligne et une fonction de validation, donc nous déclarons aussi celles-ci :

```
CREATE FUNCTION plperl_inline_handler(internal) RETURNS void AS
    '$libdir/plperl' LANGUAGE C;

CREATE FUNCTION plperl_validator(oid) RETURNS void AS
```

```
    '$libdir/plperl' LANGUAGE C STRICT;
```

La commande :

```
CREATE TRUSTED PROCEDURAL LANGUAGE plperl
    HANDLER plperl_call_handler
    INLINE plperl_inline_handler
    VALIDATOR plperl_validator;
```

indique l'évocation des fonctions précédentes pour les fonctions et procédures lorsque l'attribut de langage est `plperl`.

Lors de l'installation par défaut de PostgreSQL, le gestionnaire du langage PL/pgSQL est compilé et installé dans le répertoire des bibliothèques (« lib ») ; de plus, le langage PL/pgSQL est installé dans toutes les bases de données. Si le support de Tcl est configuré, les gestionnaires pour PL/Tcl et PL/TclU sont construits et installés dans le répertoire des bibliothèques mais le langage lui-même n'est pas installé par défaut dans les bases de données. De la même façon, les gestionnaires pour PL/Perl et PL/PerlU sont construits et installés si le support de Perl est configuré et le gestionnaire pour PL/PythonU est installé si le support de Python est configuré mais ces langages ne sont pas installés par défaut.

Chapitre 43. PL/pgSQL - Langage de procédures SQL

43.1. Aperçu

PL/pgSQL est un langage de procédures chargeable pour le système de bases de données PostgreSQL. Les objectifs de la conception de PL/pgSQL ont été de créer un langage de procédures chargeable qui

- est utilisé pour créer des fonctions, des procédures et triggers,
- ajoute des structures de contrôle au langage SQL,
- permet d'effectuer des traitements complexes,
- hérite de tous les types, fonctions, procédures et opérateurs définis par les utilisateurs,
- est défini comme digne de confiance par le serveur,
- est facile à utiliser.

Les fonctions PL/pgSQL acceptent un nombre variable d'arguments en utilisant le marqueur `VARIADIC`. Cela fonctionne exactement de la même façon pour les fonctions SQL, comme indiqué dans Section 38.5.5.

Les fonctions écrites en PL/pgSQL peuvent être utilisées partout où une fonction intégrée peut l'être. Par exemple, il est possible de créer des fonctions complexes de traitement conditionnel et, par la suite, de les utiliser pour définir des opérateurs ou de les utiliser dans des expressions d'index.

À partir de la version 9.0 de PostgreSQL, PL/pgSQL est installé par défaut. Il reste toutefois un module chargeable et les administrateurs craignant pour la sécurité de leur instance pourront le retirer.

43.1.1. Avantages de l'utilisation de PL/pgSQL

SQL est le langage que PostgreSQL et la plupart des autres bases de données relationnelles utilisent comme langage de requête. Il est portable et facile à apprendre, mais chaque expression SQL doit être exécutée individuellement par le serveur de bases de données.

Cela signifie que votre application client doit envoyer chaque requête au serveur de bases de données, attendre que celui-ci la traite, recevoir et traiter les résultats, faire quelques calculs, et enfin envoyer d'autres requêtes au serveur. Tout ceci induit des communications interprocessus et induit aussi une surcharge du réseau si votre client est sur une machine différente du serveur de bases de données.

Grâce à PL/pgSQL vous pouvez grouper un bloc de traitement et une série de requêtes *au sein* du serveur de bases de données, et bénéficier ainsi de la puissance d'un langage de procédures, mais avec de gros gains en terme de communication client/serveur.

- Les allers/retours entre le client et le serveur sont éliminés
- Il n'est pas nécessaire de traiter ou transférer entre le client et le serveur les résultats intermédiaires dont le client n'a pas besoin
- Les va-et-vient des analyses de requêtes peuvent être évités

Ceci a pour conséquence une augmentation considérable des performances en comparaison à une application qui n'utilise pas les procédures stockées.

Ainsi, avec PL/pgSQL vous pouvez utiliser tous les types de données, opérateurs et fonctions du SQL.

43.1.2. Arguments supportés et types de données résultats

Les fonctions écrites en PL/pgSQL peuvent accepter en argument n'importe quel type de données supporté par le serveur, et peuvent renvoyer un résultat de n'importe lequel de ces types. Elles peuvent aussi accepter ou renvoyer n'importe quel type composite (type ligne) spécifié par nom. Il est aussi possible de déclarer une fonction PL/pgSQL renvoyant un type `record`, ce qui signifie que n'importe quel type composé conviendra, ou comme renvoyant `record` signifiant que le résultat est un type ligne dont les colonnes sont déterminées par spécification dans la requête appelante (voir la Section 7.2.1.4).

Les fonctions PL/pgSQL acceptent en entrée et en sortie les types polymorphes `anyelement`, `anyarray`, `anynonarray`, `anyenum` et `anyrange`. Le type de données réel géré par une fonction polymorphe peut varier d'appel en appel (voir la Section 38.2.5). Voir l'exemple de la Section 43.3.1.

Les fonctions PL/pgSQL peuvent aussi renvoyer un ensemble de lignes (ou une table) de n'importe lequel des type de données dont les fonctions peuvent renvoyer une instance unique. Ces fonctions génèrent leur sortie en exécutant `RETURN NEXT` pour chaque élément désiré de l'ensemble résultat ou en utilisant `RETURN QUERY` pour afficher le résultat de l'évaluation d'une requête.

Enfin, une fonction PL/pgSQL peut être déclarée comme renvoyant `void` si elle n'a pas de valeur de retour utile. (Il est possible de l'écrire comme une procédure dans ce cas.)

Les fonctions PL/pgSQL peuvent aussi être déclarées avec des paramètres en sortie à la place de la spécification explicite du code de retour. Ceci n'ajoute pas de fonctionnalité fondamentale au langage mais c'est un moyen agréable principalement pour renvoyer plusieurs valeurs. La notation `RETURNS TABLE` peut aussi être utilisé à la place de `RETURNS SETOF`.

Des exemples spécifiques apparaissent dans la Section 43.3.1 et la Section 43.6.1.

43.2. Structure de PL/pgSQL

Les fonctions écrites en PL/pgSQL sont définies auprès du serveur en exécutant les commandes CREATE FUNCTION. Une telle commande pourrait ressembler à ceci :

```
CREATE FUNCTION une_fonction(integer, text) RETURNS integer
AS 'texte du corps de la fonction'
LANGUAGE plpgsql;
```

Le corps de la fonction est une simple chaîne littérale pour ce qui concerne `CREATE FUNCTION`. Il est souvent utile d'utiliser les guillemets dollars (voir Section 4.1.2.4) pour écrire le corps de la fonction, plutôt que la syntaxe normale à base de guillemets simples. Sans les guillemets dollar, tout guillemet simple et antislashs dans le corps de la fonction doit être échappé en les doublant. Pratiquement tous les exemples de ce chapitre utilisent les littéraux en guillemets dollars dans les corps des fonctions.

PL/pgSQL est un langage structuré en blocs. Le texte complet du corps d'une fonction doit être un *bloc*. Un bloc est défini comme :

```
[ <<label>> ]
[ DECLARE
    déclarations ]
BEGIN
    instructions
```

```
END [ label ];
```

Chaque déclaration et chaque expression au sein du bloc est terminé par un point-virgule. Un bloc qui apparaît à l'intérieur d'un autre bloc doit avoir un point-virgule après `END` (voir l'exemple ci-dessus) ; néanmoins, le `END` final qui conclut le corps d'une fonction n'a pas besoin de point-virgule.

> **Astuce**
>
> Une erreur habituelle est d'écrire un point-virgule immédiatement après `BEGIN`. C'est incorrect et a comme résultat une erreur de syntaxe.

Un *`label`* est seulement nécessaire si vous voulez identifier le bloc à utiliser dans une instruction `EXIT` ou pour qualifier les noms de variable déclarées dans le bloc. Si un label est écrit après `END`, il doit correspondre au label donné au début du bloc.

Tous les mots clés sont insensibles à la casse. Les identifiants sont convertis implicitement en minuscule sauf dans le cas de l'utilisation de guillemets doubles. Le comportement est donc identique à celui des commandes SQL habituelles.

Les commentaires fonctionnent de la même manière tant dans du PL/pgSQL que dans le code SQL. Un double tiret (`--`) commence un commentaire et celui-ci continue jusqu'à la fin de la ligne. Un `/*` commence un bloc de commentaire qui continue jusqu'au `*/` correspondant. Les blocs de commentaires peuvent imbriquer les uns dans les autres.

Chaque expression de la section expression d'un bloc peut être un *sous-bloc*. Les sous-blocs peuvent être utilisés pour des groupements logiques ou pour situer des variables locales dans un petit groupe d'instructions. Les variables déclarées dans un sous-bloc masquent toute variable nommée de façon similaire dans les blocs externes pendant toute la durée du sous-bloc. Cependant, vous pouvez accéder aux variables externes si vous qualifiez leur nom du label de leur bloc. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION une_fonction() RETURNS integer AS $$
<< blocexterne >>
DECLARE
    quantite integer := 30;
BEGIN
    RAISE NOTICE 'quantité vaut ici %', quantite;  -- affiche 30
    quantite := 50;
    --
    -- Crée un sous-bloc
    --
    DECLARE
        quantite integer := 80;
    BEGIN
        RAISE NOTICE 'quantite vaut ici %', quantite;  -- affiche
 80
 RAISE NOTICE 'la quantité externe vaut ici %',
 blocexterne.quantite;  -- affiche 50
    END;

    RAISE NOTICE 'quantité vaut ici %', quantite;  -- affiche 50

    RETURN quantite;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

> **Note**
>
> Il existe un bloc externe caché entourant le corps de toute fonction PL/pgSQL. Ce bloc fournit la déclaration des paramètres de la fonction ainsi que quelques variables spéciales comme `FOUND` (voir la Section 43.5.5). Le bloc externe a pour label le nom de la fonction. Cela a pour conséquence que les paramètres et les variables spéciales peuvent être qualifiés du nom de la fonction.

Il est important de ne pas confondre l'utilisation de `BEGIN`/`END` pour grouper les instructions dans PL/pgSQL avec les commandes pour le contrôle des transactions. Les `BEGIN`/`END` de PL/pgSQL ne servent qu'au groupement ; ils ne débutent ni ne terminent une transaction. Voir Section 43.8 pour plus d'informations sur la gestion des transactions dans PL/pgSQL. De plus, un bloc contenant une clause `EXCEPTION` forme réellement une sous-transaction qui peut être annulée sans affecter la transaction externe. Pour plus d'informations sur ce point, voir la Section 43.6.8.

43.3. Déclarations

Toutes les variables utilisées dans un bloc doivent être déclarées dans la section déclaration du bloc. Les seules exceptions sont que la variable de boucle d'une boucle `FOR` effectuant une itération sur des valeurs entières est automatiquement déclarée comme variable entière (type integer), et de la même façon une variable de boucle `FOR` effectuant une itération sur le résultat d'un curseur est automatiquement déclarée comme variable de type record.

Les variables PL/pgSQL peuvent être de n'importe quel type de données tels que `integer`, `varchar` et `char`.

Quelques exemples de déclaration de variables :

```
id_utilisateur integer;
quantité numeric(5);
url varchar;
ma_ligne nom_table%ROWTYPE;
mon_champ nom_table.nom_colonne%TYPE;
une_ligne RECORD;
```

La syntaxe générale d'une déclaration de variable est :

```
nom [ CONSTANT ] type [ COLLATE nom_collationnement ] [ NOT NULL ]
 [ { DEFAULT | := | = } expression ];
```

La clause `DEFAULT`, si indiquée, spécifie la valeur initiale affectée à la variable quand on entre dans le bloc. Si la clause `DEFAULT` n'est pas indiquée, la variable est initialisée à la valeur SQL NULL. L'option `CONSTANT` empêche la modification de la variable après initialisation, de sorte que sa valeur reste constante pour la durée du bloc. L'option `COLLATE` indique le collationnement à utiliser pour la variable (voir Section 43.3.6). Si `NOT NULL` est spécifié, l'affectation d'une valeur NULL aboutira à une erreur d'exécution. Les valeurs par défaut de toutes les variables déclarées `NOT NULL` doivent être précisées, donc non NULL. Le signe d'égalité (`=`) peut être utilisé à la place de `:=`, qui lui est conforme au PL/SQL.

La valeur par défaut d'une variable est évaluée et affectée à la variable à chaque entrée du bloc (pas seulement une fois lors de l'appel de la fonction). Ainsi, par exemple, l'affectation de `now()` à une variable de type `timestamp` donnera à la variable l'heure de l'appel de la fonction courante, et non l'heure au moment où la fonction a été précompilée.

Exemples :

```
quantité integer DEFAULT 32;
url varchar := 'http://mysite.com';
id_utilisateur CONSTANT integer := 10;
```

43.3.1. Déclarer des paramètres de fonctions

Les paramètres passés aux fonctions sont nommés par les identifiants `$1`, `$2`, etc. Éventuellement, des alias peuvent être déclarés pour les noms de paramètres de type `$`*n* afin d'améliorer la lisibilité. L'alias ou l'identifiant numérique peuvent être utilisés indifféremment pour se référer à la valeur du paramètre.

Il existe deux façons de créer un alias. La façon préférée est de donner un nom au paramètre dans la commande `CREATE FUNCTION`, par exemple :

```
CREATE FUNCTION taxe_ventes(sous_total real) RETURNS real AS $$
BEGIN
    RETURN sous_total * 0.06;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

L'autre façon est de déclarer explicitement un alias en utilisant la syntaxe de déclaration :

```
nom ALIAS FOR $n;
```

Le même exemple dans ce style ressemble à ceci :

```
CREATE FUNCTION taxe_ventes(real) RETURNS real AS $$
DECLARE
    sous_total ALIAS FOR $1;
BEGIN
    RETURN sous_total * 0.06;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

> **Note**
>
> Ces deux exemples ne sont pas complètement identiques. Dans le premier cas, `sous_total` peut être référencé comme `taxe_ventes.sous_total`, alors que ce n'est pas possible dans le second cas. (Si nous avions attaché un label au bloc interne, `sous_total` aurait pu utiliser ce label à la place.)

Quelques exemples de plus :

```
CREATE FUNCTION instr(varchar, integer) RETURNS integer AS $$
DECLARE
    v_string ALIAS FOR $1;
    index ALIAS FOR $2;
BEGIN
    -- quelques traitements utilisant ici v_string et index
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

```
CREATE FUNCTION concat_champs_selectionnes(in_t un_nom_de_table)
 RETURNS text AS $$
BEGIN
    RETURN in_t.f1 || in_t.f3 || in_t.f5 || in_t.f7;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Quand une fonction PL/pgSQL est déclarée avec des paramètres en sortie, ces derniers se voient attribués les noms $*n* et des alias optionnels de la même façon que les paramètres en entrée. Un paramètre en sortie est une variable qui commence avec la valeur NULL ; il devrait se voir attribuer une valeur lors de l'exécution de la fonction. La valeur finale du paramètre est ce qui est renvoyée. Par exemple, l'exemple taxe_ventes peut s'écrire de cette façon :

```
CREATE FUNCTION taxe_ventes(sous_total real, OUT taxe real) AS $$
BEGIN
    taxe := sous_total * 0.06;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Notez que nous avons omis `RETURNS real`. Nous aurions pu l'inclure mais cela aurait été redondant.

Les paramètres en sortie sont encore plus utiles lors du retour de plusieurs valeurs. Un exemple trivial est :

```
CREATE FUNCTION somme_n_produits(x int, y int, OUT somme int, OUT
 produit int) AS $$
BEGIN
    somme := x + y;
    produit := x * y;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

D'après ce qui a été vu dans la Section 38.5.4, ceci crée réellement un type d'enregistrement anonyme pour les résultats de la fonction. Si une clause `RETURNS` est donnée, elle doit spécifier `RETURNS record`.

Voici une autre façon de déclarer une fonction PL/pgSQL, cette fois avec `RETURNS TABLE` :

```
CREATE FUNCTION extended_sales(p_itemno int)
RETURNS TABLE(quantity int, total numeric) AS $$
BEGIN
    RETURN QUERY SELECT s.quantity, s.quantity * s.price FROM sales
 AS s
                 WHERE s.itemno = p_itemno;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

C'est exactement équivalent à déclarer un ou plusieurs paramètres `OUT` et à spécifier `RETURNS SETOF` *`un_type`*.

Lorsque le type de retour d'une fonction PL/pgSQL est déclaré comme type polymorphe (`anyelement`, `anyarray`, `anynonarray`, `anyenum` et `anyrange`), un paramètre spécial `$0` est créé. Son type de donnée est le type effectif de retour de la fonction, déduit d'après les types en entrée (voir la Section 38.2.5). Ceci permet à la fonction d'accéder à son type de retour réel comme on le voit ici avec la Section 43.3.3. `$0` est initialisé à NULL et peut être modifié par la fonction, de

sorte qu'il peut être utilisé pour contenir la variable de retour si besoin est, bien que cela ne soit pas requis. On peut aussi donner un alias à `$0`. Par exemple, cette fonction s'exécute comme un opérateur `+` pour n'importe quel type de données :

```
CREATE FUNCTION ajoute_trois_valeurs(v1 anyelement, v2 anyelement,
 v3 anyelement)
RETURNS anyelement AS $$
DECLARE
    resultat ALIAS FOR $0;
BEGIN
    resultat := v1 + v2 + v3;
    RETURN resultat;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Le même effet peut être obtenu en déclarant un ou plusieurs paramètres polymorphes en sortie de types. Dans ce cas, le paramètre spécial `$0` n'est pas utilisé ; les paramètres en sortie servent ce même but. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION ajoute_trois_valeurs(v1 anyelement, v2 anyelement,
 v3 anyelement,
                                     OUT somme anyelement)
AS $$
BEGIN
    somme := v1 + v2 + v3;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

43.3.2. ALIAS

```
nouveaunom ALIAS FOR anciennom;
```

La syntaxe `ALIAS` est plus générale que la section précédente pourrait faire croire : vous pouvez déclarer un alias pour n'importe quelle variable et pas seulement des paramètres de fonction. L'utilisation principale de cette instruction est l'attribution d'un autre nom aux variables aux noms prédéterminés, telles que `NEW` ou `OLD` au sein d'une fonction trigger.

Exemples:

```
DECLARE
  anterieur ALIAS FOR old;
  misajour ALIAS FOR new;
```

`ALIAS` créant deux manières différentes de nommer le même objet, son utilisation à outrance peut préter à confusion. Il vaut mieux ne l'utiliser uniquement pour se passer des noms prédéterminés.

43.3.3. Copie de types

```
variable%TYPE
```

`%TYPE` fournit le type de données d'une variable ou d'une colonne de table. Vous pouvez l'utiliser pour déclarer des variables qui contiendront des valeurs de base de données. Par exemple, disons que vous

avez une colonne nommée `id_utilisateur` dans votre table `utilisateurs`. Pour déclarer une variable du même type de données que `utilisateurs.id_utilisateur`, vous pouvez écrire :

```
id_utilisateur utilisateurs.id_utilisateur%TYPE;
```

En utilisant `%TYPE` vous n'avez pas besoin de connaître le type de données de la structure à laquelle vous faites référence et, plus important, si le type de données de l'objet référencé change dans le futur (par exemple : vous changez le type de `id_utilisateur` de `integer` à `real`), vous pouvez ne pas avoir besoin de changer votre définition de fonction.

`%TYPE` est particulièrement utile dans le cas de fonctions polymorphes puisque les types de données nécessaires aux variables internes peuvent changer d'un appel à l'autre. Des variables appropriées peuvent être créées en appliquant `%TYPE` aux arguments de la fonction ou à la variable fictive de résultat.

43.3.4. Types ligne

```
nom nom_table%ROWTYPE;
nom nom_type_composite;
```

Une variable de type composite est appelée variable *ligne* (ou variable *row-type*). Une telle variable peut contenir une ligne entière de résultat de requête `SELECT` ou `FOR`, du moment que l'ensemble de colonnes de la requête correspond au type déclaré de la variable. Les champs individuels de la valeur row sont accessibles en utilisant la notation pointée, par exemple `varligne.champ`.

Une variable ligne peut être déclarée de façon à avoir le même type que les lignes d'une table ou d'une vue existante, en utilisant la notation *`nom_table`*`%ROWTYPE`. Elle peut aussi être déclarée en donnant un nom de type composite. Chaque table ayant un type de données associé du même nom, il importe peu dans PostgreSQL que vous écriviez `%ROWTYPE` ou pas. Cependant, la forme utilisant `%ROWTYPE` est plus portable.

Les paramètres d'une fonction peuvent être des types composites (lignes complètes de tables). Dans ce cas, l'identifiant correspondant $*n* sera une variable ligne à partir de laquelle les champs peuvent être sélectionnés avec la notation pointée, par exemple `$1.id_utilisateur`.

Voici un exemple d'utilisation des types composites. `table1` et `table2` sont des tables ayant au moins les champs mentionnés :

```
CREATE FUNCTION assemble_champs(t_ligne table1) RETURNS text AS $$
DECLARE
    t2_ligne table2%ROWTYPE;
BEGIN
    SELECT * INTO t2_ligne FROM table2 WHERE ... ;
    RETURN t_ligne.f1 || t2_ligne.f3 || t_ligne.f5 || t2_ligne.f7;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

SELECT assemble_champs(t.*) FROM table1 t WHERE ... ;
```

43.3.5. Types record

```
nom RECORD;
```

Les variables record sont similaires aux variables de type ligne mais n'ont pas de structure prédéfinie. Elles empruntent la structure effective de type ligne de la ligne à laquelle elles sont affectées durant

une commande SELECT ou FOR. La sous-structure d'une variable record peut changer à chaque fois qu'on l'affecte. Une conséquence de cela est qu'elle n'a pas de sous-structure jusqu'à ce qu'elle ait été affectée, et toutes les tentatives pour accéder à un de ses champs entraînent une erreur d'exécution.

Notez que RECORD n'est pas un vrai type de données mais seulement un paramètre fictif (placeholder). Il faut aussi réaliser que lorsqu'une fonction PL/pgSQL est déclarée renvoyer un type record, il ne s'agit pas tout à fait du même concept qu'une variable record, même si une telle fonction peut aussi utiliser une variable record pour contenir son résultat. Dans les deux cas, la structure réelle de la ligne n'est pas connue quand la fonction est écrite mais, dans le cas d'une fonction renvoyant un type record, la structure réelle est déterminée quand la requête appelante est analysée, alors qu'une variable record peut changer sa structure de ligne à la volée.

43.3.6. Collationnement des variables PL/pgSQL

Quand une fonction PL/pgSQL a un ou plusieurs paramètres dont le type de données est collationnable, un collationnement est identifié pour chaque appel de fonction dépendant des collationnements affectés aux arguments réels, comme décrit dans Section 23.2. Si un collationnement est identifié avec succès (autrement dit, qu'il n'y a pas de conflit de collationnements implicites parmi les arguments), alors tous les paramètres collationnables sont traités comme ayant un collationnement implicite. Ceci affectera le comportement des opérations sensibles au collationnement dans la fonction. Par exemple, avec cette fonction

```
CREATE FUNCTION plus_petit_que(a text, b text) RETURNS boolean AS $
$
BEGIN
    RETURN a < b;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

SELECT plus_petit_que(champ_text_1, champ_text_2) FROM table1;
SELECT plus_petit_que(champ_text_1, champ_text_2 COLLATE "C") FROM
 table1;
```

La première utilisation de less_than utilisera le collationnement par défaut de champ_text_1 et de champ_text_2 pour la comparaison alors que la seconde utilisation prendra le collationnement C.

De plus, le collationnement identifié est aussi considéré comme le collationnement de toute variable locale de type collationnable. Du coup, cette procédure stockée ne fonctionnera pas différemment de celle-ci :

```
CREATE FUNCTION plus_petit_que(a text, b text) RETURNS boolean AS $
$
DECLARE
    local_a text := a;
    local_b text := b;
BEGIN
    RETURN local_a < local_b;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

S'il n'y a pas de paramètres pour les types de données collationnables ou qu'aucun collationnement commun ne peut être identifié pour eux, alors les paramètres et les variables locales utilisent le collationnement par défaut de leur type de données (qui est habituellement le collationnement par défaut de la base de données mais qui pourrait être différent pour les variables des types domaines).

Une variable locale d'un type de données collationnable peut avoir un collationnement différent qui lui est associé en incluant l'option COLLATE dans sa déclaration, par exemple

```
DECLARE
    local_a text COLLATE "en_US";
```

Cette option surcharge le collationnement qui serait normalement donné à la variable d'après les règles ci-dessus.

De plus, les clauses COLLATE explicites peuvent être écrites à l'intérieur d'une fonction si forcer l'utilisation d'un collationnement particulier est souhaité pour une opération particulière. Par exemple,

```
CREATE FUNCTION plus_petit_que_c(a text, b text) RETURNS boolean AS
 $$
BEGIN
    RETURN a < b COLLATE "C";
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Ceci surcharge les collationnements associés avec les colonnes de la table, les paramètres ou la variables locales utilisées dans l'expression, comme cela arriverait dans une commande SQL simple.

43.4. Expressions

Toutes les expressions utilisées dans les instructions PL/pgSQL sont traitées par l'exécuteur SQL classique du serveur. En effet, une requête comme

```
SELECT expression
```

est traité par le moteur SQL principal. Bien qu'utilisant la commande SELECT, tout nom de variable PL/pgSQL est remplacé par des paramètres (ceci est expliqué en détail dans la Section 43.11.1). Cela permet au plan de requête du SELECT d'être préparé une seule fois, puis d'être réutilisé pour les évaluations suivantes avec différentes valeurs des variables. Du coup, ce qui arrive réellement à la première utilisation d'une expression est simplement une commande PREPARE. Par exemple, si nous déclarons deux variables de type integer, x et y, et que nous écrivons :

```
IF x < y THEN ...
```

ce qui se passe en arrière plan est équivalent à :

```
PREPARE nom_instruction(integer, integer) AS SELECT $1 < $2;
```

puis cette instruction préparée est exécutée (via EXECUTE) pour chaque exécution de l'instruction IF, avec les valeurs actuelles des variables PL/pgSQL fournies en tant que valeurs des paramètres. Généralement, ces détails ne sont pas importants pour un utilisateur de PL/pgSQL, mais ils sont utiles à connaître pour diagnostiquer un problème. Vous trouverez plus d'informations dans Section 43.11.2.

43.5. Instructions de base

Dans cette section ainsi que les suivantes, nous décrirons tous les types d'instructions explicitement compris par PL/pgSQL. Tout ce qui n'est pas reconnu comme l'un de ces types d'instruction est

présumé être une commande SQL et est envoyé au moteur principal de bases de données pour être exécutée comme décrit dans la Section 43.5.2 et dans la Section 43.5.3.

43.5.1. Affectation

L'affectation d'une valeur à une variable PL/pgSQL s'écrit ainsi :

```
variable { := | = } expression;
```

Comme expliqué précédemment, l'expression dans cette instruction est évaluée au moyen de la commande SQL `SELECT` envoyée au moteur principal de bases de données. L'expression ne doit manier qu'une seule valeur (éventuellement une valeur de rangée, si cette variable est une variable de rangée ou d'enrengistrement). La variable cible peut être une simple variable (éventuellement qualifiée avec un nom de bloc), un champ d'une rangée ou variable d'enrengistrement ou un élément de tableau qui se trouve être une simple variable ou champ. Le signe d'égalité (`=`) peut être utilisé à la place de `:=`, qui lui est conforme au PL/SQL.

Si le type de données du résultat de l'expression ne correspond pas au type de donnée de la variable, la valeur sera convertie via une conversion d'affectation (cf Section 10.4. Si aucune conversion d'affectation n'est connue pour les deux types de données concernées, l'interpréteur PL/pgSQL tentera de convertir le résultat textuellement, c'est-à-dire en appliquant successivement la fonction de sortie du type résultat puis la fonction d'entrée du type de la variable. Notez que la fonction d'entrée peut générer des erreurs à l'exécution si la chaîne passée en paramètre n'est pas acceptable pour le type de la variable.

Exemples :

```
taxe := sous_total * 0.06;
mon_enregistrement.id_utilisateur := 20;
```

43.5.2. Exécuter une commande sans résultats

Pour toute commande SQL qui ne renvoie pas de lignes, par exemple `INSERT` sans clause `RETURNING`, vous pouvez exécuter la commande à l'intérieur d'une fonction PL/pgSQL rien qu'en écrivant la commande.

Tout nom de variable PL/pgSQL apparaissant dans le texte de la commande est traité comme un paramètre, puis la valeur actuelle de la variable est fournie comme valeur du paramètre à l'exécution. C'est le traitement exact décrit précédemment pour les expressions. Pour les détails, voir la Section 43.11.1.

Lors de l'exécution d'une commande SQL de cette façon, PL/pgSQL peut placer le plan en cache et le réutiliser plus tard, comme indiqué dans Section 43.11.2.

Parfois, il est utile d'évaluer une expression ou une requête `SELECT` mais sans récupérer le résultat, par exemple lors de l'appel d'une fonction qui a des effets de bord mais dont la valeur du résultat n'est pas utile. Pour faire cela en PL/pgSQL, utilisez l'instruction `PERFORM` :

```
PERFORM requête;
```

Ceci exécute la *`requête`* et ne tient pas compte du résultat. Écrivez la *`requête`* de la même façon que vous écririez une commande `SELECT` mais remplacez le mot clé initial `SELECT` avec `PERFORM`. Pour les requêtes `WITH`, utilisez `PERFORM` puis placez la requête entre parenthèses. (De cette façon, la requête peut seulement renvoyer une ligne.) Les variables PL/pgSQL seront substituées dans la requête comme pour les commandes qui ne renvoient pas de résultat. Le plan est mis en cache de la

même façon. La variable spéciale FOUND est configurée à true si la requête a produit au moins une ligne, false dans le cas contraire (voir la Section 43.5.5).

> **Note**
>
> Vous pourriez vous attendre à ce que l'utilisation directe de SELECT aboutisse au même résultat mais, actuellement, la seule façon acceptée de le faire est d'utiliser PERFORM. Une commande SQL qui peut renvoyer des lignes comme SELECT sera rejetée comme une erreur si elle n'a pas de clause INTO, ce qui est discuté dans la section suivante.

Un exemple :

```
PERFORM creer_vuemat('cs_session_page_requests_mv', ma_requete);
```

43.5.3. Exécuter une requête avec une seule ligne de résultats

Le résultat d'une commande SQL ne ramenant qu'une seule ligne (mais avec une ou plusieurs colonnes) peut être affecté à une variable de type record, row ou à une liste de variables scalaires. Ceci se fait en écrivant la commande SQL de base et en ajoutant une clause INTO. Par exemple,

```
SELECT expressions_select INTO [STRICT] cible FROM ...;
INSERT ... RETURNING expressions INTO [STRICT] cible;
UPDATE ... RETURNING expressions INTO [STRICT] cible;
DELETE ... RETURNING expressions INTO [STRICT] cible;
```

où *cible* peut être une variable de type record, row ou une liste de variables ou de champs record/row séparées par des virgules. Les variables PL/pgSQL seront substituées dans le reste de la requête, et le plan est mis en cache comme décrit ci-dessus pour les commandes qui ne renvoient pas de lignes. Ceci fonctionne pour SELECT, INSERT/UPDATE/DELETE avec RETURNING, et les commandes utilitaires qui renvoient des résultats de type rowset (comme EXPLAIN). Sauf pour la clause INTO, la commande SQL est identique à celle qui aurait été écrite en dehors de PL/pgSQL.

> **Astuce**
>
> Notez que cette interprétation de SELECT avec INTO est assez différente de la commande habituelle SELECT INTO où la cible INTO est une table nouvellement créée. Si vous voulez créer une table à partir du résultat d'un SELECT à l'intérieur d'une fonction PL/pgSQL, utilisez la syntaxe CREATE TABLE ... AS SELECT.

Si une ligne ou une liste de variables est utilisée comme cible, les colonnes du résultat de la requête doivent correspondre exactement à la structure de la cible (nombre de champs et types de données). Dans le cas contraire, une erreur sera rapportée à l'exécution. Quand une variable record est la cible, elle se configure automatiquement avec le type row des colonnes du résultat de la requête.

La clause INTO peut apparaître pratiquement partout dans la commande SQL. Elle est écrite soit juste avant soit juste après la liste d'*expressions_select* dans une commande SELECT, ou à la fin de la commande pour d'autres types de commande. Il est recommandé de suivre cette convention au cas où l'analyseur PL/pgSQL devient plus strict dans les versions futures.

Si STRICT n'est pas spécifié dans la clause INTO, alors *cible* sera configuré avec la première ligne renvoyée par la requête ou à NULL si la requête n'a renvoyé aucune ligne. (Notez que « la première ligne » n'est bien définie que si vous avez utilisé ORDER BY.) Toute ligne résultat après la première

ligne est annulée. Vous pouvez vérifier la valeur de la variable spéciale FOUND (voir la Section 43.5.5) pour déterminer si une ligne a été renvoyée :

```
SELECT * INTO monrec FROM emp WHERE nom = mon_nom;
IF NOT FOUND THEN
    RAISE EXCEPTION 'employé % introuvable', mon_nom;
END IF;
```

Si l'option STRICT est indiquée, la requête doit renvoyer exactement une ligne. Dans le cas contraire, une erreur sera rapportée à l'exécution, soit NO_DATA_FOUND (aucune ligne) soit TOO_MANY_ROWS (plus d'une ligne). Vous pouvez utiliser un bloc d'exception si vous souhaitez récupérer l'erreur, par exemple :

```
BEGIN
    SELECT * INTO STRICT monrec FROM emp WHERE nom = mon_nom;
    EXCEPTION
        WHEN NO_DATA_FOUND THEN
            RAISE EXCEPTION 'employé % introuvable', mon_nom;
        WHEN TOO_MANY_ROWS THEN
            RAISE EXCEPTION 'employé % non unique', mon_nom;
END;
```

Une exécution réussie de la commande avec STRICT renvoie toujours true pour FOUND.

Pour les commandes INSERT / UPDATE / DELETE utilisées avec la clause RETURNING, PL/pgSQL renvoie une erreur si plus d'une ligne est renvoyée, même si la clause STRICT n'est pas indiquée. Ceci est dû au fait qu'il n'existe pas d'option ORDER BY qui permettrait de déterminer la ligne affectée à renvoyer.

Si print_strict_params est activé pour cette fonction, alors, quand une erreur est renvoyée parce que les conditions de STRICT ne sont pas rencontrées, la partie DETAIL du message d'erreur incluera les informations sur les paramètres passés à la requête. Vous pouvez modifier la configuration de print_strict_params pour toutes les fonctions en configurant plpgsql.print_strict_params, bien que seules les compilations suivantes des fonctions seront affectées. Vous pouvez aussi l'activer fonction par fonction en utilisant une option du compilateur, par exemple :

```
CREATE FUNCTION get_userid(username text) RETURNS int
AS $$
#print_strict_params on
DECLARE
userid int;
BEGIN
    SELECT users.userid INTO STRICT userid
        FROM users WHERE users.username = get_userid.username;
    RETURN userid;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

En cas d'échec, cette fonction pourrait renvoyer un message d'erreur tel que :

```
ERROR:  query returned no rows
DETAIL:  parameters: $1 = 'nosuchuser'
CONTEXT:  PL/pgSQL function get_userid(text) line 6 at SQL
 statement
```

> **Note**
>
> L'option `STRICT` correspond au comportement du `SELECT INTO` d'Oracle PL/SQL et des instructions relatives.

Pour gérer les cas où vous avez besoin de traiter plusieurs lignes de résultat à partir d'une requête SQL, voir la Section 43.6.6.

43.5.4. Exécuter des commandes dynamiques

Créer dynamique des requêtes SQL est un besoin habituel dans les fonctions PL/pgSQL, par exemple des requêtes qui impliquent différentes tables ou différents types de données à chaque fois qu'elles sont exécutées. Les tentatives normales de PL/pgSQL pour garder en cache les planifications des commandes (voir la Section 43.11.2) ne fonctionneront pas dans de tels scénarios. Pour gérer ce type de problème, l'instruction `EXECUTE` est proposée :

```
EXECUTE command-string [ INTO [STRICT] target ] [ USING expression
 [, ...] ];
```

où *`chaîne-commande`* est une expression manipulant une chaîne (de type `text`) contenant la commande à exécuter. La *`cible`* optionnelle est une variable record ou ligne ou même une liste de variables simples ou de champs de lignes/enregistrements séparées par des virgules, dans lesquels les résultats de la commande seront enregistrés. Les expressions `USING` optionnelles fournissent des valeurs à insérer dans la commande.

Aucune substitution des variables PL/pgSQL ne se fait dans la chaîne de commande calculée. Toutes les valeurs des variables requises doivent être insérées dans la chaîne de commande au moment de sa construction ; ou vous pouvez utiliser des paramètres comme décrits ci-dessous.

De plus, il n'y a pas mise en cache des commandes exécutées via `EXECUTE`. À la place, la commande est planifiée à chaque fois que l'instruction est lancée. La chaîne commande peut être créée dynamiquement à l'intérieur de la fonction pour agir sur des tables ou colonnes différentes.

La clause `INTO` spécifie où devraient être affectés les résultats d'une commande SQL renvoyant des lignes. Si une ligne ou une liste de variable est fournie, elle doit correspondre exactement à la structure des résultats de la requête (quand une variable de type record est utilisée, elle sera automatiquement typée pour correspondre à la structure du résultat). Si plusieurs lignes sont renvoyées, alors seule la première sera assignée à la variable `INTO`. Si aucune ligne n'est renvoyée, NULL est affectée à la variable `INTO`. Si aucune clause `INTO` n'est spécifiée, les résultats de la requête sont ignorés.

Si l'option `STRICT` est indiquée, une erreur est rapportée sauf si la requête produit exactement une ligne.

La chaîne de commande peut utiliser des valeurs de paramètres, référencées dans la commande avec `$1`, `$2`, etc. Ces symboles font référence aux valeurs fournies dans la clause `USING`. Cette méthode est souvent préférable à l'insertion des valeurs en texte dans une chaîne de commande : cela évite la surcharge à l'exécution pour la conversion des valeurs en texte et vice-versa. C'est aussi moins sensible aux attaques par injection SQL car il n'est pas nécessaire de mettre entre guillemets ou d'échapper les valeurs. Voici un exemple :

```
EXECUTE 'SELECT count(*) FROM matable WHERE insere_par = $1 AND
 insere <= $2'
   INTO c
```

```
   USING utilisateur_verifie, date_verifiee;
```

Notez que les symboles de paramètres peuvent seulement être utilisés pour des valeurs de données -- si vous voulez utiliser des noms de tables et/ou colonnes déterminés dynamiquement, vous devez les insérer dans la chaîne de commande en texte. Par exemple, si la requête précédente devait se faire avec une table sélectionnée dynamiquement, vous devriez faire ceci :

```
EXECUTE 'SELECT count(*) FROM '
    || quote_ident(tabname)
    || ' WHERE insere_par = $1 AND insere <= $2'
   INTO c
   USING utilisateur_verifie, date_verifiee;
```

Une meilleure solution est d'utiliser la spécification de formatage `%I` de la fonction `format()` pour les noms de table ou de colonne (les chaînes de caractères séparées par un retour à la ligne sont concaténées):

```
EXECUTE format('SELECT count(*) FROM %I '
   'WHERE insere_par = $1 AND insere <= $2', matable)
   INTO c
   USING utilisateur_verifie, date_verifiee;
```

Une autre restriction sur les symboles de paramètres est qu'ils ne fonctionnent que dans les commandes `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE`. Dans les autres types d'instructions (appelés de manière générique commandes utilitaires), vous devez insérer les valeurs sous forme de texte même si ce ne sont que des données.

Un `EXECUTE` avec une chaîne de commande constante et des paramètres `USING`, comme dans le premier exemple ci-dessus, est équivalent fonctionnellement à l'écriture simple d'une commande directement dans PL/pgSQL et permet le remplacement automatique des variables PL/pgSQL. La différence importante est que `EXECUTE` va planifier de nouveau la commande pour chaque exécution, générant un plan qui est spécifique aux valeurs actuelles des paramètres ; alors que PL/pgSQL pourrait sinon créer un plan générique et le stocke pour le réutiliser. Dans des situations où le meilleur plan dépend fortement des valeurs des paramètres, cela peut être utile d'utiliser `EXECUTE` pour s'assurer qu'un plan générique n'est pas sélectionné.

`SELECT INTO` n'est actuellement pas supporté à l'intérieur de `EXECUTE` ; à la place, exécutez une commande `SELECT` et spécifiez `INTO` comme faisant parti lui-même d'`EXECUTE`.

> **Note**
>
> L'instruction `EXECUTE` de PL/pgSQL n'a pas de relation avec l'instruction SQL EXECUTE supportée par le serveur PostgreSQL. L'instruction `EXECUTE` du serveur ne peut pas être utilisée directement dans les fonctions PL/pgSQL. En fait, elle n'est pas nécessaire.

Exemple 43.1. Mettre entre guillemets des valeurs dans des requêtes dynamiques

En travaillant avec des commandes dynamiques, vous aurez souvent à gérer des échappements de guillemets simples. La méthode recommandée pour mettre entre guillemets un texte fixe dans le corps de votre fonction est d'utiliser les guillemets dollar (si votre code n'utilise pas les guillemets dollar, référez-vous à l'aperçu dans la Section 43.12.1, ce qui peut vous faire gagner des efforts lors du passage de ce code à un schéma plus raisonnable).

Les valeurs dynamiques à insérer dans la requête construite requièrent une attention spéciale car elles pourraient elles-même contenir des guillemets. Voici un exemple utilisant la fonction `format()` (cet exemple suppose que vous utilisiez les guillemets dollar pour la fonction dans sa globalité pour que les guillemets n'aient pas besoin d'être doublés) :

```
EXECUTE format('UPDATE table SET %I = $1 '
   'WHERE clef = $2', nom_colonne) USING nouvelle_valeur,
 valeur_clef;
```

Il est également possible d'appeler explicitement les fonctions d'échappement:

```
EXECUTE 'UPDATE tbl SET '
    || quote_ident(nom_colonne)
    || ' = '
    || quote_literal(nouvelle_valeur)
    || ' WHERE cle = '
    || quote_literal(valeur_cle);
```

Cet exemple démontre l'utilisation des fonctions `quote_ident` et `quote_literal` (voir Section 9.4). Pour plus de sûreté, les expressions contenant les identifiants des colonnes et des tables doivent être passées à la fonction `quote_ident` avant l'insertion dans une requête dynamique. Les expressions contenant des valeurs de type chaîne de caractères doivent être passées à `quote_literal`. Ce sont les étapes appropriées pour renvoyer le texte en entrée entouré par des guillemets doubles ou simples respectivement, en échappant tout caractère spécial.

Comme `quote_literal` est labelisé `STRICT`, elle renverra toujours NULL lorsqu'elle est appelée avec un argument NULL. Dans l'exemple ci-dessus, si `nouvelle_valeur` ou `valeur_clé` étaient NULL, la requête dynamique entière deviendrait NULL, amenant une erreur à partir du `EXECUTE`. Vous pouvez éviter ce problème en utilisant la fonction `quote_nullable` qui fonctionne de façon identique à `quote_literal` sauf si elle est appelée avec un argument NULL, elle renvoie la chaîne `NULL`. Par exemple,

```
EXECUTE 'UPDATE tbl SET '
        || quote_ident(nom_colonne)
        || ' = '
        || quote_nullable(nouvelle_valeur)
        || ' WHERE key = '
        || quote_nullable(valeur_clé);
```

Si vous travaillez avez des valeurs qui peuvent être NULL, vous devez utiliser `quote_nullable` à la place de `quote_literal`.

Comme toujours, il faut s'assurer que les valeurs NULL d'une requête ne ramènent pas des valeurs inattendues. Par exemple, la clause `WHERE`

```
'WHERE key = ' || quote_nullable(valeur_clé)
```

ne sera jamais vrai si `valeur_clé` est NULL car le résultat de l'opérateur d'égalité, `=`, avec au moins un des opérandes NULL est toujours NULL. Si vous souhaitez que NULL fonctionne comme toute autre valeur de clé ordinaire, vous devez ré-écrire la clause ci-dessus de cette façon :

```
'WHERE key IS NOT DISTINCT FROM ' || quote_nullable(keyvalue)
```

(Actuellement, `IS NOT DISTINCT FROM` est géré moins efficacement que `=`, donc ne l'utilisez pas sauf en cas d'extrême nécessité. Voir Section 9.2 pour plus d'informations sur les NULL et `IS DISTINCT`.)

Notez que les guillemets dollar sont souvent utiles pour placer un texte fixe entre guillemets. Ce serait une très mauvaise idée d'écrire l'exemple ci-dessus de cette façon :

```
EXECUTE 'UPDATE tbl SET '
|| quote_ident(nom_colonne)
|| ' = $$'
|| nouvelle_valeur
|| '$$ WHERE cle = '
|| quote_literal(valeur_cle);
```

car cela casserait si le contenu de `nouvelle_valeur` pouvait contenir `$$`. La même objection s'applique à tout délimiteur dollar que vous pourriez choisir. Donc, pour mettre un texte inconnu entre guillemets de façon sûr, vous *devez* utiliser `quote_literal`, `quote_nullable` ou `quote_ident`, comme approprié.

Les requêtes SQL dynamiques peuvent aussi être construites en toute sécurité en utilisant la fonction `format` (voir Section 9.4.1). Par exemple :

```
EXECUTE format('UPDATE matable SET %I = %L '
   'WHERE clef = %L', nom_colonne, nouvelle_valeur, valeur_clef);
```

`%I` est équivalent à `quote_ident`, et `%L` est équivalent à `quote_nullable`. La fonction `format` peut être utilisée avec la clause `USING` :

```
EXECUTE format('UPDATE tbl SET %I = $1 WHERE cle = $2',
 nom_colonne)
   USING nouvellevaleur, clevaleur;
```

Cette forme est meilleure car les variables sont traitées dans le format natif à leur type plutôt que de les convertir inconditionnellement en texte et de les échapper via le spécifieur de format `%L`. C'est également plus performant.

Un exemple bien plus important d'une commande dynamique et d'`EXECUTE` est disponible dans l'Exemple 43.10, qui construit et exécute une commande `CREATE FUNCTION` pour définir une nouvelle fonction.

43.5.5. Obtention du statut du résultat

Il y a plusieurs moyens pour déterminer l'effet d'une commande. La première méthode est d'utiliser `GET DIAGNOSTICS` :

```
GET [ CURRENT ] DIAGNOSTICS variable { = | := } élément [ , ... ];
```

Cette commande récupère les indicateurs de statut du système. `CURRENT` est un mot optionnel (mais voir aussi `GET STACKED DIAGNOSTICS` dans Section 43.6.8.1). Chaque *`élément`* est un mot clé identifiant une valeur de statut à affecter à la *`variable`* indiquée (qui doit être du bon type de données pour la recevoir). Les éléments de statut actuellement disponibles sont affichés dans Tableau 43.1. L'opérateur deux-points- égal (`:=`) peut être utilisé à la place de l'opérateur `=` qui lui est compatible avec le standard SQL. Exemple :

```
GET DIAGNOSTICS var_entier = ROW_COUNT;
```

Tableau 43.1. Éléments de diagnostique disponibles

Nom	Type	Description
ROW_COUNT	bigint	le nombre de lignes traitées par la commande SQL la plus récente
RESULT_OID	oid	l'OID de la dernière ligne insérée par la commande SQL la plus récente (seulement utile après une commande INSERT dans une table ayant des OID)
PG_CONTEXT	text	ligne(s) de texte décrivant la pile d'appels actuelle (voir Section 43.6.9)

La seconde méthode permettant de déterminer les effets d'une commande est la variable spéciale nommée FOUND de type boolean. La variable FOUND est initialisée à false au début de chaque fonction PL/pgSQL. Elle est positionnée par chacun des types d'instructions suivants :

- Une instruction SELECT INTO positionne FOUND à true si une ligne est affectée, false si aucune ligne n'est renvoyée.
- Une instruction PERFORM positionne FOUND à true si elle renvoie une ou plusieurs lignes, false si aucune ligne n'est produite.
- Les instructions UPDATE, INSERT, et DELETE positionnent FOUND à true si au moins une ligne est affectée, false si aucune ligne n'est affectée.
- Une instruction FETCH positionne FOUND à true si elle renvoie une ligne, false si aucune ligne n'est renvoyée.
- Une instruction MOVE initialise FOUND à true si elle repositionne le curseur avec succès. Dans le cas contraire, elle le positionne à false.
- Une instruction FOR ou FOREACH initialise FOUND à la valeur true s'il itère une ou plusieurs fois, et à false dans les autres cas. FOUND est initialisé de cette façon quand la boucle se termine : pendant l'exécution de la boucle, FOUND n'est pas modifié par la boucle, bien qu'il pourrait être modifié par l'exécution d'autres requêtes dans le corps de la boucle.
- Les instructions RETURN QUERY et RETURN QUERY EXECUTE mettent à jour la variable FOUND à true si la requête renvoie au moins une ligne, et false si aucune ligne n'est renvoyée.

Les autres instructions PL/pgSQL ne changent pas l'état de FOUND. Notez que la commande EXECUTE modifie la sortie de GET DIAGNOSTICS mais ne change pas FOUND.

FOUND est une variable locale à l'intérieur de chaque fonction PL/pgSQL ; chaque changement qui y est fait n'affecte que la fonction en cours.

43.5.6. Ne rien faire du tout

Quelque fois, une instruction qui ne fait rien est utile. Par exemple, elle indique qu'une partie de la chaîne IF/THEN/ELSE est délibérément vide. Pour cela, utilisez l'instruction :

```
NULL;
```

Par exemple, les deux fragments de code suivants sont équivalents :

```
BEGIN
  y := x / 0;
  EXCEPTION
  WHEN division_by_zero THEN
    NULL;  -- ignore l'erreur
  END;

BEGIN
  y := x / 0;
  EXCEPTION
  WHEN division_by_zero THEN  -- ignore l'erreur
  END;
```

Ce qui est préférable est une question de goût.

> **Note**
>
> Dans le PL/SQL d'Oracle, les listes d'instructions vides ne sont pas autorisées et, du coup, les instructions `NULL` sont *requises* dans les situations telles que celles-ci. PL/pgSQL vous permet d'écrire simplement rien.

43.6. Structures de contrôle

Les structures de contrôle sont probablement la partie la plus utile (et importante) de PL/pgSQL. Grâce aux structures de contrôle de PL/pgSQL, vous pouvez manipuler les données PostgreSQL de façon très flexible et puissante.

43.6.1. Retour d'une fonction

Il y a deux commandes disponibles qui vous permettent de renvoyer des données d'une fonction : `RETURN` et `RETURN NEXT`.

43.6.1.1. RETURN

```
RETURN expression;
```

`RETURN` accompagné d'une expression termine la fonction et renvoie le valeur de l'*`expression`* à l'appelant. Cette forme doit être utilisée avec des fonctions PL/pgSQL qui ne renvoient pas d'ensemble de valeurs.

Dans une fonction qui renvoie un type scalaire, le résultat de l'expression sera automatiquement convertie dans le type que la fonction renvoie. Mais pour renvoyer une valeur composite (ligne), vous devez écrire une expression renvoyant exactement l'ensemble de colonnes souhaité. Ceci peut demander l'utilisation de conversion explicite.

Si vous déclarez la fonction avec des paramètres en sortie, écrivez seulement `RETURN` sans expression. Les valeurs courantes des paramètres en sortie seront renvoyées.

Si vous déclarez que la fonction renvoie `void`, une instruction `RETURN` peut être utilisée pour quitter rapidement la fonction ; mais n'écrivez pas d'expression après `RETURN`.

La valeur de retour d'une fonction ne peut pas être laissée indéfinie. Si le contrôle atteint la fin du bloc de haut niveau de la fonction, sans parvenir à une instruction `RETURN`, une erreur d'exécution survient. Néanmoins, cette restriction ne s'applique pas aux fonctions sans paramètre de sortie et aux

fonctions renvoyant `void`. Dans ces cas, une instruction `RETURN` est automatiquement exécutée si le bloc de haut niveau est terminé.

Quelques exemples :

```
-- fonctions renvoyant un type scalaire
RETURN 1 + 2;
RETURN scalar_var;

-- fonctions renvoyant un type composite
RETURN composite_type_var;
RETURN (1, 2, 'three'::text);  -- must cast columns to correct
 types
```

43.6.1.2. RETURN NEXT et RETURN QUERY

```
RETURN NEXT expression;
RETURN QUERY requete;
RETURN QUERY EXECUTE command-string [ USING expression [, ...] ];
```

Quand une fonction PL/pgSQL déclare renvoyer `SETOF` *`un_certain_type`*, la procédure à suivre est un peu différente. Dans ce cas, les éléments individuels à renvoyer sont spécifiés par une séquence de commandes `RETURN NEXT` ou `RETURN QUERY`, suivies de la commande finale `RETURN` sans argument qui est utilisée pour indiquer la fin de l'exécution de la fonction. `RETURN NEXT` peut être utilisé avec des types de données scalaires comme composites ; avec un type de résultat composite, une « table » entière de résultats sera renvoyée. `RETURN QUERY` ajoute les résultats de l'exécution d'une requête à l'ensemble des résultats de la fonction. `RETURN NEXT` et `RETURN QUERY` peuvent être utilisés dans la même fonction, auquel cas leurs résultats seront concaténées.

`RETURN NEXT` et `RETURN QUERY` ne quittent pas réellement la fonction -- elles ajoutent simplement zéro ou plusieurs lignes à l'ensemble de résultats de la fonction. L'exécution continue ensuite avec l'instruction suivante de la fonction PL/pgSQL. Quand plusieurs commandes `RETURN NEXT` et/ou `RETURN QUERY` successives sont exécutées, l'ensemble de résultats augmente. Un `RETURN`, sans argument, permet de quitter la fonction mais vous pouvez aussi continuer jusqu'à la fin de la fonction.

`RETURN QUERY` dispose d'une variante `RETURN QUERY EXECUTE`, qui spécifie la requête à exécuter dynamiquement. Les expressions de paramètres peuvent être insérées dans la chaîne calculée via `USING`, de la même façon que le fait la commande `EXECUTE`.

Si vous déclarez la fonction avec des paramètres en sortie, écrivez `RETURN NEXT` sans expression. À chaque exécution, les valeurs actuelles des variables paramètres en sortie seront sauvegardées pour un renvoi éventuel en tant que résultat en sortie. Notez que vous devez déclarer la fonction en tant que `SETOF record` quand il y a plusieurs paramètres en sortie, ou `SETOF` *`un_certain_type`* quand il y a un seul paramètre en sortie, et de type *`un_certain_type`*, pour créer une fonction SRF avec des paramètres en sortie.

Voici un exemple d'une fonction utilisant `RETURN NEXT` :

```
CREATE TABLE truc (id_truc INT, sousid_truc INT, nom_truc TEXT);
INSERT INTO truc VALUES (1, 2, 'trois');
INSERT INTO truc VALUES (4, 5, 'six');

CREATE OR REPLACE FUNCTION obtenir_tous_les_trucs() RETURNS SETOF
 foo AS
$BODY$
```

```
DECLARE
    r truc%rowtype;
BEGIN
    FOR r IN
        SELECT * FROM truc WHERE id_truc > 0
    LOOP
        -- quelques traitements
        RETURN NEXT r; -- renvoie la ligne courante du SELECT
    END LOOP;
    RETURN;
END;
$BODY$
LANGUAGE plpgsql;

SELECT * FROM obtenir_tous_les_trucs();
```

Voici un exemple de fonction utilisant `RETURN QUERY` :

```
CREATE FUNCTION obtient_idvol_disponibles(date) RETURNS SETOF
 integer AS
$BODY$
BEGIN
    RETURN QUERY SELECT idvol
                   FROM vol
                  WHERE datevol >= $1
                    AND datevol < ($1 + 1);

    -- Comme l'exécution n'est pas terminée, nous vérifions si les
 lignes
    -- ont été renvoyées et levons une exception dans le cas
 contraire.
    IF NOT FOUND THEN
        RAISE EXCEPTION 'Aucun vol à %.', $1;
    END IF;

    RETURN;
 END
$BODY$
LANGUAGE plpgsql;

-- Renvoie les vols disponibles ou lève une exception si aucun vol
-- n'est disponible.
SELECT * FROM obtient_idvol_disponibles(CURRENT_DATE);
```

Note

L'implémentation actuelle de `RETURN NEXT` et de `RETURN QUERY` pour PL/pgSQL récupère la totalité de l'ensemble des résultats avant d'effectuer le retour de la fonction, comme vu plus haut. Cela signifie que si une fonction PL/pgSQL produit une structure résultat très grande, les performances peuvent être faibles : les données seront écrites sur le disque pour éviter un épuisement de la mémoire mais la fonction en elle-même ne renverra rien jusqu'à ce que l'ensemble complet des résultats soit généré. Une version future de PL/pgSQL permettra aux utilisateurs de définir des fonctions renvoyant des ensembles qui n'auront pas cette limitation. Actuellement, le point auquel les données commencent à être écrites sur le disque est contrôlé par la variable de configuration work_mem. Les administrateurs ayant une

mémoire suffisante pour enregistrer des ensembles de résultats plus importants en mémoire doivent envisager l'augmentation de ce paramètre.

43.6.2. Retour d'une procédure

Une procédure n'a pas de valeur de retour. De ce fait, une procédure peut se terminer sans instruction `RETURN`. Si vous souhaitez utiliser l'instruction `RETURN` pour quitter le code en avance, écrivez juste `RETURN` sans expression.

Si une procédure a des paramètres en sortie, les valeurs finales des paramètres en sortie seront renvoyées à l'appelant.

43.6.3. Appeler une procédure

Une fonction, une procédure et un bloc `DO` en PL/pgSQL peut appeler une procédure en appelant `CALL`. Les paramètres en sortie sont gérées différemment de la façon dont `CALL` fonctionne en SQL. Chaque paramètre `INOUT` de la procédure doit correspondre à une variable dans l'instruction `CALL` et le retour de la procédure est affecté à cette variable au retour. Par exemple :

```
CREATE PROCEDURE triple(INOUT x int)
LANGUAGE plpgsql
AS $$
BEGIN
    x := x * 3;
END;
$$;

DO $$
DECLARE myvar int := 5;
BEGIN
  CALL triple(myvar);
  RAISE NOTICE 'myvar = %', myvar;  -- prints 15
END
$$;
```

43.6.4. Contrôles conditionnels

Les instructions `IF` et `CASE` vous permettent d'exécuter des commandes basées sur certaines conditions. PL/pgSQL a trois formes de `IF` :

- `IF ... THEN ... END IF`
- `IF ... THEN ... ELSE ... END IF`
- `IF ... THEN ... ELSIF ... THEN ... ELSE ... END IF`

et deux formes de `CASE` :

- `CASE ... WHEN ... THEN ... ELSE ... END CASE`
- `CASE WHEN ... THEN ... ELSE ... END CASE`

43.6.4.1. `IF-THEN`

`IF` *`expression-booleenne`* `THEN`

```
    instructions
END IF;
```

Les instructions `IF-THEN` sont la forme la plus simple de `IF`. Les instructions entre `THEN` et `END IF` seront exécutées si la condition est vraie. Autrement, elles seront ignorées.

Exemple :

```
IF v_id_utilisateur <> 0 THEN
    UPDATE utilisateurs SET email = v_email WHERE id_utilisateur =
 v_id_utilisateur;
END IF;
```

43.6.4.2. `IF-THEN-ELSE`

```
IF expression-booleenne THEN
    instructions
ELSE
    instructions
END IF;
```

Les instructions `IF-THEN-ELSE` s'ajoutent au `IF-THEN` en vous permettant de spécifier un autre ensemble d'instructions à exécuter si la condition n'est pas vraie (notez que ceci inclut le cas où la condition s'évalue à NULL.).

Exemples :

```
IF id_parent IS NULL OR id_parent = ''
THEN
    RETURN nom_complet;
ELSE
    RETURN hp_true_filename(id_parent) || '/' || nom_complet;
END IF;
```

```
IF v_nombre > 0 THEN
    INSERT INTO nombre_utilisateurs (nombre) VALUES (v_nombre);
    RETURN 't';
ELSE
    RETURN 'f';
END IF;
```

43.6.4.3. `IF-THEN-ELSIF`

```
IF expression-booleenne THEN
    instructions
[ ELSIF expression-booleenne THEN
    instructions
[ ELSIF expression-booleenne THEN
    instructions
    ...
]
]
[ ELSE
    instructions ]
```

```
END IF;
```

Quelques fois, il existe plus de deux alternatives. `IF-THEN-ELSIF` fournit une méthode agréable pour vérifier différentes alternatives. Les conditions `IF` sont testées successivement jusqu'à trouver la bonne. Alors les instructions associées sont exécutées, puis le contrôle est passé à la prochaine instruction après `END IF`. (Toute autre condition `IF` n'est *pas* testée.) Si aucune des conditions `IF` n'est vraie, alors le bloc `ELSE` (s'il y en a un) est exécuté.

Voici un exemple :

```
IF nombre = 0 THEN
    resultat := 'zero';
ELSIF nombre > 0 THEN
    resultat := 'positif';
ELSIF nombre < 0 THEN
    resultat := 'negatif';
ELSE
    -- hmm, la seule possibilité est que le nombre soit NULL
    resultat := 'NULL';
END IF;
```

Le mot clé `ELSIF` peut aussi s'écrire `ELSEIF`.

Une façon alternative d'accomplir la même tâche est d'intégrer les instructions `IF-THEN-ELSE`, comme dans l'exemple suivant :

```
IF demo_row.sex = 'm' THEN
    pretty_sex := 'man';
ELSE
    IF demo_row.sex = 'f' THEN
        pretty_sex := 'woman';
    END IF;
END IF;
```

Néanmoins, cette méthode requiert d'écrire un `END IF` pour chaque `IF`, donc c'est un peu plus compliqué que d'utiliser `ELSIF` quand il y a beaucoup d'autres alternatives.

43.6.4.4. CASE simple

```
CASE expression_recherche
    WHEN expression [, expression [ ... ]] THEN
      instructions
  [ WHEN expression [, expression [ ... ]] THEN
      instructions
    ... ]
  [ ELSE
      instructions ]
END CASE;
```

La forme simple de `CASE` fournit une exécution conditionnelle basée sur l'égalité des opérandes. L'*`expression-recherche`* est évaluée (une fois) puis comparée successivement à chaque *`expression`* dans les clauses `WHEN`. Si une correspondance est trouvée, alors les *`instructions`* correspondantes sont exécutées, puis le contrôle est passé à la prochaine instruction après `END`

CASE. (Les autres expressions WHEN ne sont pas testées.) Si aucune correspondance n'est trouvée, les *instructions* du bloc ELSE sont exécutées ; s'il n'y a pas de bloc ELSE, une exception CASE_NOT_FOUND est levée.

Voici un exemple simple :

```
CASE x
    WHEN 1, 2 THEN
        msg := 'un ou deux';
    ELSE
        msg := 'autre valeur que un ou deux';
END CASE;
```

43.6.4.5. CASE recherché

```
CASE
    WHEN expression_booléenne THEN
      instructions
  [ WHEN expression_booléenne THEN
      instructions
    ... ]
  [ ELSE
      instructions ]
END CASE;
```

La forme recherchée de CASE fournit une exécution conditionnelle basée sur la vérification d'expressions booléennes. Chaque *expression-booléenne* de la clause WHEN est évaluée à son tour jusqu'à en trouver une qui est validée (true). Les *instructions* correspondantes sont exécutées, puis le contrôle est passé à la prochaine instruction après END CASE. (Les expressions WHEN suivantes ne sont pas testées.) Si aucun résultat vrai n'est trouvé, les *instructions* du bloc ELSE sont exécutées. Si aucun bloc ELSE n'est présent, une exception CASE_NOT_FOUND est levée.

Voici un exemple :

```
CASE
    WHEN x BETWEEN 0 AND 10 THEN
        msg := 'valeur entre zéro et dix';
    WHEN x BETWEEN 11 AND 20 THEN
        msg := 'valeur entre onze et vingt';
END CASE;
```

Cette forme de CASE est entièrement équivalente à IF-THEN-ELSIF, sauf pour la règle qui dit qu'atteindre une clause ELSE omise résulte dans une erreur plutôt que ne rien faire.

43.6.5. Boucles simples

Grâce aux instructions LOOP, EXIT, CONTINUE, WHILE FOR et FOREACH, vous pouvez faire en sorte que vos fonctions PL/pgSQL répètent une série de commandes.

43.6.5.1. LOOP

```
[<<label>>]
LOOP
```

```
    instructions
END LOOP [ label ];
```

`LOOP` définit une boucle inconditionnelle répétée indéfiniment jusqu'à ce qu'elle soit terminée par une instruction `EXIT` ou `RETURN`. Le *`label`* optionnel peut être utilisé par les instructions `EXIT` et `CONTINUE` dans le cas de boucles imbriquées pour définir la boucle impliquée.

43.6.5.2. EXIT

```
EXIT [ label ] [ WHEN expression-booléenne ];
```

Si aucun *`label`* n'est donné, la boucle la plus imbriquée se termine et l'instruction suivant `END LOOP` est exécutée. Si un *`label`* est donné, ce doit être le label de la boucle, du bloc courant ou d'un niveau moins imbriqué. La boucle ou le bloc nommé se termine alors et le contrôle continue avec l'instruction située après le `END` de la boucle ou du bloc correspondant.

Si `WHEN` est spécifié, la sortie de boucle ne s'effectue que si *`expression-booléenne`* est vraie. Sinon, le contrôle passe à l'instruction suivant le `EXIT`.

`EXIT` peut être utilisé pour tous les types de boucles ; il n'est pas limité aux boucles non conditionnelles.

Lorsqu'il est utilisé avec un bloc `BEGIN`, `EXIT` passe le contrôle à la prochaine instruction après la fin du bloc. Notez qu'un label doit être utilisé pour cela ; un `EXIT` sans label n'est jamais pris en compte pour correspondre à un bloc `BEGIN`. (Ceci est un changement de la version 8.4 de PostgreSQL. Auparavant, il était permis de faire correspondre un `EXIT` sans label avec un bloc `BEGIN`.)

Exemples :

```
LOOP
    -- quelques traitements
    IF nombre > 0 THEN
        EXIT;  -- sortie de boucle
    END IF;
END LOOP;

LOOP
    -- quelques traitements
    EXIT WHEN nombre > 0;
END LOOP;

<<un_bloc>>
BEGIN
    -- quelques traitements
    IF stocks > 100000 THEN
        EXIT un_bloc;  -- cause la sortie (EXIT) du bloc BEGIN
    END IF;
    -- les traitements ici seront ignorés quand stocks > 100000
END;
```

43.6.5.3. CONTINUE

```
CONTINUE [ label ] [ WHEN expression-booléenne ];
```

Si aucun *`label`* n'est donné, la prochaine itération de la boucle interne est commencée. C'est-à-dire que toutes les instructions restantes dans le corps de la boucle sont ignorées et le contrôle revient à

l'expression de contrôle de la boucle pour déterminer si une autre itération de boucle est nécessaire. Si le *label* est présent, il spécifie le label de la boucle dont l'exécution va être continuée.

Si WHEN est spécifié, la prochaine itération de la boucle est commencée seulement si l'*expression-booléenne* est vraie. Sinon, le contrôle est passé à l'instruction après CONTINUE.

CONTINUE peut être utilisé avec tous les types de boucles ; il n'est pas limité à l'utilisation des boucles inconditionnelles.

Exemples :

```
LOOP
    -- quelques traitements
    EXIT WHEN nombre > 100;
    CONTINUE WHEN nombre < 50;
    -- quelques traitements pour nombre IN [50 .. 100]
END LOOP;
```

43.6.5.4. WHILE

```
[<<label>>]
WHILE expression-booléenne LOOP
    instructions
END LOOP [ label ];
```

L'instruction WHILE répète une séquence d'instructions aussi longtemps que *expression-booléenne* est évaluée à vrai. L'expression est vérifiée juste avant chaque entrée dans le corps de la boucle.

Par exemple :

```
WHILE montant_possede > 0 AND balance_cadeau > 0 LOOP
    -- quelques traitements ici
END LOOP;

WHILE NOT termine LOOP
    -- quelques traitements ici
END LOOP;
```

43.6.5.5. FOR (variante avec entier)

```
[<<label>>]
FOR nom IN [ REVERSE ] expression .. expression [ BY expression ]
 LOOP
    instruction
END LOOP [ label ];
```

Cette forme de FOR crée une boucle qui effectue une itération sur une plage de valeurs entières. La variable *nom* est automatiquement définie comme un type integer et n'existe que dans la boucle (toute définition de la variable est ignorée à l'intérieur de la boucle). Les deux expressions donnant les limites inférieures et supérieures de la plage sont évaluées une fois en entrant dans la boucle. Si la clause BY n'est pas spécifiée, l'étape d'itération est de 1, sinon elle est de la valeur spécifiée dans la clause BY, qui est évaluée encore une fois à l'entrée de la boucle. Si REVERSE est indiquée, alors la valeur de l'étape est soustraite, plutôt qu'ajoutée, après chaque itération.

Quelques exemples de boucles FOR avec entiers :

```
FOR i IN 1..10 LOOP
    -- prend les valeurs 1,2,3,4,5,6,7,8,9,10 dans la boucle
END LOOP;

FOR i IN REVERSE 10..1 LOOP
    -- prend les valeurs 10,9,8,7,6,5,4,3,2,1 dans la boucle
END LOOP;

FOR i IN REVERSE 10..1 BY 2 LOOP
    -- prend les valeurs 10,8,6,4,2 dans la boucle
END LOOP;
```

Si la limite basse est plus grande que la limite haute (ou moins grande dans le cas du REVERSE), le corps de la boucle n'est pas exécuté du tout. Aucune erreur n'est renvoyée.

Si un *label* est attaché à la boucle FOR, alors la variable entière de boucle peut être référencée avec un nom qualifié en utilisant ce *label*.

43.6.6. Boucler dans les résultats de requêtes

En utilisant un type de FOR différent, vous pouvez itérer au travers des résultats d'une requête et par là-même manipuler ces données. La syntaxe est la suivante :

```
[<<label>>]
FOR cible IN requête LOOP
    instructions
END LOOP [ label ];
```

La *cible* est une variable de type record, row ou une liste de variables scalaires séparées par une virgule. La *cible* est affectée successivement à chaque ligne résultant de la *requête* et le corps de la boucle est exécuté pour chaque ligne. Voici un exemple :

```
CREATE FUNCTION rafraichir_vuemat() RETURNS integer AS $$
DECLARE
    vues_mat RECORD;
BEGIN
    RAISE NOTICE 'Rafraichissement des vues matérialisées...';

    FOR vues_mat IN
       SELECT n.nspname AS mv_schema,
              c.relname AS mv_name,
              pg_catalog.pg_get_userbyid(c.relowner) AS owner
         FROM pg_catalog.pg_class c
    LEFT JOIN pg_catalog.pg_namespace n ON (n.oid = c.relnamespace)
        WHERE c.relkind = 'm'
     ORDER BY 1
    LOOP

      -- Now "mviews" has one record with information about the
 materialized view

      RAISE NOTICE 'Refreshing materialized view %.% (owner:
 %)...',
                   quote_ident(mviews.mv_schema),
                   quote_ident(mviews.mv_name),
```

```
                    quote_ident(mviews.owner);
      EXECUTE format('REFRESH MATERIALIZED VIEW %I.%I',
 mviews.mv_schema, mviews.mv_name);

    END LOOP;

    RAISE NOTICE 'Fin du rafraichissement des vues matérialisées.';
    RETURN 1;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Si la boucle est terminée par une instruction `EXIT`, la dernière valeur ligne affectée est toujours accessible après la boucle.

La *`requête`* utilisée dans ce type d'instruction `FOR` peut être toute commande SQL qui renvoie des lignes à l'appelant : `SELECT` est le cas le plus commun mais vous pouvez aussi utiliser `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE` avec une clause `RETURNING`. Certaines commandes comme `EXPLAIN` fonctionnent aussi.

Les variables PL/pgSQL sont substituées dans le texte de la requête et le plan de requête est mis en cache pour une réutilisation possible. C'est couvert en détail dans la Section 43.11.1 et dans la Section 43.11.2.

L'instruction `FOR-IN-EXECUTE` est un moyen d'itérer sur des lignes :

```
[<<label>>]
FOR target IN EXECUTE text_expression [ USING expression [, ...] ]
 LOOP
    instructions
END LOOP [ label ];
```

Ceci est identique à la forme précédente, à ceci près que l'expression de la requête source est spécifiée comme une expression chaîne, évaluée et replanifiée à chaque entrée dans la boucle `FOR`. Ceci permet au développeur de choisir entre la vitesse d'une requête préplanifiée et la flexibilité d'une requête dynamique, uniquement avec l'instruction `EXECUTE`. Comme avec `EXECUTE`, les valeurs de paramètres peuvent être insérées dans la commande dynamique via `USING`.

Une autre façon de spécifier la requête dont les résultats devront être itérés est de la déclarer comme un curseur. Ceci est décrit dans Section 43.7.4.

43.6.7. Boucler dans des tableaux

La boucle `FOREACH` ressemble beaucoup à une boucle `FOR` mais, au lieu d'itérer sur les lignes renvoyées par une requêtes SQL, elle itère sur les éléments d'une valeur de type tableau. (En général, `FOREACH` est fait pour boucler sur les composants d'une expression composite ; les variantes pour boucler sur des composites en plus des tableaux pourraient être ajoutées dans le futur.) L'instruction `FOREACH` pour boucler sur un tableau est :

```
[ <<label>> ]
FOREACH target [ SLICE nombre ] IN ARRAY expression LOOP
    instructions
END LOOP [ label ];
```

Sans `SLICE` ou si `SLICE 0` est indiqué, la boucle itère au niveau des éléments individuels du tableau produit par l'évaluation de l'*`expression`*. La variable *`cible`* se voit affectée chaque valeur

d'élément en séquence, et le corps de la boucle est exécuté pour chaque élément. Voici un exemple de boucle sur les éléments d'un tableau d'entiers :

```
CREATE FUNCTION somme(int[]) RETURNS int8 AS $$
DECLARE
  s int8 := 0;
  x int;
BEGIN
  FOREACH x IN ARRAY $1
  LOOP
    s := s + x;
  END LOOP;
  RETURN s;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Les éléments sont parcourus dans l'ordre de leur stockage, quelque soit le nombre de dimensions du tableau. Bien que la *cible* est habituellement une simple variable, elle peut être une liste de variables lors d'une boucle dans un tableau de valeurs composites (des enregistrements). Dans ce cas, pour chaque élément du tableau, les variables se voient affectées les colonnes de la valeur composite.

Avec une valeur SLICE positive, FOREACH itère au travers des morceaux du tableau plutôt que des éléments seuls. La valeur de SLICE doit être un entier constant, moins large que le nombre de dimensions du tableau. La variable *cible* doit être un tableau et elle reçoit les morceaux successifs de la valeur du tableau, où chaque morceau est le nombre de dimensions indiquées par SLICE. Voici un exemple d'itération sur des morceaux à une dimension :

```
CREATE FUNCTION parcourt_lignes(int[]) RETURNS void AS $$
DECLARE
  x int[];
BEGIN
  FOREACH x SLICE 1 IN ARRAY $1
  LOOP
    RAISE NOTICE 'ligne = %', x;
  END LOOP;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

SELECT parcourt_lignes(ARRAY[[1,2,3],[4,5,6],[7,8,9],[10,11,12]]);

NOTICE:  ligne = {1,2,3}
NOTICE:  ligne = {4,5,6}
NOTICE:  ligne = {7,8,9}
NOTICE:  ligne = {10,11,12}
```

43.6.8. Récupérer les erreurs

Par défaut, toute erreur survenant dans une fonction PL/pgSQL annule l'exécution de la fonction mais aussi de la transaction qui l'entoure. Vous pouvez récupérer les erreurs en utilisant un bloc BEGIN avec une clause EXCEPTION. La syntaxe est une extension de la syntaxe habituelle pour un bloc BEGIN :

```
[ <<label>> ]
[ DECLARE
  declarations ]
```

```
BEGIN
instructions
EXCEPTION
WHEN condition [ OR condition ... ] THEN
instructions_gestion_erreurs
[ WHEN condition [ OR condition ... ] THEN
  instructions_gestion_erreurs
  ... ]
END;
```

Si aucune erreur ne survient, cette forme de bloc exécute simplement toutes les *instructions* puis passe le contrôle à l'instruction suivant END. Mais si une erreur survient à l'intérieur des *instructions*, le traitement en cours des *instructions* est abandonné et le contrôle est passé à la liste d'EXCEPTION. Une recherche est effectuée sur la liste pour la première *condition* correspondant à l'erreur survenue. Si une correspondance est trouvée, les *instructions_gestion_erreurs* correspondantes sont exécutées puis le contrôle est passé à l'instruction suivant le END. Si aucune correspondance n'est trouvée, l'erreur se propage comme si la clause EXCEPTION n'existait pas du tout : l'erreur peut être récupérée par un bloc l'enfermant avec EXCEPTION ou, s'il n'existe pas, elle annule le traitement de la fonction.

Les noms des *condition* sont indiquées dans l'Annexe A. Un nom de catégorie correspond à toute erreur contenue dans cette catégorie. Le nom de condition spéciale OTHERS correspond à tout type d'erreur sauf QUERY_CANCELED et ASSERT_FAILURE (il est possible, mais pas recommandé, de récupérer ces deux types d'erreur par leur nom). Les noms des conditions ne sont pas sensibles à la casse. De plus, une condition d'erreur peut être indiquée par un code SQLSTATE ; par exemple, ces deux cas sont équivalents :

```
WHEN division_by_zero THEN ...
WHEN SQLSTATE '22012' THEN ...
```

Si une nouvelle erreur survient à l'intérieur des *instructions_gestion_erreurs* sélectionnées, elle ne peut pas être récupérée par cette clause EXCEPTION mais est propagée en dehors. Une clause EXCEPTION l'englobant pourrait la récupérer.

Quand une erreur est récupérée par une clause EXCEPTION, les variables locales de la fonction PL/pgSQL restent dans le même état qu'au moment où l'erreur est survenue mais toutes les modifications à l'état persistant de la base de données à l'intérieur du bloc sont annulées. Comme exemple, considérez ce fragment :

```
INSERT INTO mon_tableau(prenom, nom) VALUES('Tom', 'Jones');
BEGIN
  UPDATE mon_tableau SET prenom = 'Joe' WHERE nom = 'Jones';
  x := x + 1;
  y := x / 0;
  EXCEPTION
    WHEN division_by_zero THEN
      RAISE NOTICE 'récupération de l''erreur division_by_zero';
RETURN x;
END;
```

Quand le contrôle parvient à l'affectation de y, il échouera avec une erreur division_by_zero. Elle sera récupérée par la clause EXCEPTION. La valeur renvoyée par l'instruction RETURN sera la valeur incrémentée de x mais les effets de la commande UPDATE auront été annulés. La commande INSERT précédant le bloc ne sera pas annulée, du coup le résultat final est que la base de données contient Tom Jones et non pas Joe Jones.

> **Astuce**
>
> Un bloc contenant une clause `EXCEPTION` est significativement plus coûteuse en entrée et en sortie qu'un bloc sans. Du coup, n'utilisez pas `EXCEPTION` sans besoin.

Exemple 43.2. Exceptions avec `UPDATE`/`INSERT`

Cet exemple utilise un gestionnaire d'exceptions pour réaliser soit un `UPDATE` soit un `INSERT`, comme approprié. Il est recommandé d'utiliser la commande `INSERT` avec la clause `ON CONFLICT DO UPDATE` plutôt que cette logique. Cet exemple ne sert qu'à illustrer l'usage des structures de contrôle de PL/pgSQL :

```
CREATE TABLE base (a INT PRIMARY KEY, b TEXT);

CREATE FUNCTION fusionne_base(cle INT, donnee TEXT) RETURNS VOID AS
$$
BEGIN
    LOOP
        -- commençons par tenter la mise à jour de la clé
        UPDATE base SET b = donnee WHERE a = cle;
        IF found THEN
            RETURN;
        END IF;

        -- si elle n'est pas dispo, tentons l'insertion de la clé
        -- si quelqu'un essaie d'insérer la même clé en même temps,
        -- il y aura une erreur pour violation de clé unique
        BEGIN
            INSERT INTO base(a,b) VALUES (cle, donnee);
            RETURN;
        EXCEPTION WHEN unique_violation THEN
            -- ne rien faire, et tente de nouveau la mise à jour
        END;
    END LOOP;
END;
$$
LANGUAGE plpgsql;

SELECT fusionne_base(1, 'david');
SELECT fusionne_base(1, 'dennis');
```

Ce code suppose que l'erreur `unique_violation` est causée par la commande `INSERT`, et pas par un `INSERT` dans une fonction trigger sur la table. Cela pourrait avoir un mauvais comportement s'il y a plus d'un index unique sur la table car il ré-essaiera l'opération quelque soit l'index qui a causé l'erreur. On pourrait avoir plus de sécurité en utilisant la fonctionnalité discuté ci-après pour vérifier que l'erreur récupérée était celle attendue.

43.6.8.1. Obtenir des informations sur une erreur

Les gestionnaires d'exception ont fréquemment besoin d'identifier l'erreur spécifique qui est survenue. Il existe deux façons d'obtenir l'information sur l'exception en cours dans PL/pgSQL : des variables spéciales et la commande `GET STACKED DIAGNOSTICS`.

Avec un gestionnaire d'exceptions, la variable spéciale `SQLSTATE` contient le code d'erreur qui correspond à l'exception qui a été levée (voir Tableau A.1 pour la liste de codes d'erreur possibles). La

variable spéciale SQLERRM contient le message d'erreur associé à l'exception. Ces variables ne sont pas définies en dehors des gestionnaires d'exception.

Dans le gestionnaire d'exceptions, il est possible de récupérer des informations sur l'exception en cours en utilisant la commande GET STACKED DIAGNOSTICS qui a la forme :

```
GET STACKED DIAGNOSTICS variable { = | := } élément [ , ... ];
```

Chaque *élément* est un mot clé identifiant une valeur de statut à assigner à la *variable* spécifiée (qui doit être du bon type de données). Les éléments de statut actuellement disponibles sont indiqués dans Tableau 43.2.

Tableau 43.2. Diagnostiques et erreurs

Nom	Type	Description
RETURNED_SQLSTATE	text	le code d'erreur SQLSTATE de l'exception
COLUMN_NAME	text	le nom de la colonne en relation avec l'exception
CONSTRAINT_NAME	text	le nom de la contrainte en relation avec l'exception
PG_DATATYPE_NAME	text	le nom du type de données en relation avec l'exception
MESSAGE_TEXT	text	le texte du message principal de l'exception
TABLE_NAME	text	le nom de la table en relation avec l'exception
SCHEMA_NAME	text	le nom du schéma en relation avec l'exception
PG_EXCEPTION_DETAIL	text	le texte du message détaillée de l'exception, si disponible
PG_EXCEPTION_HINT	text	le texte du message d'astuce de l'exception, si disponible
PG_EXCEPTION_CONTEXT	text	ligne(s) de texte décrivant la pile d'appel au moment de l'exception (voir Section 43.6.9)

Si l'exception n'a pas configuré une valeur pour un élément, une chaîne vide sera renvoyée.

Voici un exemple :

```
DECLARE
  text_var1 text;
  text_var2 text;
  text_var3 text;
BEGIN
  -- un traitement qui cause une exception
  ...
EXCEPTION WHEN OTHERS THEN
  GET STACKED DIAGNOSTICS text_var1 = MESSAGE_TEXT,
                          text_var2 = PG_EXCEPTION_DETAIL,
                          text_var3 = PG_EXCEPTION_HINT;
```

```
END;
```

43.6.9. Obtenir des informations sur l'emplacement d'exécution

La commande `GET DIAGNOSTICS`, précédemment décrite dans Section 43.5.5, récupère des informations sur l'état d'exécution courant (alors que la commande `GET STACKED DIAGNOSTICS` discutée ci-dessus rapporte des informations sur l'état d'exécution de l'erreur précédente). Son élément de statut `PG_CONTEXT` est utile pour vérifier l'emplacement d'exécution courant. `PG_CONTEXT` renvoie une chaîne de texte dont les lignes correspondent à la pile d'appels. La première ligne fait référence à la fonction en cours et qui exécute `GET DIAGNOSTICS`. La seconde ligne et toutes les lignes suivantes font référence aux fonctions appelantes dans la pile d'appel. Par exemple :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION fonction_externe() RETURNS integer AS $
$BEGIN
  RETURN fonction_interne();
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

CREATE OR REPLACE FUNCTION fonction_interne() RETURNS integer AS $$
DECLARE
  stack text;
BEGIN
  GET DIAGNOSTICS stack = PG_CONTEXT;
  RAISE NOTICE E'--- Pile d''appel ---\n%', stack;
  RETURN 1;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

SELECT fonction_externe();

NOTICE:  --- Call Stack ---
PL/pgSQL function fonction_interne() line 5 at GET DIAGNOSTICS
PL/pgSQL function fonction_externe() line 3 at RETURN
CONTEXT:  PL/pgSQL function fonction_externe() line 3 at RETURN
 fonction_externe
 -----------------
                1
(1 row)
```

`GET STACKED DIAGNOSTICS ... PG_EXCEPTION_CONTEXT` renvoie le même type de pile d'appels, mais en décrivant l'emplacement où l'erreur a été détectée, plutôt que l'emplacement actuel.

43.7. Curseurs

Plutôt que d'exécuter la totalité d'une requête à la fois, il est possible de créer un *curseur* qui encapsule la requête, puis en lit le résultat quelques lignes à la fois. Une des raisons pour faire de la sorte est d'éviter les surcharges de mémoire quand le résultat contient un grand nombre de lignes (cependant, les utilisateurs PL/pgSQL n'ont généralement pas besoin de se préoccuper de cela puisque les boucles `FOR` utilisent automatiquement un curseur en interne pour éviter les problèmes de mémoire). Un usage plus intéressant est de renvoyer une référence à un curseur qu'une fonction a créé, permettant à l'appelant de lire les lignes. C'est un moyen efficace de renvoyer de grands ensembles de lignes à partir des fonctions.

43.7.1. Déclaration de variables curseur

Tous les accès aux curseurs dans PL/pgSQL se font par les variables curseur, qui sont toujours du type de données spécial `refcursor`. Un des moyens de créer une variable curseur est de simplement la déclarer comme une variable de type `refcursor`. Un autre moyen est d'utiliser la syntaxe de déclaration de curseur qui est en général :

```
nom [ [ NO ] SCROLL ] CURSOR [ ( arguments ) ] FOR requête;
```

(`FOR` peut être remplacé par `IS` pour la compatibilité avec Oracle). Si `SCROLL` est spécifié, le curseur sera capable d'aller en sens inverse ; si `NO SCROLL` est indiqué, les récupérations en sens inverses seront rejetées ; si rien n'est indiqué, cela dépend de la requête. *`arguments`* est une liste de paires de *`nom type-de-donnée`* qui définit les noms devant être remplacés par les valeurs des paramètres dans la requête donnée. La valeur effective à substituer pour ces noms sera indiquée plus tard lors de l'ouverture du curseur.

Quelques exemples :

```
DECLARE
    curs1 refcursor;
    curs2 CURSOR FOR SELECT * FROM tenk1;
    curs3 CURSOR (cle integer) FOR SELECT * FROM tenk1 WHERE
 unique1 = cle;
```

Ces variables sont toutes trois du type de données `refcursor` mais la première peut être utilisée avec n'importe quelle requête alors que la seconde a une requête complètement spécifiée qui lui est déjà *liée*, et la dernière est liée à une requête paramétrée (`cle` sera remplacée par un paramètre de valeur entière lors de l'ouverture du curseur). La variable `curs1` est dite *non liée* puisqu'elle n'est pas liée à une requête particulière.

`GET STACKED DIAGNOSTICS ... PG_EXCEPTION_CONTEXT` renvoie le même type de pile d'appels, mais en décrivant l'emplacement où l'erreur a été détectée, plutôt que l'emplacement actuel.

La clause `SCROLL` ne peut pas être utilisée quand la requête du curseur utilise `FOR UPDATE/SHARE`. De plus, il est préférable d'utiliser `NO SCROLL` avec une requête qui implique des fonctions volatiles. L'implémentation de `SCROLL` suppose que relire la sortie de la requête donnera des résultats cohérents, ce qu'une fonction volatile pourrait ne pas faire.

43.7.2. Ouverture de curseurs

Avant qu'un curseur puisse être utilisé pour rapatrier des lignes, il doit être *ouvert* (c'est l'action équivalente de la commande SQL `DECLARE CURSOR`). PL/pgSQL dispose de trois formes pour l'instruction `OPEN`, dont deux utilisent des variables curseur non liées et la dernière une variable curseur liée.

> **Note**
>
> Les variables des curseurs liés peuvent aussi être utilisés sans les ouvrir explicitement, via l'instruction `FOR` décrite dans Section 43.7.4.

43.7.2.1. `OPEN FOR` *`requête`*

```
OPEN var_curseur_nonlie [ [ NO ] SCROLL ] FOR requete;
```

La variable curseur est ouverte et reçoit la requête spécifiée à exécuter. Le curseur ne peut pas être déjà ouvert, et il doit avoir été déclaré comme une variable de curseur non lié (c'est-à-dire comme une simple variable `refcursor`). La requête doit être un `SELECT` ou quelque chose d'autre qui renvoie des lignes (comme `EXPLAIN`). La requête est traitée de la même façon que les autres commandes SQL dans PL/pgSQL : les noms de variables PL/pgSQL sont substitués et le plan de requête est mis en cache pour une possible ré-utilisation. Quand une variable PL/pgSQL est substituée dans une requête de type curseur, la valeur qui est substituée est celle qu'elle avait au moment du `OPEN` ; les modifications ultérieures n'auront pas affectées le comportement du curseur. Les options `SCROLL` et `NO SCROLL` ont la même signification que pour un curseur lié.

Exemple :

```
OPEN curs1 FOR SELECT * FROM foo WHERE cle = ma_cle;
```

43.7.2.2. OPEN FOR EXECUTE

```
OPEN var_curseur_nonlie [ [ NO ] SCROLL ] FOR EXECUTE requete
                                        [ USING expression [, ... ] ];
```

La variable curseur est ouverte et reçoit la requête spécifiée à exécuter. Le curseur ne peut pas être déjà ouvert et il doit avoir été déclaré comme une variable de curseur non lié (c'est-à-dire comme une simple variable `refcursor`). La requête est spécifiée comme une expression chaîne de la même façon que dans une commande `EXECUTE`. Comme d'habitude, ceci donne assez de flexibilité pour que le plan de la requête puisse changer d'une exécution à l'autre (voir la Section 43.11.2), et cela signifie aussi que la substitution de variable n'est pas faite sur la chaîne de commande. Comme avec la commande `EXECUTE`, les valeurs de paramètre peuvent être insérées dans la commande dynamique avec `format()` ou `USING`. Les options `SCROLL` et `NO SCROLL` ont la même signification que pour un curseur lié.

Exemple :

```
OPEN curs1 FOR EXECUTE format('SELECT * FROM %I WHERE nom_colonne =
 $1', ma_table) USING valeur_clef;
```

Dans cet exemple, le nom de la table est inséré dans la requête via la fonction `format()`. La valeur de la colonne `nom_colonne` utilisée pour la comparaison est insérée via le paramètre `USING`, c'est la raison pour laquelle elle n'a pas besoin d'être échappée.

43.7.2.3. Ouverture d'un curseur lié

```
OPEN var_curseur_lié [ ( [ nom_argument := ] valeur_argument
 [, ...] ) ];
```

Cette forme d'`OPEN` est utilisée pour ouvrir une variable curseur à laquelle la requête est liée au moment de la déclaration. Le curseur ne peut pas être déjà ouvert. Une liste des expressions arguments doit apparaître si et seulement si le curseur a été déclaré comme acceptant des arguments. Ces valeurs seront remplacées dans la requête.

Le plan de requête pour un curseur lié est toujours considéré comme pouvant être mis en cache ; il n'y a pas d'équivalent de la commande `EXECUTE` dans ce cas. Notez que `SCROLL` et `NO SCROLL` ne peuvent pas être indiqués dans `OPEN` car le comportement du curseur était déjà déterminé.

Les valeurs des arguments peuvent être passées en utilisant soit la notation *en position* soit la notation *nommée*. Dans la première, tous les arguments sont indiqués dans l'ordre. Dans la seconde, chaque nom d'argument est indiqué en utilisant `:=` pour la séparer de l'expression de l'argument. De façon similaire à l'appel de fonctions, décrit dans Section 4.3, il est aussi autorisé de mixer notation en position et notation nommée.

Voici quelques exemples (ils utilisent les exemples de déclaration de curseur ci-dessus) :

```
OPEN curs2;
OPEN curs3(42);
OPEN curs3(key := 42);
```

Comme la substitution de variable est faite sur la requête d'un curseur lié, il existe en fait deux façons de passer les valeurs au curseur : soit avec un argument explicite pour `OPEN` soit en référençant implicitement une variable PL/pgSQL dans la requête. Néanmoins, seules les variables déclarées avant que le curseur lié ne soit déclaré lui seront substituées. Dans tous les cas, la valeur passée est déterminée au moment de l'exécution de la commande `OPEN`. Par exemple, une autre façon d'obtenir le même effet que l'exemple `curs3` ci-dessus est la suivante :

```
DECLARE
    key integer;
    curs4 CURSOR FOR SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 = key;
BEGIN
    key := 42;
    OPEN curs4;
```

43.7.3. Utilisation des curseurs

Une fois qu'un curseur a été ouvert, il peut être manipulé grâce aux instructions décrites ci-dessous.

Ces manipulations n'ont pas besoin de se dérouler dans la même fonction que celle qui a ouvert le curseur. Vous pouvez renvoyer une valeur `refcursor` à partir d'une fonction et laisser l'appelant opérer sur le curseur (d'un point de vue interne, une valeur `refcursor` est simplement la chaîne de caractères du nom d'un portail contenant la requête active pour le curseur. Ce nom peut être passé à d'autres, affecté à d'autres variables `refcursor` et ainsi de suite, sans déranger le portail).

Tous les portails sont implicitement fermés à la fin de la transaction. C'est pourquoi une valeur `refcursor` est utilisable pour référencer un curseur ouvert seulement jusqu'à la fin de la transaction.

43.7.3.1. FETCH

```
FETCH [ direction { FROM | IN } ] curseur INTO cible;
```

`FETCH` récupère la prochaine ligne à partir d'un curseur et la place dans une cible, qui peut être une variable ligne, une variable record ou une liste de variables simples séparées par des virgules, comme dans un `SELECT INTO`. S'il n'y a pas de ligne suivante, la cible est mise à NULL. Comme avec `SELECT INTO`, la variable spéciale `FOUND` peut être lue pour voir si une ligne a été récupérée.

La clause *`direction`* peut être une des variantes suivantes autorisées pour la commande SQL FETCH sauf celles qui peuvent récupérer plus d'une ligne ; nommément, cela peut être `NEXT`, `PRIOR`, `FIRST`, `LAST`, `ABSOLUTE` *`nombre`*, `RELATIVE` *`nombre`*, `FORWARD` ou `BACKWARD`. Omettre *`direction`* est identique à spécifier `NEXT`. Quand la syntaxe utilise un *`count`*, le *`count`* peut être une expression de type integer (contrairement à la commande SQL `FETCH`, qui autorise seulement une constante de type integer). Les valeurs *`direction`* qui nécessitent d'aller en sens inverse risquent d'échouer sauf si le curseur a été déclaré ou ouvert avec l'option `SCROLL`.

`curseur` doit être le nom d'une variable `refcursor` qui référence un portail de curseur ouvert.

Exemples :

```
FETCH curs1 INTO rowvar;
FETCH curs2 INTO foo, bar, baz;
FETCH LAST FROM curs3 INTO x, y;
FETCH RELATIVE -2 FROM curs4 INTO x;
```

43.7.3.2. MOVE

```
MOVE [ direction { FROM | IN } ] curseur;
```

`MOVE` repositionne un curseur sans récupérer de données. `MOVE` fonctionne exactement comme la commande `FETCH` sauf qu'elle ne fait que repositionner le curseur et ne renvoie donc pas les lignes du déplacement. Comme avec `SELECT INTO`, la variable spéciale `FOUND` peut être lue pour vérifier s'il y avait bien les lignes correspondant au déplacement.

Exemples :

```
MOVE curs1;
MOVE LAST FROM curs3;
MOVE RELATIVE -2 FROM curs4;
MOVE FORWARD 2 FROM curs4;
```

43.7.3.3. UPDATE/DELETE WHERE CURRENT OF

```
UPDATE table SET ... WHERE CURRENT OF curseur;
DELETE FROM table WHERE CURRENT OF curseur;
```

Quand un curseur est positionné sur une ligne d'une table, cette ligne peut être mise à jour ou supprimée en utilisant le curseur qui identifie la ligne. Il existe des restrictions sur ce que peut être la requête du curseur (en particulier, pas de regroupement) et il est mieux d'utiliser `FOR UPDATE` dans le curseur. Pour des informations supplémentaires, voir la page de référence DECLARE.

Un exemple :

```
UPDATE foo SET valdonnee = mavaleur WHERE CURRENT OF curs1;
```

43.7.3.4. CLOSE

```
CLOSE curseur;
```

`CLOSE` ferme le portail sous-tendant un curseur ouvert. Ceci peut être utilisé pour libérer des ressources avant la fin de la transaction ou pour libérer la variable curseur pour pouvoir la réouvrir.

Exemple :

```
CLOSE curs1;
```

43.7.3.5. Renvoi de curseurs

Les fonctions PL/pgSQL peuvent renvoyer des curseurs à l'appelant. Ceci est utile pour renvoyer plusieurs lignes ou colonnes, spécialement avec des ensembles de résultats très grands. Pour cela, la

fonction ouvre le curseur et renvoie le nom du curseur à l'appelant (ou simplement ouvre le curseur en utilisant un nom de portail spécifié par ou autrement connu par l'appelant). L'appelant peut alors récupérer les lignes à partir du curseur. Le curseur peut être fermé par l'appelant ou il sera fermé automatiquement à la fin de la transaction.

Le nom du portail utilisé pour un curseur peut être spécifié par le développeur ou peut être généré automatiquement. Pour spécifier un nom de portail, affectez simplement une chaîne à la variable `refcursor` avant de l'ouvrir. La valeur de la variable `refcursor` sera utilisée par `OPEN` comme nom du portail sous-jacent. Néanmoins, si la variable `refcursor` est NULL, `OPEN` génère automatiquement un nom qui n'entre pas en conflit avec tout portail existant et l'affecte à la variable `refcursor`.

> **Note**
>
> Une variable curseur avec limites est initialisée avec la valeur de la chaîne représentant son nom, de façon à ce que le nom du portail soit identique au nom de la variable curseur, sauf si le développeur le surcharge par affectation avant d'ouvrir le curseur. Mais, une variable curseur sans limite aura par défaut la valeur NULL, dont il reçoit un nom unique généré automatiquement sauf s'il est surchargé.

L'exemple suivant montre une façon de fournir un nom de curseur par l'appelant :

```
CREATE TABLE test (col text);
INSERT INTO test VALUES ('123');

CREATE FUNCTION fonction_reference(refcursor) RETURNS refcursor AS
 $$
BEGIN
    OPEN $1 FOR SELECT col FROM test;
    RETURN $1;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

BEGIN;
SELECT fonction_reference('curseur_fonction');
FETCH ALL IN curseur_fonction;
COMMIT;
```

L'exemple suivant utilise la génération automatique du nom du curseur :

```
CREATE FUNCTION fonction_reference2() RETURNS refcursor AS $$
DECLARE
    ref refcursor;
BEGIN
    OPEN ref FOR SELECT col FROM test;
    RETURN ref;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

-- Il faut être dans une transaction pour utiliser les curseurs.
BEGIN;
SELECT fonction_reference2();

   fonction_reference2
--------------------------
 <unnamed cursor 1>
```

```
(1 row)

FETCH ALL IN "<unnamed cursor 1>";
COMMIT;
```

L'exemple suivant montre une façon de renvoyer plusieurs curseurs à une seule fonction :

```
CREATE FUNCTION ma_fonction(refcursor, refcursor) RETURNS SETOF
 refcursor AS $$
BEGIN
    OPEN $1 FOR SELECT * FROM table_1;
    RETURN NEXT $1;
    OPEN $2 FOR SELECT * FROM table_2;
    RETURN NEXT $2;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

-- doit être dans une transaction pour utiliser les curseurs.
BEGIN;

SELECT * FROM ma_fonction('a', 'b');

FETCH ALL FROM a;
FETCH ALL FROM b;
COMMIT;
```

43.7.4. Boucler dans les résultats d'un curseur

C'est une variante de l'instruction `FOR` qui permet l'itération sur les lignes renvoyées par un curseur. La syntaxe est :

```
[ <<label>> ]
FOR var_record IN var_curseur_lié [ ( [ nom_argument
 := ] valeur_argument [, ...] ) ] LOOP
    instructions
END LOOP [ label ];
```

La variable curseur doit avoir été liée à une requête lors de sa déclaration et il *ne peut pas* être déjà ouvert. L'instruction `FOR` ouvre automatiquement le curseur, et il ferme le curseur en sortie de la boucle. Une liste des expressions de valeurs des arguments doit apparaître si et seulement si le curseur a été déclaré prendre des arguments. Ces valeurs seront substituées dans la requête, de la même façon que lors d'un `OPEN` (voir Section 43.7.2.3).

La variable *`var_record`* est définie automatiquement avec le type `record` et existe seulement dans la boucle (toute définition existante d'un nom de variable est ignorée dans la boucle). Chaque ligne renvoyée par le curseur est successivement affectée à la variable d'enregistrement et le corps de la boucle est exécuté.

43.8. Gestion des transactions

Dans les procédures appelées par la commande `CALL` ainsi que dans les blocs de code anonymes (commande `DO`), il est possible de terminer les transactions en utilisant les commandes `COMMIT` et `ROLLBACK`. Une nouvelle transaction est démarrée automatiquement après qu'une transaction ait été

terminée en utilisant ces commandes, donc il n'existe pas de commande `START TRANSACTION`. (Notez que `BEGIN` et `END` ont une signification différente dans PL/pgSQL.)

Voici un exemple simple :

```
CREATE PROCEDURE transaction_test1()
LANGUAGE plpgsql
AS $$
BEGIN
    FOR i IN 0..9 LOOP
        INSERT INTO test1 (a) VALUES (i);
        IF i % 2 = 0 THEN
            COMMIT;
        ELSE
            ROLLBACK;
        END IF;
    END LOOP;
END
$$;

CALL transaction_test1();
```

Le contrôle des transactions est seulement possible dans les appels à `CALL` et `DO` à partir du plus haut niveau ou dans les appels imbriqués à `CALL` ou `DO` sans autre commande. Par exemple, si la pile d'appel est `CALL proc1()` → `CALL proc2()` → `CALL proc3()`, alors la deuxième et la troisième procédures peuvent exécuter les actions de contrôle de transaction. Mais si la pile d'appel est `CALL proc1()` → `SELECT func2()` → `CALL proc3()`, alors la dernière procédure ne peut pas faire de contrôle de transactions à cause du `SELECT`.

Des considérations spéciales s'appliquent aux boucles de curseur. Considérez cet exemple :

```
CREATE PROCEDURE transaction_test2()
LANGUAGE plpgsql
AS $$
DECLARE
    r RECORD;
BEGIN
    FOR r IN SELECT * FROM test2 ORDER BY x LOOP
        INSERT INTO test1 (a) VALUES (r.x);
        COMMIT;
    END LOOP;
END;
$$;

CALL transaction_test2();
```

Habituellement, les curseurs sont automatiquement fermés au moment de la validation de la transaction. Néanmoins, un curseur créé dans une boucle comme celle-ci est automatiquement converti en un curseur maintenable par le premier `COMMIT` ou `ROLLBACK`. Ceci signifie que le curseur est complètement évalué au premier `COMMIT` ou `ROLLBACK` plutôt que ligne par ligne. Le curseur est toujours automatiquement supprimé après la boucle, donc c'est pratiquement invisible pour l'utilisateur.

Les commandes de transaction ne sont pas autorisées dans les boucles de curseur exécutés par des commandes qui ne sont pas en lecture seule (par exemple `UPDATE ... RETURNING`).

Une transaction ne peut pas être terminée dans un bloc contenant un gestionnaire d'exceptions.

43.9. Erreurs et messages

43.9.1. Rapporter des erreurs et messages

Utilisez l'instruction RAISE pour rapporter des messages et lever des erreurs.

```
RAISE [ niveau ] 'format' [, expression [, ...]] [ USING option
 = expression [, ... ] ];
RAISE [ niveau ] nom_condition [ USING option = expression
 [, ... ] ];
RAISE [ niveau ] SQLSTATE 'état_sql' [ USING option = expression
 [, ... ] ];
RAISE [ niveau ] USING option = expression [, ... ];
RAISE ;
```

L'option *niveau* indique la sévérité de l'erreur. Les niveaux autorisés sont DEBUG, LOG, INFO, NOTICE, WARNING et EXCEPTION, ce dernier étant la valeur par défaut. EXCEPTION lève une erreur (ce qui annule habituellement la transaction en cours). Les autres niveaux ne font que générer des messages aux différents niveaux de priorité. Les variables de configuration log_min_messages et client_min_messages contrôlent l'envoi de messages dans les traces, au client ou aux deux. Voir le Chapitre 19 pour plus d'informations.

Après *niveau*, vous pouvez écrire un *format* (qui doit être une chaîne litérale, pas une expression). La chaîne format indique le texte du message d'erreur à rapporter. Elle peut être suivie par des expressions optionnelles à insérer dans le message. Dans la chaîne, % est remplacé par la représentation de la valeur du prochain argument. Écrivez %% pour saisir un % litéral. Le nombre des arguments doit correspondre au nombre de % dans la chaîne format, sinon une erreur est levée durant la compilation de la fonction.

Dans cet exemple, la valeur de v_job_id remplace le % dans la chaîne.

```
RAISE NOTICE 'Appel de cs_creer_job(%)', v_job_id;
```

Vous pouvez attacher des informations supplémentaires au rapport d'erreur en écrivant USING suivi par des éléments *option* = *expression*. Chaque *expression* peut valoir n'importe quel expression sous forme de chaîne. Les mots clés autorisés *option* sont :

MESSAGE

Configure le texte du message d'erreur. Cette option ne peut pas être utilisée dans la forme d'un RAISE qui inclut une chaîne de format avec USING.

DETAIL

Fournit un message de détail sur l'erreur.

HINT

Fournit un message de conseil sur l'erreur.

ERRCODE

Spécifie le code d'erreur (SQLSTATE) à rapporter, soit par son nom de condition comme indiqué dans Annexe A, soit directement sous la forme d'un code SQLSTATE sur cinq caractères.

```
COLUMN
CONSTRAINT
DATATYPE
TABLE
SCHEMA
```

Fournit le nom de l'objet.

Cet exemple annulera la transaction avec le message d'erreur et l'astuce donnés :

```
RAISE EXCEPTION 'Nonexistent ID --> %', user_id
   USING HINT = 'Please check your user id';
```

Ces deux exemples affichent des façons équivalents pour initialiser SQLSTATE :

```
RAISE 'Duplicate user ID: %', user_id USING ERRCODE =
 'unique_violation';
RAISE 'Duplicate user ID: %', user_id USING ERRCODE = '23505';
```

Il existe une deuxième syntaxe `RAISE` pour laquelle l'argument principale est le nom de la condition ou le SQLSTATE à rapporter, par exemple :

```
RAISE division_by_zero;
RAISE SQLSTATE '22012';
```

Dans cette syntaxe, `USING` peut être utilisé pour fournir un message d'erreur, un détail ou une astuce personnalisé. Voici une autre façon de faire l'exemple précédent :

```
RAISE unique_violation USING MESSAGE = 'Duplicate user ID: ' ||
 user_id;
```

Une autre variante est d'écrire `RAISE USING` ou `RAISE` *`niveau`* `USING` et de placer tout le reste dans la liste `USING`.

La dernière variante de `RAISE` n'a aucun paramètre. Cette forme peut seulement être utilisée dans un bloc `BEGIN` d'une clause `EXCEPTION` ; cela fait que l'erreur est renvoyée.

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 9.1, `RAISE` sans paramètres était interprété comme un renvoi de l'erreur à partir du bloc contenant le gestionnaire actif d'exceptions. Du coup, une clause `EXCEPTION` imbriquée dans ce gestionnaire ne la récupérerait pas, même si le `RAISE` était intégrée dans le bloc de la clause `EXCEPTION`. C'était très surprenant et incompatible avec PL/SQL d'Oracle.

Si aucun nom de condition ou SQLSTATE n'est indiqué dans une commande `RAISE EXCEPTION`, la valeur par défaut est d'utiliser `raise_exception` (`P0001`). Si aucun message texte n'est indiqué, la valeur par défaut est d'utiliser le nom de la condition ou le SQLSTATE comme texte de message.

> **Note**
>
> Lors de la spécification du code d'erreur par un code SQLSTATE, vous n'êtes pas limité aux codes d'erreur prédéfinis, mais pouvez sélectionner tout code d'erreur consistant en cinq

chiffres et/ou des lettres ASCII majuscules, autre que `00000`. Il est recommandé d'éviter d'envoyer des codes d'erreur qui se terminent avec trois zéros car il y a des codes de catégorie, et peuvent seulement être récupérés en filtrant la catégorie complète.

43.9.2. Vérification d'assertions

L'instruction `ASSERT` est un moyen pratique d'insérer dans les fonctions PL/pgSQL des vérifications d'assertions.

```
ASSERT condition [ , message ];
```

La *`condition`* est une expression booléenne qui est censée être toujours vraie. Si c'est le cas, l'instruction `ASSERT` ne fait rien. Si le résultat est faux ou NULL, alors une exception `ASSERT_FAILURE` est levée (si une erreur survient lors de l'évaluation de la *`condition`*, elle est rapportée normalement).

Si le *`message`* optionnel est fourni, cela doit être une expression dont le résultat (si non NULL) remplacera le message d'erreur (par défaut « assertion failed ») si la *`condition`* est fausse. L'expression *`message`* n'est pas évaluée dans le cas normal où l'assertion est vraie.

La vérification des assertions peut être activée ou désactivée via le paramètre de configuration `plpgsql.check_asserts` qui prend une valeur booléenne, par défaut à `on`. Si ce paramètre est à `off` alors l'instruction `ASSERT` ne fait rien.

Notez que l'instruction `ASSERT` sert à détecter des erreurs de programmation, pas à rapporter des erreurs ordinaires. Pour cela, veuillez utiliser l'instruction `RAISE` décrite ci-dessus.

43.10. Fonctions trigger

PL/pgSQL peut être utilisé pour définir des fonctions trigger sur les modifications de données ou sur les événements en base. Une fonction trigger est créée avec la commande, en la déclarant comme une fonction sans argument et avec un type en retour `trigger` (pour les triggers sur les modifications de données) ou `event_trigger` (pour les triggers sur les événements en base). Des variables locales spéciales, nommées `TG_`*`quelquechose`* sont automatiquement définies pour décrire la condition qui a déclenché l'appel.

43.10.1. Triggers sur les modifications de données

Un trigger sur modification de données est déclaré comme une fonction sans arguments et renvoyant le type `trigger`. Notez que la fonction doit être déclarée sans arguments même si elle s'attend à recevoir des arguments spécifiés dans `CREATE TRIGGER` -- ce type d'argument est passé via `TG_ARGV`, comme indiqué ci-dessous.

Quand une fonction PL/pgSQL est appelée en tant que trigger, plusieurs variables spéciales sont créées automatiquement dans le bloc de plus haut niveau. Ce sont :

`NEW`

Type de données `RECORD` ; variable contenant la nouvelle ligne de base de données pour les opérations `INSERT` / `UPDATE` dans les triggers de niveau ligne. Cette variable est NULL dans un trigger de niveau instruction et pour les opérations `DELETE`.

`OLD`

Type de données `RECORD` ; variable contenant l'ancienne ligne de base de données pour les opérations `UPDATE`/`DELETE` dans les triggers de niveau ligne. Cette variable est NULL dans les triggers de niveau instruction et pour les opérations `INSERT`.

`TG_NAME`

Type de données `name` ; variable qui contient le nom du trigger réellement lancé.

`TG_WHEN`

Type de données `text` ; une chaîne, soit `BEFORE` soit `AFTER`, soit `INSTEAD OF` selon la définition du trigger.

`TG_LEVEL`

Type de données `text` ; une chaîne, soit `ROW` soit `STATEMENT`, selon la définition du trigger.

`TG_OP`

Type de données `text` ; une chaîne, `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE` ou `TRUNCATE` indiquant pour quelle opération le trigger a été lancé.

`TG_RELID`

Type de données `oid` ; l'ID de l'objet de la table qui a causé le déclenchement du trigger.

`TG_RELNAME`

Type de données `name` ; le nom de la table qui a causé le déclenchement. C'est obsolète et pourrait disparaître dans une prochaine version. À la place, utilisez `TG_TABLE_NAME`.

`TG_TABLE_NAME`

Type de données `name` ; le nom de la table qui a déclenché le trigger.

`TG_TABLE_SCHEMA`

Type de données `name` ; le nom du schéma de la table qui a appelé le trigger.

`TG_NARGS`

Type de données `integer` ; le nombre d'arguments donnés à la fonction trigger dans l'instruction `CREATE TRIGGER`.

`TG_ARGV[]`

Type de donnée `text` ; les arguments de l'instruction `CREATE TRIGGER`. L'index débute à 0. Les indices invalides (inférieurs à 0 ou supérieurs ou égaux à `tg_nargs`) auront une valeur NULL.

Une fonction trigger doit renvoyer soit `NULL` soit une valeur record ayant exactement la structure de la table pour laquelle le trigger a été lancé.

Les triggers de niveau ligne lancés `BEFORE` peuvent renvoyer NULL pour indiquer au gestionnaire de trigger de sauter le reste de l'opération pour cette ligne (les triggers suivants ne sont pas lancés, et les `INSERT`/`UPDATE`/`DELETE` ne se font pas pour cette ligne). Si une valeur non NULL est renvoyée alors l'opération se déroule avec cette valeur ligne. Renvoyer une valeur ligne différente de la valeur originale de `NEW` modifie la ligne qui sera insérée ou mise à jour. De ce fait, si la fonction de trigger veut que l'action réussisse sans modifier la valeur de rangée, `NEW` (ou une valeur égale) doit être renvoyée. Pour modifier la rangée à être stockée, il est possible de remplacer les valeurs directement dans `NEW` et renvoyer le `NEW` modifié ou de générer un nouvel enregistrement à renvoyer. Dans le cas d'un before-trigger sur une commande `DELETE`, la valeur renvoyée n'a aucun effet direct mais doit être non-nulle pour permettre à l'action trigger de continuer. Notez que `NEW` est nul dans le cadre des triggers `DELETE` et que renvoyer ceci n'est pas recommandé dans les cas courants. Une pratique utile dans des triggers `DELETE` serait de renvoyer `OLD`.

Les triggers INSTEAD OF (qui sont toujours des triggers au niveau ligne et peuvent seulement être utilisés sur des vues) peuvent renvoyer NULL pour signaler qu'ils n'ont fait aucune modification et que le reste de l'opération pour cette ligne doit être ignoré (autrement dit, les triggers suivants ne sont pas déclenchés et la ligne n'est pas comptée dans le statut des lignes affectées pour la requête INSERT/UPDATE/DELETE). Une valeur différente de NULL doit être renvoyée pour indiquer que le trigger a traité l'opération demandée. Pour les opérations INSERT et UPDATE, la valeur de retour doit être NEW, que la fonction trigger peut modifier pour supporter une clause RETURNING d'une requête INSERT ou UPDATE (ceci affectera aussi la valeur de ligne passée aux triggers suivants ou passée à l'alias spécial EXCLUDED dans une instruction INSERT dotée d'une clause ON CONFLICT DO UPDATE). Pour les opérations DELETE, la valeur de retour doit être OLD.

La valeur de retour d'un trigger de niveau rangée déclenché AFTER ou un trigger de niveau instruction déclenché BEFORE ou AFTER est toujours ignoré ; il pourrait aussi bien être NULL. Néanmoins, tous les types de triggers peuvent toujours annuler l'opération complète en envoyant une erreur.

L'Exemple 43.3 montre un exemple d'une fonction trigger dans PL/pgSQL.

Exemple 43.3. Une fonction trigger PL/pgSQL

Cet exemple de trigger assure qu'à chaque moment où une ligne est insérée ou mise à jour dans la table, le nom de l'utilisateur courant et l'heure sont estampillés dans la ligne. Et cela vous assure qu'un nom d'employé est donné et que le salaire est une valeur positive.

```
CREATE TABLE emp (
    nom_employe text,
    salaire integer,
    date_dermodif timestamp,
    utilisateur_dermodif text
);

CREATE FUNCTION emp_stamp() RETURNS trigger AS $emp_stamp$
    BEGIN
        -- Verifie que nom_employe et salary sont donnés
        IF NEW.nom_employe IS NULL THEN
            RAISE EXCEPTION 'nom_employe ne peut pas être NULL';
        END IF;
        IF NEW.salaire IS NULL THEN
            RAISE EXCEPTION '% ne peut pas avoir un salaire',
 NEW.nom_employe;
        END IF;

        -- Qui travaille pour nous si la personne doit payer pour
 cela ?
        IF NEW.salaire < 0 THEN
            RAISE EXCEPTION '% ne peut pas avoir un salaire
 négatif', NEW.nom_employe;
        END IF;

        -- Rappelons-nous qui a changé le salaire et quand
        NEW.date_dermodif := current_timestamp;
        NEW.utilisateur_dermodif := current_user;
        RETURN NEW;
    END;
$emp_stamp$ LANGUAGE plpgsql;

CREATE TRIGGER emp_stamp BEFORE INSERT OR UPDATE ON emp
    FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION emp_stamp();
```

Une autre façon de tracer les modifications sur une table implique la création d'une nouvelle table qui contient une ligne pour chaque insertion, mise à jour ou suppression qui survient. Cette approche peut être vue comme un audit des modifications sur une table. L'Exemple 43.4 montre un exemple d'une fonction d'audit par trigger en PL/pgSQL.

Exemple 43.4. Une fonction d'audit par trigger en PL/pgSQL

Cet exemple de trigger nous assure que toute insertion, modification ou suppression d'une ligne dans la table `emp` est enregistrée dans la table `emp_audit`. L'heure et le nom de l'utilisateur sont conservées dans la ligne avec le type d'opération réalisé.

```
CREATE TABLE emp (
    nom_employe       text NOT NULL,
    salaire           integer
);

CREATE TABLE emp_audit(
    operation         char(1)   NOT NULL,
    tampon            timestamp NOT NULL,
    id_utilisateur    text      NOT NULL,
    nom_employe       text      NOT NULL,
    salaire           integer
);

CREATE OR REPLACE FUNCTION audit_employe() RETURNS TRIGGER AS
 $emp_audit$
BEGIN
    --
    -- Ajoute une ligne dans emp_audit pour refléter l'opération
 réalisée
    -- sur emp,
    -- utilise la variable spéciale TG_OP pour cette opération.
    --
    IF (TG_OP = 'DELETE') THEN
        INSERT INTO emp_audit SELECT 'D', now(), current_user,
 OLD.*;
    ELSIF (TG_OP = 'UPDATE') THEN
        INSERT INTO emp_audit SELECT 'U', now(), current_user,
 NEW.*;
    ELSIF (TG_OP = 'INSERT') THEN
        INSERT INTO emp_audit SELECT 'I', now(), current_user,
 NEW.*;
    END IF;
    RETURN NULL; -- le résultat est ignoré car il s'agit d'un
 trigger AFTER
END;
$emp_audit$ language plpgsql;

CREATE TRIGGER emp_audit
    AFTER INSERT OR UPDATE OR DELETE ON emp
    FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION audit_employe();
```

Une variation de l'exemple précédent utilise une vue joignant la table principale et la table d'audit pour montrer les derniers enregistrements modifiés. Cette approche enregistre toujours toutes les modifications sur la table mais présente aussi une vue simple de l'audit, n'affichant que le date et heure de la dernière modification pour chaque enregistrement. Exemple 43.5 montre un exemple d'un trigger d'audit sur une vue avec PL/pgSQL.

Exemple 43.5. Une fonction trigger en PL/pgSQL sur une vue pour un audit

Cet exemple utilise un trigger sur une vue pour la rendre modifiable, et s'assure que toute insertion, mise à jour ou suppression d'une ligne dans la vue est enregistrée (pour l'audit) dans la table `emp_audit`. La date et l'heure courante ainsi que le nom de l'utilisateur sont enregistrés, avec le type d'opération réalisé pour que la vue affiche la date et l'heure de la dernière modification de chaque ligne.

```
CREATE TABLE emp (
    nom_employe       text PRIMARY KEY,
    salaire           integer
);

CREATE TABLE emp_audit(
    operation         char(1)   NOT NULL,
    id_utilisateur    text      NOT NULL,
    nom_employe       text      NOT NULL,
    salaire           integer,
    dmodif            timestamp NOT NULL
);

CREATE VIEW emp_vue AS
    SELECT e.nom_employe,
           e.salaire,
           max(ea.dmodif) AS derniere_modification
      FROM emp e
      LEFT JOIN emp_audit ea ON ea.nom_employe = e.nom_employe
     GROUP BY 1, 2;

CREATE OR REPLACE FUNCTION miseajour_emp_vue() RETURNS TRIGGER AS $
$
    BEGIN
        --
        -- Perform the required operation on emp, and create a row
 in emp_audit
        -- to reflect the change made to emp.
        --
        IF (TG_OP = 'DELETE') THEN
            DELETE FROM emp WHERE nom_employe = OLD.nom_employe;
            IF NOT FOUND THEN RETURN NULL; END IF;

            OLD.derniere_modification = now();
            INSERT INTO emp_audit VALUES('D', current_user, OLD.*);
            RETURN OLD;
        ELSIF (TG_OP = 'UPDATE') THEN
            UPDATE emp SET salary = NEW.salary WHERE nom_employe =
 OLD.nom_employe;
            IF NOT FOUND THEN RETURN NULL; END IF;

            NEW.derniere_modification = now();
            INSERT INTO emp_audit VALUES('U', current_user, NEW.*);
            RETURN NEW;
        ELSIF (TG_OP = 'INSERT') THEN
            INSERT INTO emp VALUES(NEW.nom_employe, NEW.salaire);

            NEW.derniere_modification = now();
            INSERT INTO emp_audit VALUES('I', current_user, NEW.*);
            RETURN NEW;
        END IF;
```

```
    END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

CREATE TRIGGER emp_audit
INSTEAD OF INSERT OR UPDATE OR DELETE ON emp_vue
    FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION miseajour_emp_vue();
```

Une utilisation des triggers est le maintien d'une table résumée d'une autre table. Le résumé résultant peut être utilisé à la place de la table originale pour certaines requêtes -- souvent avec des temps d'exécution bien réduits. Cette technique est souvent utilisée pour les statistiques de données où les tables de données mesurées ou observées (appelées des tables de faits) peuvent être extrêmement grandes. L'Exemple 43.6 montre un exemple d'une fonction trigger en PL/pgSQL maintenant une table résumée pour une table de faits dans un système de données (data warehouse).

Exemple 43.6. Une fonction trigger PL/pgSQL pour maintenir une table résumée

Le schéma détaillé ici est partiellement basé sur l'exemple du *Grocery Store* provenant de *The Data Warehouse Toolkit* par Ralph Kimball.

```
--
-- Tables principales - dimension du temps de ventes.
--
CREATE TABLE time_dimension (
  time_key                    integer NOT NULL,
  day_of_week                 integer NOT NULL,
  day_of_month                integer NOT NULL,
  month                       integer NOT NULL,
  quarter                     integer NOT NULL,
  year                        integer NOT NULL
);
CREATE UNIQUE INDEX time_dimension_key ON time_dimension(time_key);

CREATE TABLE sales_fact (
  time_key                    integer NOT NULL,
  product_key                 integer NOT NULL,
  store_key                   integer NOT NULL,
  amount_sold                 numeric(12,2) NOT NULL,
  units_sold                  integer NOT NULL,
  amount_cost                 numeric(12,2) NOT NULL
);
CREATE INDEX sales_fact_time ON sales_fact(time_key);

--
-- Table résumé - ventes sur le temps.
--
CREATE TABLE sales_summary_bytime (
  time_key                    integer NOT NULL,
  amount_sold                 numeric(15,2) NOT NULL,
  units_sold                  numeric(12) NOT NULL,
  amount_cost                 numeric(15,2) NOT NULL
);
CREATE UNIQUE INDEX sales_summary_bytime_key ON
 sales_summary_bytime(time_key);

--
-- Fonction et trigger pour amender les colonnes résumées
```

```
-- pour un UPDATE, INSERT, DELETE.
--
CREATE OR REPLACE FUNCTION maint_sales_summary_bytime() RETURNS
 TRIGGER
AS $maint_sales_summary_bytime$
DECLARE
  delta_time_key          integer;
  delta_amount_sold       numeric(15,2);
  delta_units_sold        numeric(12);
  delta_amount_cost       numeric(15,2);
BEGIN

  -- Travaille sur l'ajout/la suppression de montant(s).
  IF (TG_OP = 'DELETE') THEN

    delta_time_key = OLD.time_key;
    delta_amount_sold = -1 * OLD.amount_sold;
    delta_units_sold = -1 * OLD.units_sold;
    delta_amount_cost = -1 * OLD.amount_cost;

  ELSIF (TG_OP = 'UPDATE') THEN

    -- interdit les mises à jour qui modifient time_key -
    -- (probablement pas trop cher, car DELETE + INSERT est la
 façon la plus
    -- probable de réaliser les modifications).
    IF ( OLD.time_key != NEW.time_key) THEN
      RAISE EXCEPTION 'Update of time_key : % -> % not allowed',
                      OLD.time_key, NEW.time_key;
    END IF;

    delta_time_key = OLD.time_key;
    delta_amount_sold = NEW.amount_sold - OLD.amount_sold;
    delta_units_sold = NEW.units_sold - OLD.units_sold;
    delta_amount_cost = NEW.amount_cost - OLD.amount_cost;

  ELSIF (TG_OP = 'INSERT') THEN

    delta_time_key = NEW.time_key;
    delta_amount_sold = NEW.amount_sold;
    delta_units_sold = NEW.units_sold;
    delta_amount_cost = NEW.amount_cost;

  END IF;


  -- Insertion ou mise à jour de la ligne de résumé avec les
 nouvelles valeurs.
  <<insert_update>>
  LOOP
  UPDATE sales_summary_bytime
  SET amount_sold = amount_sold + delta_amount_sold,
    units_sold = units_sold + delta_units_sold,
    amount_cost = amount_cost + delta_amount_cost
    WHERE time_key = delta_time_key;

    EXIT insert_update WHEN found;
```

```
    BEGIN
      INSERT INTO sales_summary_bytime (
        time_key,
        amount_sold,
        units_sold,
        amount_cost)
        VALUES (
        delta_time_key,
        delta_amount_sold,
        delta_units_sold,
        delta_amount_cost
        );
      EXIT insert_update;

      EXCEPTION
      WHEN UNIQUE_VIOLATION THEN
      -- do nothing
      END;
      END LOOP insert_update;

  RETURN NULL;

END;
$maint_sales_summary_bytime$ LANGUAGE plpgsql;

CREATE TRIGGER maint_sales_summary_bytime
  AFTER INSERT OR UPDATE OR DELETE ON sales_fact
  FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION maint_sales_summary_bytime();

INSERT INTO sales_fact VALUES(1,1,1,10,3,15);
INSERT INTO sales_fact VALUES(1,2,1,20,5,35);
INSERT INTO sales_fact VALUES(2,2,1,40,15,135);
INSERT INTO sales_fact VALUES(2,3,1,10,1,13);
SELECT * FROM sales_summary_bytime;
DELETE FROM sales_fact WHERE product_key = 1;
SELECT * FROM sales_summary_bytime;
UPDATE sales_fact SET units_sold = units_sold * 2;
SELECT * FROM sales_summary_bytime;
```

Les triggers `AFTER` peuvent aussi utiliser les *tables de transition* pour inspecter l'ensemble complet de lignes modifiées par l'instruction déclencheur. La commande `CREATE TRIGGER` donne des noms à la ou aux tables de transition. La fonction peut ensuite se référer à ces noms comme s'il s'agissait de tables temporaires en lecture seule. Exemple 43.7 montre un exemple.

Exemple 43.7. Auditer avec les tables de transition

Cet exemple produit les mêmes résultats que Exemple 43.4 mais au lieu d'utiliser un trigger qui se déclenche pour chaque ligne, il utilise un trigger qui se déclenche une fois par instruction, après avoir récupérer les informations intéressantes dans une table de transition. Cela peut être significativement plus rapide que l'approche du trigger par ligne lorsque l'instruction déclencheur a modifié beaucoup de lignes. Notez qu'il est nécessaire de faire une déclaration séparée du trigger pour chaque type d'événement car les clauses `REFERENCING` doivent être différentes dans chaque cas. Mais ceci ne nous empêche pas d'utiliser une seule fonction trigger si nous le souhaitons. (En pratique, il pourrait être préférable d'utiliser trois fonctions séparées et d'éviter les tests à l'exécution sur la variable `TG_OP`.)

```
CREATE TABLE emp (
```

```
    empname           text NOT NULL,
    salary            integer
);

CREATE TABLE emp_audit(
    operation         char(1)   NOT NULL,
    stamp             timestamp NOT NULL,
    userid            text      NOT NULL,
    empname           text      NOT NULL,
    salary integer
);

CREATE OR REPLACE FUNCTION process_emp_audit() RETURNS TRIGGER AS
 $emp_audit$
    BEGIN
        --
        -- Create rows in emp_audit to reflect the operations
 performed on emp,
        -- making use of the special variable TG_OP to work out the
 operation.
        --
        IF (TG_OP = 'DELETE') THEN
            INSERT INTO emp_audit
                SELECT 'D', now(), user, o.* FROM old_table o;
        ELSIF (TG_OP = 'UPDATE') THEN
            INSERT INTO emp_audit
                SELECT 'U', now(), user, n.* FROM new_table n;
        ELSIF (TG_OP = 'INSERT') THEN
            INSERT INTO emp_audit
                SELECT 'I', now(), user, n.* FROM new_table n;
        END IF;
        RETURN NULL; -- result is ignored since this is an AFTER
 trigger
    END;
$emp_audit$ LANGUAGE plpgsql;

CREATE TRIGGER emp_audit_ins
    AFTER INSERT ON emp
    REFERENCING NEW TABLE AS new_table
    FOR EACH STATEMENT EXECUTE FUNCTION process_emp_audit();
CREATE TRIGGER emp_audit_upd
    AFTER UPDATE ON emp
    REFERENCING OLD TABLE AS old_table NEW TABLE AS new_table
    FOR EACH STATEMENT EXECUTE FUNCTION process_emp_audit();
CREATE TRIGGER emp_audit_del
    AFTER DELETE ON emp
    REFERENCING OLD TABLE AS old_table
    FOR EACH STATEMENT EXECUTE FUNCTION process_emp_audit();
```

43.10.2. Triggers sur des événements

PL/pgSQL peut être utilisé pour définir des triggers sur des événements. PostgreSQL requiert qu'une fonction qui doit appelée en tant que trigger d'événement soit déclarée sans argument et avec un type `event_trigger` en retour.

Quand une fonction PL/pgSQL est appelée en tant que trigger d'événement, plusieurs variables spéciales sont créées automatiquement dans son bloc de niveau haut. Les voici :

`TG_EVENT`

Type de données `text` ; une chaîne représentant l'événement pour lequel le trigger est déclenché.

`TG_TAG`

Type de données `text` ; variable contenant la balise commande pour laquelle le trigger a été déclenché.

Exemple 43.8 montre un exemple d'une fonction pour un trigger d'événement écrit en PL/pgSQL.

Exemple 43.8. Une fonction PL/pgSQL pour un trigger d'événement

Cet exemple de trigger lève simplement un message `NOTICE` à chaque fois qu'une commande supportée est exécutée.

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION rapporte() RETURNS event_trigger AS $$
BEGIN
    RAISE NOTICE 'rapporte: % %', tg_event, tg_tag;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;

CREATE EVENT TRIGGER rapporte ON ddl_command_start EXECUTE FUNCTION
 rapporte();
```

43.11. Les dessous de PL/pgSQL

Cette section discute des détails d'implémentation les plus importants à connaître pour les utilisateurs de PL/pgSQL.

43.11.1. Substitution de variables

Les instructions et expressions SQL au sein d'une fonction PL/pgSQL peuvent faire appel aux variables et paramètres d'une fonction. En coulisses, PL/pgSQL remplace les paramètres de requêtes par des références. Les paramètres ne seront remplacés qu'aux endroits où un paramètre ou une référence de colonne sont autorisés par la syntaxe. Pour un cas extrême, considerez cet exemple de mauvaise programmation :

```
INSERT INTO foo (foo) VALUES (foo);
```

La première occurrence de `foo` doit être un nom de table, d'après la syntaxe et ne sera donc pas remplacée, même si la fonction a une variable nommée `foo`. La deuxième occurrence doit être le nom d'une colonne de la table et ne sera donc pas remplacée non plus. Seule la troisième occurrence peuvent être une référence à la variable de la fonction.

> **Note**
>
> Les versions de PostgreSQL avant la 9.0 remplaçaient la variable dans les trois cas, donnant lieu à des erreurs de syntaxe.

Les noms de variables n'étant pas différents des noms de colonnes, d'après la syntaxe, il peut y avoir ambigüité dans les instructions qui font référence aux deux : un nom donné fait-il référence à un nom de colonne ou à une variable ? Modifions l'exemple précédent.

```
INSERT INTO dest (col) SELECT foo + bar FROM src;
```

Ici, `dest` et `src` doivent être des noms de table et `col` doit être une colonne de `dest` mais `foo` et `bar` peuvent être aussi bien des variables de la fonction que des colonnes de `src`.

Par défaut, PL/pgSQL signalera une erreur si un nom dans une requête SQL peut faire référence à la fois à une variable et à une colonne. Vous pouvez corriger ce problème en renommant la variable ou colonne, en qualifiant la référence ambigüe ou en précisant à PL/pgSQL quelle est l'interprétation à privilégier.

Le choix le plus simple est de renommer la variable ou colonne. Une règle de codage récurrente est d'utiliser une convention de nommage différente pour les variables de PL/pgSQL que pour les noms de colonne. Par exemple, si vous utilisez toujours des variables de fonctions en `v_`*`quelquechose`* tout en vous assurant qu'aucun nom de colonne ne commence par `v_`, aucun conflit ne sera possible.

Autrement, vous pouvez qualifier les références ambigües pour les rendre plus claires. Dans l'exemple ci-dessus, `src.foo` serait une référence sans ambigüité à une colonne de table. Pour créer une référence sans ambigüité à une variable, déclarez-la dans un bloc nommé et utilisez le nom du bloc (voir Section 43.2). Par exemple,

```
<<bloc>>
DECLARE
    foo int;
BEGIN
    foo := ...;
    INSERT INTO dest (col) SELECT bloc.foo + bar FROM src;
```

Ici, `bloc.foo` désigne la variable même s'il existe une colonne `foo` dans la base `src`. Les paramètres de fonction, ainsi que les variables spéciales tel que `FOUND`, peuvent être qualifiés par le nom de la fonction, parce qu'ils sont implicitement déclarés dans un bloc extérieur portant le nom de la fonction.

Quelque fois, il n'est pas envisageable de lever toutes les ambigüités dans une grande quantité de code PL/pgSQL. Dans ces cas-ci, vous pouvez spécifier à PL/pgSQL qu'il doit traiter les références ambigües comme étant une variable (ce qui est compatible avec le comportement de PL/pgSQL avant PostgreSQL 9.0) ou comme étant la colonne d'une table (ce qui est compatible avec d'autres systèmes tels que Oracle).

Pour modifier ce comportement dans toute l'instance, mettez le paramètre de configuration `plpgsql.variable_conflict` à l'un de `error`, `use_variable` ou `use_column` (où `error` est la valeur par défaut). Ce paramètre agit sur les compilations posterieures d'instructions dans les fonctions PL/pgSQL mais pas les instructions déjà compilées dans la session en cours. Cette modification pouvant affecter de manière inattendue le comportement des fonctions PL/pgSQL, elle ne peut être faite que par un administrateur.

Vous pouvez modifier ce comportement fonction par fonction, en insérant l'une de ces commandes spéciales au début de la fonction :

```
#variable_conflict error
#variable_conflict use_variable
#variable_conflict use_column
```

Ces commandes n'agissent que sur les fonctions qui les contient et surchargent la valeur de `plpgsql.variable_conflict`. Un exemple est

```
CREATE FUNCTION stamp_user(id int, comment text) RETURNS void AS $$
    #variable_conflict use_variable
    DECLARE
        curtime timestamp := now();
    BEGIN
        UPDATE users SET last_modified = curtime, comment = comment
          WHERE users.id = id;
    END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Dans la commande `UPDATE`, `curtime`, `comment`, et `id` font référence aux variables et paramètres de la fonction, que la table `users` ait ou non des colonnes portant ces noms. Notez qu'il a fallu qualifier la référence à `users.id` dans la clause `WHERE` pour qu'elle fasse référence à la colonne. Mais nous ne qualifions pas la référence à `comment` comme cible dans la liste `UPDATE` car, d'après la syntaxe, elle doit être une colonne de `users`. Nous pourrions écrire la même fonction sans dépendre de la valeur de `variable_conflict` de cette manière :

```
CREATE FUNCTION stamp_user(id int, comment text) RETURNS void AS $$
    <<fn>>
    DECLARE
        curtime timestamp := now();
    BEGIN
        UPDATE users SET last_modified = fn.curtime, comment =
 stamp_user.comment
          WHERE users.id = stamp_user.id;
    END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

La substitution de variable n'arrive pas dans la chaîne de commande donnée à `EXECUTE` ou une de ces variantes. Si vous avez besoin d'insérer une valeur dans une telle commande, faites-le lors de la construction d'une valeur de chaîne, illustrée dans la Section 43.5.4, ou utilisez `USING`.

La substitution de variable fonctionne seulement dans les commandes `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE` parce que le moteur SQL principal autorise les paramètres de la requête seulement dans ces commandes. Pour utiliser un nom variable ou une valeur dans les autres types d'instructions (généralement appelées des instructions utilitaires), vous devez construire l'instruction en question comme une chaîne et l'exécuter via `EXECUTE`.

43.11.2. Mise en cache du plan

L'interpréteur PL/pgSQL analyse le source d'une fonction et produit un arbre binaire interne d'instructions la première fois que la fonction est appelée (à l'intérieur de chaque session). L'arbre des instructions se traduit complètement par la structure d'instructions PL/pgSQL mais les expressions et les commandes SQL individuelles utilisées dans la fonction ne sont pas traduites immédiatement.

Au moment où chaque expression et commande SQL est exécutée en premier lieu dans la fonction, l'interpréteur PL/pgSQL lit et analyse la commande pour créer une instruction préparée en utilisant la fonction `SPI_prepare` du gestionnaire SPI. Les appels suivants à cette expression ou commande réutilisent le plan préparé. Donc, une fonction avec des chemins de code conditionnel peu fréquemment exécutés n'auront jamais la surcharge de l'analyse de ces commandes qui ne sont jamais exécutées à l'intérieur de la session en cours. Un inconvénient est que les erreurs dans une expression ou commande spécifique ne peuvent pas être détectées avant que la fonction a atteint son exécution. (Les erreurs de syntaxe triviales seront détectées à la première passe d'analyse mais quelque chose de plus complexe ne sera pas détecté avant son exécution.)

PL/pgSQL (ou plus exactement le gestionnaire SPI) peut tenter de mettre en cache le plan d'exécution associé à toute requête préparée. Si un plan en cache n'est pas utilisé, alors un nouveau plan d'exécution est généré pour chaque appel de la requête, et les valeurs actuelles du paramètre (autrement dit les valeurs de la variable PL/pgSQL) peuvent être utilisées pour optimiser le plan sélectionné. Si la requête n'a pas de paramètres ou est exécuté plusieurs fois, le gestionnaire SPI considérera la création d'un plan *générique* qui n'est pas dépendant des valeurs du paramètre et placera ce plan en cache pour le réutiliser. Habituellement, ceci survient seulement si le plan d'exécution n'est pas très sensible aux valeurs des variables PL/pgSQL référencées. Si ce n'est pas le cas, générer un nouveau plan à chaque fois est un gain net. Voir PREPARE pour plus d'informations sur le comportement des requêtes préparées.

Comme PL/pgSQL sauvegarde des instructions préparées et quelques fois des plans d'exécution de cette façon, les commandes SQL qui apparaissent directement dans une fonction PL/pgSQL doivent faire référence aux même tables et aux mêmes colonnes à chaque exécution ; c'est-à-dire que vous ne pouvez pas utiliser un paramètre comme le nom d'une table ou d'une colonne dans une commande SQL. Pour contourner cette restriction, vous pouvez construire des commandes dynamiques en utilisant l'instruction `EXECUTE` de PL/pgSQL -- au prix d'une nouvelle analyse du plan et de la construction d'un nouveau plan d'exécution sur chaque exécution.

La nature muable des variables de type record présente un autre problème dans cette connexion. Quand les champs d'une variable record sont utilisés dans les expressions ou instructions, les types de données des champs ne doivent pas modifier d'un appel de la fonction à un autre car chaque expression sera analysée en utilisant le type de données qui est présent quand l'expression est atteinte en premier. `EXECUTE` peut être utilisé pour contourner ce problème si nécessaire.

Si la même fonction est utilisée comme trigger pour plus d'une table, PL/pgSQL prépare et met en cache les instructions indépendamment pour chacune de ses tables -- c'est-à-dire qu'il y a un cache pour chaque combinaison fonction trigger/table, pas uniquement pour chaque fonction. Ceci diminue certains des problèmes avec les types de données variables ; par exemple, une fonction trigger pourra fonctionner correctement avec une colonne nommée `cle` même si cette colonne a différents types dans différentes tables.

De la même façon, les fonctions ayant des types polymorphiques pour les arguments ont un cache séparé des instructions pour chaque combinaison des types d'argument réels avec lesquels elles ont été appelées, donc les différences de type de données ne causent pas d'échecs inattendus.

La mise en cache des instructions peut parfois avoir des effets surprenants sur l'interprétation des valeurs sensibles à l'heure. Par exemple, il y a une différence entre ce que font ces deux fonctions :

```
CREATE FUNCTION logfunc1(logtxt text) RETURNS void AS $$
    BEGIN
        INSERT INTO logtable VALUES (logtxt, 'now');
    END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

et :

```
CREATE FUNCTION logfunc2(logtxt text) RETURNS void AS $$
    DECLARE
        curtime timestamp;
    BEGIN
        curtime := 'now';
        INSERT INTO logtable VALUES (logtxt, curtime);
    END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Dans le cas de `logfunc1`, l'analyseur principal de PostgreSQL sait lors de l'analyser du `INSERT` que la chaîne `'now'` devrait être interprétée comme un `timestamp` car la colonne cible de `logtable` est de ce type. Du coup, `'now'` sera converti en une constante `timestamp` quand `INSERT` est analysé, puis utilisé dans tous les appels de `logfunc1` tout au long de la vie de la session. Il est inutile de dire que ce n'est pas ce que voulait le développeur. Une meilleure idée reviendrait à utiliser la fonction `now()` ou `current_timestamp`.

Dans le cas de `logfunc2`, l'analyseur principal de PostgreSQL ne connaît pas le type que deviendra `'now'` et, du coup, il renvoie une valeur de type `text` contenant la chaîne `now`. Lors de l'affectation à la variable `curtime` locale, l'interpréteur PL/pgSQL convertie cette chaîne dans le type `timestamp` en appelant les fonctions `textout` et `timestamp_in` pour la conversion. Du coup, l'heure calculée est mise à jour à chaque exécution comme le suppose le développeur. Même s'il arrive que ça fonctionne ainsi, ce n'est pas très efficace, donc l'utilisation de la fonction `now()` sera encore une fois une meilleur idée.

43.12. Astuces pour développer en PL/pgSQL

Un bon moyen de développer en PL/pgSQL est d'utiliser l'éditeur de texte de votre choix pour créer vos fonctions, et d'utiliser psql dans une autre fenêtre pour charger et tester ces fonctions. Si vous procédez ainsi, une bonne idée est d'écrire la fonction en utilisant `CREATE OR REPLACE FUNCTION`. De cette façon vous pouvez simplement recharger le fichier pour mettre à jour la définition de la fonction. Par exemple :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION fonction_test(integer) RETURNS integer
 AS $$
   ....
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Pendant que psql s'exécute, vous pouvez charger ou recharger des définitions de fonction avec :

```
\i nom_fichier.sql
```

puis immédiatement soumettre des commandes SQL pour tester la fonction.

Un autre bon moyen de développer en PL/pgSQL est d'utiliser un outil d'accès à la base de données muni d'une interface graphique qui facilite le développement dans un langage de procédures. Un exemple d'un tel outil est pgAdmin, bien que d'autres existent. Ces outils fournissent souvent des fonctionnalités pratiques telles que la détection des guillemets ouverts et facilitent la re-création et le débogage des fonctions.

43.12.1. Utilisation des guillemets simples (quotes)

Le code d'une fonction PL/pgSQL est spécifié dans la commande `CREATE FUNCTION` comme une chaîne de caractères. Si vous écrivez la chaîne littérale de la façon ordinaire en l'entourant de guillemets simples, alors tout guillemet simple dans le corps de la fonction doit être doublé ; de la même façon, les antislashs doivent être doublés (en supposant que la syntaxe d'échappement de chaînes est utilisée). Doubler les guillemets devient rapidement difficile et, dans la plupart des cas compliqués, le code peut devenir rapidement incompréhensible parce que vous pouvez facilement vous trouver avec une douzaine, voire plus, de guillemets adjacents. À la place, il est recommandé d'écrire le corps de la fonction en tant qu'une chaîne littérale « avec guillemets dollar » (voir la Section 4.1.2.4). Dans cette approche, vous ne doublez jamais les marques de guillemets mais vous devez faire attention à choisir un délimiteur dollar différent pour chaque niveau d'imbrication dont vous avez besoin. Par exemple, vous pouvez écrire la commande `CREATE FUNCTION` en tant que :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION fonction_test(integer) RETURNS integer
 AS $PROC$
   ....
```

```
$PROC$ LANGUAGE plpgsql;
```

À l'intérieur de ceci, vous pouvez utiliser des guillemets pour les chaînes littérales simples dans les commandes SQL et $$ pour délimiter les fragments de commandes SQL que vous assemblez comme des chaînes. Si vous avez besoin de mettre entre guillemets du texte qui inclut $$, vous pouvez utiliser Q, et ainsi de suite.

Le graphe suivant montre ce que vous devez faire lors de l'écriture de guillemets simples sans guillemets dollar. Cela pourrait être utile lors de la traduction de code avec guillemets simples en quelque chose de plus compréhensible.

1 guillemet simple

Pour commencer et terminer le corps de la fonction, par exemple :

```
CREATE FUNCTION foo() RETURNS integer AS '
 .....
' LANGUAGE plpgsql;
```

Partout au sein du corps de la fonction entouré de guillemets simples, les guillemets simples *doivent* aller par paires.

2 guillemets simples

Pour les chaînes de caractères à l'intérieur du corps de la fonction, par exemple :

```
une_sortie := ''Blah'';
SELECT * FROM utilisateurs WHERE f_nom=''foobar'';
```

Dans l'approche du guillemet dollar, vous devriez juste écrire :

```
une_sortie := 'Blah';
SELECT * FROM utilisateurs WHERE f_nom='foobar';
```

ce qui serait exactement ce que l'analyseur PL/pgSQL verrait dans les deux cas.

4 guillemets simples

Quand vous avez besoin d'un guillemet simple dans une chaîne constante à l'intérieur du corps de la fonction, par exemple :

```
une_sortie := une_sortie || '' AND nom LIKE ''''foobar'''' AND
 xyz''
```

La valeur effectivement concaténée à `une_sortie` est : `AND nom LIKE 'foobar' AND xyz`.

Dans l'approche du guillemet dollar, vous auriez écrit :

```
une_sortie := une_sortie || $$ AND nom LIKE 'foobar' AND xyz$$
```

Faites attention que chaque délimiteur en guillemet dollar ne soient pas simplement $$.

6 guillemets simples

Quand un simple guillemet dans une chaîne à l'intérieur du corps d'une fonction est adjacent à la fin de cette chaîne constante, par exemple :

```
une_sortie := une_sortie || '' AND nom LIKE ''''foobar''''''
```

La valeur effectivement concaténée à `une_sortie` est alors : `AND nom LIKE 'foobar'`.

Dans l'approche guillemet dollar, ceci devient :

```
une_sortie := une_sortie || $$ AND nom LIKE 'foobar'$$
```

10 guillemets simples

Lorsque vous voulez deux guillemets simples dans une chaîne constante (qui compte pour huit guillemets simples) et qu'elle est adjacente à la fin de cette chaîne constante (deux de plus). Vous n'aurez probablement besoin de ceci que si vous écrivez une fonction qui génère d'autres fonctions comme dans l'Exemple 43.10. Par exemple :

```
une_sortie := une_sortie || '' if v_'' ||
    referrer_keys.kind || '' like ''''''''''
    || referrer_keys.key_string || ''''''''''
    then return ''''''  || referrer_keys.referrer_type
    || ''''''; end if;'';
```

La valeur de `une_sortie` sera alors :

```
if v_... like ''...'' then return ''...''; end if;
```

Dans l'approche du guillemet dollar, ceci devient :

```
une_sortie := une_sortie || $$ if v_$$ || referrer_keys.kind ||
 $$ like '$$
|| referrer_keys.key_string || $$'
then return '$$  || referrer_keys.referrer_type
|| $$'; end if;$$;
```

où nous supposons que nous avons seulement besoin de placer des marques de guillemets simples dans `une_sortie` parce que les guillemets seront recalculés avant utilisation.

43.12.2. Vérifications supplémentaires à la compilation

Pour aider l'utilisateur à trouver les problèmes simples mais fréquents avant qu'ils ne posent de vrais problèmes, PL/PgSQL fournit des *`vérifications`* supplémentaires. Une fois activées, suivant la configuration, elles peuvent être utilisées pour émettre soit un `WARNING` soit un `ERROR` pendant la compilation d'une fonction. Une fonction qui a reçu un `WARNING` peut être exécutée sans produire d'autres messages, mais vous êtes averti de la tester dans un environnement de développement séparé.

Ces vérifications supplémentaires sont activées via les variables de configuration `plpgsql.extra_warnings` pour les messages d'avertissement et `plpgsql.extra_errors` pour les erreurs. Les deux peuvent être configurés soit avec une liste de vérifications séparées par des virgules, soit pour aucune (`"none"`), soit pour toutes (`"all"`). La valeur par défaut est `"none"`. La liste actuelle des vérifications disponibles ne contient qu'un membre :

`shadowed_variables`

Vérifie si une déclaration cache une variable définie précédemment.

L'exemple suivant montre l'effet de `plpgsql.extra_warnings` configuré à `shadowed_variables` :

```
SET plpgsql.extra_warnings TO 'shadowed_variables';

CREATE FUNCTION foo(f1 int) RETURNS int AS $$
DECLARE
f1 int;
BEGIN
RETURN f1;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
WARNING:  variable "f1" shadows a previously defined variable
LINE 3: f1 int;
        ^
CREATE FUNCTION
```

43.13. Portage d'Oracle PL/SQL

Cette section explicite les différences entre le PL/pgSQL de PostgreSQL et le langage PL/SQL d'Oracle, afin d'aider les développeurs qui portent des applications d'Oracle® vers PostgreSQL.

PL/pgSQL est similaire à PL/SQL sur de nombreux aspects. C'est un langage itératif structuré en blocs et toutes les variables doivent être déclarées. Les affectations, boucles, conditionnelles sont similaires. Les principales différences que vous devez garder à l'esprit quand vous portez de PL/SQL vers PL/pgSQL sont:

- Si un nom utilisé dans une commande SQL peut être soit un nom de colonne d'une table soit une référence à une variable de la fonction, PL/SQL le traite comme un nom de commande. Cela correspond au comportement de PL/pgSQL lorsque `plpgsql.variable_conflict = use_column`, ce qui n'est pas la valeur par défaut, comme expliqué dans Section 43.11.1. Il est préféreable d'éviter de tels ambigüités des le début mais si vous devez migrer une grande quantité de code qui dépend de ce comportement, paramétrer `variable_conflict` peut s'avérer être la meilleure solution.

- Dans PostgreSQL, le corps de la fonction doit être écrit comme une chaîne litérale. Du coup, vous avez besoin d'utiliser les guillemets dollar ou l'échappement des simples guillemets dans le corps de la fonction. Voir la Section 43.12.1.

- Les noms de type de données ont besoin d'une conversion. Par exemple, les valeurs de type chaîne de caractères sont souvent déclarées de type `varchar2`, qui n'est pas un type standard. Avec PostgreSQL, utilisez à la place le type `varchar` ou `text`. De la même façon, remplacez le type `number` avec `numeric`, ou utilisez un autre type de données numériques s'il en existe un plus approprié.

- À la place des packages, utilisez des schémas pour organiser vos fonctions en groupes.

- Comme il n'y a pas de paquetages, il n'y a pas non plus de variables au niveau paquetage. Ceci est un peu ennuyant. Vous pourriez être capable de conserver un état par session dans les tables temporaires à la place.

- Les boucles `FOR` d'entiers en ordre inverse (`REVERSE`) fonctionnent différemment ; PL/SQL compte du second numéro jusqu'au premier alors que PL/pgSQL compte du premier jusqu'au second, ceci réclamant que les limites de la boucle soient échangées lors du portage. Cette incompatibilité est malheureuse mais a peu de chance d'être changée. (Voir Section 43.6.5.5.)

- Les boucles `FOR` sur des requêtes (autres que des curseurs) fonctionnent aussi différemment : la variable cible doit avoir été déclarée alors que PL/SQL les déclare toujours implicitement. Un avantage de ceci est que les valeurs des variables sont toujours accessibles à la sortie de la boucle.

- Il existe plusieurs différences de notation pour l'utilisation des variables curseurs.

43.13.1. Exemples de portages

L'Exemple 43.9 montre comment porter une simple fonction de PL/SQL vers PL/pgSQL.

Exemple 43.9. Portage d'une fonction simple de PL/SQL vers PL/pgSQL

Voici une fonction en PL/SQL Oracle :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION cs_fmt_browser_version(v_name varchar2,
 v_version varchar2)
RETURN varchar2 IS
BEGIN
    IF v_version IS NULL THEN
        RETURN v_name;
    END IF;
    RETURN v_name || '/' || v_version;
END;
/
show errors;
```

Parcourons cette fonction et voyons les différences avec PL/pgSQL :

- Le nom du type `varchar2` a dû être changé en `varchar` ou `text`. Dans les exemples de cette section, nous utiliserons `varchar` mais `text` est souvent un meilleur choix si nous n'avons pas besoin de limite spécifique de taille.
- Le mot clé `RETURN` dans le prototype de la fonction (pas dans le corps de la fonction) devient `RETURNS` dans PostgreSQL. De plus, `IS` devient `AS` et vous avez besoin d'ajouter une clause `LANGUAGE` parce que PL/pgSQL n'est pas le seul langage de procédures disponible.
- Dans PostgreSQL, le corps de la fonction est considéré comme une chaîne littérale, donc vous avez besoin d'utiliser les guillemets simples ou les guillemets dollar tout autour. Ceci se substitue au `/` de fin dans l'approche d'Oracle.
- La commande `show errors` n'existe pas dans PostgreSQL et n'est pas nécessaire car les erreurs sont rapportées automatiquement.

Voici de quoi aurait l'air cette fonction portée sous PostgreSQL :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION cs_fmt_browser_version(v_name varchar,
 v_version varchar)
RETURNS varchar AS $$
BEGIN
    IF v_version IS NULL THEN
        return v_name;
    END IF;
    RETURN v_name || '/' || v_version;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

L'Exemple 43.10 montre comment porter une fonction qui crée une autre fonction et comment gérer les problèmes de guillemets résultants.

Exemple 43.10. Portage d'une fonction qui crée une autre fonction de PL/SQL vers PL/pgSQL

La procédure suivante récupère des lignes d'une instruction `SELECT` et construit une grande fonction dont les résultats sont dans une instruction `IF` pour favoriser l'efficacité.

Voici la version Oracle :

```
CREATE OR REPLACE PROCEDURE cs_update_referrer_type_proc IS
    referrer_keys CURSOR IS
        SELECT * FROM cs_referrer_keys
 ORDER BY try_order;

    func_cmd VARCHAR(4000);
BEGIN
    func_cmd := 'CREATE OR REPLACE FUNCTION
 cs_find_referrer_type(v_host IN VARCHAR2,
                 v_domain IN VARCHAR2, v_url IN VARCHAR2) RETURN
 VARCHAR2 IS BEGIN';

    FOR referrer_key IN referrer_keys LOOP
        func_cmd := func_cmd ||
        ' IF v_' || referrer_key.kind
 || ' LIKE ''' || referrer_key.key_string
 || ''' THEN RETURN ''' || referrer_key.referrer_type
 || '''; END IF;';
    END LOOP;

    func_cmd := func_cmd || ' RETURN NULL; END;';

    EXECUTE IMMEDIATE func_cmd;
END;
/
show errors;
```

Voici comment la fonction serait dans PostgreSQL :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION cs_update_referrer_type_proc() RETURNS
 void AS $func$
DECLARE
    CURSOR referrer_keys IS
        SELECT * FROM cs_referrer_keys
        ORDER BY try_order;
    func_body text;
    func_cmd text;
BEGIN
    func_body := 'BEGIN' ;

    FOR referrer_key IN SELECT * FROM cs_referrer_keys ORDER BY
 try_order LOOP
 func_body := func_body ||
 ' IF v_' || referrer_key.kind
 || ' LIKE ' || quote_literal(referrer_key.key_string)
 || ' THEN RETURN ' || quote_literal(referrer_key.referrer_type)
 || '; END IF;' ;
    END LOOP;

    func_body := func_body || ' RETURN NULL; END;';

    func_cmd :=
 'CREATE OR REPLACE FUNCTION cs_find_referrer_type(v_host varchar,
 v_domain varchar,
 v_url varchar)
 RETURNS varchar AS '
```

```
 || quote_literal(func_body)
 || ' LANGUAGE plpgsql;' ;

 EXECUTE func_cmd;
END;
$func$ LANGUAGE plpgsql;
```

Notez comment le corps de la fonction est construit séparément et est passé au travers de `quote_literal` pour doubler tout symbole guillemet qu'il peut contenir. Cette technique est nécessaire parce que nous ne pouvons pas utiliser à coup sûr les guillemets dollar pour définir la nouvelle fonction : nous ne sommes pas sûr de savoir quelle chaîne sera interpolée à partir du champ `referrer_key.key_string` (nous supposons ici que ce `referrer_key.kind` vaut à coup sûr `host`, `domain` ou `url` mais `referrer_key.key_string` pourrait valoir autre chose, il pourrait contenir en particulier des signes dollar). Cette fonction est en fait une amélioration de l'original Oracle parce qu'il ne génèrera pas de code cassé quand `referrer_key.key_string` ou `referrer_key.referrer_type` contient des guillemets.

L'Exemple 43.11 montre comment porter une fonction ayant des paramètres `OUT` et effectuant des manipulations de chaînes. PostgreSQL n'a pas de fonction `instr` intégrée mais vous pouvez en créer une en utilisant une combinaison d'autres fonctions. Dans la Section 43.13.3, il y a une implémentation PL/pgSQL d'`instr` que vous pouvez utiliser pour faciliter votre portage.

Exemple 43.11. Portage d'une procédure avec manipulation de chaînes et paramètres `OUT` de PL/SQL vers PL/pgSQL

La procédure Oracle suivante est utilisée pour analyser une URL et renvoyer plusieurs éléments (hôte, chemin et requête). Les fonctions PL/pgSQL ne peuvent renvoyer qu'une seule valeur.

Voici la version Oracle :

```
CREATE OR REPLACE PROCEDURE cs_parse_url(
    v_url IN VARCHAR2,
    v_host OUT VARCHAR2,  -- Celle-ci sera passée en retour
    v_path OUT VARCHAR2,  -- Celle-là aussi
    v_query OUT VARCHAR2) -- Et celle-là
IS
    a_pos1 INTEGER;
    a_pos2 INTEGER;
BEGIN
    v_host := NULL;
    v_path := NULL;
    v_query := NULL;
    a_pos1 := instr(v_url, '//');

    IF a_pos1 = 0 THEN
        RETURN;
    END IF;
    a_pos2 := instr(v_url, '/', a_pos1 + 2);
    IF a_pos2 = 0 THEN
        v_host := substr(v_url, a_pos1 + 2);
        v_path := '/';
        RETURN;
    END IF;

    v_host := substr(v_url, a_pos1 + 2, a_pos2 - a_pos1 - 2);
    a_pos1 := instr(v_url, '?', a_pos2 + 1);
```

```
    IF a_pos1 = 0 THEN
        v_path := substr(v_url, a_pos2);
        RETURN;
    END IF;

    v_path := substr(v_url, a_pos2, a_pos1 - a_pos2);
    v_query := substr(v_url, a_pos1 + 1);
END;
/
show errors;
```

Voici une traduction possible en PL/pgSQL :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION cs_parse_url(
    v_url IN VARCHAR,
    v_host OUT VARCHAR,  -- This will be passed back
    v_path OUT VARCHAR,  -- This one too
    v_query OUT VARCHAR) -- And this one
AS $$
DECLARE
    a_pos1 INTEGER;
    a_pos2 INTEGER;
BEGIN
    v_host := NULL;
    v_path := NULL;
    v_query := NULL;
    a_pos1 := instr(v_url, '//');

    IF a_pos1 = 0 THEN
        RETURN;
    END IF;
    a_pos2 := instr(v_url, '/', a_pos1 + 2);
    IF a_pos2 = 0 THEN
        v_host := substr(v_url, a_pos1 + 2);
        v_path := '/';
        RETURN;
    END IF;

    v_host := substr(v_url, a_pos1 + 2, a_pos2 - a_pos1 - 2);
    a_pos1 := instr(v_url, '?', a_pos2 + 1);

    IF a_pos1 = 0 THEN
        v_path := substr(v_url, a_pos2);
        RETURN;
    END IF;

    v_path := substr(v_url, a_pos2, a_pos1 - a_pos2);
    v_query := substr(v_url, a_pos1 + 1);
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Cette fonction pourrait être utilisée ainsi :

```
SELECT * FROM cs_parse_url('http://foobar.com/query.cgi?baz');
```

L'Exemple 43.12 montre comment porter une procédure qui utilise de nombreuses fonctionnalités spécifiques à Oracle.

Exemple 43.12. Portage d'une procédure de PL/SQL vers PL/pgSQL

La version Oracle :

```
CREATE OR REPLACE PROCEDURE cs_create_job(v_job_id IN INTEGER) IS
    a_running_job_count INTEGER;
BEGIN
    LOCK TABLE cs_jobs IN EXCLUSIVE MODE;

    SELECT count(*) INTO a_running_job_count FROM cs_jobs WHERE
 end_stamp IS NULL;

    IF a_running_job_count > 0 THEN
        COMMIT; -- free lock
        raise_application_error(-20000, 'Unable to create a new
 job: a job is currently running.');
    END IF;

    DELETE FROM cs_active_job;
    INSERT INTO cs_active_job(job_id) VALUES (v_job_id);

    BEGIN
        INSERT INTO cs_jobs (job_id, start_stamp) VALUES (v_job_id,
 sysdate);
        EXCEPTION
   WHEN dup_val_on_index THEN NULL; -- ne vous inquietez pas si
 cela existe déjà
    END;
    COMMIT;
END;
/
show errors
```

Voici comment nous pourrions porter cette procédure vers PL/pgSQL :

```
CREATE OR REPLACE PROCEDURE cs_create_job(v_job_id integer) AS $$
DECLARE
  a_running_job_count integer;
BEGIN
  LOCK TABLE cs_jobs IN EXCLUSIVE MODE;

  SELECT count(*) INTO a_running_job_count FROM cs_jobs WHERE
 end_stamp IS NULL;

  IF a_running_job_count > 0 THEN
    COMMIT; -- free lock
    RAISE EXCEPTION 'Unable to create a new job: a job is currently
 running'; -- 1
  END IF;

  DELETE FROM cs_active_job;
  INSERT INTO cs_active_job(job_id) VALUES (v_job_id);

  BEGIN
    INSERT INTO cs_jobs (job_id, start_stamp) VALUES (v_job_id,
 now());
  EXCEPTION
    WHEN unique_violation THEN -- 2
```

```
    -- ne vous inquietez pas si cela existe déjà
  END;
  COMMIT;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

1. La syntaxe de `RAISE` est considérablement différente de l'instruction Oracle similaire, bien que le cas basique du `RAISE` *`nom_exception`* fonctionne de façon similaire.
2. Les noms d'exceptions supportées par PL/pgSQL sont différents de ceux d'Oracle. L'ensemble de noms d'exceptions intégré est plus important (voir l'Annexe A). Il n'existe actuellement pas de façon de déclarer des noms d'exceptions définis par l'utilisateur, bien que vous puissiez aussi ignorer les valeurs SQLSTATE choisies par l'utilisateur.

43.13.2. Autres choses à surveiller

Cette section explique quelques autres choses à surveiller quand on effectue un portage de fonctions PL/SQL Oracle vers PostgreSQL.

43.13.2.1. Annulation implicite après une exception

Dans PL/pgSQL, quand une exception est récupérée par une clause `EXCEPTION`, toutes les modifications de la base de données depuis le bloc `BEGIN` sont automatiquement annulées. C'est-à-dire que le comportement est identique à celui obtenu à partir d'Oracle avec :

```
BEGIN
SAVEPOINT s1;
... code ici ...
EXCEPTION
WHEN ... THEN
ROLLBACK TO s1;
... code ici ...
WHEN ... THEN
ROLLBACK TO s1;
... code ici ...
END;
```

Si vous traduisez une procédure d'Oracle qui utilise `SAVEPOINT` et `ROLLBACK TO` dans ce style, votre tâche est facile : omettez `SAVEPOINT` et `ROLLBACK TO`. Si vous avez une procédure qui utilise `SAVEPOINT` et `ROLLBACK TO` d'une façon différente, alors un peu de réflexion supplémentaire sera nécessaire.

43.13.2.2. EXECUTE

La version PL/pgSQL d'`EXECUTE` fonctionne de façon similaire à la version PL/SQL mais vous devez vous rappeler d'utiliser `quote_literal` et `quote_ident` comme décrit dans la Section 43.5.4. Les constructions de type `EXECUTE 'SELECT * FROM $1';` ne fonctionneront pas de façon fiable à moins d'utiliser ces fonctions.

43.13.2.3. Optimisation des fonctions PL/pgSQL

PostgreSQL vous donne deux modificateurs de création de fonctions pour optimiser l'exécution : la « volatilité » (la fonction renvoie toujours le même résultat quand on lui donne les mêmes arguments) et la « rigueur » (une fonction renvoie NULL si tous ses arguments sont NULL). Consultez la page de référence de CREATE FUNCTION pour les détails.

Pour faire usage de ces attributs d'optimisation, votre instruction `CREATE FUNCTION` devrait ressembler à ceci :

```
CREATE FUNCTION foo(...) RETURNS integer AS $$
```

```
...
$$ LANGUAGE plpgsql STRICT IMMUTABLE;
```

43.13.3. Annexe

Cette section contient le code d'un ensemble de fonctions `instr` compatible Oracle que vous pouvez utiliser pour simplifier vos efforts de portage.

```
--
-- fonctions instr qui reproduisent l'équivalent Oracle
-- Syntaxe : instr(string1, string2 [, n [, m]])
-- où [] signifie paramètre optionnel.
--
-- Cherche string1 en commençant par le  n-ième caractère pour la
 m-ième occurrence
-- de string2.  Si n est négatif, cherche en sens inverse, en
 commençant au caractère
-- en position abs(n) à partir de la fin de string1.
-- If n n'est pas fourni, suppose 1 (la recherche commence au
 premier caractère).
-- Si m n'est pas fourni, suppose 1 (la recherche commence au
 premier caractère).
-- Renvoie l'index de début de string2 dans string1, ou 0 si
 string2 n'est pas trouvé.
--

CREATE FUNCTION instr(varchar, varchar) RETURNS integer AS $$
BEGIN
    RETURN instr($1, $2, 1);
END;
$$ LANGUAGE plpgsql STRICT IMMUTABLE;


CREATE FUNCTION instr(string varchar, string_to_search_for varchar,
                      beg_index integer)
RETURNS integer AS $$
DECLARE
    pos integer NOT NULL DEFAULT 0;
    temp_str varchar;
    beg integer;
    length integer;
    ss_length integer;
BEGIN
    IF beg_index > 0 THEN
        temp_str := substring(string FROM beg_index);
        pos := position(string_to_search_for IN temp_str);

        IF pos = 0 THEN
            RETURN 0;
        ELSE
            RETURN pos + beg_index - 1;
        END IF;
    ELSIF beg_index < 0 THEN
        ss_length := char_length(string_to_search_for);
        length := char_length(string);
```

```
        beg := length + 1 + beg_index;

        WHILE beg > 0 LOOP
            temp_str := substring(string FROM beg FOR ss_length);
            IF string_to_search_for = temp_str THEN
                RETURN beg;
            END IF;

            beg := beg - 1;
        END LOOP;

        RETURN 0;
    ELSE
        RETURN 0;
    END IF;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql STRICT IMMUTABLE;


CREATE FUNCTION instr(string varchar, string_to_search_for varchar,
                      beg_index integer, occur_index integer)
RETURNS integer AS $$
DECLARE
    pos integer NOT NULL DEFAULT 0;
    occur_number integer NOT NULL DEFAULT 0;
    temp_str varchar;
    beg integer;
    i integer;
    length integer;
    ss_length integer;
BEGIN
    IF occur_index <= 0 THEN
        RAISE 'argument ''%'' is out of range', occur_index
          USING ERRCODE = '22003';
    END IF;

    IF beg_index > 0 THEN
        beg := beg_index - 1;
        FOR i IN 1..occur_index LOOP
            temp_str := substring(string FROM beg + 1);
            pos := position(string_to_search_for IN temp_str);
            IF pos = 0 THEN
                RETURN 0;
            END IF;
            beg := beg + pos;
        END LOOP;

        RETURN beg;
    ELSIF beg_index < 0 THEN
        ss_length := char_length(string_to_search_for);
        length := char_length(string);
        beg := length + 1 + beg_index;

        WHILE beg > 0 LOOP
            temp_str := substring(string FROM beg FOR ss_length);
            IF string_to_search_for = temp_str THEN
                occur_number := occur_number + 1;
                IF occur_number = occur_index THEN
```

```
                    RETURN beg;
                END IF;
            END IF;

            beg := beg - 1;
        END LOOP;

        RETURN 0;
    ELSE
        RETURN 0;
    END IF;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql STRICT IMMUTABLE;
```

Chapitre 44. PL/Tcl - Langage de procédures Tcl

PL/Tcl est un langage de procédures chargeable pour le système de bases de données PostgreSQL, activant l'utilisation du langage Tcl[1] pour l'écriture de fonctions et de procédures PostgreSQL.

44.1. Aperçu

PL/Tcl offre un grand nombre de fonctionnalités qu'un codeur de fonctions dispose avec le langage C, avec quelques restrictions et couplé à de puissantes bibliothèques de traitement de chaînes de caractères disponibles pour Tcl.

Une *bonne* restriction est que tout est exécuté dans le contexte de l'interpréteur Tcl. En plus de l'ensemble sûr de commandes limitées de Tcl, seules quelques commandes sont disponibles pour accéder à la base via SPI et pour envoyer des messages via `elog()`. PL/Tcl ne fournit aucun moyen pour accèder aux internes du serveur de bases ou pour gagner un accès au niveau système d'exploitation avec les droits du processus serveur PostgreSQL comme le fait une fonction C. Du coup, les utilisateurs de la base, sans droits, peuvent utiliser ce langage en toute confiance ; il ne leur donne pas une autorité illimitée.

L'autre restriction d'implémentation est que les fonctions Tcl ne peuvent pas être utilisées pour créer des fonctions d'entrées/sorties pour les nouveaux types de données.

Quelques fois, il est préférable d'écrire des fonctions Tcl non restreintes par le Tcl sûr. Par exemple, vous pourriez vouloir une fonction Tcl pour envoyer un courrier électronique. Pour gérer ces cas, il existe une variante de PL/Tcl appelée `PL/TclU` (Tcl non accrédité). C'est exactement le même langage sauf qu'un interpréteur Tcl complet est utilisé. *Si PL/TclU est utilisé, il doit être installé comme langage de procédures non accrédité* de façon à ce que seuls les superutilisateurs de la base de données puissent créer des fonctions avec lui. Le codeur d'une fonction PL/TclU doit faire attention au fait que la fonction ne pourra pas être utilisé pour faire autre chose que son but initial, car il sera possible de faire tout ce qu'un administrateur de la base de données peut faire.

Le code de l'objet partagé pour les gestionnaires d'appel PL/Tcl et PL/TclU est automatiquement construit et installé dans le répertoire des bibliothèques de PostgreSQL si le support de Tcl est spécifié dans l'étape de configuration de la procédure d'installation. Pour installer PL/Tcl et/ou PL/TclU dans une base de données particulière, utilisez la commande `CREATE EXTENSION`, par exemple `CREATE EXTENSION pltcl` ou `CREATE EXTENSION pltclu`.

44.2. Fonctions et arguments PL/Tcl

Pour créer une fonction dans le langage PL/Tcl, utilisez la syntaxe standard de CREATE FUNCTION :

```
CREATE FUNCTION nom_fonction (types_arguments) RETURNS
type_en_retour AS $$
    # corps de la fonction PL/Tcl
$$ LANGUAGE pltcl;
```

PL/TclU est identique sauf que le langage doit être `pltclu`.

Le corps de la fonction est simplement un bout de script Tcl. Quand la fonction est appelée, les valeurs d'argument sont passées au script Tcl comme des variables nommées `1`... *n*. Le résultat est retournée depuis le code Tcl de la manière habituelle, avec un ordre `return`. Pour une procédure, la valeur de retour du code Tcl est ignorée.

[1] https://www.tcl.tk/

Par exemple, une fonction renvoyant le plus grand de deux valeurs entières pourrait être définie ainsi :

```
CREATE FUNCTION tcl_max(integer, integer) RETURNS integer AS $$
    if {$1 > $2} {return $1}
    return $2
$$ LANGUAGE pltcl STRICT;
```

Notez la clause `STRICT` qui nous permet d'éviter de penser aux valeurs NULL en entrées : si une valeur NULL est passée, la fonction ne sera pas appelée du tout mais renverra automatiquement un résultat nul.

Dans une fonction non stricte, si la valeur réelle d'un argument est NULL, la variable `$`*n* correspondante sera initialisée avec une chaîne vide. Pour détecter si un argument particulier est NULL, utilisez la fonction `argisnull`. Par exemple, supposez que nous voulons `tcl_max` avec un argument NULL et un non NULL pour renvoyer l'argument non NULL plutôt que NULL :

```
CREATE FUNCTION tcl_max(integer, integer) RETURNS integer AS $$
    if {[argisnull 1]} {
        if {[argisnull 2]} { return_null }
        return $2
    }
    if {[argisnull 2]} { return $1 }
    if {$1 > $2} {return $1}
    return $2
$$ LANGUAGE pltcl;
```

Comme indiqué ci-dessus, pour renvoyer une valeur NULL à partir d'une fonction PL/Tcl, exécutez `return_null`. Ceci peut être fait que la fonction soit stricte ou non.

Les arguments de type composé sont passés à la fonction comme des tableaux Tcl. Les noms des éléments du tableau sont les noms d'attribut du type composite. Si un attribut dans la ligne passée a la valeur NULL, il n'apparaîtra pas dans le tableau. Voici un exemple :

```
CREATE TABLE employe (
    nom text,
    salaire integer,
    age integer
);

CREATE FUNCTION surpaye(employe) RETURNS boolean AS $$
    if {200000.0 < $1(salaire)} {
        return "t"
    }
    if {$1(age) < 30 && 100000.0 < $1(salaire)} {
        return "t"
    }
    return "f"
$$ LANGUAGE pltcl;
```

Les fonctions PL/Tcl peuvent également retourner des résultats de type composite. Pour cela, le code Tcl doit retourner une liste de paires nom de colonnes / valeurs correspondant au type de résultat attendu. Tout nom de colonne omis de la liste sera retourné comme NULL, et une erreur est levée s'il y a un nom de colonne inattendu. Voici un exemple :

```
CREATE FUNCTION square_cube(in int, out squared int, out cubed int)
 AS $$
```

```
    return [list squared [expr {$1 * $1}] cubed [expr {$1 * $1 *
 $1}]]
$$ LANGUAGE pltcl;
```

Les arguments en sortie des procédures sont renvoyées de la même façon. Par exemple :

```
CREATE PROCEDURE tcl_triple(INOUT a integer, INOUT b integer) AS $$
    return [list a [expr {$1 * 3}] b [expr {$2 * 3}]]
$$ LANGUAGE pltcl;

CALL tcl_triple(5, 10);
```

Astuce

La liste résultat peut être faite à partir d'une représentation de tableau du tuple désiré avec la commande Tcl `array get`. Par exemple:

```
CREATE FUNCTION raise_pay(employee, delta int) RETURNS
 employee AS $$
    set 1(salary) [expr {$1(salary) + $2}]
    return [array get 1]
$$ LANGUAGE pltcl;
```

Les fonctions PL/Tcl peuvent retourner des ensembles. Pour cela, le code Tcl devrait appeler `return_next` une fois par ligne à être retournée, passant soit la valeur appropriée quand un type scalaire est retourné, soit une liste de paires de nom de colonne / valeur quand un type composite est retourné. Voici un exemple retournant un type scalaire :

```
CREATE FUNCTION sequence(int, int) RETURNS SETOF int AS $$
    for {set i $1} {$i < $2} {incr i} {
        return_next $i
    }
$$ LANGUAGE pltcl;
```

et voici un exemple retournant un type composite :

```
CREATE FUNCTION table_of_squares(int, int) RETURNS TABLE (x int, x2
 int) AS $$
    for {set i $1} {$i < $2} {incr i} {
        return_next [list x $i x2 [expr {$i * $i}]]
    }
$$ LANGUAGE pltcl;
```

44.3. Valeurs des données avec PL/Tcl

Les valeurs des arguments fournies au code d'une fonction PL/Tcl sont simplement les arguments en entrée convertis au format texte (comme s'ils avaient été affichés par une instruction `SELECT`). Les

commandes `return` et `return_next` accepteront toute chaîne qui est un format d'entrée acceptable pour le type de résultat déclaré pour la fonction, ou pour la colonne spécifiée d'un type de retour composite.

44.4. Données globales avec PL/Tcl

Quelque fois, il est utile d'avoir des données globales qui sont conservées entre deux appels à une fonction ou qui sont partagées entre plusieurs fonctions. Ceci peut être facilement obtenu car toutes les fonctions PL/Tcl exécutées dans une session partagent le même interpréteur Tcl sûr. Donc, toute variable globale Tcl est accessible aux appels de fonctions PL/Tcl et persisteront pour la durée de la session SQL (notez que les fonctions PL/TclU partagent de la même façon les données globales mais elles sont dans un interpréteur Tcl différent et ne peuvent pas communiquer avec les fonctions PL/Tcl). C'est facile à faire en PL/Tcl mais il existe quelques restrictions qui doivent être comprises.

Pour des raisons de sécurité, PL/Tcl exécute les fonctions appelées par tout rôle SQL dans un interpréteur Tcl séparé pour ce rôle. Ceci empêche une interférence accidentelle ou malicieuse d'un utilisateur avec le comportement des fonctions PL/Tcl d'un autre utilisateur. Chaque interpréteur aura ses propres valeurs pour toutes les variables globales Tcl. Du coup, deux fonctions PL/Tcl partageront les mêmes variables globales si et seulement si elles sont exécutées par le même rôle SQL. Dans une application où une seule session exécute du code sous plusieurs rôles SQL(via des fonctions `SECURITY DEFINER`, l'utilisation de `SET ROLE`, etc), vous pouvez avoir besoin de mettre des étapes explicites pour vous assurer que les fonctions PL/Tcl peuvent partager des données. Pour cela, assurez-vous que les fonctions qui doivent communiques ont pour propriétaire le même utilisateur et marquez-les avec l'option `SECURITY DEFINER`. Bien sûr, vous devez faire attention à ce que de telles fonctions ne puissent pas être utilisées pour faire des choses non souhaitées.

Toutes les fonctions PL/TclU utilisées dans une session s'exécutent avec le même interpréteur Tcl, qui est bien sûr différent des interpréteurs utilisées pour les fonctions PL/Tcl. Donc les données globales sont automatiquement partagées entre des fonctions PL/TclU. Ceci n'est pas considéré comme un risque de sécurité parce que toutes les fonctions PL/TclU s'exécutent dans le même niveau de confiance, celui d'un super-utilisateur.

Pour aider à la protection des fonctions PL/Tcl sur les interférences non intentionnelles, un tableau global est rendu disponible pour chaque fonction via la commande `upvar`. Le nom global de cette variable est le nom interne de la fonction alors que le nom local est `GD`. Il est recommandé d'utiliser `GD` pour les données privées persistantes d'une fonction. Utilisez les variables globales Tcl uniquement pour les valeurs que vous avez l'intention de partager avec les autres fonctions. (Notez que les tableaux `GD` sont seulement globaux à l'intérieur d'un interpréteur particulier, pour qu'ils ne franchissent pas les restrictions de sécurité mentionnées ci-dessus.)

Un exemple de l'utilisation de `GD` apparaît dans l'exemple `spi_execp` ci-dessous.

44.5. Accès à la base de données depuis PL/Tcl

Dans cette section, nous suivons la convention Tcl habituelle pour l'utilisation des points d'interrogation, plutôt que les crochets, pour indiquer un élément optionnel dans un synopsis de syntaxe. Les commandes suivantes sont disponibles pour accéder à la base de données depuis le corps d'une fonction PL/Tcl :

`spi_exec ?-count` *`n`*`? ?-array` *`name`*`?` *`command`* `?`*`loop-body`*`?`

> Exécute une commande SQL donnée en tant que chaîne. Une erreur dans la commande lève une erreur. Sinon, la valeur de retour de `spi_exec` est le nombre de lignes intéressées dans le processus (sélection, insertion, mise à jour ou suppression) par la commande ou zéro si la commande est une instruction utilitaire. De plus, si la commande est une instruction `SELECT`, les valeurs des données sélectionnées sont placées dans des variables Tcl décrites ci-dessous.

La valeur optionnelle `-count` indique à `spi_exec` d'arrêter une fois que *`n`* lignes ont été récupérées, tout comme si la requête incluait une clause `LIMIT`. Si *`n`* vaut zéro, la requête est exécutée jusqu'à sa fin, tout comme si `-count` était omis.

Si la commande est une instruction `SELECT`, les valeurs des colonnes de résultat sont placées dans les variables Tcl nommées d'après les colonnes. Si l'option `-array` est donnée, les valeurs de colonnes sont stockées à la place dans les éléments d'un tableau associatif nommé, les noms des colonnes étant utilisés comme index du tableau. De plus, le numéro de ligne courant dans le résultat (en commençant par zéro) est enregistré dans l'élément de tableau nommé « `.tupno` », sauf si ce nom est utilisé comme nom de colonne dans le résultat.

Si la commande est une instruction `SELECT` et qu'aucun script *`loop-body`* n'est donné, alors seule la première ligne de résultats est stockée dans des variables Tcl ou des éléments de tableau ; les lignes suivantes sont ignorées. Aucun stockage n'intervient si la requête ne renvoie pas de ligne (ce cas est détectable avec le résultat de la fonction `spi_exec`). Par exemple :

```
spi_exec "SELECT count(*) AS cnt FROM pg_proc"
```

initialisera la variable Tcl `$cnt` avec le nombre de lignes dans le catalogue système `pg_proc`.

Si l'argument *`loop-body`* optionnel est donné, il existe un morceau de script Tcl qui est exécuté une fois pour chaque ligne du résultat de la requête (*`loop-body`* est ignoré si la commande donnée n'est pas un `SELECT`). Les valeurs des colonnes de la ligne actuelle sont stockées dans des variables Tcl avant chaque itération. Par exemple :

```
spi_exec -array C "SELECT * FROM pg_class" {
    elog DEBUG "have table $C(relname)"
}
```

affichera un message de trace pour chaque ligne de `pg_class`. Cette fonctionnalité travaille de façon similaire aux autres constructions de boucles de Tcl ; en particulier, `continue` et `break` fonctionnent de la même façon à l'intérieur de *`loop-body`*.

Si une colonne d'un résultat de la requête est NULL, la variable cible est « dés-initialisée » plutôt qu'initialisée.

`spi_prepare` *`query typelist`*

Prépare et sauvegarde un plan de requête pour une exécution future. Le plan sauvegardé sera conservé pour la durée de la session actuelle.

La requête peut utiliser des paramètres, c'est-à-dire des emplacements pour des valeurs à fournir lorsque le plan sera réellement exécuté. Dans la chaîne de requête, faites référence aux paramètres avec les symboles `$1` ... `$`*`n`*. Si la requête utilise les paramètres, les noms des types de paramètre doivent être donnés dans une liste Tcl (écrivez une liste vide pour *`typelist`* si aucun paramètre n'est utilisé).

La valeur de retour de `spi_prepare` est l'identifiant de la requête à utiliser dans les appels suivants à `spi_execp`. Voir `spi_execp` pour un exemple.

`spi_execp ?-count` *`n`*`? ?-array` *`name`*`? ?-nulls` *`string`*`? queryid ?value-list? ?loop-body?`

Exécute une requête préparée précédemment avec `spi_prepare`. *`queryid`* est l'identifiant renvoyé par `spi_prepare`. Si la requête fait référence à des paramètres, une liste de valeurs (*`value-list`*) doit être fournie. C'est une liste Tcl des valeurs réelles des paramètres. La liste doit être de la même longueur que la liste de types de paramètres donnée précédemment lors de l'appel à `spi_prepare`. Oubliez-la si la requête n'a pas de paramètres.

La valeur optionnelle pour `-nulls` est une chaîne d'espaces et de caractères `'n'` indiquant à `spi_execp` les paramètres nuls. Si indiqué, elle doit avoir exactement la même longueur que *`value-list`*. Si elle est omise, toutes les valeurs de paramètres sont non NULL.

Sauf si la requête et ses paramètres sont spécifiés, `spi_execp` fonctionne de la même façon que `spi_exec`. Les options `-count`, `-array` et *`loop-body`* sont identiques. Du coup, la valeur du résultat l'est aussi.

Voici un exemple d'une fonction PL/Tcl utilisant un plan préparé :

```
CREATE FUNCTION t1_count(integer, integer) RETURNS integer AS $$
    if {![ info exists GD(plan) ]} {
        # prépare le plan sauvegardé au premier appel
        set GD(plan) [ spi_prepare \
                "SELECT count(*) AS cnt FROM t1 WHERE num >= \$1
 AND num <= \$2" \
                [ list int4 int4 ] ]
    }
    spi_execp -count 1 $GD(plan) [ list $1 $2 ]
    return $cnt
$$ LANGUAGE pltcl;
```

Nous avons besoin des antislashs à l'intérieur de la chaîne de la requête passée à `spi_prepare` pour s'assurer que les marqueurs $*n* sont passés au travers de `spi_prepare` sans transformation et ne sont pas remplacés avec la substitution de variables de Tcl.

`spi_lastoid`

Renvoie l'OID de la ligne insérée par le dernier appel à `spi_exec` ou `spi_execp`, si la commande était un `INSERT` d'une seule ligne et que la table modifiée contenait des OID (sinon, vous obtenez zéro).

`subtransaction` *`command`*

Le script Tcl contenu dans *`command`* est exécuté à l'intérieur d'une sous-transaction SQL. Si le script renvoie une erreur, la sous-transaction entière est annulée avant de renvoyer une erreur au code Tcl appelant. Voir Section 44.9 pour plus de détails et un exemple.

`quote` *`string`*

Double toutes les occurrences de guillemet simple et d'antislash dans la chaîne donnée. Ceci peut être utilisé pour mettre entre guillemets des chaînes de façon sûr et pour qu'elles puissent être insérées dans des commandes SQL passées à `spi_exec` ou `spi_prepare`. Par exemple, pensez à une chaîne de commande SQL comme :

```
"SELECT '$val' AS ret"
```

où la variable Tcl `val` contient actuellement le mot `doesn't`. Ceci finirait avec la chaîne de commande :

```
SELECT 'doesn't' AS ret
```

qui va causer une erreur d'analyse lors de `spi_exec` ou de `spi_prepare`. Pour fonctionner correctement, la commande soumise devrait contenir :

```
SELECT 'doesn''t' AS ret
```

qui peut-être créé avec PL/Tcl en utilisant :

```
"SELECT '[ quote $val ]' AS ret"
```

Un avantage de `spi_execp` est que vous n'avez pas à mettre entre guillemets des valeurs de paramètres comme ceux-ci car les paramètres ne sont jamais analysés comme faisant partie de la chaîne de la commande SQL.

`elog` *`level msg`*

Émet une trace ou un message d'erreur. Les niveaux possibles sont `DEBUG`, `LOG`, `INFO`, `NOTICE`, `WARNING`, `ERROR` et `FATAL`. `ERROR` élève une condition d'erreur ; si elle n'est pas récupérée par le code Tcl, l'erreur est propagée à la requête appelante, causant l'annulation de la transaction ou sous-transaction en cours. Ceci est en fait identique à la commande `error`. `FATAL` annule la transaction et fait que la session courante s'arrête (il n'existe probablement aucune raison d'utiliser ce niveau d'erreur dans les fonctions PL/Tcl mais il est fourni pour que tous les messages soient tout de même disponibles). Les autres niveaux génèrent seulement des messages de niveaux de priorité différent. Le fait que les messages d'un niveau de priorité particulier sont reportés au client, écrit dans les journaux du serveur ou les deux à la fois, est contrôlé par les variables de configuration log_min_messages et client_min_messages. Voir le Chapitre 19 et Section 44.8 pour plus d'informations.

44.6. Fonctions triggers en PL/Tcl

Les fonctions trigger peuvent être écrites en PL/Tcl. PostgreSQL requiert qu'une fonction, devant être appelée en tant que déclencheur, doit être déclarée comme une fonction sans arguments et retourner une valeur de type `trigger`.

L'information du gestionnaire de déclencheur est passée au corps de la fonction avec les variables suivantes :

`$TG_name`

Nom du déclencheur provenant de l'instruction `CREATE TRIGGER`.

`$TG_relid`

L'identifiant objet de la table qui est à la cause du lancement du déclencheur.

`$TG_table_name`

Le nom de la table qui est à la cause du lancement du déclencheur.

`$TG_table_schema`

Le schéma de la table qui est à la cause du lancement du déclencheur.

`$TG_relatts`

Une liste Tcl des noms des colonnes de la table, préfixée avec un élément de liste vide. Donc, rechercher un nom de colonne dans la liste avec la commande `lsearch` de Tcl renvoie le numéro de l'élément, en commençant à 1 pour la première colonne, de la même façon que les colonnes sont numérotées personnellement avec PostgreSQL.

`$TG_when`

La chaîne `BEFORE`, `AFTER` ou `INSTEAD OF` suivant le type de l'événement du déclencheur.

`$TG_level`

La chaîne `ROW` ou `STATEMENT` suivant le type de l'événement du déclencheur.

`$TG_op`

La chaîne `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE` ou `TRUNCATE` suivant le type de l'événement du déclencheur.

`$NEW`

Un tableau associatif contenant les valeurs de la nouvelle ligne de la table pour les actions `INSERT` ou `UPDATE` ou vide pour `DELETE`. Le tableau est indexé par nom de colonne. Les colonnes NULL n'apparaissent pas dans le tableau. Ce paramètre n'est pas initialisé pour les triggers de niveau instruction.

`$OLD`

Un tableau associatif contenant les valeurs de l'ancienne ligne de la table pour les actions `UPDATE` or `DELETE` ou vide pour `INSERT`. Le tableau est indexé par nom de colonne. Les colonnes NULL n'apparaissent pas dans le tableau. Ce paramètre n'est pas initialisé pour les triggers de niveau instruction.

`$args`

Une liste Tcl des arguments de la fonction ainsi que l'instruction `CREATE TRIGGER`. Ces arguments sont aussi accessibles par `$1` ... $*n* dans le corps de la fonction.

Le code de retour d'une fonction trigger peut être faite avec une des chaînes `OK` ou `SKIP` ou une liste de paires nom de colonne/valeur renvoyée par la commande Tcl `array get`. Si la valeur de retour est `OK`, l'opération (`INSERT`/`UP DATE`/`DELETE`) qui a lancé le déclencheur continuera normalement. `SKIP` indique au gestionnaire de déclencheurs de supprimer silencieusement l'opération pour cette ligne. Si une liste est renvoyée, elle indique à PL/Tcl de renvoyer la ligne modifiée au gestionnaire de déclencheurs ; le contenu de la ligne modifiée est spécifié par les noms de colonne et par les valeurs dans la liste. Toute colonne non mentionné dans la liste est configuré à NULL. Renvoyer une ligne modifiée n'a un intérêt que pour les triggers niveau ligne pour `BEFORE`, `INSERT` ou `UPDATE` pour laquelle la ligne modifiée sera insérée au lieu de celle donnée dans `$NEW` ; ou pour les triggers niveau ligne `INSTEAD OF`, `INSERT` ou `UPDATE` où la ligne renvoyée est utilisée comme données sources pour les clauses `INSERT RETURNING` ou `UPDATE RETURNING`. Dans les triggers `BEFORE DELETE` ou `INSTEAD OF DELETE` de niveau ligne, renvoyer une ligne modifiée a le même effet que renvoyer `OK`, autrement dit l'opération continue. La valeur de retour est ignorée pour les autres types de triggers.

> **Astuce**
>
> La liste de résultats peut être réalisée à partie une représentation en tableau de la ligne modifiée avec la commande Tcl `array get`.

Voici un petit exemple de fonction trigger qui force une valeur entière dans une table pour garder trace du nombre de mises à jour réalisées sur la ligne. Pour les nouvelles lignes insérées, la valeur est initialisée à 0 puis incrémentée à chaque opération de mise à jour.

```
CREATE FUNCTION trigfunc_modcount() RETURNS trigger AS $$
    switch $TG_op {
        INSERT {
            set NEW($1) 0
        }
        UPDATE {
            set NEW($1) $OLD($1)
            incr NEW($1)
        }
        default {
```

```
            return OK
        }
    }
    return [array get NEW]
$$ LANGUAGE pltcl;

CREATE TABLE mytab (num integer, description text, modcnt integer);

CREATE TRIGGER trig_mytab_modcount BEFORE INSERT OR UPDATE ON mytab
    FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION trigfunc_modcount('modcnt');
```

Notez que la fonction trigger elle-même ne connaît pas le nom de la colonne ; c'est fourni avec les arguments du déclencheur. Ceci permet à la fonction trigger d'être ré-utilisée avec différentes tables.

44.7. Fonctions trigger sur événement en PL/Tcl

Les fonctions triggers sur événement peuvent être écrites en PL/Tcl. PostgreSQL requiert qu'une fonction qui doit être appelée comme trigger sur événement doit être déclarée comme une fonction sans arguments et comme renvoyant le type `event_trigger`.

L'information provenant du gestionnaire des triggers est passée au corps de la fonction avec les variables suivantes :

`$TG_event`

Le nom de l'événement pour lequel le trigger a été déclenché.

`$TG_tag`

La balise de la commande pour laquelle le trigger a été déclenché.

La valeur de retour de la fonction trigger est ignorée.

Voici un petit exemple de fonction trigger sur événement qui lève un message `NOTICE` à chaque fois qu'une commande supportée est exécutée :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION tclsnitch() RETURNS event_trigger AS $$
  elog NOTICE "tclsnitch: $TG_event $TG_tag"
$$ LANGUAGE pltcl;

CREATE EVENT TRIGGER tcl_a_snitch ON ddl_command_start EXECUTE
 FUNCTION tclsnitch();
```

44.8. Gestion des erreurs avec PL/Tcl

Le code Tcl contenu ou appelé à partir d'une fonction PL/Tcl peut lever une erreur, soit en exécutant des opérations invalides ou en générant une erreur en utilisant la commande Tcl `error` ou la commande PL/Tcl `elog`. Si une erreur n'est pas rattrapée mais est autorisée à être propagée en dehors du niveau racine de l'exécution de la fonction PL/Tcl, elle est rapportée comme une erreur SQL dans la requête appelant la fonction.

Les erreurs SQL survenant dans les commandes PL/Tcl `spi_exec`, `spi_prepare` et `spi_execp` sont rapportées comme des erreurs Tcl, donc elles sont récupérables par la commande Tcl `catch`. (Chacune des ces commandes PL/Tcl exécutent leurs opérations SQL dans une sous transaction,

qui est annulée en cas d'erreur, si bien que n'importe quelle opération partiellement terminée sera automatiquement nettoyée.) De la même façon, si une erreur se propage en dehors du niveau racine sans avoir été rattrapée, elle sera rapportée en erreur SQL.

Tcl fournit une variable `errorCode` pouvant représenter des informations supplémentaires sur une erreur dans un format qui est simple à interpréter pour les programmes Tcl. Le contenu est dans le format liste Tcl, et le premier mot identifie le sous-système ou la bibliothèque rapportant l'errer ; au delà, le contenu est laissé au sous-système individuel ou à la bibliothèque. Pour les erreurs au niveau base rapportées par les commandes PL/Tcl commands, le premier mot est `POSTGRES`, le second est le numéro de version du serveur, et les mots supplémentaires sont les paires nom/valeur des champs fournissant des informations détaillées sur l'erreur. Les champs `SQLSTATE`, `condition` et `message` sont toujours fournies (les deux premiers représentent le code d'erreur et le nom de la condition comme indiqués dans Annexe A). Les champs potentiellement présents incluent `detail`, `hint`, `context`, `schema`, `table`, `column`, `datatype`, `constraint`, `statement`, `cursor_position`, `filename`, `lineno` et `funcname`.

Une façon agréable de travailler avec l'information `errorCode` de PL/Tcl est de la charger dans un tableau pour que les noms du champ deviennent des indices du tableau. Un code relatif ressemblerait à ceci :

```
if {[catch { spi_exec $sql_command }]} {
    if {[lindex $::errorCode 0] == "POSTGRES"} {
        array set errorArray $::errorCode
        if {$errorArray(condition) == "undefined_table"} {
            # gestion de la table manquante
        } else {
            # gestion des autres types d'erreur SQL
        }
    }
}
```

(Les symboles deux-points spécifient explicitement que `errorCode` est une variable globale.)

44.9. Sous-transactions explicites dans PL/Tcl

Récupérer des erreurs causées par des à la base de données comme décris dans Section 44.8 peut mener à une situation indésirable où certaines opérations réussissent avant que l'une d'entre elles échoue, et après avoir récupéré cette erreur la donnée est laissé dans un état incohérent. PL/Tcl offre une solution à ce problème sous la forme de sous-transactions explicites :

Étudions une fonction qui implémente un transfert entre deux compte :

```
CREATE FUNCTION transfer_funds() RETURNS void AS $$
    if [catch {
        spi_exec "UPDATE accounts SET balance = balance - 100 WHERE
 account_name = 'joe'"
        spi_exec "UPDATE accounts SET balance = balance + 100 WHERE
 account_name = 'mary'"
    } errormsg] {
        set result [format "error transferring funds: %s"
 $errormsg]
    } else {
        set result "funds transferred successfully"
```

```
    }
    spi_exec "INSERT INTO operations (result) VALUES ('[quote
 $result]')"
$$ LANGUAGE pltcl;
```

Si le deuxième ordre `UPDATE` échoue en levant une exception, cette fonction tracera l'échec, mais le résultat du premier `UPDATE` sera néanmoins validé. Concrètement, le montant sera débité du compte de Joe, mais ne sera pas transféré sur le compte de Mary. C'est le cas car chaque appel à `spi_exec` est une sous-transaction séparé, et seule l'une de ces sous-transactions est annulée.

Pour gérer un cas comme ça, vous pouvez entourer vos opération sur la base d'une sous-transaction explicite, qui sera annulée ou validée comme un tour. PL/Tcl fournit une commande `subtransaction` pour gérer ça. Nous pouvons réécrire notre fonction ainsi :

```
CREATE FUNCTION transfer_funds2() RETURNS void AS $$
    if [catch {
        subtransaction {
            spi_exec "UPDATE accounts SET balance = balance - 100
 WHERE account_name = 'joe'"
            spi_exec "UPDATE accounts SET balance = balance + 100
 WHERE account_name = 'mary'"
        }
    } errormsg] {
        set result [format "error transferring funds: %s"
 $errormsg]
    } else {
        set result "funds transferred successfully"
    }
    spi_exec "INSERT INTO operations (result) VALUES ('[quote
 $result]')"
$$ LANGUAGE pltcl;
```

Veuillez noter que l'utilisation de `catch` est toujours nécessaire pour gérer ce cas. Autrement l'erreur se propagerait jusqu'au niveau racine de la fonction, ce qui empêcherait l'insertion voulue dans la table `operations`. La commande `subtransaction` ne récupère pas les erreurs, elle s'assure seulement que tous les ordres sur la base exécutés dans sa portée seront annulés ensemble si une erreur survient.

L'annulation d'une sous-transaction explicite arrive lors de n'importe quelle erreur rapportée par le code Tcl contenu, pas uniquement pour celle en provenance de la base de données. Ainsi une exception standard Tcl levée dans une commande `subtransaction` aura également pour effet d'annuler la sous-transaction. Toutefois, les sortie du code Tcl contenu sans erreur (par exemple, du fait d'un `return`) ne déclencheront pas d'annulation.

44.10. Gestion des transactions

Dans une procédure appelée au haut niveau ou dans un bloc de code anonyme (commande `DO`) appelé au haut niveau, il est possible de contrôler les transactions. Pour valider la transaction en cours, appelez la commande `commit` command. Pour annuler la transaction en cours, appelez la commande `rollback`. (Notez qu'il n'est pas possible d'exécuter les commandes SQL `COMMIT` ou `ROLLBACK` via `spi_exec` ou similaire. Cela doit se faire en utilisant ces fonctions.) À la fin d'une transaction, une nouvelle transaction est automatiquement démarrée, donc il n'existe pas de commande séparée pour ça.

Voici un exemple :

```
CREATE PROCEDURE transaction_test1()
LANGUAGE pltcl
AS $$
for {set i 0} {$i < 10} {incr i} {
    spi_exec "INSERT INTO test1 (a) VALUES ($i)"
    if {$i % 2 == 0} {
        commit
    } else {
        rollback
    }
}
$$;

CALL transaction_test1();
```

Les transactions ne peuvent pas être terminées quand une sous-transaction explicite est active.

44.11. Configuration PL/Tcl

Cette section liste les paramètre de configuration qui affectent PL/Tcl.

`pltcl.start_proc` (`string`)

Ce paramètre, s'il est positionné à autre chose qu'une chaîne vide, spécifie le nom (potentiellement qualifié du schéma) d'ue fonction PL/Tcl sans paramètre qui doit être exécutée chaque fois qu'un nouvel interpréteur Tcl est crée pour Pl/Tcl. Une telle fonction peut effectuer une initialisation pour la session, comme charger du code Tcl additionnel. Un nouvel interpréteur Tcl est créé wuen une fonction PL/Tcl est exécutée pour la première fois dans une session, ou quand un autre interpréteur doit être crée du fait de l'appel à une fonction PL/Tcl par un nouveau rôle SQL.

La fonction référencée doit être écrite dans le langage `pltcl`, et ne doit pas être marquée comme `SECURITY DEFINER`. (Ces restrictions s'assurent que la fonction est lancée dans l'interpréteur qu'elle est censée initialisée.) L'utilisateur courant doit avoir l'autorisation d'appeler cette fonction également.

Si la fonction échoue avec une erreur cela annulera l'appel à la fonction qui a causée la création du nouvel interpréteur et l'erreur sera propagée jusqu'à la requête appelante, annulant de fait la transaction ou sous transaction courante. Toute action déjà effectuée au sein de Tcl ne sera pas annulée; toutefois, cette interpréteur ne sera jamais réutilisé. Si le langage est utilisé à nouveau l'initialisation sera de nouveau tentée avec une nouvel interpréteur Tcl.

Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ce paramètre. Bien que ce paramètre puisse être changé au sein d'une session, un tel changement n'affectera pas les interpréteurs Tcl qui ont déjà été créés.

`pltclu.start_proc` (`string`)

Ce paramètre est exactement comme `pltcl.start_proc`, sauf qu'il s'applique à PL/TclU. La fonction référencée doit être écrite dans le langage `pltclu`.

44.12. Noms de procédure Tcl

Avec PostgreSQL, le même nom de fonction peut être utilisé par plusieurs fonctions tant que le nombre d'arguments ou leurs types diffèrent. Néanmoins, Tcl requiert que les noms de procédure soient distincts. PL/Tcl gère ceci en faisant en sorte que les noms de procédures Tcl internes contiennent l'identifiant de l'objet de la fonction depuis la table système `pg_proc`. Du coup, les fonctions

PostgreSQL avec un nom identique et des types d'arguments différents seront aussi des procédures Tcl différentes. Ceci ne concerne normalement pas le développeur PL/Tcl mais cela pourrait apparaître dans une session de débogage.

Chapitre 45. PL/Perl - Langage de procédures Perl

PL/Perl est un langage de procédures chargeable qui vous permet d'écrire des fonctions et procédures PostgreSQL dans le langage de programmation Perl[1].

Le principal avantage habituellement cité quant à l'utilisation de Perl est que cela permet l'utilisation des nombreux opérateurs et fonctions de « gestion de chaînes » disponibles grâce à Perl dans des fonctions et procédures stockées. L'analyse de chaînes complexes se trouve facilité par l'utilisation de Perl et des fonctions et structures de contrôles fournies dans PL/pgSQL.

Pour installer PL/Perl dans une base de données spécifique, utilisez `CREATE EXTENSION plperl`.

> **Astuce**
>
> Si un langage est installé dans `template1`, toutes les bases de données créées ultérieurement disposeront automatiquement de ce langage.

> **Note**
>
> Les utilisateurs des paquetages sources doivent explicitement autoriser la construction de PL/Perl pendant le processus d'installation (se référer à la Chapitre 16 pour plus d'informations). Les utilisateurs des paquetages binaires peuvent trouver PL/Perl dans un sous-paquetage séparé.

45.1. Fonctions et arguments PL/Perl

Pour créer une fonction dans le langage PL/Perl, utilisez la syntaxe standard CREATE FUNCTION :

```
CREATE FUNCTION nom_fonction (types-arguments) RETURNS
type-retour AS $$
    # Corps de la fonction PL/Perl
$$ LANGUAGE plperl;
```

Le corps de la fonction est du code Perl normal. En fait, le code supplémentaire PL/Perl l'emballe dans une sous-routine Perl. Une fonction PL/Perl est appelée dans un contexte scalaire, il ne peut donc pas retourner une liste. Vous pouvez retourner des valeurs non scalaire par référence comme indiqué ci-dessous.

Dans une procédure PL/Perl, toute valeur de retour du code Perl est ignorée.

PL/Perl peut aussi être utilisé au sein de blocs de procédures anonymes avec l'ordre DO :

```
DO $$
    # PL/Perl code
$$ LANGUAGE plperl;
```

Un bloc de procédure anonyme ne prend pas d'arguments et toute valeur retournée est ignorée. Ceci mis à part, il se comporte comme une fonction classique.

[1] https://www.perl.org

> **Note**
>
> L'utilisation de sous-routines nommées est dangereux en Perl, spécialement si elles font références à des variables lexicales dans la partie englobante. Comme une fonction PL/Perl est englobée dans une sous-routine, toute sous-routine nommée que vous y créez sera englobée. En général, il est bien plus sûr de créer des sous-routines anonymes que vous appellerez via un coderef. Pour de plus amples détails, voir les entrées `Variable "%s" will not stay shared` et `Variable "%s" is not available` dans le manuel perldiag, ou recherchez « perl nested named subroutine » sur internet.

La syntaxe de la commande `CREATE FUNCTION` requiert que le corps de la fonction soit écrit comme une constante de type chaîne. Il est habituellement plus agréable d'utiliser les guillemets dollar (voir la Section 4.1.2.4) pour cette constante. Si vous choisissez d'utiliser la syntaxe d'échappement des chaînes `E''`, vous devez doubler les marques de guillemets simples (`'`) et les antislashs (`\`) utilisés dans le corps de la fonction (voir la Section 4.1.2.1).

Les arguments et les résultats sont manipulés comme dans n'importe quel routine Perl : les arguments sont passés au tableau `@_` et une valeur de retour est indiquée par `return` ou par la dernière expression évaluée dans la fonction.

Par exemple, une fonction retournant le plus grand de deux entiers peut être définie comme suit :

```
CREATE FUNCTION perl_max (integer, integer) RETURNS integer AS $$
    if ($_[0] > $_[1]) { return $_[0]; }
    return $_[1];
$$ LANGUAGE plperl;
```

> **Note**
>
> Les arguments seront convertis de l'encodage de la base de données en UTF-8 pour être utilisé par PL/perl, puis converti de l'UTF-8 vers l'encodage de la base.

Si une valeur NULL en SQL est passée à une fonction, cet argument apparaîtra comme « undefined » en Perl. La fonction définie ci-dessus ne se comportera pas correctement avec des arguments NULL (en fait, tout se passera comme s'ils avaient été des zéros). Nous aurions pu ajouter `STRICT` à la définition de la fonction pour forcer PostgreSQL à faire quelque chose de plus raisonnable : si une valeur NULL est passée en argument, la fonction ne sera pas du tout appelée mais retournera automatiquement un résultat NULL. D'une autre façon, nous aurions pu vérifier dans le corps de la fonction la présence d'arguments NULL. Par exemple, supposons que nous voulions que `perl_max` avec un argument NULL et un autre non NULL retourne une valeur non NULL plutôt qu'une valeur NULL, on aurait écrit :

```
CREATE FUNCTION perl_max (integer, integer) RETURNS integer AS $$
    my ($x, $y) = @_;
    if (not defined $x) {
        return undef if not defined $y;
        return $y;
    }
    return $x if not defined $y;
    return $x if $x > $y;
    return $y;
$$ LANGUAGE plperl;
```

Comme le montre l'exemple ci-dessus, passer une valeur NULL en SQL à une fonction en PL/Perl retourne une valeur non définie. Et ceci, que la fonction soit déclarée stricte ou non.

Dans un argument de fonction, tout ce qui n'est pas une référence est une chaîne qui est dans la représentation texte externe standard de PostgreSQL pour ce type de données. Dans le cas de types numériques ou texte, Perl fera ce qu'il faut et le programmeur n'aura pas à s'en soucier. Néanmoins, dans d'autres cas, l'argument aura besoin d'être converti dans une forme qui est plus utilisable que Perl. Par exemple, la fonction `decode_bytea` peut-être utilisée pour convertir un argument de type `bytea` en données binaires non échappées.

De façon similaire, les valeurs renvoyées à PostgreSQL doivent être dans le format textuel. Par exemple, la fonction `encode_bytea` peut être utilisée pour échapper des données binaires en retournant une valeur de type `bytea`.

Perl peut renvoyer des tableaux PostgreSQL comme référence à des tableaux Perl. Voici un exemple :

```
CREATE OR REPLACE function renvoit_tableau()
RETURNS text[][] AS $$
    return [['a"b','c,d'],['e\\f','g']];
$$ LANGUAGE plperl;

select renvoit_tableau();
```

Perl utilise les tableaux PostgreSQL comme des objets `PostgreSQL::InServer::ARRAY`. Cet objet sera traité comme une référence de tableau ou comme une chaîne, permettant une compatibilité ascendante avec le code Perl écrit pour les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.1. Par exemple :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION concat_array_elements(text[]) RETURNS
 TEXT AS $$
    my $arg = shift;
    my $result = "";
    return undef if (!defined $arg);

    # en tant que référence de tableau
    for (@$arg) {
        $result .= $_;
    }

    # en tant que chaîne
    $result .= $arg;

    return $result;
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT concat_array_elements(ARRAY['PL','/','Perl']);
```

> **Note**
>
> Les tableaux multi-dimensionnels sont représentés comme des références à des tableaux de reference et de moindre dimension, d'une façon connue de chaque développeur Perl.

Les arguments de type composite sont passés à la fonction en tant que références d'un tableau de découpage, les clés du tableau de découpage étant les noms des attributs du type composé. Voici un exemple :

```
CREATE TABLE employe (
    nom text,
    basesalaire integer,
    bonus integer
);

CREATE FUNCTION empcomp(employe) RETURNS integer AS $$
    my ($emp) = @_;
    return $emp->{basesalaire} + $emp->{bonus};
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT nom, empcomp(employe.*) FROM employe;
```

Une fonction PL/Perl peut renvoyer un résultat de type composite en utilisant la même approche : renvoyer une référence à un hachage qui a les attributs requis. Par exemple

```
      CREATE TYPE testligneperl AS (f1 integer, f2 text, f3 text);

      CREATE OR REPLACE FUNCTION perl_ligne() RETURNS
 test_ligne_perl AS $$
      return {f2 => 'hello', f1 => 1, f3 => 'world'};
      $$ LANGUAGE plperl;

      SELECT * FROM perl_row();
```

Toute colonne dans le type de données déclaré du résultat qui n'est pas présente dans le hachage sera renvoyée NULL.

De façon similaire, les arguments en sortie des procédures peuvent être renvoyés sous la format d'une référence hash :

```
CREATE PROCEDURE perl_triple(INOUT a integer, INOUT b integer) AS $
$
    my ($a, $b) = @_;
    return {a => $a * 3, b => $b * 3};
$$ LANGUAGE plperl;

CALL perl_triple(5, 10);
```

Les fonctions PL/Perl peuvent aussi renvoyer des ensembles de types scalaires ou composites. Habituellement, vous voulez renvoyer une ligne à la fois, à la fois pour améliorer le temps de démarrage et pour éviter d'allonger la queue de l'ensemble des résultats en mémoire. Vous pouvez faire ceci avec `return_next` comme indiqué ci-dessous. Notez qu'après le dernier `return_next`, vous devez placer soit `return` soit (encore mieux) `return undef`.

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION perl_set_int(int)
RETURNS SETOF INTEGER AS $$
    foreach (0..$_[0]) {
        return_next($_);
    }
    return undef;
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT * FROM perl_set_int(5);

CREATE OR REPLACE FUNCTION perl_set()
```

```
RETURNS SETOF test_ligne_perl AS $$
    return_next({ f1 => 1, f2 => 'Hello', f3 => 'World' });
    return_next({ f1 => 2, f2 => 'Hello', f3 => 'PostgreSQL' });
    return_next({ f1 => 3, f2 => 'Hello', f3 => 'PL/Perl' });
    return undef;
$$ LANGUAGE plperl;
```

Pour les petits ensembles de résultats, vous pouvez renvoyer une référence à un tableau contenant soit des scalaires, soit des références à des tableaux soit des références à des hachages de types simples, de types tableaux ou de types composites. Voici quelques exemples simples pour renvoyer l'ensemble complet du résultant en tant que référence de tableau :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION perl_set_int(int) RETURNS SETOF INTEGER
 AS $$
      return [0..$_[0]];
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT * FROM perl_set_int(5);

CREATE OR REPLACE FUNCTION perl_set() RETURNS SETOF testligneperl
 AS $$
return [
      { f1 => 1, f2 => 'Bonjour', f3 => 'Monde' },
      { f1 => 2, f2 => 'Bonjour', f3 => 'PostgreSQL' },
      { f1 => 3, f2 => 'Bonjour', f3 => 'PL/Perl' }
      ];
$$  LANGUAGE plperl;

SELECT * FROM perl_set();
```

Si vous souhaitez utiliser le pragma `strict` dans votre code, vous avez plusieurs options. Pour une utilisation temporaire globale vous pouvez positionner (`SET`) `plperl.use_strict` à « true ». Ce paramètre affectera les compilations suivantes de fonctions PL/Perl, mais pas les fonctions déjà compilées dans la session en cours. Pour une utilisation globale permanente, vous pouvez positionner `plperl.use_strict` à « true » dans le fichier `postgresql.conf`.

Pour une utilisation permanente dans des fonctions spécifiques, vous pouvez simplement placer:

```
use strict;
```

en haut du corps de la fonction.

Le pragma `feature` est aussi disponible avec `use` si votre version de Perl est 5.10.0 ou supérieur.

45.2. Valeurs en PL/Perl

Les valeurs des arguments fournis au code d'une fonction PL/Perl sont simplement les arguments d'entrée convertis en tant que texte (comme s'ils avaient été affichés par une commande `SELECT`). Inversement, les commandes `return` et `return_next` accepterons toute chaîne qui a un format d'entrée acceptable pour le type de retour déclaré de la fonction.

45.3. Fonction incluses

45.3.1. Accès à la base de données depuis PL/Perl

L'accès à la base de données à l'intérieur de vos fonctions écrites en Perl peut se faire à partir des fonctions suivantes :

`spi_exec_query(`*`query`* `[,` *`limit`*`])`

`spi_exec_query` exécute une commande SQL et renvoie l'ensemble complet de la ligne comme une référence à un table de références hachées. Si *`limit`* est indiqué et est supérieur à zéro, alors `spi_exec_query` récupère au plus *`limit`* lignes, tout comme si la requête avait une clause `LIMIT`. Omettre *`limit`* ou indiquer 0 fait disparaître la limite de lignes.

Vous ne devez utiliser cette commande que lorsque vous savez que l'ensemble de résultat sera relativement petit. Voici un exemple d'une requête (commande `SELECT`) avec le nombre optionnel maximum de lignes :

```
$rv = spi_exec_query('SELECT * FROM ma_table', 5);
```

Ceci entrevoit cinq lignes au maximum de la table `ma_table`. Si `ma_table` a une colonne `ma_colonne`, vous obtenez la valeur de la ligne `$i` du résultat de cette façon :

```
$foo = $rv->{rows}[$i]->{ma_colonne};
```

Le nombre total des lignes renvoyées d'une requête `SELECT` peut être accédé de cette façon :

```
$nrows = $rv->{processed}
```

Voici un exemple en utilisant un type de commande différent :

```
$query = "INSERT INTO ma_table VALUES (1, 'test')";
$rv = spi_exec_query($query);
```

Ensuite, vous pouvez accéder au statut de la commande (c'est-à-dire, `SPI_OK_INSERT`) de cette façon :

```
$res = $rv->{status};
```

Pour obtenir le nombre de lignes affectées, exécutez :

```
$nrows = $rv->{processed};
```

Voici un exemple complet :

```
CREATE TABLE test (
    i int,
    v varchar
    );

INSERT INTO test (i, v) VALUES (1, 'première ligne');
INSERT INTO test (i, v) VALUES (2, 'deuxième ligne');
INSERT INTO test (i, v) VALUES (3, 'troisième ligne');
INSERT INTO test (i, v) VALUES (4, 'immortel');

CREATE OR REPLACE FUNCTION test_munge() RETURNS SETOF test AS $$
    my $rv = spi_exec_query('select i, v from test;');
    my $status = $rv->{status};
    my $nrows = $rv->{processed};
    foreach my $rn (0 .. $nrows - 1) {
        my $row = $rv->{rows}[$rn];
        $row->{i} += 200 if defined($row->{i});
        $row->{v} =~ tr/A-Za-z/a-zA-Z/ if (defined($row->{v}));
        return_next($row);
    }
    return undef;
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT * FROM test_munge();
```

```
spi_query(command)
spi_fetchrow(cursor)
spi_cursor_close(cursor)
```

spi_query et spi_fetchrow fonctionnent ensemble comme une paire d'ensembles de lignes pouvant être assez importants ou pour les cas où vous souhaitez renvoyer les lignes dès qu'elles arrivent. spi_fetchrow fonctionne *seulement* avec spi_query. L'exemple suivant illustre comment vous les utilisez ensemble :

```
CREATE TYPE foo_type AS (the_num INTEGER, the_text TEXT);

CREATE OR REPLACE FUNCTION lotsa_md5 (INTEGER) RETURNS SETOF
 foo_type AS $$
    use Digest::MD5 qw(md5_hex);
    my $file = '/usr/share/dict/words';
    my $t = localtime;
    elog(NOTICE, "opening file $file at $t" );
    open my $fh, '<', $file # ooh, it's a file access!
        or elog(ERROR, "cannot open $file for reading: $!");
    my @words = <$fh>;
    close $fh;
    $t = localtime;
    elog(NOTICE, "closed file $file at $t");
    chomp(@words);
    my $row;
    my $sth = spi_query("SELECT * FROM generate_series(1,$_[0])
 AS b(a)");
    while (defined ($row = spi_fetchrow($sth))) {
        return_next({
            the_num => $row->{a},
            the_text => md5_hex($words[rand @words])
        });
    }
    return;
$$ LANGUAGE plperlu;

SELECT * from lotsa_md5(500);
```

Habituellement, spi_fetchrow devra être répété jusqu'à ce qu'il renvoie undef, indiquant qu'il n'y a plus de lignes à lire. Le curseur renvoyé par spi_query est automatiquement libéré quand spi_fetchrow renvoie undef. Si vous ne souhaitez pas lire toutes les lignes, appelez à la place spi_cursor_close pour libérer le curseur. Un échec ici résultera en des pertes mémoire.

```
spi_prepare(command, argument types)
spi_query_prepared(plan, arguments)
spi_exec_prepared(plan [, attributes], arguments)
spi_freeplan(plan)
```

spi_prepare, spi_query_prepared, spi_exec_prepared et spi_freeplan implémentent la même fonctionnalité, mais pour des requêtes préparées. spi_prepare accepte une chaîne pour la requête avec des arguments numérotés ($1, $2, etc) et une liste de chaînes indiquant le type des arguments :

```
$plan = spi_prepare('SELECT * FROM test WHERE id > $1 AND name =
 $2', 'INTEGER', 'TEXT');
```

Une fois qu'un plan est préparé suite à un appel à `spi_prepare`, le plan peut être utilisé à la place de la requête, soit dans `spi_exec_prepared`, où le résultat est identique à celui renvoyé par `spi_exec_query`, soit dans `spi_query_prepared` qui renvoit un curseur exactement comme le fait `spi_query`, qui peut ensuite être passé à `spi_fetchrow`. Le deuxième paramètre, optionnel, de `spi_exec_prepared` est une référence hachée des attributs ; le seul attribut actuellement supporté est `limit`, qui configure le nombre maximum de lignes renvoyées par une requête. Omettre `limit` ou le configurer à zéro fait qu'il n'y a pas de limite de lignes.

L'avantage des requêtes préparées est que cela rend possible l'utilisation d'un plan préparé par plusieurs exécutions de la requête. Une fois que le plan n'est plus utile, il peut être libéré avec `spi_freeplan` :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION init() RETURNS VOID AS $$
        $_SHARED{my_plan} = spi_prepare( 'SELECT (now() +
 $1)::date AS now', 'INTERVAL');
$$ LANGUAGE plperl;

CREATE OR REPLACE FUNCTION add_time( INTERVAL ) RETURNS TEXT AS
 $$
        return spi_exec_prepared(
                $_SHARED{my_plan},
                $_[0]
        )->{rows}->[0]->{now};
$$ LANGUAGE plperl;

CREATE OR REPLACE FUNCTION done() RETURNS VOID AS $$
        spi_freeplan( $_SHARED{my_plan});
        undef $_SHARED{my_plan};
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT init();
SELECT add_time('1 day'), add_time('2 days'), add_time('3
 days');
SELECT done();

  add_time  |  add_time  |  add_time
------------+------------+------------
 2005-12-10 | 2005-12-11 | 2005-12-12
```

Notez que l'indice du paramètre dans `spi_prepare` est défini via $1, $2, $3, etc, donc évitez de déclarer des chaînes de requêtes qui pourraient aisément amener des bogues difficiles à trouver et corriger.

Cet autre exemple illustre l'utilisation d'un paramètre optionnel avec `spi_exec_prepared` :

```
CREATE TABLE hosts AS SELECT id, ('192.168.1.'||id)::inet AS
 address FROM generate_series(1,3) AS id;

CREATE OR REPLACE FUNCTION init_hosts_query() RETURNS VOID AS $$
        $_SHARED{plan} = spi_prepare('SELECT * FROM hosts WHERE
 address << $1', 'inet');
$$ LANGUAGE plperl;

CREATE OR REPLACE FUNCTION query_hosts(inet) RETURNS SETOF hosts
 AS $$
```

```
        return spi_exec_prepared(
                $_SHARED{plan},
                {limit => 2},
                $_[0]
        )->{rows};
$$ LANGUAGE plperl;

CREATE OR REPLACE FUNCTION release_hosts_query() RETURNS VOID AS
 $$
        spi_freeplan($_SHARED{plan});
        undef $_SHARED{plan};
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT init_hosts_query();
SELECT query_hosts('192.168.1.0/30');
SELECT release_hosts_query();

    query_hosts
-----------------
 (1,192.168.1.1)
 (2,192.168.1.2)
(2 rows)
```

`spi_commit()`
`spi_rollback()`

Valide ou annule la transaction en cours. Ceci peut seulement être appelé dans une procédure ou un code de bloc anonyme (commande `DO`) appelé au plus haut niveau. (Notez qu'il n'est pas possible d'exécuter les commandes SQL `COMMIT` ou `ROLLBACK` via `spi_exec_query` ou similaire. Cela doit se faire en utilisant ces fonctions.) À la fin d'une transaction, une nouvelle transaction est automatiquement démarrée, donc il n'y a pas de fonction séparée pour cela.

En voici un exemple :

```
CREATE PROCEDURE transaction_test1()
LANGUAGE plperl
AS $$
foreach my $i (0..9) {
    spi_exec_query("INSERT INTO test1 (a) VALUES ($i)");
    if ($i % 2 == 0) {
        spi_commit();
    } else {
        spi_rollback();
    }
}
$$;

CALL transaction_test1();
```

45.3.2. Fonctions utiles en PL/Perl

`elog(`*`level`*`, `*`msg`*`)`

Produit un message de trace ou d'erreur. Les niveaux possibles sont `DEBUG`, `LOG`, `INFO`, `NOTICE`, `WARNING` et `ERROR`. `ERROR` lève une condition d'erreur ; si elle n'est pas récupérée

par le code Perl l'entourant, l'erreur se propage à l'extérieur de la requête appelante, causant l'annulation de la transaction ou sous-transaction en cours. Ceci est en fait identique à la commande `die` de Perl. Les autres niveaux génèrent seulement des messages de niveaux de priorité différents. Le fait que les messages d'un niveau de priorité particulier soient rapportés au client, écrit dans les journaux du serveur, voire les deux, est contrôlé par les variables de configuration log_min_messages et client_min_messages. Voir le Chapitre 19 pour plus d'informations.

`quote_literal(`*`string`*`)`

Retourne la chaîne donnée convenablement placé entre simple guillemets pour être utilisée comme une chaîne littérale au sein d'une chaîne représentant un ordre SQL. Les simples guillemets et antislashes de la chaîne sont correctement doublés Notez que `quote_literal` retourne undef avec une entrée undef ; si l'argument peut être undef, `quote_nullable` est souvent plus approprié.

`quote_nullable(`*`string`*`)`

Retourne la chaîne donnée convenablement placé entre simple guillemets pour être utilisée comme une chaîne littérale au sein d'une chaîne représentant un ordre SQL. Si l'argument d'entrée est undef, retourne la chaîne "NULL" sans simple guillemet. Les simples guillemets et antislashes de la chaîne sont correctement doublés

`quote_ident(`*`string`*`)`

Retourne la chaîne donnée convenablement placé entre guillemets pour être utilisée comme un identifiant au sein d'une chaîne représentant un ordre SQL. Les guillemets sont ajoutées seulement si cela est nécessaire (i.e. si la chaîne contient des caractères non-identifiant ou est en majuscule). Les guillemets de la chaîne seront convenablement doublés.

`decode_bytea(`*`string`*`)`

Retourne les données binaires non échappé représentées par le contenu de la chaîne donnée, qui doit être encodé au format `bytea`.

`encode_bytea(`*`string`*`)`

Retourne sous la forme d'un `bytea` le contenu binaire dans la chaîne passé en argument.

`encode_array_literal(`*`array`*`)`
`encode_array_literal(`*`array, delimiter`*`)`

Retourne le contenu de tableau passé par référence sous forme d'une chaîne littérale. (voir Section 8.15.2). Retourne la valeur de l'argument non altérée si ce n'est pas une référence à un tableau. Le délimiteur utilisé entre les éléments du tableau sous forme littérale sera par défaut "`,` " si aucun délimiteur n'est spécifié ou s'il est undef.

`encode_typed_literal(`*`value, typename`*`)`

Convertit une variable Perl en une valeur du type de données passé en second argument et renvoie une représentation de type chaîne pour cette valeur. Gère correctement les tableaux imbriqués et les valeurs de types composites.

`encode_array_constructor(`*`array`*`)`

Retourne le contenu de tableau passé par référence sous forme d'une chaîne permettant de construire un tableau en SQL. (voir Section 4.2.12). Chaque élément est entouré de simple guillemets par `quote_nullable`. Retourne la valeur de l'argument, entouré de simple guillemets par `quote_nullable`, si ce n'est pas une référence à un tableau.

`looks_like_number(`*`string`*`)`

Retourne une valeur vraie si le contenu de la chaîne passée ressemble à un nombre, selon l'interprétation de Perl, et faux dans le cas contraire. Retourne undef si undef est passé en argument. Tout espace en début et fin de chaîne sont ignorés. `Inf` et `Infinity` sont vu comme des nombres.

`is_array_ref(`*`argument`*`)`

Renvoie une valeur true si l'argument donné peut être traité comme une référence de tableau, c'est-à-dire si la référence de l'argument est ARRAY ou `PostgreSQL::InServer::ARRAY`. Renvoie false sinon.

45.4. Valeurs globales dans PL/Perl

Vous pouvez utiliser le hachage global %_SHARED pour stocker les données, incluant les références de code, entre les appels de fonction pour la durée de vie de la session en cours.

Voici un exemple simple pour des données partagées :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION set_var(name text, val text) RETURNS
 text AS $$
if ($_SHARED{$_[0]} = $_[1]) {
      return 'ok';
} else {
      return "Ne peux pas initialiser la variable partagée $_[0] à
 $_[1]";
}
$$ LANGUAGE plperl;

CREATE OR REPLACE FUNCTION get_var(name text) RETURNS text AS $$
      return $_SHARED{$_[0]};
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT set_var('sample', 'Bonjour, PL/Perl ! Comment va ?');
SELECT get_var('sample');
```

Voici un exemple légèrement plus compliqué utilisant une référence de code :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION ma_fonction() RETURNS void AS $$
$_SHARED{myquote} = sub {
      my $arg = shift;
      $arg =~ s/(['\\])/\\$1/g;
      return "'$arg'";
      };
$$ LANGUAGE plperl;

SELECT ma_fonction(); /* initialise la fonction */

/* Initialise une fonction qui utilise la fonction quote */

CREATE OR REPLACE FUNCTION utilise_quote(TEXT) RETURNS text AS $$
      my $text_to_quote = shift;
      my $qfunc = $_SHARED{myquote};
      return &$qfunc($text_to_quote);
$$ LANGUAGE plperl;
```

(Vous pouviez avoir remplacé le code ci-dessus avec la seule ligne `return $_SHARED{myquote}->($_[0]);` au prix d'une mauvaise lisibilité.)

Pour des raisons de sécurité, PL/Perl exécute des fonctions appelées par un rôle SQL dans un interpréteur Perl séparé pour ce rôle. Ceci empêche l'interférence accidentelle ou malicieuse d'un utilisateur avec le comportement des fonctions PL/Perl d'un autre utilisateur. Chaque interpréteur a sa propre valeur de la variable `%_SHARED` et des autres états globaux. Du coup, deux fonctions PL/Perl partageront la même valeur de `%_SHARED` si et seulement si elles sont exécutées par le même rôle SQL. Dans une application où une session seule exécute du code sous plusieurs rôles SQL (via des fonctions `SECURITY DEFINER`, l'utilisation de `SET ROLE`, etc), vous pouvez avoir besoin de mettre en place des étapes explicites pour vous assurer que les fonctions PL/Perl peuvent partager des données `%_SHARED`. Pour cela, assurez-vous que les fonctions qui doivent communiquer ont pour propriétaire le même utilisateur et marquez les comme `SECURITY DEFINER`. Bien sûr, vous devez faire attention à ce que ces fonctions ne puissent pas être utilisées pour faire des choses qu'elles ne sont pas sensées faire.

45.5. Niveaux de confiance de PL/Perl

Normalement, PL/Perl est installé en tant que langage de programmation de « confiance », de nom `plperl`. Durant cette installation, certaines commandes Perl sont désactivées pour préserver la sécurité. En général, les commandes qui interagissent avec l'environnement sont restreintes. Cela inclut les commandes sur les descripteurs de fichiers, `require` et `use` (pour les modules externes). Il n'est pas possible d'accéder aux fonctions et variables internes du processus du serveur de base de données ou d'obtenir un accès au niveau du système d'exploitation avec les droits du processus serveur, tel qu'une fonction C peut le faire. Ainsi, n'importe quel utilisateur sans droits sur la base de données est autorisé à utiliser ce langage.

Voici l'exemple d'une fonction qui ne fonctionnera pas car les commandes système ne sont pas autorisées pour des raisons de sécurité :

```
CREATE FUNCTION badfunc() RETURNS integer AS $$
    my $tmpfile = "/tmp/badfile";
    open my $fh, '>', $tmpfile
        or elog(ERROR, qq{could not open the file "$tmpfile": $!});
    print $fh "Testing writing to a file\n";
    close $fh or elog(ERROR, qq{could not close the file
 "$tmpfile": $!});
    return 1;
$$ LANGUAGE plperl;
```

La création de cette fonction échouera car le validateur détectera l'utilisation par cette fonction d'une opération interdite.

Il est parfois souhaitable d'écrire des fonctions Perl qui ne sont pas restreintes. Par exemple, on peut souhaiter vouloir envoyer des courriers électroniques. Pour supporter ce cas de figure, PL/Perl peut aussi être installé comme un langage « douteux » (habituellement nommé PL/PerlU). Dans ce cas, la totalité du langage Perl est accessible. Lors de l'installation du langage, le nom du langage `plperlu` sélectionnera la version douteuse de PL/Perl.

Les auteurs des fonctions PL/PerlU doivent faire attention au fait que celles-ci ne puissent être utilisées pour faire quelque chose de non désiré car cela donnera la possibilité d'agir comme si l'on possédait les privilèges d'administrateur de la base de données. Il est à noter que le système de base de données ne permet qu'aux super-utilisateurs de créer des fonctions dans un langage douteux.

Si la fonction ci-dessus a été créée par un super-utilisateur en utilisant le langage `plperlu`, l'exécution de celle-ci réussira.

De la même façon, les blocs de procédure anonymes écris en perl peuvent utiliser les opérations restreintes si le langage est spécifié comme `plperlu` plutôt que `plperl`, mais l'appelant doit être un super-utilisateur.

> **Note**
>
> Bien que les fonctions PL/Perl s'exécutent dans un interpréteur Perl séparé pour chaque rôle SQL, toutes les fonctions PL/PerlU exécutées dans la même session utilisent un seul interpréteur Perl (qui n'est pas un de ceux utilisés par les fonctions PL/Perl). Ceci permet aux fonctions PL/PerlU de partager librement des données, mais aucune communication ne peut survenir entre des fonctions PL/Perl et PL/PerlU.

> **Note**
>
> Perl ne peut pas supporter plusieurs interpréteurs à l'intérieur d'un seul processus sauf s'il a été construit avec les bonnes options, soit `usemultiplicity` soit `useithreads`. (`usemultiplicity` est préféré sauf si vous avez besoin d'utiliser des threads. Pour plus de détails, voir la page de manuel de perlembed.) Si PL/Perl est utilisé avec une copie de Perl qui n'a pas été construite de cette façon, alors seul un interpréteur Perl par session sera disponible, et donc une session ne pourra exécuter soit que des fonctions PL/PerlU, soit que des fonctions PL/Perl qui sont appelées par le même rôle SQL.

45.6. Déclencheurs PL/Perl

PL/Perl peut être utilisé pour écrire des fonctions pour déclencheurs. Dans une fonction déclencheur, la référence hachée `$_TD` contient des informations sur l'événement du déclencheur en cours. `$_TD` est une variable globale qui obtient une valeur locale séparée à chaque appel du déclencheur. Les champs de la référence de hachage `$_TD` sont :

`$_TD->{new}{foo}`

Valeur `NEW` de la colonne `foo`

`$_TD->{old}{foo}`

Valeur `OLD` de la colonne `foo`

`$_TD->{name}`

Nom du déclencheur appelé

`$_TD->{event}`

Événement du déclencheur : `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`, `TRUNCATE`, `INSTEAD OF` ou `UNKNOWN`

`$_TD->{when}`

Quand le déclencheur a été appelé : `BEFORE` (avant), `AFTER` (après) ou `UNKNOWN` (inconnu)

`$_TD->{level}`

Le niveau du déclencheur : `ROW` (ligne), `STATEMENT` (instruction) ou `UNKNOWN` (inconnu)

`$_TD->{relid}`

L'OID de la table sur lequel le déclencheur a été exécuté

`$_TD->{table_name}`

Nom de la table sur lequel le déclencheur a été exécuté

`$_TD->{relname}`

Nom de la table sur lequel le déclencheur a été exécuté. Elle est obsolète et pourrait être supprimée dans une prochaine version. Utilisez $_TD->{table_name} à la place.

`$_TD->{table_schema}`

Nom du schéma sur lequel le déclencheur a été exécuté.

`$_TD->{argc}`

Nombre d'arguments de la fonction déclencheur

`@{$_TD->{args}}`

Arguments de la fonction déclencheur. N'existe pas si `$_TD->{argc}` vaut 0.

Les déclencheurs niveau ligne peuvent renvoyer un des éléments suivants :

`return;`

Exécute l'opération

`"SKIP"`

N'exécute pas l'opération

`"MODIFY"`

Indique que la ligne `NEW` a été modifiée par la fonction déclencheur

Voici un exemple d'une fonction déclencheur illustrant certains points ci-dessus :

```
CREATE TABLE test (
    i int,
    v varchar
);

CREATE OR REPLACE FUNCTION valid_id() RETURNS trigger AS $$
    if (($_TD->{new}{i} >= 100) || ($_TD->{new}{i} <= 0)) {
        return "SKIP";    # passe la commande INSERT/UPDATE
    } elsif ($_TD->{new}{v} ne "immortal") {
        $_TD->{new}{v} .= "(modified by trigger)";
        return "MODIFY";  # modifie la ligne et exécute la commande
 INSERT/UPDATE
    } else {
        return;           # exécute la commande INSERT/UPDATE
    }
$$ LANGUAGE plperl;

CREATE TRIGGER test_valid_id_trig
    BEFORE INSERT OR UPDATE ON test
    FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION valid_id();
```

45.7. Triggers sur événements avec PL/Perl

PL/Perl peut être utilisé pour écrire des fonctions trigger sur événement. Dans ce type de fonctions, la référence hachée `$_TD` contient des informations sur l'événement du trigger. `$_TD` est une variable globale, qui obtient une valeur locale séparée à chaque invocation du trigger. Les champs disponibles via `$_TD` sont :

`$_TD->{event}`

Le nom de l'événement pour lequel le trigger a été déclenché.

`$_TD->{tag}`

La balise de la commande pour laquelle le trigger a été déclenché.

Le code de retour de la fonction trigger est ignoré.

Voici un exemple de fonction trigger sur événement, illustrant certaines des informations ci-dessus :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION perlsnitch() RETURNS event_trigger AS $$
  elog(NOTICE, "perlsnitch: " . $_TD->{event} . " " . $_TD->{tag} .
 " ");
$$ LANGUAGE plperl;

CREATE EVENT TRIGGER perl_a_snitch
    ON ddl_command_start
    EXECUTE FUNCTION perlsnitch();
```

45.8. PL/Perl sous le capot

45.8.1. Configuration

Cette section liste les paramètres de configuration de PL/Perl.

`plperl.on_init` (`string`)

Spécifie un code perl à exécuter lorsque l'interpréteur Perl est initialisé pour la première fois et avant qu'il soit spécialisé pour être utilisé par `plperl` ou `plperlu`. Les fonction SPI ne sont pas disponible lorsque ce code est exécuté. Si le code lève une erreur, il interrompra l'initialisation de l'interpréteur et la propagera à la requête originale, provoquant ainsi l'annulation de la transaction ou sous-transaction courante.

Le code Perl est limité à une seule ligne. Un code plus long peut être placé dans un module et chargé par `on_init`. Exemples:

```
plperl.on_init = 'require "plperlinit.pl"'
plperl.on_init = 'use lib "/my/app"; use MyApp::PgInit;'
```

Tous les modules chargés par `plperl.on_init`, directement ou indirectement, seront disponibles depuis `plperl`. Cela entraîne un problème de sécurité potentiel. Pour consulter la liste des modules chargés, vous pouvez utiliser :

```
DO 'elog(WARNING, join ", ", sort keys %INC)' LANGUAGE plperl;
```

L'initialisation aura lieu au sein du postmaster si la librairie `plperl` est incluse dans le paramètre shared_preload_libraries), auquel cas une plus grande attention doit être portée au risque de déstabiliser ce dernier. La raison principale d'utilisation de cette fonctionnalité est que les modules Perl chargés par `plperl.on_init` doivent être chargés seulement au démarrage de postmaster, et seront instantanément disponible sans surcoût dans chaque session individuelle. Néanmoins, gardez en tête que la surcharge est seulement évitée pour le premier interpréteur Perl utilisé par

une session de base de données -- soit PL/PerlU, soit PL/Perl pour le premier rôle SQL qui appelle une fonction PL/Perl. Tout interpréteur Perl supplémentaire créé dans une session de base aura à exécuter `plperl.on_init`. De plus, sur Windows, il n'y aura aucun gain avec le préchargement car l'interpréteur Perl créé par le processus postmaster ne se propage pas aux processus fils.

Ce paramètre ne peut être positionné que dans le fichier `postgresql.conf` ou depuis la ligne de commande de démarrage du serveur.

`plperl.on_plperl_init` (`string`)
`plperl.on_plperlu_init` (`string`)

Ces paramètres spécifient le code Perl à exécuter quand un interpréteur Perl est spécialisé respectivement pour `plperl` ou `plperlu`. Ceci n'arrivera que quand une fonction PL/Perl ou PL/PerlU est exécutée la première fois dans une session de base de données, ou quand un interpréteur supplémentaire doit être créé parce que l'autre langage a été appelé ou parce qu'une fonction PL/Perl a été appelée par un nouveau rôle SQL. Ceci suit toute initialisation réalisée par `plperl.on_init`. Les fonctions SPI ne sont pas disponibles quand ce code est exécuté. Le code Perl dans `plperl.on_plperl_init` est exécuté après le « verrouillage » de l'interpréteur, et donc il peut seulement réaliser des opérations de confiance.

Si le code lève une erreur, il interrompra l'initialisation et la propagera à la requête originale, provoquant ainsi l'annulation de la transaction ou sous-transaction courante. Toute action déjà réalisée dans Perl ne sera pas défaite ; néanmoins, cet interpréteur ne sera plus utilisé de nouveau. Si le langage est utilisé de nouveau, l'initialisation sera tentée de nouveau avec un nouvel interpréteur Perl.

Seuls les superutilisateurs peuvent modifier ces paramètres. Bien que ces paramètres peuvent être modifiés dans une session, de tels changements n'affecteront pas les interpréteurs Perl qui ont déjà été utilisés pour exécuter des fonctions.

`plperl.use_strict` (`boolean`)

Lorsqu'il est positionné à « true », les compilations des fonction PL/Perl suivantes auront le pragma `strict` activé. Ce paramètre n'affecte pas les fonctions déjà compilées au sein de la session courante.

45.8.2. Limitations et fonctionnalités absentes

Les fonctionnalités suivantes ne sont actuellement pas implémentées dans PL/Perl, mais peuvent faire l'objet de contributions généreuses de votre part.

- Les fonctions PL/Perl ne peuvent pas s'appeler entre elles.
- SPI n'est pas complètement implémenté.
- Si vous récupérez des ensembles de données très importants en utilisant `spi_exec_query`, vous devez être conscient qu'ils iront tous en mémoire. Vous pouvez l'éviter en utilisant `spi_query`/`spi_fetchrow` comme montré précédemment.

  Un problème similaire survient si une fonction renvoyant un ensemble passe un gros ensemble de lignes à PostgreSQL via `return`. Vous pouvez l'éviter aussi en utilisant à la place `return_next` pour chaque ligne renvoyée, comme indiqué précédemment.
- Lorsqu'une session se termine normalement, et pas à cause d'une erreur fatale, tous les blocs `END` qui ont été définis sont exécutés. Actuellement, aucune autre action ne sont réalisées. Spécifiquement, les descripteurs de fichiers ne sont pas vidés automatiquement et les objets ne sont pas détruits automatiquement.

Chapitre 46. PL/Python - Langage de procédures Python

Le langage de procédures PL/Python permet l'écriture de fonctions et de procédures PostgreSQL avec le langage Python[1] (mais voir aussi Section 46.1).

Pour installer PL/Python dans une base de données particulières, utilisez `CREATE EXTENSION plpythonu`.

> **Astuce**
>
> Si un langage est installé dans `template1`, toutes les bases nouvellement créées se verront installées ce langage automatiquement.

PL/Python est seulement disponible en tant que langage « sans confiance », ceci signifiant qu'il n'offre aucun moyen de restreindre ce que les utilisateurs en font). Il a donc été renommé en `plpythonu`. La variante de confiance `plpython` pourrait être de nouveau disponible dans le futur, si un nouveau mécanisme sécurisé d'exécution est développé dans Python. Le codeur d'une fonction dans PL/Python sans confiance doit faire attention à ce que cette fonction ne puisse pas être utilisée pour réaliser quelque chose qui n'est pas prévue car il sera possible de faire tout ce que peut faire un utilisateur connecté en tant qu'administrateur de la base de données. Seuls les superutilisateurs peuvent créer des fonctions dans des langages sans confiance comme `plpythonu`.

> **Note**
>
> Les utilisateurs des paquets sources doivent activer spécifiquement la construction de PL/Python lors des étapes d'installation (référez-vous aux instructions d'installation pour plus d'informations). Les utilisateurs de paquets binaires pourront trouver PL/Python dans un paquet séparé.

46.1. Python 2 et Python 3

PL/Python accepte à la fois les versions 2 et 3 de Python. (Les instructions d'installation de PostgreSQL peuvent contenir des informations plus précises sur les versions mineures précisément supportées de Python.) Comme les variantes Python 2 et Python 3 sont incompatibles pour certaines parties très importantes, le schéma de nommage et de transition suivant est utilisé par PL/Python pour éviter de les mixer :

- Le langage PostgreSQL nommé `plpython2u` implémente PL/Python sur la variante Python 2 du langage.
- Le langage PostgreSQL nommé `plpython3u` implémente PL/Python sur la variante Python 3 du langage.
- Le langage nommé `plpythonu` implémente PL/Python suivant la variante par défaut du langage Python, qui est actuellement Python 2. (Cette valeur par défaut est indépendante de ce que toute installation locale de Python qui pourrait être considérée comme la valeur par « défaut », par exemple ce que pourrait être `/usr/bin/python`.) La valeur par défaut sera probablement changée avec Python 3 dans une prochaine version de PostgreSQL, suivant les progrès de la migration à Python 3 dans la communauté Python.

[1] https://www.python.org

Cela est analogue aux recommendations de PEP 394[2] au regard des nommages et transitions des commandes `python`.

Cela dépend de la configuration lors de la compilation ou des paquets installés si PL/Python pour Python 2 ou Python 3 ou les deux sont disponibles.

> **Astuce**
>
> La variante construite dépend de la version de Python trouvée pendant l'installation ou de la version sélectionnée explicitement en configurant la variable d'environnement `PYTHON` ; voir Section 16.4. Pour que les deux variantes de PL/Python soient disponibles sur une installation, le répertoire des sources doit être configuré et construit deux fois.

Ceci a pour résultat la stratégie suivante d'utilisation et de migration :

- Les utilisateurs existants et ceux qui ne sont pas actuellement intéressés par Python 3 utilisent le nom `plpythonu` et n'ont rien à changer pour l'instant. Il est recommandé de « s'assurer » graduellement de migrer le code vers Python 2.6/2.7 pour simplifier une migration éventuelle vers Python 3.

  En pratique, beaucoup de fonctions PL/Python seront migrées à Python 3 avec peu, voire par du tout, de modifications.

- Les utilisateurs sachant d'avance qu'ils ont du code reposant massivement sur Python 2 et ne planifient pas de changer peuvent utiliser le nom `plpython2u`. Cela continuera de fonctionner, y compris dans un futur lointain, jusqu'à ce que le support de Python 2 soit complètement supprimée de PostgreSQL.

- Les utilisateurs qui veulent utiliser Python 3 peuvent utiliser le nom `plpython3u`, qui continuera à fonctionner en permanence avec les standards actuels. Dans le futur, quand Python 3 deviendra la version par défaut du langage, ils pourront supprimer le chiffre « 3 », principalement pour des raisons esthétiques.

- Les intrépides qui veulent construire un système d'exploitation utilisant seulement Python-3, peuvent modifier le contenu de `pg_pltemplate` pour rendre `plpythonu` équivalent à `plpython3u`, en gardant en tête que cela rend leur installation incompatible avec la majorité de ce qui existe dans ce monde.

Voir aussi le document What's New In Python 3.0[3] pour plus d'informations sur le portage vers Python 3.

Il n'est pas permis d'utiliser PL/Python basé sur Python 2 et PL/Python basé sur Python 3 dans la même session car les symbôles dans les modules dynamiques entreraient en conflit, ce qui pourrait résulter en des arrêts brutaux du processus serveur PostgreSQL. Une vérification est ajoutée pour empêcher ce mélange de versions majeures Python dans une même session. Cette vérification aura pour effet d'annuler la session si une différence est détectée. Néanmoins, il est possible d'utiliser les deux variantes de PL/Python dans une même base de données à condition que ce soit dans des sessions séparées.

46.2. Fonctions PL/Python

Les fonctions PL/Python sont déclarées via la syntaxe standard CREATE FUNCTION :

```
CREATE FUNCTION nom_fonction (liste-arguments)
  RETURNS return-type
AS $$
```

[2] https://www.python.org/dev/peps/pep-0394/
[3] https://docs.python.org/3/whatsnew/3.0.html

```
  # corps de la fonction PL/Python
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Le corps d'une fonction est tout simplement un script Python. Quand la fonction est appelée, ses arguments sont passés au script Python comme des éléments de la liste `args` ; les arguments nommés sont en plus passés comme des variables ordinaires. L'utilisation des arguments nommés est beaucoup plus lisible. Le résultat est renvoyé par le code Python de la façon habituelle, avec `return` ou `yield` (dans le cas d'une instruction avec un ensemble de résultats). Si vous ne fournissez pas une valeur de retour, Python renvoie la valeur par défaut `None`. PL/Python traduit la valeur `None` de Python comme une valeur NULL SQL. Dans une procédure, le résultat d'un code Python doit être `None` (typiquement réalisé en terminant la procédure sans instruction `return` ou en utilisant une instruction `return` sans argument) ; sinon une erreur sera levée.

Par exemple, une fonction renvoyant le plus grand de deux entiers peut être définie ainsi :

```
CREATE FUNCTION pymax (a integer, b integer)
  RETURNS integer
AS $$
  if a > b:
    return a
  return b
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Le code Python donné comme corps de la définition de fonction est transformé en fonction Python. Par exemple, le code ci-dessus devient :

```
def __plpython_procedure_pymax_23456():
  if a > b:
    return a
  return b
```

en supposant que 23456 est l'OID affecté à la fonction par PostgreSQL.

Les arguments sont définis comme des variables globales. Conséquence subtile des règles sur la portée de variables dans Python, il n'est pas possible de réaffecter une variable à l'intérieur d'une fonction en conservant son nom, sauf si elle est préalablement déclarée comme globale à l'intérieur du bloc. Ainsi, l'exemple suivant ne fonctionnera pas :

```
CREATE FUNCTION pystrip(x text)
  RETURNS text
AS $$
  x = x.strip()  # error
  return x
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

car affecter la variable `x` la transforme en variable locale pour ce bloc et que, par conséquent, la variable `x` de l'expression de droite fait référence à une variable locale `x` non encore définie, et non pas au paramètre de la fonction PL/Python. L'utilisation du mot-clé `global` permet de résoudre le problème :

```
CREATE FUNCTION pystrip(x text)
  RETURNS text
AS $$
  global x
```

```
  x = x.strip()  # ok now
  return x
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Cependant, il vaut mieux ne pas trop s'appuyer sur ce détail d'implémentation de PL/Python. Il est préférable de traiter les paramètres de fonction comme étant en lecture seule.

46.3. Valeur des données avec PL/Python

De manière générale, le but de PL/Python est de fournir une relation « naturelle » entre PostgreSQL et le monde Python. Ces règles relationelles sont décrites ci-dessous.

46.3.1. Type de données

Quand une procédure stockée PL/python est appelée, les paramètres de la fonction sont convertis de leur type de données PostgreSQL vers un type correspondant en Python :

- Le type `boolean` PostgreSQL est converti en `bool` Python.
- Les types `smallint` et `int` de PostgreSQL sont convertis en `int` Python. Les types `bigint` et `oid` PostgreSQL sont convertis en `long` pour Python 2 et en `int` pour Python 3.
- Les types PostgreSQL `real` et `double` sont convertis vers le type Python `float`.
- Le type PostgreSQL `numeric` est converti vers le type Python `Decimal`. Ce type est importé à partir du paquet `cdecimal` s'il est disponible. Dans le cas contraire, `decimal.Decimal` est utilisé à partir de la bibliothèque standard. `cdecimal` est bien plus performant que `decimal`. Néanmoins, avec Python 3.3 et les versions ultérieures, `cdecimal` a été intégré dans la bibliothèque standard sous le nom de `decimal`, donc la différence n'est plus valide.
- Le `bytea` PostgreSQL est converti en `str` pour Python 2 et en `bytes` pour Python 3. Avec Python 2, la chaîne devrait être traitée comme une séquence d'octets sans encodage.
- Tous les autres types de données, y compris les chaînes de caractères PostgreSQL, sont convertis en `str` Python. En Python 2, ces chaînes auront le même encodage de caractères que le serveur. En Python 3, ce seront des chaînes Unicode comme les autres.
- Pour les données non scalaires, voir ci-dessous.

Quand une fonction PL/python renvoie des données, la valeur de retour est convertie en type de données PostgreSQL comme suit:

- Quand le type de la valeur PostgreSQL renvoyée est `boolean`, la valeur de retour sera évaluée en fonction des règles *Python*. Ainsi, les 0 et les chaines vides sont fausses, mais la valeur `'f'` est vraie.
- Quand le type de la valeur PostgreSQL renvoyée est `bytea`, la valeur de retour sera convertie en chaine de caractères (Python 2) ou en octets (Python 3) en utilisant les mécanismes Python correspondants, le résultat étant ensuite converti en `bytea`.
- Pour tous les autres types de données renvoyées, la valeur de retour est convertie en une chaîne de caractère en utilisant la fonction Python interne `str`, et le résultat est passé à la fonction d'entrée du type de données PostgreSQL. (si la valeur Python est un flottant, il est converti en utilisant la fonction interne `repr` au lieu de `str`, pour éviter la perte de précision.)

  Les chaines de caractères en Python 2 doivent être transmises dans le même encodage que celui du serveur PostgreSQL. Les chaines invalides dans l'encodage du serveur entraineront la levée d'une erreur, mais toutes les erreurs d'encodage ne sont pas détectées, ce qui peut aboutir à une corruption des données lorsque ces règles ne sont pas respectées. Les chaines Unicode sont automatiquement

converties dans le bon encodage, il est donc plus prudent de les utiliser. Dans Python 3, toutes les chaines sont en Unicode.

- Pour les données non scalaires, voire ci dessous.

Notez que les erreurs logiques entre le type de retour déclaré dans PostgreSQL et le type de l'objet Python renvoyé ne sont pas détectées. La valeur sera convertie dans tous les cas.

46.3.2. Null, None

Si une valeur SQL NULL est passée à une fonction, la valeur de l'argument apparaîtra comme `None` au niveau de Python. Par exemple, la définition de la fonction `pymax` indiquée dans Section 46.2 renverra la mauvaise réponse pour des entrées NULL. Nous pouvons jouer `STRICT` à la définition de la fonction pour faire en sorte que PostgreSQL fasse quelque-chose de plus raisonnable : si une valeur NULL est passée, la fonction ne sera pas appelée du tout mais renverra juste un résultat NULL automatiquement. Sinon, vous pouver vérifier les entrées NULL dans le corps de la fonction :

```
CREATE FUNCTION pymax (a integer, b integer)
  RETURNS integer
AS $$
  if (a is None) or (b is None):
    return None
  if a > b:
    return a
  return b
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Comme montré ci-dessus, pour renvoyer une valeur SQL NULL à partir d'une fonction PL/Python, renvoyez la valeur `None`. Ceci peut se faire que la fonction soit stricte ou non.

46.3.3. Tableaux, Listes

Les valeurs de type tableaux SQL sont passées via PL/Python comme des listes Python. Pour renvoyer une valeur de type tableau SQL par une fonction PL/Python, renvoyez une liste Python :

```
CREATE FUNCTION return_arr()
  RETURNS int[]
AS $$
return [1, 2, 3, 4, 5]
$$ LANGUAGE plpythonu;

SELECT return_arr();
 return_arr
-------------
 {1,2,3,4,5}
(1 row)
```

Les tableaux multi-dimensionnels sont passé dans PL/Python en tant que listes Python imbriquées. Un tableau à 2 dimensions est une liste de liste, par exemple. Quand une fonction PL/Python renvoie un tableau SQL multi-dimensionnel, les listes internes doivent avoir la même taille à chaque niveau. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION test_type_conversion_array_int4(x int4[]) RETURNS
 int4[] AS $$
plpy.info(x, type(x))
```

```
return x
$$ LANGUAGE plpythonu;

SELECT * FROM test_type_conversion_array_int4(ARRAY[[1,2,3],
[4,5,6]]);
INFO:  ([[1, 2, 3], [4, 5, 6]], <type 'list'>)
 test_type_conversion_array_int4
---------------------------------
 {{1,2,3},{4,5,6}}
(1 row)
```

Les autres séquences Python, comme les tuples, sont également acceptées pour compatibilité descendante avec les versions 9.6 et inférieures de PostgreSQL, quand les tableaux multi-dimensionnels n'étaient pas supportés. Cependant, ils sont toujours traités comme des tableaux à une dimension, car ils sont ambigus avec les types composites. Pour la même raison, quand un type composite est utilisé dans un tableau multi-dimensionnel, il doit être représenté par un tuple, plutôt que par une liste.

Notez que, avec Python, les chaînes sont des séquences, ce qui peut avoir des effets indésirables qui peuvent être familiers aux codeurs Python :

```
CREATE FUNCTION return_str_arr()
  RETURNS varchar[]
AS $$
return "hello"
$$ LANGUAGE plpythonu;

SELECT return_str_arr();
 return_str_arr
----------------
 {h,e,l,l,o}
(1 row)
```

46.3.4. Types composites

Les arguments de type composite sont passés à la fonction via une correspondance Python. Les noms d'élément de la correspondance sont les noms d'attribut du type composite. Si un attribut a une valeur NULL dans la ligne traitée; il a la valeur NULL dans sa correspondance. Voici un exemple :

```
CREATE TABLE employe (
  nom text,
  salaire integer,
  age integer
);

CREATE FUNCTION trop_paye (e employe)
  RETURNS boolean
AS $$
  if e["salaire"] > 200000:
    return True
  if (e["age"] < 30) and (e["salaire"] > 100000):
    return True
  return False
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Il existe plusieurs façon de renvoyer une ligne ou des types composites à partir d'une fonction Python. Les exemples suivants supposent que nous avons :

```
CREATE TABLE valeur_nommee (
  nom   text,
  valeur  integer
);
```

ou

```
CREATE TYPE valeur_nommee AS (
  nom   text,
  valeur  integer
);
```

Une valeur composite peut être renvoyé comme :

Un type séquence (ligne ou liste), mais pas un ensemble parce que ce n'est pas indexable

Les objets séquences renvoyés doivent avoir le même nombre d'éléments que le type composite a de champs. L'élément d'index 0 est affecté au premier champ du type composite, 1 au second et ainsi de suite. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION cree_paire (nom text, valeur integer)
  RETURNS valeur_nommee
AS $$
  return ( nom, valeur )
  # ou autrement, en tant que liste : return [ nom, valeur ]
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Pour renvoyer NULL dans une colonne, insérez `None` à la position correspondante.

Quand un tableau de types composites est retourné, il ne peut pas être retourné comme une liste, car il est ambigu de savoir si la liste Python représente un type composite ou une autre dimension de tableau.

Correspondance (dictionnaire)

La valeur de chaque colonne du type résultat est récupérée à partir de la correspondance avec le nom de colonne comme clé. Exemple :

```
CREATE FUNCTION cree_paire (nom text, valeur integer)
  RETURNS valeur_nommee
AS $$
  return { "nom": nom, "valeur": valeur }
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Des paires clés/valeurs supplémentaires du dictionnaire sont ignorées. Les clés manquantes sont traitées comme des erreurs. Pour renvoyer NULL comme une colonne, insérez `None` avec le nom de la colonne correspondante comme clé.

Objet (tout objet fournissant la méthode `__getattr__`)

Ceci fonctionne de la même façon qu'une correspondance. Exemple :

```
CREATE FUNCTION cree_paire (nom text, valeur integer)
  RETURNS valeur_nommee
AS $$
```

```
    class valeur_nommee:
      def __init__ (self, n, v):
        self.nom = n
        self.valeur = v
    return valeur_nommee(nom, valeur)

    # ou simplement
    class nv: pass
    nv.nom = nom
    nv.valeur = valeur
    return nv
  $$ LANGUAGE plpythonu;
```

Les fonctions ayant des paramètres `OUT` sont aussi supportées. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION multiout_simple(OUT i integer, OUT j integer) AS $$
return (1, 2)
$$ LANGUAGE plpythonu;

SELECT * FROM multiout_simple();
```

Les paramètres en sortie de procédures sont renvoyés de la même façon. Par exemple :

```
CREATE PROCEDURE python_triple(INOUT a integer, INOUT b integer) AS
 $$
return (a * 3, b * 3)
$$ LANGUAGE plpythonu;

CALL python_triple(5, 10);
```

46.3.5. Fonctions renvoyant des ensembles

Une fonction PL/Python peut aussi renvoyer des ensembles scalaires ou des types composites. Il existe plusieurs façon de faire ceci parce que l'objet renvoyé est transformé en interne en itérateur. Les exemples suivants supposent que nous avons le type composite :

```
CREATE TYPE greeting AS (
  how text,
  who text
);
```

Un résultat ensemble peut être renvoyé à partir de :

Un type séquence (ligne, liste, ensemble)

```
  CREATE FUNCTION greet (how text)
    RETURNS SETOF greeting
  AS $$
    # renvoie la ligne contenant les listes en tant que types
   composites
    # toutes les autres combinaisons fonctionnent aussi
    return ( [ how, "World" ], [ how, "PostgreSQL" ], [ how, "PL/
  Python" ] )
```

```
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

L'itérateur (tout objet fournissant les méthodes `__iter__` et `next`)

```
CREATE FUNCTION greet (how text)
  RETURNS SETOF greeting
AS $$
  class producer:
    def __init__ (self, how, who):
      self.how = how
      self.who = who
      self.ndx = -1

    def __iter__ (self):
      return self

    def next (self):
      self.ndx += 1
      if self.ndx == len(self.who):
        raise StopIteration
      return ( self.how, self.who[self.ndx] )

  return producer(how, [ "World", "PostgreSQL", "PL/Python" ])
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Le générateur (`yield`)

```
CREATE FUNCTION greet (how text)
  RETURNS SETOF greeting
AS $$
  for who in [ "World", "PostgreSQL", "PL/Python" ]:
    yield ( how, who )
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Les fonctions renvoyant des ensembles et ayant des paramètres `OUT` (en utilisant `RETURNS SETOF record`) sont aussi supportées. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION multiout_simple_setof(n integer, OUT integer, OUT
 integer) RETURNS SETOF record AS $$
return [(1, 2)] * n
$$ LANGUAGE plpythonu;

SELECT * FROM multiout_simple_setof(3);
```

46.4. Sharing Data

Le dictionnaire global `SD` est disponible pour stocker des données privées entre les appels répétées à la même fonction. Cette variable est une donnée statique privée. Le dictionnaire global `GD` est une donnée publique disponible pour toutes les fonctions Python à l'intérieur d'une session. À utiliser avec précaution.

Chaque fonction obtient son propre environnement d'exécution dans l'interpréteur Python, de façon à ce que les données globales et les arguments de fonction provenant de `ma_fonction` ne soient pas

disponibles depuis `ma_fonction2`. L'exception concerne les données du dictionnaire `GD` comme indiqué ci-dessus.

46.5. Blocs de code anonymes

PL/Python accepte aussi les blocs de code anonymes appelés avec l'instruction DO :

```
DO $$
    # Code PL/Python
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Un bloc de code anonyme ne reçoit aucun argument et, quelque soit la valeur renvoyée, elle est ignorée. Sinon, ce bloc se comporte exactement comme n'importe quelle fonction.

46.6. Fonctions de déclencheurs

Quand une fonction est utilisée par un trigger, le dictionnaire `TD` contient les valeurs relatives au trigger :

`TD["event"]`

contient l'événement sous la forme d'une chaîne : `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`, `TRUNCATE`.

`TD["when"]`

contient une chaîne valant soit `BEFORE`, soit `AFTER` soit `INSTEAD OF`.

`TD["level"]`

contient une chaîne valant soit `ROW` soit `STATEMENT`.

`TD["new"]`
`TD["old"]`

pour un trigger au niveau ligne, ces champs contiennent les lignes du trigger, l'ancienne version et la nouvelle version ; les deux champs ne sont pas forcément disponibles, ceci dépendant de l'événement qui a déclenché le trigger

`TD["name"]`

contient le nom du trigger.

`TD["table_name"]`

contient le nom de la table sur laquelle le trigger a été déclenché

`TD["table_schema"]`

contient le schéma de la table sur laquelle le trigger a été déclenché

`TD["relid"]`

contient l'OID de la table sur laquelle le trigger a été déclenché

`TD["args"]`

si la commande `CREATE TRIGGER` comprend des arguments, ils sont disponibles dans les variables allant de `TD["args"][0]` à `TD["args"][`*n*`-1]`.

Si `TD["when"]` vaut `BEFORE` ou `INSTEAD OF` et si `TD["level"]` vaut `ROW`, vous pourriez renvoyer `None` ou `"OK"` à partir de la fonction Python pour indiquer que la ligne n'est pas modifiée, `"SKIP"` pour annuler l'événement ou si `TD["event"]` vaut `INSERT` ou `UPDATE`, vous pouvez renvoyer `"MODIFY"` pour indiquer que vous avez modifié la ligne. Sinon la valeur de retour est ignorée.

46.7. Accès à la base de données

Le module du langage PL/Python importe automatiquement un module Python appelé `plpy`. Les fonctions et constantes de ce module vous sont accessibles dans le code Python via `plpy.`*`foo`*.

46.7.1. Fonctions d'accès à la base de données

Le module `plpy` fournit plusieurs fonctions pour exécuter des commandes sur la base de données :

`plpy.execute(`*`query`* `[,` *`limit`*`])`

L'appel à `plpy.execute` avec une chaîne pour la requête et une limite de ligne optionnelle permet d'exécuter la requête et de retourner le résultat dans un objet résultant.

Si *`limit`* est indiqué et supérieur à zéro, alors `plpy.execute` récupère au plus *`limit`* lignes, tout comme si la requête incluait une clause `LIMIT`. Omettre *`limit`* ou le configurer à zéro fait qu'il n'y a pas de limite de lignes.

L'objet résultant émule une liste ou un objet dictionnaire. L'objet résultant peut être accédé par le numéro de ligne et le nom de colonne. Par exemple :

```
rv = plpy.execute("SELECT * FROM my_table", 5)
```

retourne jusqu'à 5 lignes de `my_table`. Si `my_table` possède une colonne `my_column`, elle pourra être accédée ainsi :

```
foo = rv[i]["my_column"]
```

Le nombre de lignes retournées peut être obtenu en utilisant la fonction intégrée `len`.

L'objet résultant contient ces méthodes additionnelles :

`nrows()`

Retourne le nombre de lignes traitées par cette commande. Notez que cela n'est pas nécessairement identique au nombre de lignes retournées. Par exemple, une commande `UPDATE` fixera cette valeur mais ne retournera aucune ligne (sauf si `RETURNING` est utilisé).

`status()`

La valeur retournée par `SPI_execute()`.

`colnames()`
`coltypes()`
`coltypmods()`

Retourne respectivement une liste de noms de colonne, une liste de type OID de colonne et une liste de type de modifieurs spécifiques à un type pour les colonnes.

Ces méthodes lèvent une exception quand elles sont appelées sur un objet résultant d'une commande n'ayant pas produit d'ensemble de résultat, par ex, `UPDATE` sans `RETURNING`, ou `DROP TABLE`. Il est cependant normal d'utiliser ces méthodes sur un ensemble de résultat ne contenant aucune ligne.

`__str__()`

La méthode standard `__str__` est définie pour qu'il soit possible de débugger les résultats de l'exécution d'une requête en utilisant `plpy.debug(rv)`.

L'objet résultant peut être modifié.

Notez que l'appel à `plpy.execute` provoquera la lecture de tout l'ensemble de résultat en mémoire. N'utilisez cette fonction que lorsque vous êtes surs que l'ensemble de résultat sera relativement petit. Si vous ne voulez pas risquer une utilisation excessive de mémoire pour récupérer de gros ensembles, préférez `plpy.cursor` à `plpy.execute`.

`plpy.prepare(`*`query`* `[, `*`argtypes`*`])`
`plpy.execute(`*`plan`* `[, `*`arguments`* `[, `*`limit`*`]])`

`plpy.prepare` prépare le plan d'exécution pour une requête. Il faut l'appeler avec une chaîne contenant la requête et une liste de types de paramètres, si vous avez des références à des paramètres dans cette requête. Par exemple :

```
plan = plpy.prepare("SELECT last_name FROM my_users WHERE
 first_name = $1", ["text"])
```

`text` est le type de variable qui sera passé à `$1`. Le second paramètre est optionel si vous ne voulez pas fournir de paramètre à la requête.

Après avoir préparé une requête, il faut utiliser une variante de la fonction `plpy.execute` pour l'exécuter :

```
rv = plpy.execute(plan, ["name"], 5)
```

Il faut fournir le plan comme premier argument (à la place de la chaîne), et une liste de valeurs à substituer dans la requête comme second argument. Le deuxième argument est optionnel si la requête n'attend pas de paramètre. Le troisième argument est la limite de ligne optionnelle comme auparavant.

De manière alternative, vous pouvez appeler la méthode `execute` sur l'objet plan :

```
rv = plan.execute(["name"], 5)
```

Les paramètres de requête ainsi que les champs des lignes de résultat sont converties entre les types de données de PostgreSQL et de Python comme décrit dans Section 46.3.

Quand un plan est préparé en utilisant le module PL/Python, il est automatiquement sauvegardé. Voir la documentation de SPI (Chapitre 47) pour une description de ce que cela signifie. Afin d'utiliser efficacement ces appels de fonction, il faut utiliser un des dictionnaires de stockage persistant `SD` ou `GD` (voir Section 46.4). Par exemple :

```
 CREATE FUNCTION usesavedplan() RETURNS trigger AS $$
```

```
    if "plan" in SD:
        plan = SD["plan"]
    else:
        plan = plpy.prepare("SELECT 1")
        SD["plan"] = plan
     # reste de la fonction
 $$ LANGUAGE plpythonu;
```

```
plpy.cursor(query)
plpy.cursor(plan [, arguments])
```

La fonction `plpy.cursor` accepte les mêmes arguments que `plpy.execute` (à l'exception de la limite de lignes) et retourne un objet curseur, qui permet de traiter de gros ensembles de résultats en plus petits morceaux. Comme avec `plpy.execute`, une chaîne de caractère ou un objet plan accompagné d'une liste d'arguments peuvent être utilisés, ou la fonction `cursor` peut être appelée comme une méthode de l'objet plan.

L'objet curseur fournit une méthode `fetch` qui requiert en entrée un paramètre entier et retourne un objet résultat. À chaque appel de `fetch`, l'objet retourné contiendra la prochaine série de lignes, mais jamais plus que la valeur passée en paramètre. Une fois que toutes les lignes ont été épuisées, `fetch` se met à retourner des objets résultat vides. Les objets curseurs fournissent également une interface d'itérateur[4], fournissant les lignes une par une jusqu'à épuisement. Les données récupérées de cette façon ne sont pas retournées dans des objets résultat, mais plutôt dans des dictionnaires, chacun correspondant à une unique ligne de résultat.

Un exemple montrant deux façons de traiter des données dans une large table est:

```
CREATE FUNCTION count_odd_iterator() RETURNS integer AS $$
odd = 0
for row in plpy.cursor("select num from largetable"):
    if row['num'] % 2:
         odd += 1
return odd
$$ LANGUAGE plpythonu;

CREATE FUNCTION count_odd_fetch(batch_size integer) RETURNS
 integer AS $$
odd = 0
cursor = plpy.cursor("select num from largetable")
while True:
    rows = cursor.fetch(batch_size)
    if not rows:
        break
    for row in rows:
        if row['num'] % 2:
            odd += 1
return odd
$$ LANGUAGE plpythonu;

CREATE FUNCTION count_odd_prepared() RETURNS integer AS $$
odd = 0
plan = plpy.prepare("select num from largetable where num % $1
 <> 0", ["integer"])
rows = list(plpy.cursor(plan, [2]))  # or: =
 list(plan.cursor([2]))
```

[4] https://docs.python.org/library/stdtypes.html#iterator-types

```
return len(rows)
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Les curseurs sont automatiquement libérés. Mais si vous voulez libérer explicitement toutes les ressources retenues par un curseur, il faut utiliser la méthode `close`. Une fois fermé, un curseur ne peut plus être utilisé pour retourner des lignes.

> **Astuce**
>
> Il ne faut pas confondre les objets créés par `plpy.cursor` avec les curseurs DB-API comme définis par la spécification Python Database API[5]. Ils n'ont rien en commun si ce n'est le nom.

46.7.2. Récupérer les erreurs

Les fonctions accédant à la base de données peuvent rencontrer des erreurs, qui forceront leur annulation et lèveront une exception. `plpy.execute` et `plpy.prepare` peuvent lancer une instance d'une sous-classe de `plpy.SPIError`, qui terminera par défaut la fonction. Cette erreur peut être gérée comme toutes les autres exceptions Python, en utilisant la construction `try/except`. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION essaie_ajout_joe() RETURNS text AS $$
    try:
        plpy.execute("INSERT INTO utilisateurs(nom) VALUES
 ('joe')")
    except plpy.SPIError:
        return "quelque chose de mal est arrivé"
    else:
        return "Joe ajouté"
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

La classe réelle de l'exception levée correspond à la condition spécifique qui a causé l'erreur. Référez-vous à Tableau A.1 pour une liste des conditions possibles. Le module `plpy.spiexceptions` définit une classe d'exception pour chaque condition PostgreSQL, dérivant leur noms du nom de la condition. Par exemple, `division_by_zero` devient `DivisionByZero`, `unique_violation` devient `UniqueViolation`, `fdw_error` devient `FdwError`, et ainsi de suite. Chacune de ces classes d'exception hérite de `SPIError`. Cette séparation rend plus simple la gestion des erreurs spécifiques. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION insere_fraction(numerateur int, denominateur int)
 RETURNS text AS $$
from plpy import spiexceptions
try:
    plan = plpy.prepare("INSERT INTO fractions (frac) VALUES ($1 /
 $2)", ["int", "int"])
    plpy.execute(plan, [numerateur, denominateur])
except spiexceptions.DivisionByZero:
    return "denominateur doit être différent de zéro"
except spiexceptions.UniqueViolation:
```

[5] https://www.python.org/dev/peps/pep-0249/

```
    return "a déjà cette fraction"
except plpy.SPIError, e:
    return "autre erreur, SQLSTATE %s" % e.sqlstate
else:
    return "fraction insérée"
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Notez que, comme toutes les exceptions du module `plpy.spiexceptions` héritent de `SPIError`, une clause `except` la gérant récupèrera toutes les erreurs d'accès aux bases.

Comme alternative à la gestion des différentes conditions d'erreur, vous pouvez récupérer l'exception `SPIError` et déterminer la condition d'erreur spécifique dans le bloc `except` en recherchant l'attribut `sqlstate` de l'objet exception. Cet attribut est une chaîne contenant le code d'erreur « SQLSTATE ». Cette approche fournit approximativement la même fonctionnalité.

46.8. Sous-transactions explicites

La récupération d'erreurs causées par l'accès à la base de données, comme décrite dans Section 46.7.2, peut amener à une situation indésirable où certaines opérations réussissent avant qu'une d'entre elles échoue et, après récupération de cette erreur, les données sont laissées dans un état incohérent. PL/Python propose une solution à ce problème sous la forme de sous-transactions explicites.

46.8.1. Gestionnaires de contexte de sous-transaction

Prenez en considération une fonction qui implémente un transfert entre deux comptes :

```
CREATE FUNCTION transfert_fonds() RETURNS void AS $$
try:
    plpy.execute("UPDATE comptes SET balance = balance - 100 WHERE
 nom = 'joe'")
    plpy.execute("UPDATE comptes SET balance = balance + 100 WHERE
 nom = 'mary'")
except plpy.SPIError, e:
    result = "erreur lors du transfert de fond : %s" % e.args
else:
    result = "fonds transféré correctement"
plan = plpy.prepare("INSERT INTO operations (resultat) VALUES
 ($1)", ["text"])
plpy.execute(plan, [result])
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Si la deuxième instruction `UPDATE` se termine avec la levée d'une exception, cette fonction renverra l'erreur mais le résultat du premier `UPDATE` sera validé malgré tout. Autrement dit, les fonds auront été débités du compte de Joe mais ils n'auront pas été crédités sur le compte de Mary.

Pour éviter ce type de problèmes, vous pouvez intégrer vos appels à `plpy.execute` dans une sous-transaction explicite. Le module `plpy` fournit un objet d'aide à la gestion des sous-transactions explicites qui sont créées avec la fonction `plpy.subtransaction()`. Les objets créés par cette fonction implémentent l' interface de gestion du contexte[6]. Nous pouvons réécrire notre fonction en utilisant les sous-transactions explicites :

```
CREATE FUNCTION transfert_fonds2() RETURNS void AS $$
```

[6] https://docs.python.org/library/stdtypes.html#context-manager-types

```
try:
    with plpy.subtransaction():
        plpy.execute("UPDATE comptes SET balance = balance - 100
 WHERE nom = 'joe'")
        plpy.execute("UPDATE comptes SET balance = balance + 100
 WHERE nom = 'mary'")
except plpy.SPIError, e:
    result = "erreur lors du transfert de fond : %s" % e.args
else:
    result = "fonds transféré correctement"
plan = plpy.prepare("INSERT INTO operations (resultat) VALUES
 ($1)", ["text"])
plpy.execute(plan, [result])
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

Notez que l'utilisation de `try/catch` est toujours requis. Sinon, l'exception se propagerait en haut de la pile Python et causerait l'annulation de la fonction entière avec une erreur PostgreSQL, pour que la table `operations` ne contienne aucune des lignes insérées. Le gestionnaire de contexte des sous-transactions ne récupère pas les erreurs, il assure seulement que toutes les opérations de bases de données exécutées dans son cadre seront validées ou annulées de façon atomique. Une annulation d'un bloc de sous-transaction survient à la sortie de tout type d'exception, pas seulement celles causées par des erreurs venant de l'accès à la base de données. Une exception standard Python levée dans un bloc de sous-transaction explicite causerait aussi l'annulation de la sous-transaction.

46.8.2. Anciennes versions de Python

Pour les gestionnaires de contexte, la syntaxe utilisant le mot clé `with`, est disponible par défaut avec Python 2.6. Si vous utilisez une version plus ancienne de Python, il est toujours possible d'utiliser les sous-transactions explicites, bien que cela ne sera pas transparent. Vous pouvez appeler les fonctions `__enter__` et `__exit__` des gestionnaires de sous-transactions en utilisant les alias `enter` et `exit`. La fonction exemple de transfert des fonds pourrait être écrite ainsi :

```
CREATE FUNCTION transfert_fonds_ancien() RETURNS void AS $$
try:
    subxact = plpy.subtransaction()
    subxact.enter()
    try:
        plpy.execute("UPDATE comptes SET balance = balance - 100
 WHERE nom = 'joe'")
        plpy.execute("UPDATE comptes SET balance = balance + 100
 WHERE nom = 'mary'")
    except:
        import sys
        subxact.exit(*sys.exc_info())
        raise
    else:
        subxact.exit(None, None, None)
except plpy.SPIError, e:
    result = "erreur lors du transfert de fond : %s" % e.args
else:
    result = "fonds transféré correctement"

plan = plpy.prepare("INSERT INTO operations (resultat) VALUES
 ($1)", ["text"])
plpy.execute(plan, [result])
$$ LANGUAGE plpythonu;
```

> **Note**
>
> Bien que les gestionnaires de contexte sont implémentés dans Python 2.5, pour utiliser la syntaxe `with` dans cette version vous aurez besoin d'utiliser une requête future[7]. Dû aux détails d'implémentation, vous ne pouvez pas utiliser les requêtes futures dans des fonctions PL/Python.

46.9. Gestion des transactions

Dans une procédure ou dans un bloc de code anonyme (commande `DO`), appelé directement, il est possible de contrôler les transactions. Pour valider la transaction en cours, appelez `plpy.commit()`. Pour annuler la transaction en cours, appelez `plpy.rollback()`. (Notez qu'il n'est pas possible d'exécuter les commandes SQL `COMMIT` ou `ROLLBACK` via `plpy.execute` ou une fonction similaire. Cela doit se faire en utilisant ces fonctions.) Après la fin d'une transaction, une nouvelle transaction est démarrée automatiquement, donc il n'y a pas de fonction séparée pour cela.

Voici un exemple :

```
CREATE PROCEDURE transaction_test1()
LANGUAGE plpythonu
AS $$
for i in range(0, 10):
    plpy.execute("INSERT INTO test1 (a) VALUES (%d)" % i)
    if i % 2 == 0:
        plpy.commit()
    else:
        plpy.rollback()
$$;

CALL transaction_test1();
```

Les transactions ne peuvent être terminées quand une sous-transaction explicite est active.

46.10. Fonctions outils

Le module `plpy` fournit aussi les fonctions

```
plpy.debug(msg, **kwargs)
plpy.log(msg, **kwargs)
plpy.info(msg, **kwargs)
plpy.notice(msg, **kwargs)
plpy.warning(msg, **kwargs)
plpy.error(msg, **kwargs)
plpy.fatal(msg, **kwargs)
```

`plpy.error` et `plpy.fatal` lèvent une exception Python qui, si non attrapée, se propage à la requête appelante causant l'annulation de la transaction ou sous-transaction en cours. `raise plpy.Error(msg)` et `raise plpy.Fatal(msg)` sont équivalent à appeler, respectivement, `plpy.error(msg)` et `plpy.fatal(msg)`, mais la forme `raise` n'autorise pas de passer des arguments par mot clé. Les autres fonctions génèrent uniquement des messages de niveaux de priorité

[7] http://docs.python.org/release/2.5/ref/future.html

différents. Que les messages d'une priorité particulière soient reportés au client, écrit dans les journaux du serveur ou les deux, cette configuration est contrôlée par les variables log_min_messages et client_min_messages. Voir le Chapitre 19 pour plus d'informations.

L'argument *msg* est donné en tant qu'argument de position. Pour des raisons de compatibilité descendante, plus d'un argument de position doit être donné. Dans ce cas, la représentation en chaîne de caractères de la ligne des arguments de position devient le message rapporté au client.

Les arguments suivant par mot clé seulement sont acceptés :

```
detail
hint
sqlstate
schema_name
table_name
column_name
datatype_name
constraint_name
```

La représentation en chaine des objets passés en argument par mot clé seulement est utilisé pour enrichir les messages rapportés au client. Par exemple :

```
CREATE FUNCTION raise_custom_exception() RETURNS void AS $$
plpy.error("custom exception message",
           detail="some info about exception",
           hint="hint for users")
$$ LANGUAGE plpythonu;

=# SELECT raise_custom_exception();
ERROR:  plpy.Error: custom exception message
DETAIL:  some info about exception
HINT:  hint for users
CONTEXT:  Traceback (most recent call last):
 PL/Python function "raise_custom_exception", line 4, in <module>
   hint="hint for users")
 PL/Python function "raise_custom_exception"
```

Voici un autre ensemble de fonctions outils : `plpy.quote_literal(`*`string`*`)`, `plpy.quote_nullable(`*`string`*`)` et `plpy.quote_ident(`*`string`*`)`. Elles sont équivalentes aux fonctions internes de mise entre guillemets décrites dans Section 9.4. Elles sont utiles lors de la construction de requêtes. Un équivalent PL/Python d'une requête SQL dynamique pour Exemple 43.1 serait :

```
plpy.execute("UPDATE tbl SET %s = %s WHERE key = %s" % (
    plpy.quote_ident(colname),
    plpy.quote_nullable(newvalue),
    plpy.quote_literal(keyvalue)))
```

46.11. Variables d'environnement

Certaines des variables d'environnement qui sont acceptées par l'interpréteur Python peuvent aussi être utilisées pour modifier le comportement de PL/Python. Elles doivent être configurées dans l'environnement du processus serveur PostgreSQL principal, par exemple dans le script de démarrage. Les variables d'environnement disponibles dépendent de la version de Python ; voir la documentation de Python pour les détails. Au moment de l'écriture de ce chapitre, les variables d'environnement

suivantes avaient un comportement sur PL/Python, à condition d'utiliser une version adéquate de Python :

- PYTHONHOME
- PYTHONPATH
- PYTHONY2K
- PYTHONOPTIMIZE
- PYTHONDEBUG
- PYTHONVERBOSE
- PYTHONCASEOK
- PYTHONDONTWRITEBYTECODE
- PYTHONIOENCODING
- PYTHONUSERBASE
- PYTHONHASHSEED

(Cela semble être un détail d'implémentation de Python, en dehors du contrôle de PL/Python, qui fait que certaines variables d'environnement listées dans la page man de `python` sont seulement utilisables avec l'interpréteur en ligne de commande et non avec un interpréteur Python embarqué.)

Chapitre 47. Interface de programmation serveur

L'*interface de programmation serveur* (SPI) donne aux auteurs de fonctions C la capacité de lancer des commandes SQL au sein de leurs fonctions ou procédures. SPI est une série de fonctions d'interface simplifiant l'accès à l'analyseur, au planificateur et au lanceur. SPI fait aussi de la gestion de mémoire.

> **Note**
>
> Les langages procéduraux disponibles donnent plusieurs moyens de lancer des commandes SQL à partir de fonctions. La plupart est basée à partir de SPI. Cette documentation présente donc également un intérêt pour les utilisateurs de ces langages.

Notez que si une commande appelée via SPI échoue, alors le contrôle ne sera pas redonné à votre fonction C. Au contraire, la transaction ou sous-transaction dans laquelle est exécutée votre fonction C sera annulée. (Ceci pourrait être surprenant étant donné que les fonctions SPI ont pour la plupart des conventions documentées de renvoi d'erreur. Ces conventions s'appliquent seulement pour les erreurs détectées à l'intérieur des fonctions SPI.) Il est possible de récupérer le contrôle après une erreur en établissant votre propre sous-transaction englobant les appels SPI qui pourraient échouer.

Les fonctions SPI renvoient un résultat positif en cas de succès (soit par une valeur de retour entière, soit dans la variable globale `SPI_result` comme décrit ci-dessous). En cas d'erreur, un résultat négatif ou `NULL` sera retourné.

Les fichiers de code source qui utilisent SPI doivent inclure le fichier d'en-tête `executor/spi.h`.

47.1. Fonctions d'interface

SPI_connect_ext

SPI_connect_ext — connecter une fonction C au gestionnaire SPI

Synopsis

```
int SPI_connect(void)

int SPI_connect_ext(int options)
```

Description

`SPI_connect` ouvre une connexion au gestionnaire SPI lors de l'appel d'une fonction C. Vous devez appeler cette fonction si vous voulez lancer des commandes au travers du SPI. Certaines fonctions SPI utilitaires peuvent être appelées à partir de fonctions C non connectées.

`SPI_connect_ext` fait la même chose mais dispose d'un argument permettant de passer les options. Actuellement, les valeurs possibles des options sont :

`SPI_OPT_NONATOMIC`

Configure la connexion SPI comme *non atomique*, ce qui signifie que les appels de contrôle de transaction (`SPI_commit`, `SPI_rollback`) sont autorisés. Dans le cas contraire, un appel à ces fonctions renverra immédiatement une erreur.

`SPI_connect()` est équivalent à `SPI_connect_ext(0)`.

Valeur de retour

`SPI_OK_CONNECT`

en cas de succès

`SPI_ERROR_CONNECT`

en cas d'échec

SPI_finish

SPI_finish — déconnecter une fonction C du gestionnaire SPI

Synopsis

```
int SPI_finish(void)
```

Description

`SPI_finish` ferme une connexion existante au gestionnaire SPI. Vous devez appeler cette fonction après avoir terminé les opérations SPI souhaitées pendant l'invocation courante de votre fonction C. Vous n'avez pas à vous préoccuper de ceci, sauf si vous terminez la transaction via `elog(ERROR)`. Dans ce cas, SPI terminera automatiquement.

Valeur de retour

`SPI_OK_FINISH`

si déconnectée correctement

`SPI_ERROR_UNCONNECTED`

si appel à partir d'une fonction C non connectée

SPI_execute

SPI_execute — exécute une commande

Synopsis

```
int SPI_execute(const char * command, bool read_only, long count)
```

Description

`SPI_exec` lance la commande SQL spécifiée pour *`count`* lignes. Si *`read_only`* est `true`, la commande doit être en lecture seule et la surcharge de l'exécution est quelque peu réduite.

Cette fonction ne devrait être appelée qu'à partir d'une fonction C connectée.

Si *`count`* vaut zéro, alors la commande est exécutée pour toutes les lignes auxquelles elle s'applique. Si *`count`* est supérieur à 0, alors pas plus de *`count`* lignes seront récupérées. L'exécution s'arrêtera quand le compte est atteint, un peu comme l'ajout d'une clause `LIMIT` à une requête. Par exemple :

```
SPI_execute("SELECT * FROM foo", true, 5);
```

récupérera 5 lignes tout au plus à partir de la table. Notez qu'une telle limite n'est efficace qu'à partir du moment où la requête renvoie des lignes. Par exemple :

```
 SPI_execute("INSERT INTO foo SELECT * FROM bar", false, 5);
```

insérera toutes les lignes de `bar`, en ignorant le paramètre *`count`*. Cependant, avec

```
SPI_execute("INSERT INTO foo SELECT * FROM bar RETURNING *", false,
 5);
```

au plus cinq lignes seront insérées car l'exécution s'arrêtera après la cinquième ligne renvoyée par `RETURNING`.

Vous pourriez passer plusieurs commandes dans une chaîne. `SPI_execute` renvoie le résultat pour la dernière commande exécutée. La limite *`count`* s'applique à chaque commande séparément (même si seul le dernier résultat sera renvoyé). La limite n'est pas appliquée à toute commande cachée générée par les règles.

Quand *`read_only`* vaut `false`, `SPI_execute` incrémente le compteur de la commande et calcule une nouvelle *image* avant d'exécuter chaque commande dans la chaîne. L'image n'est pas réellement modifiée si le niveau d'isolation de la transaction en cours est `SERIALIZABLE` ou `REPEATABLE READ` mais, en mode `READ COMMITTED`, la mise à jour de l'image permet à chaque commande de voir les résultats des transactions nouvellement validées à partir des autres sessions. Ceci est essentiel pour un comportement cohérent quand les commandes modifient la base de données.

Quand *`read_only`* vaut `true`, `SPI_execute` ne met à jour ni l'image ni le compteur de commandes, et il autorise seulement les commandes `SELECT` dans la chaîne des commandes. Elles sont exécutées en utilisant l'image précédemment établie par la requête englobante. Ce mode d'exécution est un peu plus rapide que le mode lecture/écriture à cause de l'élimination de la surcharge par commande. Il autorise aussi directement la construction des fonctions *stable* comme les exécutions successives utiliseront toutes la même image, il n'y aura aucune modification dans les résultats.

Il n'est généralement pas conseillé de mixer les commandes en lecture seule et les commandes en lecture/écriture à l'intérieur d'une seule fonction utilisant SPI ; ceci pourrait causer un comportement

portant confusion car les requêtes en mode lecture seule devraient ne pas voir les résultats de toute mise à jour de la base de données effectuées par les requêtes en lecture/écriture.

Le nombre réel de lignes pour lesquelles la (dernière) commande a été lancée est retourné dans la variable globale `SPI_processed`. Si la valeur de retour de la fonction est `SPI_OK_SELECT`, `SPI_OK_INSERT_RETURNING`, `SPI_OK_DELETE_RETURNING` ou `SPI_OK_UPDATE_RETURNING`, alors vous pouvez utiliser le pointeur global `SPITupleTable *SPI_tuptable` pour accéder aux lignes de résultat. Quelques commandes (comme `EXPLAIN`) renvoient aussi des ensembles de lignes et `SPI_tuptable` contiendra aussi le résultat dans ces cas. Certaines commandes utilitaires (`COPY`, `CREATE TABLE AS`) ne renvoient pas un ensemble de lignes, donc `SPI_tuptable` est NULL, mais elles renvoient malgré tout le nombre de lignes traitées dans `SPI_processed`.

La structure `SPITupleTable` est définie comme suit :

```
typedef struct
{
    MemoryContext tuptabcxt;    /* contexte mémoire de la table de
 résultat */
    uint64      alloced;        /* nombre de valeurs allouées */
    uint64      free;           /* nombre de valeurs libres */
    TupleDesc   tupdesc;        /* descripteur de rangées */
    HeapTuple  *vals;           /* rangées */
} SPITupleTable;
```

`vals` est un tableau de pointeurs vers des lignes (le nombre d'entrées valables est donné par `SPI_processed`). `tupdesc` est un descripteur de ligne que vous pouvez passer aux fonctions SPI qui traitent des lignes. `tuptabcxt`, `alloced` et `free` sont des champs internes non conçus pour être utilisés par des routines SPI appelantes.

`SPI_finish` libère tous les `SPITupleTable`s allouées pendant la fonction C courante. Vous pouvez libérer une table de résultats donnée plus tôt, si vous en avez terminé avec elle, en appelant `SPI_freetuptable`.

Arguments

`const char * *command*`

chaîne contenant la commande à exécuter

`bool *read_only*`

`true` en cas d'exécution en lecture seule

`long *count*`

nombre maximum de lignes à traiter ou `0` pour aucune limite

Valeur de retour

Si l'exécution de la commande a réussi, alors l'une des valeurs (positives) suivantes sera renvoyée :

`SPI_OK_SELECT`

si un `SELECT` (mais pas `SELECT INTO`) a été lancé

`SPI_OK_SELINTO`

si un `SELECT INTO` a été lancé

`SPI_OK_INSERT`

si un `INSERT` a été lancé

`SPI_OK_DELETE`

si un `DELETE` a été lancé

`SPI_OK_UPDATE`

si un `UPDATE` a été lancé

`SPI_OK_INSERT_RETURNING`

si un `INSERT RETURNING` a été lancé

`SPI_OK_DELETE_RETURNING`

si un `DELETE RETURNING` a été lancé

`SPI_OK_UPDATE_RETURNING`

si un `UPDATE RETURNING` a été lancé

`SPI_OK_UTILITY`

si une commande utilitaire (c'est-à-dire `CREATE TABLE`) a été lancée

`SPI_OK_REWRITTEN`

si la commande a été réécrite dans un autre style de commande (c'est-à-dire que `UPDATE` devient un `INSERT`) par une règle.

Sur une erreur, l'une des valeurs négatives suivante est renvoyée :

`SPI_ERROR_ARGUMENT`

si *`command`* est `NULL` ou *`count`* est inférieur à 0

`SPI_ERROR_COPY`

si `COPY TO stdout` ou `COPY FROM stdin` ont été tentés

`SPI_ERROR_TRANSACTION`

Si une commande de manipulation de transaction a été tentée (`BEGIN`, `COMMIT`, `ROLLBACK`, `SAVEPOINT`, `PREPARE TRANSACTION`, `COMMIT PREPARED`, `ROLLBACK PREPARED` ou toute variante de ces dernières)

`SPI_ERROR_OPUNKNOWN`

si le type de commande est inconnu (ce qui ne devrait pas arriver)

`SPI_ERROR_UNCONNECTED`

si appel à partir d'une fonction C non connectée

Notes

Toutes les fonctions d'exécution de requêtes SPI changent à la fois `SPI_processed` et `SPI_tuptable` (juste le pointeur, pas le contenu de la structure). Sauvegardez ces deux variables globales dans des variables locales de fonctions C si vous voulez accéder à la table des résultats de `SPI_execute` ou d'une fonction d'exécution de requêtes sur plusieurs appels.

SPI_exec

SPI_exec — exécute une commande en lecture/écriture

Synopsis

```
int SPI_exec(const char * command, long count)
```

Description

`SPI_exec` est identique à `SPI_execute`, mais le paramètre *`read_only`* de ce dernier est bloqué sur la valeur `false`.

Arguments

`const char * command`

chaîne contenant la commande à exécuter

`long count`

nombre maximum de lignes à renvoyer ou `0` pour aucune limite

Valeur de retour

Voir `SPI_execute`.

SPI_execute_with_args

SPI_execute_with_args — exécute une commande avec des paramètres hors ligne

Synopsis

```
int SPI_execute_with_args(const char *command,
                          int nargs, Oid *argtypes,
                          Datum *values, const char *nulls,
                          bool read_only, long count)
```

Description

`SPI_execute_with_args` exécute une commande qui pourrait inclure des références à des paramètres fournis en externe. Le texte de commande fait référence à un paramètre avec `$`*`n`* et l'appel spécifie les types et valeurs des données pour chaque symbole de ce type. *`read_only`* et *`count`* ont la même interprétation que dans `SPI_execute`.

Le principal avantage de cette routine comparé à `SPI_execute` est que les valeurs de données peuvent être insérées dans la commande sans mise entre guillemets et échappements, et donc avec beaucoup moins de risques d'attaques du type injection SQL.

Des résultats similaires peuvent être réalisés avec `SPI_prepare` suivi par `SPI_execute_plan` ; néanmoins, lors de l'utilisation de cette fonction, le plan de requête est toujours personnalisé avec les valeurs de paramètres spécifiques fournies. Pour une exécution simple, cette fonction doit être préférée. Si la même commande doit être exécutée avec plusieurs paramètres différents, chaque méthode peut être la plus rapide, le coût de la planification pouvant contre-balancer les bénéfices des plans personnalisés.

Arguments

`const char * command`

chaîne de commande

`int nargs`

nombre de paramètres en entrée (`$1`, `$2`, etc.)

`Oid * argtypes`

un tableau de longueur *`nargs`*, contenant les OID des types de données des paramètres

`Datum * values`

un tableau de longueur *`nargs`*, containing des valeurs réelles des paramètres

`const char * nulls`

un tableau décrivant les paramètres NULL

Si *`nulls`* vaut `NULL`, alors `SPI_execute_with_args` suppose qu'aucun paramètre n'est NULL. Dans le cas contraire, chaque entrée du tableau *`nulls`* doit valoir `' '` si le paramètre correspondant est non NULL et `'n'` si le paramètre correspondant est NULL (dans ce dernier cas, la valeur réelle de l'entrée *`values`* correspondante n'a pas d'importance). Notez que *`nulls`* n'est pas une chaîne de texte. C'est un tableau et, de ce fait, il n'a pas besoin d'un caractère de fin `'\0'`.

`bool` *`read_only`*

`true` pour les exécutions en lecture seule

`long` *`count`*

nombre maximum de lignes à renvoyer ou `0` pour aucune limite

Valeur de retour

La valeur de retour est identique à celle de `SPI_execute`.

`SPI_processed` et `SPI_tuptable` sont configurés comme dans `SPI_execute` en cas de succès.

SPI_prepare

SPI_prepare — prépare une instruction sans l'exécuter tout de suite

Synopsis

```
SPIPlanStr SPI_prepare(const char * command, int nargs, Oid
 * argtypes)
```

Description

`SPI_prepare` crée et retourne une requête préparée pour la commande spécifiée mais ne lance pas la commande. La requête préparée peut être appelée plusieurs fois en utilisant `SPI_execute_plan`.

Lorsque la même commande ou une commande semblable doit être lancée à plusieurs reprises, il est généralement avantageux de réaliser une analyse du plan d'exécution une fois et de ré-utiliser le plan d'exécution pour la commande. `SPI_prepare` convertit une chaîne de commande en une requête préparée qui encapsule le résultat de l'analyse du plan. La requête préparée fournit aussi une place pour mettre en cache un plan d'exécution s'il s'avère que la génération d'un plan personnalisé pour chaque exécution n'est pas utile.

Une commande préparée peut être généralisée en utilisant les paramètres (`$1`, `$2`, etc.) en lieu et place de ce qui serait des constantes dans une commande normale. Les valeurs actuelles des paramètres sont alors spécifiées lorsque `SPI_executeplan` est appelée. Ceci permet à la commande préparée d'être utilisée sur une plage plus grande de situations que cela ne serait possible sans paramètres.

La requête renvoyée par `SPI_prepare` ne peut être utilisé que dans l'invocation courante de la fonction C puisque `SPI_finish` libère la mémoire allouée pour la requête. Mais l'instruction peut être sauvegardée plus longtemps par l'utilisation des fonctions `SPI_keepplan` ou `SPI_saveplan`.

Arguments

`const char * command`

chaîne contenant la commande à planifier

`int nargs`

nombre de paramètres d'entrée (`$1`, `$2`, etc.)

`Oid * argtypes`

pointeur vers un tableau contenant les OID des types de données des paramètres

Valeurs de retour

`SPI_prepare` retourne un pointeur non nul vers un plan d'exécution. En cas d'erreur, `NULL` sera retourné et `SPI_result` sera positionnée à un des mêmes codes d'erreur utilisés par `SPI_execute` sauf qu'il est positionné à `SPI_ERROR_ARGUMENT` si *`command`* est `NULL` ou si *`nargs`* est inférieur à 0 ou si *`nargs`* est supérieur à 0 et *`typesargs`* est `NULL`.

Notes

Si aucun paramètre n'est défini, un plan générique sera créé lors de la première utilisation de `SPI_execute_plan`, et utilisé aussi pour toutes les exécutions suivantes. Si des paramètres sont

fournis, les premières utilisations de `SPI_execute_plan` généreront des plans personnalisés qui sont spécifiques aux valeurs fournies pour les paramètres. Après suffisamment d'utilisation de la même requête préparée, `SPI_execute_plan` construira un plan générique et, si ce n'est pas beaucoup plus coûteux que les plans personnalisés, cette fonction commencera à utiliser le plan générique au lieu de re-planifier à chaque fois. Si le comportement par défaut n'est pas tenable, vous pouvez le modifier en passant le drapeau `CURSOR_OPT_GENERIC_PLAN` ou `CURSOR_OPT_CUSTOM_PLAN` à `SPI_prepare_cursor` pour forcer l'utilisation, respectivement, de plans génériques ou personnalisés.

Bien que le but principal d'une requête préparée est déviter les étapes d'analyser et de planification d'une requête, PostgreSQL forcera l'analyse et la planification de la requête avant de l'utiliser quand les objets de la base utilisés dans la requête ont subi des changements de définition (à partir de requêtes DDL) depuis la dernière utilisation de la requête préparée. De plus, si la valeur de search_path change d'une exécution à une autre, la requête sera de nouveau planifiée en utilisant le nouveau `search_path` (ce dernier comportement est une nouveauté de la version 9.3 de PostgreSQL). Voir PREPARE pour plus d'informations sur le comportement des requêtes préparées.

Cette fonction doit seulement être appelée à partir d'une fonction C connectée.

`SPIPlanPtr` est déclaré comme un pointeur vers un type de structure opaque dans `spi.h`. Il est déconseillé d'essayer d'accéder à son contenu directement car cela rend votre code plus fragile aux futures versions de PostgreSQL.

Le nom `SPIPlanPtr` est historique principalement car la structure des données ne contient plus nécessairement un plan d'exécution.

SPI_prepare_cursor

SPI_prepare_cursor — prépare une requête, sans l'exécuter pour l'instant

Synopsis

```
SPIPlanPtr SPI_prepare_cursor(const char * command, int nargs, Oid
 * argtypes, int cursorOptions)
```

Description

`SPI_prepare_cursor` est identique à `SPI_prepare`, sauf qu'il permet aussi la spécification du paramètre des « options du curseur » du planificateur. Il s'agit d'un champ de bits dont les valeurs sont indiquées dans `nodes/parsenodes.h` pour le champ `options` de `DeclareCursorStmt`. `SPI_prepare` utilise zéro pour les options du curseur.

Arguments

`const char * command`

chaîne commande

`int nargs`

nombre de paramètres en entrée (`$1`, `$2`, etc.)

`Oid * argtypes`

pointeur vers un tableau contenant l'OID des types de données des paramètres

`int cursorOptions`

champ de bits précisant les options du curseur ; zéro est le comportement par défaut

Valeur de retour

`SPI_prepare_cursor` a les mêmes conventions pour la valeur de retour que `SPI_prepare`.

Notes

Les bits utiles pour *`cursorOptions`* incluent `CURSOR_OPT_NO_SCROLL`, `CURSOR_OPT_FAST_PLAN`, `CURSOR_OPT_GENERIC_PLAN` et `CURSOR_OPT_CUSTOM_PLAN`. Notez en particulier que `CURSOR_OPT_HOLD` est ignoré.

SPI_prepare_params

SPI_prepare_params — prépare une requête, mais sans l'exécuter

Synopsis

```
SPIPlanPtr SPI_prepare_params(const char * command,
                              ParserSetupHook parserSetup,
                              void * parserSetupArg,
                              int cursorOptions)
```

Description

`SPI_prepare_params` crée et renvoie une requête préparée pour la commande indiquée mais n'exécute pas la commande. Cette fonction est équivalente à `SPI_prepare_cursor` avec en plus le fait que l'appelant peut indiquer des fonctions pour contrôler l'analyse de références de paramètres externes.

Arguments

`const char * command`

chaîne correspondant à la commande

`ParserSetupHook parserSetup`

fonction de configuration de l'analyseur

`void * parserSetupArg`

argument passé à *parserSetup*

`int cursorOptions`

masque de bits des options du curseur, sous la forme d'un entier ; zéro indique le comportement par défaut

Code de retour

`SPI_prepare_params` a les mêmes conventions de retour que `SPI_prepare`.

SPI_getargcount

SPI_getargcount — renvoie le nombre d'arguments nécessaire à une requête par `SPI_prepare`

Synopsis

```
int SPI_getargcount(SPIPlanPtr plan)
```

Description

`SPI_getargcount` renvoie le nombre d'arguments nécessaires pour exécuter une requête préparée par `SPI_prepare`.

Arguments

`SPIPlanPtr` *`plan`*

requête préparée (renvoyée par `SPI_prepare`)

Code de retour

Le nombre d'arguments attendus par le *`plan`*. Si *`plan`* est `NULL` ou invalide, `SPI_result` est initialisé à `SPI_ERROR_ARGUMENT` et -1 est renvoyé.

SPI_getargtypeid

SPI_getargtypeid — renvoie l'OID du type de données pour un argument de la requête préparée par SPI_prepare

Synopsis

```
Oid SPI_getargtypeid(SPIPlanPtr plan, int argIndex)
```

Description

SPI_getargtypeid renvoie l'OID représentant le type pour le *argIndex*-ième argument d'une requête préparée par SPI_prepare. Le premier argument se trouve à l'index zéro.

Arguments

SPIPlanPtr *plan*

requête préparée (renvoyée par SPI_prepare)

int *argIndex*

index de l'argument (à partir de zéro)

Code de retour

L'OID du type de l'argument à l'index donné. Si le *plan* est NULL ou invalide, ou *argIndex* inférieur à 0 ou pas moins que le nombre d'arguments déclaré pour le *plan*, SPI_result est initialisé à SPI_ERROR_ARGUMENT et InvalidOid est renvoyé.

SPI_is_cursor_plan

SPI_is_cursor_plan — renvoie `true` si la requête préparée par `SPI_prepare` peut être utilisé avec `SPI_cursor_open`

Synopsis

```
bool SPI_is_cursor_plan(SPIPlanPtr plan)
```

Description

`SPI_is_cursor_plan` renvoie `true` si une requête préparée par `SPI_prepare` peut être passé comme un argument à `SPI_cursor_open` ou `false` si ce n'est pas le cas. Les critères sont que le *`plan`* représente une seule commande et que cette commande renvoit des lignes à l'appelant ; par l'exemple, `SELECT` est autorisé sauf s'il contient une clause `INTO` et `UPDATE` est autorisé seulement s'il contient un `RETURNING`

Arguments

`SPIPlanPtr` *`plan`*

requête préparée (renvoyée par `SPI_prepare`)

Valeur de retour

`true` ou `false` pour indiquer si *`plan`* peut produire un curseur ou non, avec `SPI_result` initialisé à zéro. S'il nest pas possible de déterminer la réponse (par exemple, si le *`plan`* vaut `NULL` ou est invalide, ou s'il est appelé en étant déconnecté de SPI), alors `SPI_result` est configuré avec un code d'erreur convenable et `false` est renvoyé.

SPI_execute_plan

SPI_execute_plan — exécute une requête préparée par SPI_prepare

Synopsis

```
int SPI_execute_plan(SPIPlanPtr plan, Datum * values, const char
 * nulls, bool read_only, long count)
```

Description

SPI_execute_plan exécute une requête préparée par SPI_prepare ou une fonction du même type. *read_only* et *count* ont la même interprétation que dans SPI_execute.

Arguments

SPIPlanPtr *plan*

requête préparée (retournée par SPI_prepare)

Datum **values*

Un tableau des vraies valeurs des paramètres. Doit avoir la même longueur que le nombre d'arguments de la requête.

const char * *nulls*

Un tableau décrivant les paramètres nuls. Doit avoir la même longueur que le nombre d'arguments de la requête.

Si *nulls* vaut NULL, alors SPI_execute_plan suppose qu'aucun paramètre n'est NULL. Dans le cas contraire, chaque entrée du tableau *nulls* doit valoir ' ' si le paramètre correspondant est non NULL et 'n' si le paramètre correspondant est NULL (dans ce dernier cas, la valeur réelle de l'entrée *values* correspondante n'a pas d'importance). Notez que *nulls* n'est pas une chaîne de texte. C'est un tableau et, de ce fait, il n'a pas besoin d'un caractère de fin '\0'.

bool *read_only*

true pour une exécution en lecture seule

long *count*

nombre maximum de lignes à renvoyer ou 0 pour aucune ligne à renvoyer

Valeur de retour

La valeur de retour est la même que pour SPI_execute avec les résultats d'erreurs (négatif) possibles :

SPI_ERROR_ARGUMENT

si *plan* est NULL ou invalide ou *count* est inférieur à 0

SPI_ERROR_PARAM

si *values* est NULL et *plan* est préparé avec des paramètres

SPI_processed et SPI_tuptable sont positionnés comme dans SPI_execute en cas de réussite.

SPI_execute_plan_with_paramlist

SPI_execute_plan_with_paramlist — exécute une requête préparée par SPI_prepare

Synopsis

```
int SPI_execute_plan_with_paramlist(SPIPlanPtr plan,
                                    ParamListInfo params,
                                    bool read_only,
                                    long count)
```

Description

SPI_execute_plan_with_paramlist exécute une requête préparée par SPI_prepare. Cette fonction est l'équivalent de SPI_execute_plan, sauf que les informations sur les valeurs des paramètres à passer à la requête sont présentées différemment. La représentation ParamListInfo peut être utilisée pour passer des valeurs qui sont déjà disponibles dans ce format. Elle supporte aussi l'utilisation d'ensemble de paramètres dynamiques indiqués via des fonctions dans ParamListInfo.

Arguments

SPIPlanPtr *plan*

requête préparée (renvoyée par SPI_prepare)

ParamListInfo *params*

structure de données contenant les types et valeurs de paramètres ; NULL si aucune structure

bool *read_only*

true pour une exécution en lecture seule

long *count*

nombre maximum de lignes à renvoyer ou 0 pour aucune ligne à renvoyer

Code de retour

La valeur de retour est identique à celle de SPI_execute_plan.

SPI_processed et SPI_tuptable sont initialisés de la même façon que pour SPI_execute_plan en cas de réussite.

SPI_execp

SPI_execp — exécute une requête en mode lecture/écriture

Synopsis

```
int SPI_execp(SPIPlanPtr plan, Datum * values, const char * nulls,
 long count)
```

Description

`SPI_execp` est identique à `SPI_execute_plan` mais le paramètre *`read_only`* de ce dernier vaut toujours `false`.

Arguments

`SPIPlanPtr` *`plan`*

requête préparée (renvoyée par `SPI_prepare`)

`Datum *` *`values`*

Un tableau des vraies valeurs de paramètre. Doit avoir la même longueur que le nombre d'arguments de la requête.

`const char *` *`nulls`*

Un tableau décrivant les paramètres NULL. Doit avoir la même longueur que le nombre d'arguments de la requête.

Si *`nulls`* vaut `NULL`, alors `SPI_executep` suppose qu'aucun paramètre n'est NULL. Dans le cas contraire, chaque entrée du tableau *`nulls`* doit valoir `' '` si le paramètre correspondant est non NULL et `'n'` si le paramètre correspondant est NULL (dans ce dernier cas, la valeur réelle de l'entrée *`values`* correspondante n'a pas d'importance). Notez que *`nulls`* n'est pas une chaîne de texte. C'est un tableau et, de ce fait, il n'a pas besoin d'un caractère de fin `'\0'`.

`long` *`count`*

nombre maximum de lignes à renvoyer ou `0` pour aucune ligne à renvoyer

Valeur de retour

Voir `SPI_execute_plan`.

`SPI_processed` et `SPI_tuptable` sont initialisées comme dans `SPI_execute` en cas de succès.

SPI_cursor_open

SPI_cursor_open — met en place un curseur en utilisant une requête créée avec `SPI_prepare`

Synopsis

```
Portal SPI_cursor_open(const char * name, SPIPlanPtr plan,
Datum * values, const char * nulls,
bool read_only)
```

Description

`SPI_cursor_open` met en place un curseur (en interne, un portail) qui lancera une requête préparée par `SPI_prepare`. Les paramètres ont la même signification que les paramètres correspondant à `SPI_execute_plan`.

Utiliser un curseur au lieu de lancer une requête directement a deux avantages. Premièrement, les lignes de résultats peuvent être récupérées un certain nombre à la fois, évitant la saturation de mémoire pour les requêtes qui retournent trop de lignes. Deuxièmement, un portail peut survivre à la fonction C courante (elle peut, en fait, vivre jusqu'à la fin de la transaction courante). Renvoyer le nom du portail à l'appelant de la fonction C donne un moyen de retourner une série de ligne en tant que résultat.

Les données passées seront copiées dans le portail du curseur, donc il peut être libéré alors que le curseur existe toujours.

Arguments

`const char * name`

nom pour le portail ou `NULL` pour laisser le système choisir un nom

`SPIPlanPtr plan`

requête préparée (retournée par `SPI_prepare`)

`Datum * values`

Un tableau des valeurs de paramètres actuelles. Doit avoir la même longueur que le nombre d'arguments de la requête.

`const char *nulls`

Un tableau décrivant quels paramètres sont NULL. Doit avoir la même longueur que le nombre d'arguments de la requête.

Si *`nulls`* vaut `NULL`, alors `SPI_cursor_open` suppose qu'aucun paramètre n'est NULL. Dans le cas contraire, chaque entrée du tableau *`nulls`* doit valoir `' '` si le paramètre correspondant est non NULL et `'n'` si le paramètre correspondant est NULL (dans ce dernier cas, la valeur réelle de l'entrée *`values`* correspondante n'a pas d'importance). Notez que *`nulls`* n'est pas une chaîne de texte. C'est un tableau et, de ce fait, il n'a pas besoin d'un caractère de fin `'\0'`.

`bool read_only`

`true` pour les exécutions en lecture seule

Valeur de retour

Pointeur vers le portail contenant le curseur. Notez qu'il n'y a pas de convention pour le renvoi d'une erreur ; toute erreur sera rapportée via `elog`.

SPI_cursor_open_with_args

SPI_cursor_open_with_args — ouvre un curseur en utilisant une requête et des paramètres

Synopsis

```
Portal SPI_cursor_open_with_args(const char *name,
                                 const char *command,
                                 int nargs, Oid *argtypes,
                                 Datum *values, const char *nulls,
                                 bool read_only, int cursorOptions)
```

Description

`SPI_cursor_open_with_args` initialise un curseur (en interne, un portail) qui exécutera la requête spécifié. La plupart des paramètres ont la même signification que les paramètres correspondant de `SPI_prepare_cursor` et `SPI_cursor_open`.

Pour une exécution seule, cette fonction sera préférée à `SPI_prepare_cursor` suivie de `SPI_cursor_open`. Si la même commande doit être exécutée avec plusieurs paramètres différents, il n'y a pas de différences sur les deux méthode, la replanification a un coût mais bénéficie de plans personnalisés.

Les données passées seront copiées dans le portail du curseur, donc elles seront libérées alors que le curseur existe toujours.

Arguments

`const char * name`

nom du portail, ou `NULL` pour que le système sélectionne un nom de lui-même

`const char * command`

chaîne de commande

`int nargs`

nombre de paramètres en entrée (`$1`, `$2`, etc.)

`Oid * argtypes`

un tableau de longueur *`nargs`*, contenant les OID des types de données des paramètres

`Datum * values`

un tableau de longueur *`nargs`*, contenant les valeurs actuelles des paramètres

`const char * nulls`

un tableau de longueur *`nargs`*, décrivant les paramètres NULL

Si *`nulls`* vaut `NULL`, alors `SPI_cursor_open_with_args` suppose qu'aucun paramètre n'est NULL. Dans le cas contraire, chaque entrée du tableau *`nulls`* doit valoir `' '` si le paramètre correspondant est non NULL et `'n'` si le paramètre correspondant est NULL (dans ce dernier cas,

la valeur réelle de l'entrée *values* correspondante n'a pas d'importance). Notez que *nulls* n'est pas une chaîne de texte. C'est un tableau et, de ce fait, il n'a pas besoin d'un caractère de fin '\0'.

bool *read_only*

true pour une exécution en lecture seule

int *cursorOptions*

masque de bits des options du curseur : zéro cause le comportement par défaut

Valeur de retour

Pointeur du portail contenant le curseur. Notez qu'il n'y a pas de convention pour le renvoi des erreurs ; toute erreur sera rapportée par elog.

SPI_cursor_open_with_paramlist

SPI_cursor_open_with_paramlist — ouvre un curseur en utilisant les paramètres

Synopsis

```
Portal SPI_cursor_open_with_paramlist(const char *name,
                                      SPIPlanPtr plan,
                                      ParamListInfo params,
                                      bool read_only)
```

Description

`SPI_cursor_open_with_paramlist` prépare un curseur (en interne un portail), qui exécutera une requête préparée par `SPI_prepare`. Cette fonction est équivalente à `SPI_cursor_open` sauf que les informations sur les valeurs des paramètres passées à la requête sont présentées différemment. La représentation de `ParamListInfo` peut être utile pour fournir des valeurs déjà disponibles dans ce format. Elle supporte aussi l'utilisation d'ensemble de paramètres dynamiques via des fonctions spécifiées dans `ParamListInfo`.

Les données passées en paramètre seront copiées dans le portail du curseur et peuvent donc être libérées alors que le curseur existe toujours.

Arguments

`const char * name`

nom d'un portail ou `NULL` pour que le système en choisisse un lui-même

`SPIPlanPtr plan`

requête préparée (renvoyée par `SPI_prepare`)

`ParamListInfo params`

structure de données contenant les types et valeurs de paramètres ; NULL sinon

`bool read_only`

`true` pour une exécution en lecture seule

Valeur de retour

Pointeur vers le portail contenant le curseur. Notez qu'il n'existe pas de convention pour le retour d'erreur ; toute erreur sera renvoyée via `elog`.

SPI_cursor_find

SPI_cursor_find — recherche un curseur existant par nom

Synopsis

```
Portal SPI_cursor_find(const char * name)
```

Description

`SPI_cursor_find` recherche un portail par nom. Ceci est principalement utile pour résoudre un nom de curseur renvoyé en tant que texte par une autre fonction.

Arguments

`const char * name`

nom du portail

Valeur de retour

Pointeur vers le portail portant le nom spécifié ou `NULL` si aucun n'a été trouvé

Notes

Attention, cette fonction peut renvoyer un objet `Portal` qui n'a pas de propriétés identiques aux curseurs ; par exemple, elle pourrait ne pas renvoyer de lignes. Si vous lui passez simplement un pointeur `Portal` vers d'autres fonctions SPI, elles peuvent se défendre de tels cas mais une attention est nécessaire lors d'une inspection directe du `Portal`.

SPI_cursor_fetch

SPI_cursor_fetch — extrait des lignes à partir d'un curseur

Synopsis

```
void SPI_cursor_fetch(Portal portal, bool forward, long count)
```

Description

`SPI_cursor_fetch` extrait des lignes à partir d'un curseur. Ceci est équivalent à un sous-ensemble de la commande SQL `FETCH` (voir `SPI_scroll_cursor_fetch` pour plus de détails).

Arguments

`Portal` *`portal`*

portail contenant le curseur

`bool` *`forward`*

vrai pour une extraction en avant, faux pour une extraction en arrière

`long` *`count`*

nombre maximum de lignes à récupérer

Valeur de retour

`SPI_processed` et `SPI_tuptable` sont positionnés comme dans `SPI_execute` en cas de réussite.

Notes

Récupérer en sens inverse pourrait échouer si le plan du curseur n'était pas créé avec l'option `CURSOR_OPT_SCROLL`.

SPI_cursor_move

SPI_cursor_move — déplace un curseur

Synopsis

```
void SPI_cursor_move(Portal portal, bool forward, long count)
```

Description

`SPI_cursor_move` saute un certain nombre de lignes dans un curseur. Ceci est équivalent à un sous-ensemble de la commande SQL `MOVE` (voir `SPI_scroll_cursor_move` pour plus de détails).

Arguments

`Portal` *`portal`*

portail contenant le curseur

`bool` *`forward`*

vrai pour un saut en avant, faux pour un saut en arrière

`long` *`count`*

nombre maximum de lignes à déplacer

Notes

Se déplacer en sens inverse pourrait échouer si le plan du curseur n'a pas été créé avec l'option `CURSOR_OPT_SCROLL` option.

SPI_scroll_cursor_fetch

SPI_scroll_cursor_fetch — récupère quelques lignes à partir d'un curseur

Synopsis

```
void SPI_scroll_cursor_fetch(Portal portal,
 FetchDirection direction, long count)
```

Description

`SPI_scroll_cursor_fetch` récupère quelques lignes à partir d'un curseur. C'est équivalent à la commande SQL `FETCH`.

Arguments

`Portal` *`portal`*

portail contenant le curseur

`FetchDirection` *`direction`*

un parmi `FETCH_FORWARD`, `FETCH_BACKWARD`, `FETCH_ABSOLUTE` ou `FETCH_RELATIVE`

`long` *`count`*

nombre de lignes à récupérer pour `FETCH_FORWARD` ou `FETCH_BACKWARD` ; nombre de lignes absolu à récupérer pour `FETCH_ABSOLUTE` ; ou nombre de lignes relatif à récupérer pour `FETCH_RELATIVE`

Valeur de retour

`SPI_processed` et `SPI_tuptable` sont configurés comme `SPI_execute` en cas de succès.

Notes

Voir la commande SQL FETCH pour des détails sur l'interprétation des paramètres *`direction`* et *`count`*.

Les valeurs de direction autres que `FETCH_FORWARD` peuvent échouer si le plan du curseur n'a pas été créé avec l'option `CURSOR_OPT_SCROLL`.

SPI_scroll_cursor_move

SPI_scroll_cursor_move — déplacer un curseur

Synopsis

```
void SPI_scroll_cursor_move(Portal portal,
 FetchDirection direction, long count)
```

Description

`SPI_scroll_cursor_move` ignore un certain nombre de lignes dans un curseur. C'est l'équivalent de la commande SQL `MOVE`.

Arguments

`Portal` *`portal`*

portail contenant le curseur

`FetchDirection` *`direction`*

un parmi `FETCH_FORWARD`, `FETCH_BACKWARD`, `FETCH_ABSOLUTE` et `FETCH_RELATIVE`

`long` *`count`*

nombre de lignes à déplacer pour `FETCH_FORWARD` ou `FETCH_BACKWARD` ; nombre de lignes absolu à déplacer pour `FETCH_ABSOLUTE` ; ou nombre de lignes relatif à déplacer pour `FETCH_RELATIVE`

Valeur de retour

`SPI_processed` est configuré comme `SPI_execute` en cas de succès. `SPI_tuptable` est configuré à `NULL` car aucune ligne n'est renvoyée par cette fonction.

Notes

Voir la commande SQL FETCH pour des détails sur l'interprétation des paramètres *`direction`* et *`count`*.

Les valeurs de direction autres que `FETCH_FORWARD` peuvent échouer si le plan du curseur n'a pas été créé avec l'option `CURSOR_OPT_SCROLL`.

SPI_cursor_close

SPI_cursor_close — ferme un curseur

Synopsis

```
void SPI_cursor_close(Portal portal)
```

Description

`SPI_cursor_close` ferme un curseur créé précédemment et libère la mémoire du portail.

Tous les curseurs ouverts sont fermés automatiquement à la fin de la transaction. `SPI_cursor_close` n'a besoin d'être invoqué que s'il est désirable de libérer les ressources plus tôt.

Arguments

`Portal portal`

portail contenant le curseur

SPI_keepplan

SPI_keepplan — sauvegarde une instruction préparée

Synopsis

```
int SPI_keepplan(SPIPlanPtr plan)
```

Description

`SPI_keepplan` sauvegarde une instruction passée (préparée par `SPI_prepare`) pour qu'elle ne soit pas libérée par `SPI_finish` ou par le gestionnaire des transactions. Cela vous donne la possibilité de ré-utiliser les instructions préparées dans les prochains appels à votre fonction C dans la session courante.

Arguments

`SPIPlanPtr` *`plan`*

l'instruction préparée à sauvegarder

Valeur de retour

0 en cas de succès ; `SPI_ERROR_ARGUMENT` si *`plan`* vaut `NULL` ou est invalide

Notes

L'instruction passée est relocalisée dans un stockage permanent par l'ajustement de pointeur (pas de copie de données requise). Si vous souhaitez la supprimer plus tard, utilisez `SPI_freeplan`.

SPI_saveplan

SPI_saveplan — sauvegarde une requête préparée

Synopsis

```
SPIPlanPtr SPI_saveplan(SPIPlanPtr plan)
```

Description

`SPI_saveplan` copie une instruction passée (préparée par `SPI_prepare`) en mémoire qui ne serait pas libérée par `SPI_finish` ou par le gestionnaire de transactions, et renvoie un pointeur vers l'instruction copiée. Cela vous donne la possibilité de réutiliser des instructions préparées dans les appels suivants de votre fonction C dans la session courante.

Arguments

`SPIPlanPtr` *`plan`*

la requête préparée à sauvegarder

Valeur de retour

Pointeur vers la requête copiée ; `NULL` en cas d'échec. En cas d'erreur, `SPI_result` est positionnée comme suit :

`SPI_ERROR_ARGUMENT`

si *`plan`* est `NULL` ou invalide

`SPI_ERROR_UNCONNECTED`

si appelé d'une fonction C non connectée

Notes

La requête passée n'est pas libérée, donc vous pouvez souhaiter exécuter `SPI_freeplan` sur ce dernier pour éviter des pertes mémoire jusqu'à `SPI_finish`.

Dans la plupart des cas, `SPI_keepplan` est préférée à cette fonction car elle accomplit largement le même résultat sans avoir besoin de copier physiquement la structure de données des instructions préparées.

SPI_register_relation

SPI_register_relation — rend une relation nommée éphémère disponible par son nom dans les requêtes SPI

Synopsis

```
int SPI_register_relation(EphemeralNamedRelation enr)
```

Description

`SPI_register_relation` rends une relation nommée éphémère - tout comme son information associée - disponible aux requêtes planifiées et exécutées par la connexion SPI en cours.

Arguments

`EphemeralNamedRelation` *`enr`*

l'entrée du registre de la relation nommée éphémère

Valeur de retour

Si l'exécution de la commande a réussi, alors la valeur (non négative) suivante sera retournée :

`SPI_OK_REL_REGISTER`

si la relation a bien été enregistrée avec succès par son nom

En cas d'erreur, une des valeurs négatives suivantes sera retournée :

`SPI_ERROR_ARGUMENT`

si *`enr`* est `NULL` ou si son champ `name` est `NULL`

`SPI_ERROR_UNCONNECTED`

en cas d'appel par une fonction C non connectée

`SPI_ERROR_REL_DUPLICATE`

si le nom spécifié dans le champ `name` de *`enr`* est déjà enregistré pour cette connexion

SPI_unregister_relation

SPI_unregister_relation — supprime une relation nommée éphémère du registre

Synopsis

```
int SPI_unregister_relation(const char * name)
```

Description

`SPI_unregister_relation` supprime une relation nommée éphémère du registre pour la connexion courante

Arguments

`const char * name`

le nom de l'entrée du registre de la relation

Valeur de retour

Si l'exécution de la commande a été réussie, alors la valeur (non négative) suivante sera retournée :

`SPI_OK_REL_UNREGISTER`

si le tuplestore a été correctement supprimé du registre

En cas d'erreur, une valeur négative sera retournée, parmi :

`SPI_ERROR_ARGUMENT`

si *name* est `NULL`

`SPI_ERROR_UNCONNECTED`

si appelé par une fonction C non connectée

`SPI_ERROR_REL_NOT_FOUND`

si *name* est absent du registre pour la connexion courante

SPI_register_trigger_data

SPI_register_trigger_data — rends les données de triggers disponibles dans les requêtes SPI

Synopsis

```
int SPI_register_trigger_data(TriggerData *tdata)
```

Description

Avec `SPI_register_trigger_data`, toutes les relations éphémères capturées par un trigger sont disponibles pour les requêtes planifiées et exécutées par la connexion SPI courante. Actuellement, cela concerne les tables de transition capturées par un trigger `AFTER` défini avec une clause `REFERENCING OLD/NEW TABLE AS` ... Cette fonction doit être appelée par une fonction PL de gestion de trigger après connexion.

Arguments

`TriggerData *tdata`

L'objet `TriggerData` passé à une fonction de gestion de trigger en tant que `fcinfo->context`

Valeur de retour

Si l'exécution de la commande est réussie, alors la valeur (non négative) suivante sera retournée :

`SPI_OK_TD_REGISTER`

si les données capturées par le trigger (s'il y en a) ont été correctement enregistrées

En cas d'erreur, une valeur négative sera retournée, parmi :

`SPI_ERROR_ARGUMENT`

si *`tdata`* est `NULL`

`SPI_ERROR_UNCONNECTED`

si appelé par une fonction C non connectée

`SPI_ERROR_REL_DUPLICATE`

si le nom d'une relation éphémère de données de trigger est déjà enregistré pour cette connexion

47.2. Fonctions de support d'interface

Les fonctions décrites ici donnent une interface pour extraire les informations des séries de résultats renvoyés par `SPI_execute` et les autres fonctions SPI.

Toutes les fonctions décrites dans cette section peuvent être utilisées par toutes les fonctions C, connectées et non connectées.

SPI_fname

SPI_fname — détermine le nom de colonne pour le numéro de colonne spécifié

Synopsis

```
char * SPI_fname(TupleDesc rowdesc, int colnumber)
```

Description

`SPI_fname` retourne une copie du nom de colonne d'une colonne spécifiée (vous pouvez utiliser `pfree` pour libérer la copie du nom lorsque vous n'en avez plus besoin).

Arguments

`TupleDesc` *`rowdesc`*

description de rangée d'entrée

`int` *`colnumber`*

nombre de colonne (le compte commence à 1)

Valeur de retour

Le nom de colonne ; `NULL` si *`colnumber`* est hors de portée. `SPI_result` est positionnée à `SPI_ERROR_NOATTRIBUTE` en cas d'échec.

SPI_fnumber

SPI_fnumber — détermine le numéro de colonne pour le nom de colonne spécifiée

Synopsis

```
int SPI_fnumber(TupleDesc rowdesc, const char * colname)
```

Description

`SPI_fnumber` renvoie le numéro de colonne pour la colonne portant le nom spécifié.

Si *`colname`* réfère à une colonne système (c'est-à-dire `oid`), alors le numéro de colonne négatif approprié sera renvoyé. L'appelant devra faire attention à tester la valeur de retour pour égalité exacte à `SPI_ERROR_NOATTRIBUTE` pour détecter une erreur ; tester le résultat pour une valeur inférieure ou égale à 0 n'est pas correcte sauf si les colonnes systèmes doivent être rejetées.

Arguments

`TupleDesc` *`rowdesc`*

description de la rangée d'entrée

`const char *` *`colname`*

nom de colonne

Valeur de retour

Numéro de colonne (le compte commence à 1 pour les colonnes utilisateurs) ou `SPI_ERROR_NOATTRIBUTE` si la colonne nommée n'est pas trouvée.

SPI_getvalue

SPI_getvalue — renvoie la valeur de chaîne de la colonne spécifiée

Synopsis

```
char * SPI_getvalue(HeapTuple row, TupleDesc rowdesc,
 int colnumber)
```

Description

`SPI_getvalue` retourne la représentation chaîne de la valeur de la colonne spécifiée.

Le résultat est retourné en mémoire allouée en utilisant `palloc` (vous pouvez utiliser `pfree` pour libérer la mémoire lorsque vous n'en avez plus besoin).

Arguments

`HeapTuple` *`row`*

ligne d'entrée à examiner

`TupleDesc` *`rowdesc`*

description de la ligne en entrée

`int` *`colnumber`*

numéro de colonne (le compte commence à 1)

Valeur de retour

Valeur de colonne ou `NULL` si la colonne est NULL, si *`colnumber`* est hors de portée (`SPI_result` est positionnée à `SPI_ERROR_NOATTRIBUTE`) ou si aucune fonction de sortie n'est disponible (`SPI_result` est positionnée à `SPI_ERROR_NOOUTFUNC`).

SPI_getbinval

SPI_getbinval — retourne la valeur binaire de la colonne spécifiée

Synopsis

```
Datum SPI_getbinval(HeapTuple row, TupleDesc rowdesc,
 int colnumber, bool * isNULL)
```

Description

`SPI_getbinval` retourne la valeur de la colonne spécifiée dans le format interne (en tant que type `Datum`).

Cette fonction n'alloue pas de nouvel espace pour le datum. Dans le cas d'un type de données passé par référence, la valeur de retour sera un pointeur dans la ligne passée.

Arguments

`HeapTuple` *`row`*

ligne d'entrée à examiner

`TupleDesc` *`rowdesc`*

description de la ligne d'entrée

`int` *`colnumber`*

numéro de colonne (le compte commence à 1)

`bool *` *`isNULL`*

indique une valeur NULL dans la colonne

Valeur de retour

La valeur binaire de la colonne est retournée. La variable vers laquelle pointe *`isNULL`* est positionnée à vrai si la colonne est NULL et sinon à faux.

`SPI_result` est positionnée à `SPI_ERROR_NOATTRIBUTE` en cas d'erreur.

SPI_gettype

SPI_gettype — retourne le nom du type de donnée de la colonne spécifiée

Synopsis

```
char * SPI_gettype(TupleDesc rowdesc, int colnumber)
```

Description

`SPI_gettype` retourne une copie du nom du type de donnée de la colonne spécifiée (vous pouvez utiliser `pfree` pour libérer la copie du nom lorsque vous n'en avez plus besoin).

Arguments

`TupleDesc` *`rowdesc`*

description de ligne d'entrée

`int` *`colnumber`*

numéro de colonne (le compte commence à 1)

Valeur de retour

Le nom de type de donnée de la colonne spécifiée ou `NULL` en cas d'erreur. `SPI_result` est positionnée à `SPI_ERROR_NOATTRIBUTE` en cas d'erreur.

SPI_gettypeid

SPI_gettypeid — retourne l'OID de type de donnée de la colonne spécifiée

Synopsis

```
Oid SPI_gettypeid(TupleDesc rowdesc, int colnumber)
```

Description

`SPI_gettypeid` retourne l'OID du type de donnée de la colonne spécifiée.

Arguments

`TupleDesc` *`rowdesc`*

description de ligne d'entrée

`int` *`colnumber`*

numéro de colonne (le compte commence à 1)

Valeur de retour

L'OID du type de donnée de la colonne spécifiée ou `InvalidOid` en cas d'erreur. En cas d'erreur, `SPI_result` est positionnée à `SPI_ERROR_NOATTRIBUTE`.

SPI_getrelname

SPI_getrelname — retourne le nom de la relation spécifiée

Synopsis

```
char * SPI_getrelname(Relation rel)
```

Description

`SPI_getrelname` retourne une copie du nom de la relation spécifiée (vous pouvez utiliser `pfree` pour libérer la copie du nom lorsque vous n'en avez plus besoin).

Arguments

`Relation rel`

relation d'entrée

Valeur de retour

Le nom de la relation spécifiée.

SPI_getnspname

SPI_getnspname — renvoie l'espace de noms de la relation spécifiée

Synopsis

```
char * SPI_getnspname(Relation rel)
```

Description

`SPI_getnspname` renvoie une copie du nom de l'espace de nom auquel appartient la `Relation` spécifiée. Ceci est équivalent au schéma de la relation. Vous devriez libérer (`pfree`) la valeur de retour de cette fonction lorsque vous en avez fini avec elle.

Arguments

`Relation` *`rel`*

relation en entrée

Valeur de retour

Le nom de l'espace de noms de la relation spécifiée.

SPI_result_code_string

SPI_result_code_string — renvoie un code d'erreur sous la forme d'une chaîne de caractères

Synopsis

```
const char * SPI_result_code_string(int code);
```

Description

`SPI_result_code_string` renvoie une chaîne contenant la représentation du code résultat renvoyé par différentes fonctions ou procédures SPI dans `SPI_result`.

Arguments

`int code`

code résultat

Valeur de retour

Une chaîne représentant le code résultat.

47.3. Gestion de la mémoire

PostgreSQL alloue de la mémoire dans des *contextes mémoire* qui donnent une méthode pratique pour gérer les allocations faites dans plusieurs endroits qui ont besoin de vivre pour des durées différentes. Détruire un contexte libère toute la mémoire qui y était allouée. Donc, il n'est pas nécessaire de garder la trace des objets individuels pour éviter les fuites de mémoire ; à la place, seul un petit nombre de contextes doivent être gérés. `palloc` et les fonctions liées allouent de la mémoire du contexte « courant ».

`SPI_connect` crée un nouveau contexte mémoire et le rend courant. `SPI_finish` restaure le contexte mémoire précédant et détruit le contexte créé par `SPI_connect`. Ces actions garantissent que les allocations temporaires de mémoire faites dans votre fonction C soient réclamées lors de la sortie de la fonction C, évitant les fuites de mémoire.

En revanche, si votre fonction C a besoin de renvoyer un objet dans de la mémoire allouée (tel que la valeur d'un type de donné passé par référence), vous ne pouvez pas allouer cette mémoire en utilisant `palloc`, au moins pas tant que vous êtes connecté à SPI. Si vous essayez, l'objet sera désalloué par `SPI_finish` et votre fonction C ne fonctionnera pas de manière fiable. Pour résoudre ce problème, utilisez `SPI_palloc` pour allouer de la mémoire pour votre objet de retour. `SPI_palloc` alloue de la mémoire dans le « contexte de mémoire courant », c'est-à-dire le contexte de mémoire qui était courant lorsque `SPI_connect` a été appelée, ce qui est précisément le bon contexte pour une valeur renvoyée à partir de votre fonction C. Plusieurs autres procédures utilitaires décrites dans cette section renvoient également des objets créés dans le contexte mémoire de l'appelant.

Quand `SPI_connect` est appelée, le contexte privé de la fonction C, qui est créé par `SPI_connect`, est nommé le contexte courant. Toute allocation faîte par `palloc`, `repalloc` ou une fonction utilitaire SPI (à part celles décrites dans cette section) sont faites dans ce contexte. Quand une fonction C se déconnecte du gestionnaire SPI (via `SPI_finish`), le contexte courant est restauré au contexte de mémoire courant et toutes les allocations faites dans le contexte de mémoire de la fonction C sont libérées et ne peuvent plus être utilisées.

SPI_palloc

SPI_palloc — alloue de la mémoire dans le contexte de mémoire courant

Synopsis

```
void * SPI_palloc(Size size)
```

Description

`SPI_palloc` alloue de la mémoire dans le contexte de mémoire courant.

Cette fonction peut seulement être utilisée durant une connexion SPI. Sinon, elle renvoie une erreur.

Arguments

`Size` *`size`*

taille en octets du stockage à allouer

Valeur de retour

Pointeur vers le nouvel espace de stockage de la taille spécifiée

SPI_repalloc

SPI_repalloc — ré-alloue de la mémoire dans le contexte de mémoire courant

Synopsis

```
void * SPI_repalloc(void * pointer, Size size)
```

Description

`SPI_repalloc` change la taille d'un segment de mémoire alloué auparavant en utilisant `SPI_palloc`.

Cette fonction n'est plus différente du `repalloc` standard. Elle n'est gardée que pour la compatibilité du code existant.

Arguments

`void * pointer`

pointeur vers l'espace de stockage à modifier

`Size size`

taille en octets du stockage à allouer

Valeur de retour

Pointeur vers le nouvel espace de stockage de taille spécifiée avec le contenu copié de l'espace existant

SPI_pfree

SPI_pfree — libère de la mémoire dans le contexte de mémoire courant

Synopsis

```
void SPI_pfree(void * pointer)
```

Description

`SPI_pfree` libère de la mémoire allouée auparavant par `SPI_palloc` ou `SPI_repalloc`.

Cette fonction n'est plus différente du `pfree` standard. Elle n'est conservée que pour la compatibilité du code existant.

Arguments

`void * pointer`

pointeur vers l'espace de stockage à libérer

SPI_copytuple

SPI_copytuple — effectue une copie d'une ligne dans le contexte de mémoire courant

Synopsis

```
HeapTuple SPI_copytuple(HeapTuple row)
```

Description

`SPI_copytuple` crée une copie d'une ligne dans le contexte de mémoire courant. Ceci est normalement utilisé pour renvoyer une ligne modifiée à partir d'un déclencheur. Dans une fonction déclarée pour renvoyer un type composite, utilisez `SPI_returntuple` à la place.

Cette fonction peut seulement être utilisée durant une connexion SPI. Sinon, elle renvoie NULL et affecte `SPI_ERROR_UNCONNECTED` à `SPI_result`.

Arguments

`HeapTuple` *`row`*

ligne à copier

Valeur de retour

la ligne copiée ou `NULL` en cas d'erreur (voir `SPI_result` pour une indication sur l'erreur)

SPI_returntuple

SPI_returntuple — prépare le renvoi d'une ligne en tant que Datum

Synopsis

```
HeapTupleHeader SPI_returntuple(HeapTuple row, TupleDesc rowdesc)
```

Description

`SPI_returntuple` crée une copie d'une ligne dans le contexte de l'exécuteur supérieur, la renvoyant sous la forme d'une ligne de type `Datum`. Le pointeur renvoyé a seulement besoin d'être converti en `Datum` via `PointerGetDatum` avant d'être renvoyé.

Cette fonction ne peut être utilisée que pendant une connexion SPI. Sinon, elle renvoie NULL et affecte `SPI_ERROR_UNCONNECTED` à `SPI_result`.

Notez que ceci devrait être utilisé pour les fonctions qui déclarent renvoyer des types composites. Ce n'est pas utilisé pour les déclencheurs ; utilisez `SPI_copytuple` pour renvoyer une ligne modifiée dans un déclencheur.

Arguments

`HeapTuple` *`row`*

ligne à copier

`TupleDesc` *`rowdesc`*

descripteur pour la ligne (passez le même descripteur chaque fois pour un cache plus efficace)

Valeur de retour

`HeapTupleHeader` pointant vers la ligne copiée ou `NULL` en cas d'erreur (voir `SPI_result` pour une indication sur l'erreur)

SPI_modifytuple

SPI_modifytuple — crée une ligne en remplaçant les champs sélectionnés d'une ligne donnée

Synopsis

```
HeapTuple SPI_modifytuple(Relation rel,
 HeapTuple row, ncols, colnum, Datum * values, const char * nulls)
```

Description

`SPI_modifytuple` crée une nouvelle ligne en retirant les nouvelles valeurs pour les colonnes sélectionnées et en copiant les colonnes de la ligne d'origine à d'autres positions. La ligne d'entrée n'est pas modifiée. La nouvelle ligne est retournée dans le contexte de l'exécuteur supérieur.

Cette fonction ne peut être utilisée que pendant une connexion SPI. Sinon, elle renvoie NULL et affecte `SPI_ERROR_UNCONNECTED` à `SPI_result`.

Arguments

`Relation` *`rel`*

Utilisé seulement en tant que source du descripteur de ligne pour la ligne (passez une relation plutôt qu'un descripteur de ligne est une erreur).

`HeapTuple` *`row`*

rangée à modifier

`int` *`ncols`*

nombre de numéros de colonnes à changer

`int *` *`colnum`*

tableau de longueur *`ncols`*, contenant les numéros de colonnes à modifier (le numéro des colonnes commence à 1)

`Datum *` *`values`*

tableau de longueur *`ncols`*, contenant les nouvelles valeurs pour les colonnes spécifiées

`const char *` *`nulls`*

tableau de longueur *`ncols`*, décrivant les nouvelles valeurs NULL

Si *`nulls`* vaut `NULL`, alors `SPI_modifytuple` suppose qu'aucune valeur n'est NULL. Dans le cas contraire, chaque entrée du tableau *`nulls`* doit valoir `' '` si la nouvelle valeur correspondante est non NULL et `'n'` si la nouvelle valeur correspondante est NULL (dans ce dernier cas, la valeur réelle de l'entrée *`values`* correspondante n'a pas d'importance). Notez que *`nulls`* n'est pas une chaîne de texte. C'est un tableau et, de ce fait, il n'a pas besoin d'un caractère de fin `'\0'`.

Valeur de retour

nouvelle ligne avec modifications, allouée dans le contexte de mémoire courant, ou `NULL` en cas d'erreur (voir `SPI_result` pour une indication de l'erreur)

En cas d'erreur, `SPI_result` est positionnée comme suit :

`SPI_ERROR_ARGUMENT`

si *`colnum`* contient un numéro de colonne invalide (0 ou moins, ou plus que le nombre de colonnes dans *`row`*) *`row`*)

`SPI_ERROR_NOATTRIBUTE`

si *`nocolonne`* contient un numéro de colonne invalide (inférieur ou égal à 0 ou supérieur au numéro de colonne dans *`row`*)

`SPI_ERROR_UNCONNECTED`

si SPI n'est pas actif

SPI_freetuple

SPI_freetuple — libère une ligne allouée dans le contexte de mémoire courant

Synopsis

```
void SPI_freetuple(HeapTuple row)
```

Description

`SPI_freetuple` libère une rangée allouée auparavant dans le contexte de mémoire courant.

Cette fonction n'est plus différente du standard `heap_freetuple`. Elle est gardée juste pour la compatibilité du code existant.

Arguments

`HeapTuple` *`row`*

rangée à libérer

SPI_freetuptable

SPI_freetuptable — libère une série de lignes créée par `SPI_execute` ou une fonction semblable

Synopsis

```
void SPI_freetuptable(SPITupleTable * tuptable)
```

Description

`SPI_freetuptable` libère une série de lignes créée auparavant par une fonction d'exécution de commandes SPI, tel que `SPI_execute`. Par conséquent, cette fonction est souvent appelée avec la variable globale `SPI_tupletable` comme argument.

Cette fonction est utile si une fonction C SPI a besoin d'exécuter de multiples commandes et ne veut pas garder les résultats de commandes précédentes en mémoire jusqu'à sa fin. Notez que toute série de lignes non libérées est libérée quand même lors de `SPI_finish`. De plus, si une sous-transaction est commencée puis annulée lors de l'exécution d'une fonction C SPI, SPI libère automatiquement tous les ensembles de lignes créés lors de l'exécution de la sous-transaction.

À partir de PostgreSQL 9.3, `SPI_freetuptable` contient la logique de sécurité pour protéger contre les demandes dupliquées de suppression à partir du même ensemble de lignes. Avec les versions précédentes, les suppressions dupliquées auraient amenées à des crashs.

Arguments

`SPITupleTable * tuptable`

pointeur vers la série de lignes à libérer, ou NULL pour ne rien faire

SPI_freeplan

SPI_freeplan — libère une requête préparée sauvegardée auparavant

Synopsis

```
int SPI_freeplan(SPIPlanPtr plan)
```

Description

`SPI_freeplan` libère une requête préparée retournée auparavant par `SPI_prepare` ou sauvegardée par `SPI_keepplan` ou `SPI_saveplan`.

Arguments

`SPIPlanPtr plan`

pointeur vers la requête à libérer

Valeur de retour

0 en cas de succès ; `SPI_ERROR_ARGUMENT` si *`plan`* est `NULL` ou invalide.

47.4. Gestion des transactions

Il n'est pas possible d'exécuter des commandes de contrôle des transactions, telles que `COMMIT` et `ROLLBACK` via une fonction SPI comme `SPI_execute`. Cependant, il existe des fonctions d'interface séparées qui permettent le contrôle des transactions via SPI.

Il n'est généralement pas sûr et sensible de démarrer et terminer des transactions dans des fonctions définies par l'utilisateur et appelables en SQL sans prendre en compte le contexte dans lequel elles sont appelées. Par exemple, une limite de transaction dans le milieu d'une fonction qui fait partie d'une expression SQL complexe, elle-même partie d'une commande SQL, aura probablement comme résultat des erreurs internes obscures ou des crashs. Les fonctions d'interface présentées ici ont principalement comme but d'être utilisées par les implémentations de langage de procédure pour supporter la gestion des transactions dans les procédures niveau SQL appelées par la commande `CALL`, en prenant en compte le contexte de l'appel à `CALL`. Les procédures utilisant SPI implémentées en C peuvent implémenter la même logique mais les détails de cette implémentation dépassent le cadre de cette documentation.

SPI_commit

SPI_commit — valider la transaction courante

Synopsis

```
vo
```

Description

`SPI_commit` valide la transaction en cours. C'est approximativement équivalent à exécuter la commande SQL `COMMIT`. Après la validation de la transaction, une nouvelle transaction est automatiquement démarrée utilisant les caractéristiques de la transaction par défaut, pour que l'appelant puisse continuer en utilisant les fonctionnalités de SPI. S'il y a un échec pendant la validation, la transaction en cours est annulée et une nouvelle transaction est démarrée après quoi l'erreur est jetée de la façon habituelle.

Cette fonction peut seulement être exécutées si la connexion SPI a été configurée comme non atomique dans l'appel à `SPI_connect_ext`.

SPI_rollback

SPI_rollback — annuler la transaction courante

Synopsis

```
vo
```

Description

`SPI_rollback` annule la transaction en cours. C'est approximativement équivalent à exécuter la commande SQL `ROLLBACK`. Après l'annulation de la transaction, une nouvelle transaction est automatiquement démarrée en utilisant les caractérisques de la transaction par défaut, pour que l'appelant puisse continuer en utilisant les fonctionnalités de SPI.

Cette fonction peut seulement être exécutées si la connexion SPI a été configurée comme non atomique dans l'appel à `SPI_connect_ext`.

SPI_start_transaction

SPI_start_transaction — fonction obsolète

Synopsis

```
vo
```

Description

`SPI_start_transaction` ne fait rien, et existe uniquement pour la compatibilité du code avec les versions antérieures de PostgreSQL. Elle était requise après un appel à `SPI_commit` ou `SPI_rollback`, mais maintenance, ces fonctions commencent automatiquement une nouvelle transaction.

47.5. Visibilité des modifications de données

Les règles suivantes gouvernent la visibilité des modifications de données dans les fonctions qui utilisent SPI (ou tout autre fonction C) :

- Pendant l'exécution de la commande SQL, toute modification de données faite par la commande est invisible à la commande. Par exemple, dans la commande :

  ```
  INSERT INTO a SELECT * FROM a;
  ```

  les lignes insérées sont invisibles à la partie `SELECT`.

- Les modifications effectuées par une commande C sont visibles par toutes les commandes qui sont lancées après C, peu importe qu'elles soient lancées à l'intérieur de C (pendant l'exécution de C) ou après que C soit terminée.

- Les commandes exécutées via SPI à l'intérieur d'une fonction appelée par une commande SQL (soit une fonction ordinaire soit un déclencheur) suivent une des règles ci-dessus suivant le commutateur lecture/écriture passé à SPI. Les commandes exécutées en mode lecture seule suivent la première règle : elles ne peuvent pas voir les modifications de la commande appelante. Les commandes exécutées en mode lecture/écriture suivent la deuxième règle : elles peuvent voir toutes les modifications réalisées jusqu'à maintenant.

- Tous les langages standards de procédures initialisent le mode lecture/écriture suivant l'attribut de volatilité de la fonction. Les commandes des fonctions `STABLE` et `IMMUTABLE` sont réalisées en mode lecture seule alors que les fonctions `VOLATILE` sont réalisées en mode lecture/écriture. Alors que les auteurs de fonctions C sont capables de violer cette convention, il est peu probable que cela soit une bonne idée de le faire.

La section suivante contient un exemple qui illustre l'application de ces règles.

47.6. Exemples

Cette section contient un exemple très simple d'utilisation de SPI. La fonction C `execq` prend une commande SQL comme premier argument et un compteur de lignes comme second, exécute la commande en utilisant `SPI_exec` et renvoie le nombre de lignes qui ont été traitées par la commande.

Vous trouverez des exemples plus complexes pour SPI dans l'arborescence source dans `src/test/regress/regress.c` et dans le module spi.

```
#include "postgres.h"

#include "executor/spi.h"
#include "utils/builtins.h"

PG_MODULE_MAGIC;

PG_FUNCTION_INFO_V1(execq);

Datum
execq(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    char *command;
    int cnt;
    int ret;
    uint64 proc;

    /* Convert given text object to a C string */
    command = text_to_cstring(PG_GETARG_TEXT_PP(0));
    cnt = PG_GETARG_INT32(1);

    SPI_connect();

    ret = SPI_exec(command, cnt);

    proc = SPI_processed;

    /*
     * Si des lignes ont été récupérées,
     * alors les afficher via elog(INFO).
     */
    if (ret > 0 && SPI_tuptable != NULL)
    {
        TupleDesc tupdesc = SPI_tuptable->tupdesc;
        SPITupleTable *tuptable = SPI_tuptable;
        char buf[8192];
        int64 j;

        for (j = 0; j < proc; j++)
        {
            HeapTuple tuple = tuptable->vals[j];
            int i;

            for (i = 1, buf[0] = 0; i <= tupdesc->natts; i++)
                snprintf(buf + strlen(buf), sizeof(buf) -
 strlen(buf), " %s%s",
                         SPI_getvalue(tuple, tupdesc, i),
                         (i == tupdesc->natts) ? " " : " |");
            elog(INFO, "EXECQ: %s", buf);
        }
    }

    SPI_finish();
    pfree(command);
```

```
    PG_RETURN_INT64(proc);
}
```

Voici comment déclarer la fonction après l'avoir compilée en une bibliothèque partagée (les détails sont dans Section 38.10.5) :

```
CREATE FUNCTION execq(text, integer) RETURNS int8
    AS 'filename'
    LANGUAGE C STRICT;
```

Voici une session d'exemple :

```
=> SELECT execq('CREATE TABLE a (x integer)', 0);
 execq
-------
     0
(1 row)

=> INSERT INTO a VALUES (execq('INSERT INTO a VALUES (0)', 0));
INSERT 0 1
=> SELECT execq('SELECT * FROM a', 0);
INFO:  EXECQ:  0    -- inséré par execq
INFO:  EXECQ:  1    -- retourné par execq et inséré par l'INSERT
 précédent

 execq
-------
     2
(1 row)

=> SELECT execq('INSERT INTO a SELECT x + 2 FROM a RETURNING *',
 1);
INFO:  EXECQ:  2    -- 0 + 2, puis exécution arr#té par décompte
 execq
-------
     1
(1 row)

=> SELECT execq('SELECT * FROM a', 10);
INFO:  EXECQ:  0
INFO:  EXECQ:  1
INFO:  EXECQ:  2

 execq
-------
     3              -- 10 est seulement la valeur max, 3 est le
 nombre réel de lignes
(1 row)

=> SELECT execq('INSERT INTO a SELECT x + 10 FROM a', 1);
 execq
-------
     3              -- toutes les lignes traitées ; le nombre ne le
 stoppe pas car rien n'est renvoyé
(1 row)

=> SELECT * FROM a;
```

```
 x
----
  0
  1
  2
 10
 11
 12
(6 rows)

=> DELETE FROM a;
DELETE 6
=> INSERT INTO a VALUES (execq('SELECT * FROM a', 0) + 1);
INSERT 0 1
=> SELECT * FROM a;
 x
---
 1                  -- 0 (aucune ligne dans a) + 1
(1 row)

=> INSERT INTO a VALUES (execq('SELECT * FROM a', 0) + 1);
INFO:  EXECQ:  1
INSERT 0 1
=> SELECT * FROM a;
 x
---
 1
 2                  -- 1 (il y avait une ligne dans a) + 1
(2 rows)

-- Ceci montre la règle de visibilité de modifications de données.
-- execq est appelé deux fois et voir un nombre différent de lignes
 à chaque fois :

=> INSERT INTO a SELECT execq('SELECT * FROM a', 0) * x FROM a;
INFO:  EXECQ:  1    -- résultat du premier execq
INFO:  EXECQ:  2
INFO:  EXECQ:  1    -- résultat du deuxième execq
INFO:  EXECQ:  2
INFO:  EXECQ:  2
INSERT 0 2
=> SELECT * FROM a;
 x
---
 1
 2
 2                  -- 2 lignes * 1 (x dans la première ligne)
 6                  -- 3 lignes (2 + 1 juste inséré) * 2 (x dans la
 deuxième ligne)
(4 rows)
```

Chapitre 48. Processus en tâche de fond (background worker)

PostgreSQL peut être étendu pour lancer du code utilisateur dans des processus séparés. Ces processus sont démarrés, arrêtés et supervisés par `postgres`, ce qui leur permet d'avoir un cycle de vie étroitement lié au statut du serveur. Ces processus ont des options pour s'attacher à la zone de mémoire partagée de PostgreSQL et pour se connecter aux bases de manière interne ; ils peuvent également exécuter de multiples transactions séquentiellement, comme n'importe quel processus client standard connecté au serveur. De plus, en se liant avec la bibliothèque libpq, ils peuvent se connecter au serveur et se comporter comme une application cliente standard.

> **Avertissement**
>
> Il y a de considérables risques de robustesse et sécurité lorsque l'on utilise des processus background worker. En effet, ceux-ci étant écrit en langage `C`, ils ont un accès total aux données. Les administrateurs désirant activer des modules incluant des processus background worker devraient prendre énormément de précautions. Seuls les modules soigneusement testés devraient être autorisés à lancer des processus background worker.

Les processus en tâche de fond peuvent être initialisés au moment où PostgreSQL est démarré en incluant le nom du module dans `shared_preload_libraries`. Un module qui souhaite fonctionner comme un processus en tâche de fond peut s'enregistrer en appelant `RegisterBackgroundWorker(BackgroundWorker *worker)` dans son `_PG_init()`. Les processus en tâche de fond peuvent également être démarrés après que le système ait démarré et soit en fonctionnement en appelant la fonction `RegisterDynamicBackgroundWorker(BackgroundWorker *worker, BackgroundWorkerHandle **handle)`. À la différence de `RegisterBackgroundWorker`, qui ne peut être appelée que depuis le postmaster,`RegisterDynamicBackgroundWorker` doit être appelée depuis un processus client standard ou un processus en tâche de fond.

La structure `BackgroundWorker` est définie ainsi :

```
typedef void (*bgworker_main_type)(Datum main_arg);
typedef struct BackgroundWorker
{
    char        bgw_name[BGW_MAXLEN];
    char        bgw_type[BGW_MAXLEN];
    int         bgw_flags;
    BgWorkerStartTime bgw_start_time;
    int         bgw_restart_time;       /* in seconds, or
 BGW_NEVER_RESTART */
    char        bgw_library_name[BGW_MAXLEN];
    char        bgw_function_name[BGW_MAXLEN];
    Datum       bgw_main_arg;
    char        bgw_extra[BGW_EXTRALEN];
    int         bgw_notify_pid;
} BackgroundWorker;
```

`bgw_name` et `bgw_type` sont des chaînes de caractères à utiliser dans les messages de trace, liste de processus et autres listes similaires. `bgw_type` devrait être identique pour tous les processus en tâche de fond du même type pour qu'il soit possibl de grouper ces processus avec une liste des processus par exemple. Par contre, `bgw_name` peut contenir des informations supplémentaires sur ce processus

spécifique. (Typiquement, la chaîne de bgw_name contiendra le type en quelque sort, mais ce n'est pas requis strictement.)

bgw_flags est un masque de bit OR indiquant les capacités que veut le module. Les valeurs possibles sont

BGWORKER_SHMEM_ACCESS

Réclame un accès à la mémoire partagée. Les processus sans accès à la mémoire partagée ne peuvent pas accéder aux structures de données partagées de PostgreSQL, tels que les verrous (lourds ou légers), la mémoire partagée et toute structure de données personnalisée que le processus pourrait vouloir créer et utiliser.

BGWORKER_BACKEND_DATABASE_CONNECTION

Réclame la capacité à établir une connexion à une base à partir de laquelle il peut ensuite exécuter des transactions et des requêtes. Un processus en tâche de fond utilisant BGWORKER_BACKEND_DATABASE_CONNECTION pour se connecter à une base doit aussi s'attacher à la mémoire partagée en utilisant BGWORKER_SHMEM_ACCESS. Dans le cas contraire, son démarrage échouera.

bgw_start_time spécifie l'état du serveur dans lequel postgres devrait démarrer le processus ; les valeurs possibles sont BgWorkerStart_PostmasterStart (démarrer dès que postgres lui-même a fini sa propre initialisation ; les processus réclamant celà ne sont pas éligibles à une connexion à la base de données), BgWorkerStart_ConsistentState (démarrer dès qu'un état cohérent a été atteint sur un serveur esclave en lecture seule, permettant aux processus de se connecter aux bases et d'exécuter des requêtes en lecture seule), et BgWorkerStart_RecoveryFinished (démarrer dès que le système est entré dans un état de lecture-écriture normal). Notez que les deux dernières valeurs sont équivalentes sur un serveur qui n'est pas un esclave en lecture seule. Notez également que ces valeurs indiquent uniquement quand les processus doivent être démarrés ; ils ne s'arrêtent pas quand un état différent est atteint.

bgw_restart_time est un intervalle, en secondes, que postgres doit attendre avant de redémarrer un processus, si celui-ci a subi un arrêt brutal. Cet intervalle peut être une valeur positive ou BGW_NEVER_RESTART, indiquant de ne pas redémarrer le processus suite à un arrêt brutal.

bgw_library_name est le nom d'une bibliothèque dans laquelle le point d'entrée initial pour le processus en tâche de fond devrait être recherché. La bibliothèque nommée sera chargée dynamiquement par le processus en tâche de fond et bgw_function_name sera utiliser pour identifier la fonction à appeler. S'il charge une fonction du code du moteur, il faudrait plutôt le configurer à « postgres ».

bgw_function_name est le nom d'une fonction dans une bibliothèque chargée dynamiquement qui devrait être utilisée comme point d'entrée initial pour un nouveau processus en tâche de fond.

bgw_main_arg est l'argument Datum de la fonction principale du processus. Cette fonction principale devrait prendre un seul argument de type Datum et renvoyer void. bgw_main_arg sera passé comme argument. De plus, la variable globale MyBgworkerEntry pointe vers une copie de la structure BackgroundWorker passé au moment de l'enregistrement ; le processus pourrait trouver utile d'examiner cette structure.

Sur Windows (et partout où EXEC_BACKEND est défini) ou dans des processus en tâche de fond dynamiques, il n'est pas sûr de passer un Datum par référence, il faut le passe par valeur. Si un argument est requis, il est plus sûr de passer un int32 ou toute autre petite valeur et l'utiliser comme un index d'un tableau alloué en mémoire partagée. Si une valeur comme un cstring ou un text est passée, alors le pointeur ne sera pas valide à partir du nouveau processus en tâche de fond.

bgw_extra peut contenir des données supplémentaires à fournir au background worker. Contrairement à bgw_main_arg, cette donnée n'est pas fourni comme argument de la fonction

principale du processus. Elle est accessible via la variable `MyBgworkerEntry`, comme discuté ci-dessus.

`bgw_notify_pid` est le PID d'un processus client PostgreSQL auquel le postmaster devrait envoyer un signal `SIGUSR1` quand le processus est démarré ou quitte. Il devrait valoir 0 pour les processus en tâche de fond enregistrés lors du démarrage du postmaster, ou quand le processus client enregistrant le processus en tâche de fond ne souhaite pas attendre que le processus en tâche de fond ne démarre. Sinon, il devrait être initialisé à `MyProcPid`.

Une fois démarré, le processus peut se connecter à une base en appelant `BackgroundWorkerInitializeConnection(char *dbname, char *username, uint32 flags)` ou `BackgroundWorkerInitializeConnectionByOid(Oid dboid, Oid useroid, uint32 flags)`. Cela autorise le processus à exécuter des transactions et des requêtes en utilisant l'interface `SPI`. Si `dbname` vaut NULL ou que `dboid` vaut `InvalidOid`, la session n'est pas connectée à une base en particulier, mais les catalogues partagés peuvent être accédés. Si `username` vaut NULL ou que `useroid` vaut `InvalidOid`, le processus sera démarré avec le super utilisateur créé durant `initdb`. Si `BGWORKER_BYPASS_ALLOWCONN` est indiqué pour le paramètre `flags`, il est possible de contourner la restriction de se connecter aux bases de données ne permettant pas une connexions des utilisateurs. Un background worker ne peut être appelé que par une de ces deux fonctions, et seulement une fois. Il n'est pas possible de changer de base de données.

Les signaux sont initialement bloqués jusqu'à ce que le contrôle atteigne la fonction principale du background worker, et doivent être débloqués par elle ; cela permet une personnalisation des gestionnaires de signaux du processus, si nécessaire. Les signaux peuvent être débloqués dans le nouveau processus en appellant `BackgroundWorkerUnblockSignals` et bloqués en appelant `BackgroundWorkerBlockSignals`.

Si `bgw_restart_time` est configuré à `BGW_NEVER_RESTART` pour un processus en tâche de fond ou s'il quitte avec un code de sortie 0, ou encore s'il est terminé par `TerminateBackgroundWorker`, il sera automatiquement désenregistré par le postmaster lors de sa sortie. Sinon, il sera redémarré après que la période de temps configurée via `bgw_restart_time`, ou immédiatement si le postmaster réinitialise l'instance à cause d'une défaillance d'un processus client. Les processus en tâche de fond qui nécessitent de suspendre leur exécution seulement temporairement devraient utiliser un sommeil interruptible plutôt que de quitter. Vérifiez que le drapeau `WL_POSTMASTER_DEATH` est positionné lors de l'appel à cette fonction, et vérifiez le code retour pour une sortie rapide dans le cas d'urgence où `postgres` lui-même se termine.

Quand un processus en tâche de fond est enregistré en utilisant la fonction `RegisterDynamicBackgroundWorker`, le processus client effectuant cet enregistrement peut obtenir des informations concernant le statut du processus en tâche de fond. Les processus clients souhaitant faire cela devraient fournir l'adresse d'un `BackgroundWorkerHandle *` comme second argument pour `RegisterDynamicBackgroundWorker`. Si l'enregistrement du processus en tâche de fond est réussi, ce pointeur sera initialisé avec un handle opaque qui peut alors être fourni à `GetBackgroundWorkerPid(BackgroundWorkerHandle *, pid_t *)` ou `TerminateBackgroundWorker(BackgroundWorkerHandle *)`. `GetBackgroundWorkerPid` peut être utilisé pour interroger le statut du processus en tâche de fond : une valeur de retour valant `BGWH_NOT_YET_STARTED` indique que le processus en tâche de fond n'a pas encore été démarré par le postmaster; `BGWH_STOPPED` indique qu'il a été démarré mais n'est plus en fonctionnement; et `BGWH_STARTED` indique qu'il est actuellement en fonctionnement. Dans le dernier cas, le PID sera également renvoyé via le deuxième argument. `TerminateBackgroundWorker` demande postmaster d'envoyer un signal `SIGTERM` au processus en tâche de fond s'il est en train de fonctionner, et de le désenregistrer dès qu'il ne sera plus en fonctionnement.

Dans certains cas, un processus qui enregistre un processus en tâche de fond peut souhaiter attendre le démarrage du processus en tâche de fond. Ceci peut être fait en initialisant `bgw_notify_pid` à `MyProcPid` et en fournissant ensuite le `BackgroundWorkerHandle *` obtenu au moment de l'enregistrement à la fonction `WaitForBackgroundWorkerStartup(BackgroundWorkerHandle`

*handle, pid_t *). Cette fonctionne bloquera jusqu'à ce que le postmaster ait tenté de démarrer le processus en tâche de fond, ou jusqu'à l'arrêt du postmaster. Si le processus en tâche de fond est en fonctionnement, la valeur retournée sera BGWH_STARTED, et le PID sera écrit à l'adresse fournie. Sinon, la valeur de retour sera BGWH_STOPPED ou BGWH_POSTMASTER_DIED.

Un processus peut aussi attendre l'arrêt d'un autre processus en tâche de fond, en utilisant la fonction WaitForBackgroundWorkerShutdown(*BackgroundWorkerHandle *handle*) et en passant le BackgroundWorkerHandle * obtenu à l'enregistrement. Cette fonction bloquera l'exécution jusqu'à l'arrêt de l'autre processus ou jusqu'à la mort de postmaster. Quand le processus en tâche de fond quitte, la valeur de retour est BGWH_STOPPED. Si postmaster meurt, il renverra BGWH_POSTMASTER_DIED.

Si un processus en tâche de fond envoie des notifications asynchrones avec la commande NOTIFY via SPI), il devrait appeler ProcessCompletedNotifies explicitement après avoir validé la transaction englobante pour que les notifications soient envoyées. Si un processus en tâche de fond se déclare pour recevoir des notifications asynchrones avec LISTEN via SPI, le processus tracera les notifications. Cependant, il n'existe pas de façon programmé pour que le processus intercepte et réponde à ces notifications.

Le module contrib src/test/modules/worker_spi contient un exemple fonctionnel, qui démontre quelques techniques utiles.

Le nombre maximum de processus en tâche de fond enregistré est limité par max_worker_processes.

Chapitre 49. Décodage logique (Logical Decoding)

PostgreSQL fournit une infrastructure pour envoyer par flux les modifications effectuées en SQL à des consommateurs externes. Cette fonctionnalité peut être utilisée dans plusieurs buts, y compris pour des solutions de réplication ou d'audit.

Les changements sont envoyés dans des flux identifiés par des slots de réplication logique.

Le format dans lequel ces changements sont envoyés est déterminé par le plugin de sortie utilisé. Un plugin d'exemple est fourni dans la distribution de PostgreSQL, et des plugins additionnels peuvent être écrits pour étendre le choix de format de sortie disponible sans modifier une seule ligne de code du moteur. Chaque plugin de sortie a accès à chaque nouvelle ligne individuelle produite par `INSERT`, ainsi que les nouvelles versions de lignes créées par `UPDATE`. La disponibilité des anciennes version de ligne dépend de l'identité de réplicat configuré (voir `REPLICA IDENTITY`).

Les changements peuvent être consommés soit en utilisant le protocole de réplication par flux (voir Section 53.6 et Section 49.3),ou par l'appel de fonctions en SQL (voir Section 49.4). Il est également possible d'écrire de nouvelles méthodes de consommation de sortie d'un slot de réplication sans modifier une seule ligne de code du moteur (voir Section 49.7).

49.1. Exemples de décodage logique

L'exemple suivant explique le contrôle du décodage logique en utilisant l'interface SQL.

Avant de pouvoir utiliser le décodage logique, il est nécessaire de positionner wal_level à `logical` et max_replication_slots à au moins 1. Il sera alors possible de se connecter à la base de données cible (dans l'exemple suivant, `postgres`) en tant que super utilisateur.

```
postgres=# -- Créer un slot nommé 'regression_slot' utilisant le
 plugin de sortie 'test_decoding'
postgres=# SELECT * FROM
 pg_create_logical_replication_slot('regression_slot',
 'test_decoding');
    slot_name    |    lsn
-----------------+--------------
 regression_slot | 0/16B1970
(1 row)

postgres=# SELECT slot_name, plugin, slot_type, database, active,
 restart_lsn, confirmed_flush_lsn FROM pg_replication_slots;
    slot_name    |    plugin     | slot_type | database | active |
 restart_lsn | confirmed_flush_lsn
-----------------+--------------+-----------+----------+--------
+-------------+-----------------
 regression_slot | test_decoding | logical   | postgres | f      |
 0/16A4408   | 0/16A4440
(1 row)

postgres=# -- Il n'y a pas encore de changement à voir
postgres=# SELECT * FROM
 pg_logical_slot_get_changes('regression_slot', NULL, NULL);
 lsn | xid | data
-----+-----+------
(0 rows)
```

```
postgres=# CREATE TABLE data(id serial primary key, data text);
CREATE TABLE

postgres=# -- le DDL n'est pas répliqué, donc seule la transaction
 est visible
postgres=# SELECT * FROM
 pg_logical_slot_get_changes('regression_slot', NULL, NULL);
    lsn    |  xid  |     data
-----------+-------+--------------
 0/BA2DA58 | 10297 | BEGIN 10297
 0/BA5A5A0 | 10297 | COMMIT 10297
(2 rows)

postgres=# -- Une fois les changements lus, ils sont consommés et
 ne seront pas renvoyés
postgres=# -- dans un appel ultérieur :
postgres=# SELECT * FROM
 pg_logical_slot_get_changes('regression_slot', NULL, NULL);
 lsn | xid | data
-----+-----+------
(0 rows)

postgres=# BEGIN;
postgres=# INSERT INTO data(data) VALUES('1');
postgres=# INSERT INTO data(data) VALUES('2');
postgres=# COMMIT;

postgres=# SELECT * FROM
 pg_logical_slot_get_changes('regression_slot', NULL, NULL);
    lsn    |  xid  |                          data
-----------+-------+
+-------------------------------------------------------------
 0/BA5A688 | 10298 | BEGIN 10298
 0/BA5A6F0 | 10298 | table public.data: INSERT: id[integer]:1
 data[text]:'1'
 0/BA5A7F8 | 10298 | table public.data: INSERT: id[integer]:2
 data[text]:'2'
 0/BA5A8A8 | 10298 | COMMIT 10298
(4 rows)

postgres=# INSERT INTO data(data) VALUES('3');

postgres=# -- Le prochain appel à pg_logical_slot_peek_changes()
 envoie de nouveau les mêmes modifications
postgres=# SELECT * FROM
 pg_logical_slot_peek_changes('regression_slot', NULL, NULL);
    lsn    |  xid  |                          data
-----------+-------+
+-------------------------------------------------------------
 0/BA5A8E0 | 10299 | BEGIN 10299
 0/BA5A8E0 | 10299 | table public.data: INSERT: id[integer]:3
 data[text]:'3'
 0/BA5A990 | 10299 | COMMIT 10299
(3 rows)

postgres=# -- Il est également possible de prévisualiser le flux de
 changement sans le consommer
```

```
postgres=# SELECT * FROM
 pg_logical_slot_peek_changes('regression_slot', NULL, NULL);
    lsn    |  xid  |                          data
-----------+-------
+-------------------------------------------------------
 0/BA5A8E0 | 10299 | BEGIN 10299
 0/BA5A8E0 | 10299 | table public.data: INSERT: id[integer]:3
 data[text]:'3'
 0/BA5A990 | 10299 | COMMIT 10299
(3 rows)

postgres=# -- des options peuvent être fournies au plugin de sortir
 pour influer sur le formatage
postgres=# SELECT * FROM
 pg_logical_slot_peek_changes('regression_slot', NULL, NULL,
 'include-timestamp', 'on');
    lsn    |  xid  |                          data
-----------+-------
+-------------------------------------------------------
 0/BA5A8E0 | 10299 | BEGIN 10299
 0/BA5A8E0 | 10299 | table public.data: INSERT: id[integer]:3
 data[text]:'3'
 0/BA5A990 | 10299 | COMMIT 10299 (at 2017-05-10
 12:07:21.272494-04)
(3 rows)

postgres=# -- Il ne faut pas oublier de détruire un slot une fois
 qu'on n'en a plus besoin
postgres=# -- afin qu'il ne consomme plus de ressources sur le
 serveur :
postgres=# SELECT pg_drop_replication_slot('regression_slot');
 pg_drop_replication_slot
----------------------

(1 row)
```

L'exemple suivant montre comment le décodage logique est contrôlé avec le protocole de réplication en flux, en utilisant l'outil pg_recvlogical fourni avec la distribution PostgreSQL. Il requiert que l'authentification du client soit configuré pour autoriser une connexion de réplication (voir Section 26.2.5.1) et que le paramètre `max_wal_senders` soit configuré suffisamment haut pour qu'une nouvelle connexion soit acceptée.

```
$ pg_recvlogical -d postgres --slot=test --create-slot
$ pg_recvlogical -d postgres --slot=test --start -f -
Control+Z
$ psql -d postgres -c "INSERT INTO data(data) VALUES('4');"
$ fg
 BEGIN 693
 table public.data: INSERT: id[integer]:4 data[text]:'4'
 COMMIT 693
Control+C
$ pg_recvlogical -d postgres --slot=test --drop-slot
```

49.2. Concepts de décodage logique

49.2.1. Décodage logique

Le décodage logique correspond au processus d'extraction de tous les changements persistants sur une table d'une base de données dans un format cohérent et simple à comprendre, qui peut être interprété sans une connaissance détaillée de l'état interne de la base de données.

Dans PostgreSQL, le décodage logique est implémenté en décodant le contenu des journaux de transaction (WAL), qui décrivent les changements au niveau stockage, dans un format spécifique tel que le flux de lignes ou des ordres SQL.

49.2.2. Slots de réplication

Dans le contexte de la réplication logique, un slot représente un flux de changements qui peut être rejoué par un client, dans l'ordre dans lequel ils ont été effectués sur le serveur d'origine. Chaque slot envoie dans ce flux une séquence de changements d'une unique base.

> **Note**
>
> PostgreSQL possède également des slots de réplication (voir Section 26.2.5), mais ceux-ci sont utilisés de manière un peu différente ici.

Les slots de réplication ont un identifiant qui est unique à travers toutes les bases d'une instance PostgreSQL. Les slots persistent indépendamment de la connexion les utilisant et sont résistants à un arrêt brutal.

Un slot logique émettra chaque modification une fois en temps normal. La position actuelle de chaque slot est enregistré seulement lors d'un checkpoint, donc dans le cas d'un crash, le slot pourrait revenir à un ancien LSN, qui sera donc la cause d'un renvoi des changements récents au redémarrage du serveur. Les clients de décodage logique sont responsables de la bonne gestion de ce fait et doivent éviter les mauvais effets dûs à la gestion du même message plusieurs fois. Les clients peuvent souhaiter enregistrer le dernier LSN qu'ils ont vu lors du décodage pour ignorer toute donnée répétée ou (lors de l'utilisation du protocole de réplication) demander que le décodage commence à partir de ce LSN plutôt que de laisser le serveur déterminer le point de démarrage. La fonctionnalité Replication Progress Tracking est conçue dans ce but, voir les origines de réplication.

De nombreux slots indépendants peuvent exister pour une même base. Chaque slot possède son propre état, autorisant différents consommateurs à recevoir des changements depuis différents points dans le flux de changement de la base. Pour la plupart des utilisations, un slot séparé sera requis pour chaque consommateur.

Un slot de réplication logique ne sait rien sur l'état du ou des destinataire(s). Il est même possible d'avoir plusieurs destinataires différents utilisant un même slot à des moments différents; ils ne recevront que les changements à partir de là où le dernier destinataire a arrêté de les consommer. Un seul destinataire peut consommer les changements d'un slot à un instant donné.

> **Attention**
>
> Les slots de réplications persistent après un arrêt brutal et ne connaissent rien de l'état de leur(s) consommateur(s). Ils empêcheront la suppression automatique des ressources nécessaires même si aucune connexion ne les utilise. Cela consomme de l'espace car aucun des journaux de transactions et aucune des lignes des catalogues systèmes requis ne peuvent être supprimés par `VACUUM` tant qu'ils sont requis par un slot de réplication. Dans les cas extrêmes, cela pourrait

causer l'arrêt de la base pour empêcher une réutilisation des identifiants de transactions (voir Section 24.1.5). Par conséquent, si un slot n'est plus nécessaire, il devrait être supprimé.

49.2.3. Plugins de sortie

Les plugins de sortie transforment les données depuis la représentation interne dans les journaux de transactions (WAL) vers le format dont le consommateur d'un slot de réplication a besoin.

49.2.4. Instantanés exportés

Quand un nouveau slot de réplication est créé avec l'interface de la réplication en flux (voir CREATE_REPLICATION_SLOT), un instantané est exporté (voir Section 9.26.5), qui montrera exactement l'état de la base de données après lequel tous les changements seront inclus dans le flux de changement. Cela peut être utilisé pour créer un nouveau réplicat en utilisant `SET TRANSACTION SNAPSHOT` pour lire l'état de la base au moment où le slot a été créé. Cette transaction peut alors être utilisée pour exporter l'état de la base à ce point dans le temps, lequel peut ensuite être mis à jour en utilisant le contenu des slots sans perdre le moindre changement.

La création d'un instantané n'est pas toujours possible. En particulier, cela échouera quand cela est fait à partir d'un serveur secondaire en lecture seule. Les applications qui ne nécessitent pas d'instantané exporté peuvent les supprimer avec l'option `NOEXPORT_SNAPSHOT`.

49.3. Interface du protocole de réplication par flux

Les commandes

- `CREATE_REPLICATION_SLOT` *`nom_slot`* `LOGICAL` *`plugin_sortie`*
- `DROP_REPLICATION_SLOT` *`nom_slot`* [`WAIT`]
- `START_REPLICATION SLOT` *`nom_slot`* `LOGICAL ...`

sont utilisées pour, respectivement, créer, supprimer et envoyer les modifications à partir d'un slot de réplication. Ces commandes sont seulement disponibles à partir d'une connexion de réplication ; elles ne peuvent pas être utilisées sur une connexion standard, qui n'accepte que les commandes SQL. Voir Section 53.6 pour les détails sur ces commandes.

L'outil pg_recvlogical peut être utilisé pour commander le décodage logique sur une connexion de réplication en flux. (Il utilise ces commandes en interne.)

49.4. Interface SQL de décodage logique

Voir Section 9.26.6 pour une documentation détaillée sur l'API de niveau SQL afin d'interagir avec le décodage logique.

La réplication synchrone (voirSection 26.2.8) est uniquement supportée sur des slots de réplication utilisés au travers de l'interface de réplication en flux. L'interface de fonction et autres interfaces additionnelles ne faisant pas partie du moteur ne gèrent pas la réplication synchrone.

49.5. Catalogues systèmes liés au décodage logique

Les vues `pg_replication_slots` et `pg_stat_replication` fournissent respectivement des informations sur l'état courant des slots de réplication et des connexions de réplication en flux. Ces vues s'appliquent à la fois à la réplication physique et logique.

49.6. Plugins de sortie de décodage logique

Un exemple de plugin de sortie peut être trouvé dans le sous-répertoire `contrib/test_decoding` de l'arborescence du code source de PostgreSQL.

49.6.1. Fonction d'initialisation

Un plugin de sortie est chargé en chargeant dynamiquement une bibliothèque partagée avec comme nom de base le nom du plugin de sortie. Le chemin de recherche de bibliothèque habituel est utilisé pour localiser cette bibliothèque. Pour fournir les callbacks de plugins de sortie requis et pour indiquer que la bibliothèque est effectivement un plugin de sortie, elle doit fournir une fonction nommée `_PG_output_plugin_init`. Une structure est passée à cette fonction qui doit la remplir avec les pointeurs des fonctions de callback pour chaque action individuelle.

```
typedef struct OutputPluginCallbacks
{
    LogicalDecodeStartupCB startup_cb;
    LogicalDecodeBeginCB begin_cb;
    LogicalDecodeChangeCB change_cb;
    LogicalDecodeTruncateCB truncate_cb;
    LogicalDecodeCommitCB commit_cb;
    LogicalDecodeMessageCB message_cb;
    LogicalDecodeFilterByOriginCB filter_by_origin_cb;
    LogicalDecodeShutdownCB shutdown_cb;
} OutputPluginCallbacks;

typedef void (*LogicalOutputPluginInit) (struct
 OutputPluginCallbacks *cb);
```

Les callbacks `begin_cb`, `change_cb` et `commit_cb` sont obligatoires, alors que `startup_cb`, `filter_by_origin_cb`, `truncate_cb` et `shutdown_cb` sont facultatifs. Si `truncate_cb` n'est pas configuré mais que `TRUNCATE` doit être décodé, l'action sera ignoré.

49.6.2. Capacités

Pour décoder, formater et sortir les changements, les plugins de sortie peuvent utiliser une grande partie de l'infrastructure habituelle des processus clients, y compris l'appel aux fonctions de sortie. Les accès en lecture seule aux relations est permis du moment que les relations accédées ont été créées par `initdb` dans le schéma `pg_catalog`, ou ont été marqués comme tables du catalogue pour l'utilisateur en utilisant :

```
ALTER TABLE table_catalogue_utilisateur SET (user_catalog_table =
 true);
CREATE TABLE autre_table_catalogue(data text) WITH
 (user_catalog_table = true);
```

Toute action amenant à une affectation d'identifiant de transaction est interdite. Cela inclut, entre autres, l'écriture dans des tables, l'exécution de changements DDL et l'appel à `txid_current()`.

49.6.3. Modes de sortie

Les fonctions callbacks des plugins en sortie peuvent renvoyer des données au consommateur dans des formats pratiquement arbitraires. Pour certains cas d'utilisation, comme la visualisation des changements en SQL, le renvoi des données dans un type de données qui peut contenir des données arbitraires (par exemple du `bytea`) est complexe. Si le plugin en sortie renvoit seulement les données au format texte dans l'encodage du serveur, il peut déclarer cela en configurant `OutputPluginOptions.output_type` à `OUTPUT_PLUGIN_TEXTUAL_OUTPUT` au lieu de `OUTPUT_PLUGIN_BINARY_OUTPUT` dans la fonction callback de démarrage. Dans ce cas, toutes les données doivent être dans l'encodage du serveur pour qu'un champ de type `text` puisse les contenir. Ceci est vérifié dans les constructions comprenant les assertions.

49.6.4. Callbacks de plugin de sortie

Un plugin de sortie est notifié des changements arrivant au travers de différents callbacks qu'il doit fournir.

Les transactions concurrentes sont décodées dans l'ordre dans lequel elles sont validées, et seuls les changements appartenant à une transaction spécifique sont décodés entre les callbacks `begin` et `commit`. Les transactions qui ont été explicitement ou implicitement annulées ne sont jamais décodées. Les savepoints validés sont inclus dans la transaction les contenant, dans l'ordre dans lequel ils ont été effectués dans la transaction.

> **Note**
>
> Seules les transactions qui ont été synchronisées sur disque de manière sûre seront décodées. Cela peut amener à ce qu'un `COMMIT` ne soit pas immédiatement décodé lors d'un appel à `pg_logical_slot_get_changes()` juste après celui-ci quand `synchronous_commit` est positionné à `off`.

49.6.4.1. Callback de démarrage

Le callback facultatif `startup_cb` est appelé chaque fois qu'un slot de réplication est créé ou qu'on lui demande de fournir les flux de changement, indépendamment du nombre de changements qui sont prêt à être fournis.

```
typedef void (*LogicalDecodeStartupCB) (struct
 LogicalDecodingContext *ctx,
                                         OutputPluginOptions
 *options,
                                         bool is_init);
```

Le paramètre `is_init` sera positioné à true quand le slot de réplication est créé, et à false sinon. *`options`* pointe vers une structure d'options que le plugin de sortie peut positionner :

```
typedef struct OutputPluginOptions
{
    OutputPluginOutputType output_type;
    bool        receive_rewrites;
} OutputPluginOptions;
```

`output_type` doit être positionné soit à `OUTPUT_PLUGIN_TEXTUAL_OUTPUT` ou à `OUTPUT_PLUGIN_BINARY_OUTPUT`. Voir aussi Section 49.6.3. Si `receive_rewrites` vaut true, le plugin de sortie sera aussi appelé pour les modifications réalisées par des réécritures du fichier HEAP lors de certaines opérations DDL. Ceci est intéressant pour les plugins qui gèrent la réplication DDL mais ils nécessitent une gestion particulière.

Le callback de démarrage devrait valider les options présentes dans `ctx->output_plugin_options`. Si le plugin de sortie a besoin d'avoir un état, il peut utiliser `ctx->output_plugin_private` pour le stocker.

49.6.4.2. Callback d'arrêt

Le callback facultatif `shutdown_cb` est appelé chaque fois qu'un slot de réplication anciennement actif n'est plus utilisé et peut être utilisé pour désallouer les ressources privées du plugin de sortie. Le slot n'est pas nécessairement supprimé, le flux est juste arrêté.

```
typedef void (*LogicalDecodeShutdownCB) (struct
 LogicalDecodingContext *ctx);
```

49.6.4.3. Callback de début de transaction

Le callback obligatoire `begin_cb` est appelé chaque fois que le début d'une transaction validée a été décodé. Les transactions annulées et leur contenu ne sont pas décodés.

```
typedef void (*LogicalDecodeBeginCB) (struct LogicalDecodingContext
 *ctx,
                                       ReorderBufferTXN *txn);
```

Le paramètre *`txn`* contient des métadonnées sur la transaction, comme l'heure à laquelle elle a été validée et son XID.

49.6.4.4. Callback de fin de transaction

Le callback obligatoire `commit_cb` est appelé chaque fois qu'une transaction validée a été décodée. Le callback `change_cb` aura été appelé avant cela pour chacune des lignes modifiées, s'il y en a eu.

```
typedef void (*LogicalDecodeCommitCB) (struct
 LogicalDecodingContext *ctx,
                                        ReorderBufferTXN *txn,
                                        XLogRecPtr commit_lsn);
```

49.6.4.5. Callback de modification

Le callback obligatoire `change_cb` est appelé pour chacune des modifications de ligne au sein d'une transaction, qu'il s'agisse d'un `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`. Même si la commande d'origine a modifié plusieurs ligne en une seule instruction, le callback sera appelé pour chaque ligne individuellement.

```
typedef void (*LogicalDecodeChangeCB) (struct
 LogicalDecodingContext *ctx,
                                        ReorderBufferTXN *txn,
                                        Relation relation,
```

```
                                                ReorderBufferChange
 *change);
```

Les paramètres *ctx* et *txn* ont le même contenu que pour les callbacks `begin_cb` et `commit_cb`, mais en plus le descripteur de relation *relation* pointe vers la relation à laquelle appartient la ligne et une structure *change* décrivant les modifications de ligne y est passée.

> **Note**
>
> Seules les changements dans les tables définies par les utilisateurs qui sont journalisées (voir `UNLOGGED`) et non temporaires (voir `TEMPORARY` ou `TEMP`) peuvent être extraite avec le décodage logique.

49.6.4.6. Callback Truncate

La fonction callback `truncate_cb` est appelée pour la commande `TRUNCATE`.

```
typedef void (*LogicalDecodeTruncateCB) (struct
 LogicalDecodingContext *ctx,
                                         ReorderBufferTXN *txn,
                                         int nrelations,
                                         Relation relations[],
                                         ReorderBufferChange
 *change);
```

Les paramètres sont identiques à ceux du callback `change_cb`. Néanmoins, comme les actions du `TRUNCATE` sur les tables liées par clés étrangères doivent être exécutées ensembles, ce callback reçoit un tableau de relations au lieu d'une seule relation. Voir la description de l'instruction TRUNCATE pour les détails.

49.6.4.7. Fonction de filtre sur l'origine

La fonction optionnelle `filter_by_origin_cb` est appelée pour déterminer si les données rejouées à partir de *origin_id* ont un intérêt pour le plugin de sortie.

```
typedef bool (*LogicalDecodeFilterByOriginCB) (
    struct LogicalDecodingContext *ctx,
    RepNodeId origin_id
);
```

Le paramètre *ctx* a le même contenu que pour les autres fonctions. Aucune information mais l'originie est disponible. Pour signaler que les changements provenant du nœud sont hors de propos, elle renvoie true, ce qui permet de les filtrer. Elle renvoie false dans les autres cas. Les autres fonctions ne seront pas appelées pour les transactions et changements qui ont été filtrées.

Ceci est utile pour implémenter des solutions de réplication en cascade ou des solutions de réplication multi-directionnelles. Filtrer par rapport à l'origine perment d'empêcher la réplication dans les deux sesns des mêmes modifications dans ce type de configuration. Quand les transactions et les modifications contiennent aussi des informations sur l'origine, le filtre via cette fonction est beaucoup plus efficace.

49.6.4.8. Fonctions personnalisées de message générique

La fonction (callback) `message_cb` est appelée quand un message de décodage logique a été décodé.

```
typedef void (*LogicalDecodeMessageCB) (
    struct LogicalDecodingContext *,
    ReorderBufferTXN *txn,
    XLogRecPtr message_lsn,
    bool transactional,
    const char *prefix,
    Size message_size,
    const char *message
);
```

Le paramètre *txn* contient des méta-informations sur la transaction, comme l'horodatage à laquelle la transaction a été validée et son identifiant (XID). Notez néanmoins qu'il peut être NULL quand le message n'est pas transactionnel et que le XID n'a pas encore été affecté dans la transaction qui a tracé le message. Le *lsn* a la position du message dans les WAL. Le paramètre *transactional* indique si le message a été envoyé de façon transactionnelle ou non. Le paramètre *prefix* est un préfix arbitraire terminé par un un caractère nul qui peut être utilisé pour identifier les messages intéressants pour le plugin courant. Et enfin, le paramètre *message* détient le message réel de taille *message_size*.

Une attention particulière doit être portée à l'unicité du préfixe que le plugin de sortie trouve intéressant. Utiliser le nom de l'extension ou du plugin de sortie est souvent un bon choix.

49.6.5. Fonction pour produire une sortie

Pour pouvoir produire une sortie, les plugins de sortie peuvent écrire des données dans le tampon de sortie `StringInfo` dans `ctx->out` dans les callbacks `begin_cb`, `commit_cb` ou `change_cb`. Avant d'écrire dans le tampon de sortie, `OutputPluginWrite(ctx, last_write)` doit avoir été appelé pour effectuer l'écriture. *last_write* indique si une écriture particuli_re était la dernière écriture du callback.

L'exemple suivant montre comment sortir des données pour le consommateur d'un plugin de sortie :

```
OutputPluginPrepareWrite(ctx, true);
appendStringInfo(ctx->out, "BEGIN %u", txn->xid);
OutputPluginWrite(ctx, true);
```

49.7. Écrivains de sortie de décodage logique

Il est possible d'ajouter d'autres méthodes de sortie pour le décodage logique. Pour plus de détails, voir `src/backend/replication/logical/logicalfuncs.c`. Principalement, trois fonctions doivent être fournies : une pour lire les journaux de transactions, une pour préparer l'écriture de sortie et une pour préparer la sortie (voir Section 49.6.5).

49.8. Support de la réplication synchrone pour le décodage logique

49.8.1. Aperçu

Le décodage logique peut être utilisé pour construire des solutions de réplication synchrone avec la même interface utilisateur que la réplication synchrone pour la réplication en flux. Pour ce faire, l'interface de la réplication en flux(voir Section 49.3) doit être utilisée pour envoyer les données. Les

clients doivent envoyer les messages `Standby status update (F)`(voir Section 53.6), tout comme le font les clients de la réplication en flux.

> **Note**
>
> Un réplicat synchrone recevant des changements via le décodage logique fonctionnera dans le cadre d'une seule base. Comme, a contrario, *`synchronous_standby_names`* concerne actuellement tout le serveur, cela signifie que cette technique ne fonctionnera pas si plus d'une base de données est activement utilisé.

49.8.2. Mises en garde

Dans une configuration de réplication synchrone, un deadlock peut survenir si la transaction a verrouillé des tables du catalogue utilisateur de façon exclusive. Voir Section 49.6.2 pour des informations sur les tables du catalogue utilisateur. Ceci est dû au fait que le décodage logique des transactions peut verrouiller des tables du catalogue pour y accéder. Pour éviter ceci, les utilisateurs doivent éviter de prendre un verrou exclusif sur les tables du catalogue utilisateur. Ceci peut arriver dans les cas suivants :

- Exécuter un `LOCK` explicite sur `pg_class` dans une transaction.
- Exécuter `CLUSTER` sur `pg_class` dans une transaction.
- Exécuter `TRUNCATE` sur une table du catalogue utilisateur dans une transaction.

Notez que ces commandes qui peuvent causer des deadlocks concernent non seulement les tables du catalogue utilisateur explicitement indiquées mais aussi aux autres tables du catalogue utilisateur.

Chapitre 50. Tracer la progression de la réplication

Les origines de réplication ont pour but de rendre plus simple les solutions de réplication logique utilisant le décodage logique. Elles fournissent une solution à deux problèmes habituels :

- comment suivre la progression de la réplication de manière fiable ;
- comment modifier le comportement de la réplication basée sur l'origine d'une ligne ; par exemple pour empêcher les boucles dans les configurations de réplication bidirectionnelle.

Les origines de réplication n'ont que deux propriétés, un nom et un OID. Le nom, qui doit être utilisé pour faire référence à l'origine entre les systèmes, est une donnée libre de type `text`. Il doit être utilisé d'une façon qui rend improbable les conflits entre des origines de réplication créées par différentes solutions de réplication, par exemple en préfixant le nom avec celui de la solution de réplication. L'OID est utilisé seulement pour éviter d'avoir à stocker la version longue dans les situations où l'espace consommé est critique. Il ne doit jamais être partagé entre plusieurs systèmes.

Les origines de réplication peuvent être créées en utilisant la fonction `pg_replication_origin_create()`, supprimées avec la fonction `pg_replication_origin_drop()` et consultées dans le catalogue système `pg_replication_origin`.

Une partie non triviale de la construction d'une solution de réplication est le suivi de la progression de la réplication d'une manière fiable. Quand le processus d'application des modifications ou l'instance complète meurt, il doit être possible de savoir jusqu'où les données ont été répliquées. Les solutions naïves, comme la mise à jour d'une ligne pour chaque transaction rejouée, ont leurs problèmes, comme une surcharge à l'exécution et une fragmentation de la base de données.

En utilisant l'infrastructure d'origine de réplication, une session peut être marquée comme rejouant depuis un nœud distant (en utilisant la fonction `pg_replication_origin_session_setup()`). De plus, le LSN et l'horodatage de la validation de toute transaction source peuvent être configurés, transaction par transaction, en utilisant `pg_replication_origin_xact_setup()`. Si cela est fait, la progression de la réplication sera conservée de manière pérenne, même en cas de crash. La progression du rejeu pour toutes les origines de réplication peut être visualisée dans la vue `pg_replication_origin_status`. Le progrès d'une origine précise, par exemple lors de la reprise de la réplication, peut se faire en utilisant la fonction `pg_replication_origin_progress()` pour toute origine ou la fonction `pg_replication_origin_session_progress()` pour l'origine configurée dans la session courante.

Dans les topologies de réplication plus complexes que la réplication d'un système vers un autre système, un autre problème peut être la difficulté d'éviter la réplication de lignes déjà rejouées. Ceci peut mener à des cycles et une mauvaise efficacité dans la réplication. Les origines de réplication fournissent un mécanisme optionnel pour reconnaître et empêcher cela. Lorsqu'elles sont configurées en utilisant les fonctions évoquées dans le paragraphe précédent, chaque modification et chaque transaction passée aux fonctions de rappel (*callbacks*) des plugins en sortie (voir Section 49.6) générées par la session sont tracées avec l'origine de réplication de la session qui les a générées. Ceci permet de les traiter différemment par le plugin de sortie, et par exemple d'ignorer toutes les lignes qui ne proviennent pas de l'origine. De plus, la fonction de rappel `filter_by_origin_cb` peut être utilisée pour filtrer le flux de modifications de décodage logique basé sur la source. Bien que moins flexible, le filtre via cette fonction est considérablement plus efficace que le filtre d'un plugin de sortie.

Partie VI. Référence

Les points abordés dans ce référentiel ont pour objectif de fournir, de manière concise, un résumé précis, complet, formel et faisant autorité sur leurs sujets respectifs. Des informations complémentaires sur l'utilisation de PostgreSQL sont présentées, dans d'autres parties de cet ouvrage, sous la forme de descriptions, de tutoriels ou d'exemples. On pourra se reporter à la liste de références croisées disponible sur chaque page de référence.

Les entrées du référentiel sont également disponibles sous la forme de pages « man » traditionnelles.

Table des matières

Commandes SQL

Cette partie regroupe les informations de référence concernant les commandes SQL reconnues par PostgreSQL. Généralement, on désigne par « SQL » le langage ; toute information sur la structure et la compatibilité standard de chaque commande peut être trouvée sur les pages référencées.

Table des matières

ABORT

ABORT — Interrompre la transaction en cours

Synopsis

```
ABORT [ WORK | TRANSACTION ]
```

Description

`ABORT` annule la transaction en cours et toutes les mises à jour effectuées pendant cette transaction. Cette commande a un comportement identique à la commande SQL ROLLBACK. Elle n'est présente que pour des raisons historiques.

Paramètres

`WORK`
`TRANSACTION`

Mots-clé optionnels. Ils n'ont aucun effet.

Notes

COMMIT est utilisé pour terminer avec succès une transaction.

Exécuter `ABORT` à l'extérieur de toute transaction provoque un message d'avertissement mais ne cause aucun dégât.

Exemples

Annuler toutes les modifications :

```
ABORT;
```

Compatibilité

Cette commande est une extension PostgreSQL présente pour des raisons historiques. `ROLLBACK` est la commande équivalente du standard SQL.

Voir aussi

BEGIN, COMMIT, ROLLBACK

ALTER AGGREGATE

ALTER AGGREGATE — Modifier la définition d'une fonction d'agrégat

Synopsis

```
+ALTER AGGREGATE nom ( signature_agrégat ) RENAME TO nouveau_nom
ALTER AGGREGATE nom ( signature_agrégat )
                OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER |
 SESSION_USER }
ALTER AGGREGATE nom ( signature_agrégat ) SET SCHEMA nouveau_schéma

where signature_agrégat is:

* |
[ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] |
[ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] ] ORDER BY [ mode_arg
 ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ]
```

Description

`ALTER AGGREGATE` change la définition d'une fonction d'agrégat.

Seul le propriétaire de la fonction d'agrégat peut utiliser `ALTER AGGREGATE`. Pour modifier le schéma d'une fonction d'agrégat, il est nécessaire de posséder le droit `CREATE` sur le nouveau schéma. Pour modifier le propriétaire de la fonction, il faut être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire, rôle qui doit en outre posséder le droit `CREATE` sur le schéma de la fonction d'agrégat. Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire ne permet pas d'aller au-delà de ce que permet la suppression et la recréation d'une fonction d'agrégat. Toutefois, un superutilisateur peut modifier la possession de n'importe quelle fonction d'agrégat.

Paramètres

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la fonction d'agrégat.

mode_arg

Le mode d'un argument : `IN` or `VARIADIC`. La valeur par défaut est `IN`.

nom_arg

Le nom d'un argument. Notez que `ALTER AGGREGATE` ne fait pas réellement attention aux noms des arguments car seuls les types de données des arguments sont nécessaires pour déterminer l'identité de la fonction d'agrégat.

type_arg

Un type de données en entrée sur lequel la fonction d'agrégat opère. Pour référencer une fonction d'agrégat sans argument, écrivez `*` à la place de la liste des argument specifications. Pour référencer une fonction d'agrégat avec ensemble trié, ajoutez `ORDER BY` entre les spécifications des arguments direct et agrégé.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la fonction d'agrégat.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire de la fonction d'agrégat.

nouveau_schema

Le nouveau schéma de la fonction d'agrégat.

Notes

La syntaxe recommandée pour référencer un agrégat dont l'ensemble est trié revient à écrire `ORDER BY` entre les spécifications de l'argument direct et de l'argument agrégé, dans le même style que CREATE AGGREGATE. Néanmoins, cela fonctionnera aussi d'omettre `ORDER BY` en plaçant uniquement les spécifications de l'argument direct et de l'argument agrégé. Dans cette forme abréviée, si `VARIADIC "any"` a été utilisé à la fois dans l'argument direct et l'argument agrégé, écrire `VARIADIC "any"` seulement une fois.

Exemples

Renommer la fonction d'agrégat `mamoyenne` de type `integer` en `ma_moyenne` :

```
ALTER AGGREGATE mamoyenne(integer) RENAME TO ma_moyenne;
```

Changer le propriétaire de la fonction d'agrégat `mamoyenne` de type `integer` en `joe` :

```
ALTER AGGREGATE mamoyenne(integer) OWNER TO joe;
```

Pour déplacer l'agrégat `mon_pourcentage` dont l'argument direct est de type `float8` et l'argument agrégé de type `integer` dans le schéma `mon_schema` :

```
ALTER AGGREGATE mamoyenne(integer) SET SCHEMA mon_schema;
ALTER AGGREGATE mon_pourcentage(float8 ORDER BY integer) SET SCHEMA
 mon_schema;
```

Ceci fonctionne aussi :

```
ALTER AGGREGATE mon_pourcentage(float8, integer) SET SCHEMA
 mon_schema;
```

Compatibilité

Il n'y a pas de commande `ALTER AGGREGATE` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE AGGREGATE, DROP AGGREGATE

ALTER COLLATION

ALTER COLLATION — modifie la définition d'une collation

Synopsis

```
ALTER COLLATION name REFRESH VERSION

ALTER COLLATION nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER COLLATION nom OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER
 | SESSION_USER }
ALTER COLLATION nom SET SCHEMA nouveau_schéma
```

Description

`ALTER COLLATION` modifie la définition d'une collation.

Pour pouvoir utiliser la commande `ALTER COLLATION`, vous devez être propriétaire de la collation. Pour en modifier le propriétaire, vous devez également être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire, et ce rôle doit détenir le privilège `CREATE` sur le schéma de la collation. (Ces restrictions ont pour effet que vous ne pouvez effectuer aucune modification de propriétaire qui serait impossible en supprimant et en recréant la collation. Cependant, un super-utilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quelle collation, quoi qu'il arrive.)

Paramètres

nom

Le nom (éventuellement précédé par le schéma) d'une collation existante.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la collation.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire de la collation.

nouveau_schéma

Le nouveau schéma de la collation.

`REFRESH VERSION`

Met à jour la version de la collation. Voir Notes ci-dessous.

Notes

Lorsque les collations fournies par la bibliothèque ICU, la version du collator spécifique à ICU est enregistrée dans le catalogue système au moment de la création de l'objet collation. Quand la collation est utilisée, la version courante est vérifiée par rapport à la version enregistrée, et un avertissement est émis en cas d'incompatibilité, par exemple :

```
WARNING:  collation "xx-x-icu" has version mismatch
DETAIL:  The collation in the database was created using version
 1.2.3.4, but the operating system provides version 2.3.4.5.
HINT:  Rebuild all objects affected by this collation and run
 ALTER COLLATION pg_catalog."xx-x-icu" REFRESH VERSION, or build
 PostgreSQL with the right library version.
```

Un changement dans les définitions de collations peut mener à corrompre les index ainsi que d'autres problèmes où le moteur de la base de données s'appuie sur le fait que les objets stockées aient un certain ordre. En général, cela devrait être évité, mais cela peut arriver dans certaines circonstances légitimes, comme lors de l'utilisation de `pg_upgrade` pour mettre à jour vers des binaires serveur liés à une version plus récente d'ICU. Quand cela arrive, tous les objets dépendant de cette collation devraient être reconstruits, par exemple, en utilisant `REINDEX`. Quand l'opération est terminée, la version de la collation peut être rafraichie en utilisant la commande `ALTER COLLATION ... REFRESH VERSION`. Cela mettra à jour le catalogue système pour enregistrer la version courante du collator et fera que l'avertissement ne sera plus affiché. Veuillez noter que cela ne vérifie absolument pas si tous les objets affectés ont été reconstruits correctement.

La requête suivante peut être utilisée pour identifier toutes les collations dans la base de données courante qui nécessitent d'être rafraichie ainsi que tous les objets qui en dépendent :

```
SELECT pg_describe_object(refclassid, refobjid, refobjsubid) AS
 "Collation",
       pg_describe_object(classid, objid, objsubid) AS "Object"
  FROM pg_depend d JOIN pg_collation c
       ON refclassid = 'pg_collation'::regclass AND refobjid =
 c.oid
  WHERE c.collversion <> pg_collation_actual_version(c.oid)
  ORDER BY 1, 2;
```

Exemples

Pour renommer la collation `de_DE` en `german`:

```
ALTER COLLATION "de_DE" RENAME TO german;
```

Pour donner la propriété de la collation `en_US` en `joe`:

```
ALTER COLLATION "en_US" OWNER TO joe;
```

Compatibilité

Il n'y a pas de commande `ALTER COLLATION` dans le standard SQL.

Voir également

CREATE COLLATION, DROP COLLATION

ALTER CONVERSION

ALTER CONVERSION — Modifier la définition d'une conversion

Synopsis

```
ALTER CONVERSION nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER CONVERSION nom OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER
 | SESSION_USER }
ALTER CONVERSION nom SET SCHEMA nouveau_schéma
```

Description

`ALTER CONVERSION` modifie la définition d'une conversion.

Seul le propriétaire de la conversion peut utiliser `ALTER CONVERSION`. Pour changer le propriétaire, il faut aussi être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire et ce rôle doit avoir le droit `CREATE` sur le schéma de la conversion. Ces restrictions assurent que le changement de propriétaire ne va pas au-delà de ce qui peut être obtenu en supprimant et en re-créant la conversion. Toutefois, un superutilisateur peut changer le propriétaire de n'importe quelle conversion.

Paramètres

nom

Le nom de la conversion.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la conversion.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire de la conversion.

nouveau_schéma

Le nouveau schéma de la conversion.

Exemples

Renommer la conversion `iso_8859_1_to_utf8` en `latin1_to_unicode` :

```
ALTER CONVERSION iso_8859_1_to_utf8 RENAME TO latin1_to_unicode;
```

Changer le propriétaire de la conversion `iso_8859_1_to_utf8` en `joe` :

```
ALTER CONVERSION iso_8859_1_to_utf8 OWNER TO joe;
```

Compatibilité

Il n'y a pas d'instruction `ALTER CONVERSION` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE CONVERSION, DROP CONVERSION

ALTER DATABASE

ALTER DATABASE — Modifier une base de données

Synopsis

```
ALTER DATABASE nom [ [ WITH ] option [ ... ] ]

où option peut être :

    ALLOW_CONNECTIONS allowconn
    CONNECTION LIMIT limite_connexion
    IS_TEMPLATE istemplate

ALTER DATABASE nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER DATABASE nom OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER |
 SESSION_USER }

ALTER DATABASE nom SET TABLESPACE nouveau_tablespace

ALTER DATABASE nom SET paramètre { TO | = } { valeur | DEFAULT }
ALTER DATABASE nom SET paramètre FROM CURRENT
ALTER DATABASE nom RESET paramètre
ALTER DATABASE nom RESET ALL
```

Description

`ALTER DATABASE` modifie les attributs d'une base de données.

La première forme modifie certains paramètres d'une base de données (voir ci-dessous pour les détails). Seul le propriétaire de la base de données ou un superutilisateur peut modifier ces paramètres.

La deuxième forme permet de renommer la base. Seul le propriétaire ou un superutilisateur peut renommer une base. Un propriétaire qui n'est pas superutilisateur doit en outre posséder le droit `CREATEDB`. La base en cours d'utilisation ne peut pas être renommée (on se connectera à une base différente pour réaliser cette opération).

La troisième forme change le propriétaire de la base de données. Pour changer le propriétaire, il faut être propriétaire de la base de données et membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire. Le droit `CREATEDB` est également requis (les superutilisateurs ont automatiquement tous ces droits).

La quatrième forme change le tablespace par défaut de la base de données. Seuls le propriétaire de la base de données et un superutilisateur peuvent le faire ; vous devez aussi avoir le droit CREATE pour le nouveau tablespace. Cette commande déplace physiquement toutes tables et index actuellement dans l'ancien tablespace par défaut de la base de données vers le nouveau tablespace. Le nouveau tablespace par défaut doit être vide pour cette base de données, et personne ne peut être connecté à la base de données. Les tables et index placés dans d'autres tablespaces ne sont pas affectés.

Les formes restantes modifient la valeur par défaut d'un paramètre de configuration pour une base PostgreSQL. Par la suite, à chaque fois qu'une nouvelle session est lancée, la valeur spécifique devient la valeur par défaut de la session. Les valeurs par défaut de la base deviennent les valeurs par défaut de la session. En fait, elles surchargent tout paramètre présent dans `postgresql.conf` ou indiqué sur la ligne de commande de `postgres`. Seul le propriétaire de la base de données ou un superutilisateur peut modifier les valeurs par défaut de la session pour une base. Certaines variables ne peuvent pas

être configurées de cette façon pour une base de données ou peuvent seulement être configurées par un superutilisateur.

Paramètres

nom

Le nom de la base dont les attributs sont à modifier.

allowconn

Personne ne peut se connecter à cette base de données lorsque cette option est à false.

limite_connexion

Le nombre de connexions concurrentes sur la base de données. -1 signifie aucune limite.

istemplate

À true, cette base peut être clonée par tout utilisateur ayant l'attribut `CREATEDB`. À false, seuls les superutilisateurs et le propriétaire de la base de données peuvent la cloner.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la base.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire de la base.

nouveau_tablespace

Le nouveau tablespace par défaut de la base de données.

Cette forme de commande ne peut pas être exécutée dans un bloc de transaction.

paramètre
valeur

Configure cette valeur comme valeur par défaut de la base pour le paramètre de configuration précisée. Si *`valeur`* indique `DEFAULT` ou, de façon équivalente, si `RESET` est utilisé, le paramètrage en cours pour cette base est supprimée, donc la valeur système est utilisée pour les nouvelles sessions. Utiliser `RESET ALL` permet de supprimer tous les paramètres spécifiques de cette base. `SET FROM CURRENT` sauvegarde la valeur actuelle du paramètre en tant que valeur spécifique de la base.

Voir SET et Chapitre 19 pour plus d'informations sur les noms de paramètres et valeurs autorisées.

Notes

Il est possible de lier une valeur de session par défaut à un rôle plutôt qu'à une base. Voir ALTER ROLE à ce propos. En cas de conflit, les configurations spécifiques au rôle l'emportent sur celles spécifiques à la base.

Exemples

Désactiver les parcours d'index par défaut de la base `test` :

```
ALTER DATABASE test SET enable_indexscan TO off;
```

Compatibilité

La commande `ALTER DATABASE` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE DATABASE, DROP DATABASE, SET, CREATE TABLESPACE

ALTER DEFAULT PRIVILEGES

ALTER DEFAULT PRIVILEGES — définit les droits d'accès par défaut

Synopsis

```
ALTER DEFAULT PRIVILEGES
    [ FOR { ROLE | USER } cible_rôle [, ...] ]
    [ IN SCHEMA nom_schéma [, ...] ]
    grant_ou_revoke_réduit

où grant_ou_revoke_réduit peut être :

GRANT { { SELECT | INSERT | UPDATE | DELETE | TRUNCATE | REFERENCES
 | TRIGGER }
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON TABLES
    TO { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...] [ WITH GRANT
 OPTION ]

GRANT { { USAGE | SELECT | UPDATE }
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON SEQUENCES
    TO { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...] [ WITH GRANT
 OPTION ]

GRANT { EXECUTE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON FUNCTIONS
    TO { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...] [ WITH GRANT
 OPTION ]

GRANT { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON TYPES
    TO { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...] [ WITH GRANT
 OPTION ]

GRANT { USAGE | CREATE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON SCHEMAS
    TO { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...] [ WITH GRANT
 OPTION ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { { SELECT | INSERT | UPDATE | DELETE | TRUNCATE | REFERENCES |
 TRIGGER }
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON TABLES
    FROM { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { { USAGE | SELECT | UPDATE }
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON SEQUENCES
    FROM { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]
```

```
REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { EXECUTE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON FUNCTIONS
    FROM { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON TYPES
    FROM { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { USAGE | CREATE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON SCHEMAS
    FROM { [ GROUP ] nom_rôle | PUBLIC } [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`ALTER DEFAULT PRIVILEGES` vous permet de configurer les droits qui seront appliqués aux objets qui seront créés dans le futur. (Cela ne modifie pas les droits affectés à des objets déjà existants.) Actuellement, seuls les droits pour les schémas, les tables (ceci incluant les vues et les tables distantes), les séquences, les fonctions et les types (domaines inclus) peuvent être modifiés. Pour cette commande, les fonctions incluent les agrégats et les procédures. Les mots `FUNCTIONS` et `ROUTINES` sont équivalents sur cette commande. (`ROUTINES` est préféré à partir de maintenant en tant que terme standard pour fonctions et procédures. Dans les versions antérieures de PostgreSQL, seul le mot `FUNCTIONS` était autorisé. Il n'est pas possible de configurer les droits par défaut séparément pour les fonctions et les procédures.

Vous pouvez modifier les droits par défaut seulement pour les objets qui seront créés par vous ou par des rôles dont vous êtes membres. Les droits peuvent être configurés de manière globale (c'est-à-dire pour tous les objets de la base de données) ou pour les objets des schémas indiqués.

Comme indiqué dans GRANT, les droits par défaut de tout type d'objet donnent tous les droits au propriétaire de l'objet et peut aussi donner certains droits à `PUBLIC`. Néanmoins, ce comportement peut être changé par une modification des droits par défaut globaux avec `ALTER DEFAULT PRIVILEGES`.

Les droits par défaut indiqués par schéma sont ajoutés aux droits par défaut globaux pour un type d'objet particulier. Ceci signifie que vous ne pouvez pas supprimer des droits par schéma s'ils sont donnés globalement (soit par défaut soit d'après une commande précédente `ALTER DEFAULT PRIVILEGES` qui n'indiquait pas de schéma). Le `REVOKE` par schéma est seulement utile pour inverser les effets d'un ancien `GRANT` par défaut sur un schéma.

Paramètres

cible_rôle

Le nom d'un rôle existant dont le rôle actuel est membre. Si les droits d'accès par défaut ne sont pas hérités, donc les rôles membres doivent utiliser `SET ROLE` pour bénéficier de leurs droits ou `ALTER DEFAULT PRIVILEGES` doit être exécuter pour chaque rôle membre. Si `FOR ROLE` est omis, le rôle courant est supposé.

nom_schéma

Le nom d'un schéma existant. Si précisé, les droits par défaut sont modifiés pour les objets créés après dans ce schéma. Si `IN SCHEMA` est omis, les droits globaux par défaut sont modifiés. `IN`

SCHEMA n'est pas autorisé si ON SCHEMAS est utilisé puisque les schémas ne peuvent pas être imbriqués.

nom_rôle

Le nom d'un rôle existant pour donner ou reprendre les droits. Ce paramètre, et tous les autres paramètres dans *grant_ou_revoke_réduit*, agissent de la façon décrite dans GRANT ou REVOKE, sauf qu'un permet de configurer les droits pour une classe complète d'objets plutôt que pour des objets nommés spécifiques.

Notes

Utilisez la commande \ddp de psql pour obtenir des informations sur les droits par défaut. La signification des valeurs de droit est identique à celles utilisées par \dp et est expliqué dans GRANT.

Si vous souhaitez supprimer un rôle dont les droits par défaut ont été modifiés, il est nécessaire d'inverser les modifications dans ses droits par défaut ou d'utiliser DROP OWNED BY pour supprimer l'entrée des droits par défaut pour le rôle.

Exemples

Donner le droit SELECT à tout le monde pour toutes les tables (et vues) que vous pourriez créer plus tard dans le schéma mon_schema, et permettre au rôle webuser d'utiliser en plus INSERT :

```
ALTER DEFAULT PRIVILEGES IN SCHEMA mon_schema GRANT SELECT ON
 TABLES TO PUBLIC;
ALTER DEFAULT PRIVILEGES IN SCHEMA mon_schema GRANT INSERT ON
 TABLES TO webuser;
```

Annuler ce qui a été fait ci-dessus, pour que les tables créées par la suite n'aient pas plus de droits qu'en standard :

```
ALTER DEFAULT PRIVILEGES IN SCHEMA myschema REVOKE SELECT ON TABLES
 FROM PUBLIC;
ALTER DEFAULT PRIVILEGES IN SCHEMA myschema REVOKE INSERT ON TABLES
 FROM webuser;
```

Supprimer le droit publique EXECUTE qui est normalement donné aux fonctions, pour toutes les fonctions créées après coup par le rôle admin :

```
ALTER DEFAULT PRIVILEGES FOR ROLE admin REVOKE EXECUTE ON FUNCTIONS
 FROM PUBLIC;
```

Notez néanmoins que vous ne pouvez *pas* obtenir cet effet avec une commande limitée à un seul schéma. Cette commande n'a pas d'effet sauf si elle annule un GRANT existant :

```
ALTER DEFAULT PRIVILEGES IN SCHEMA public REVOKE EXECUTE ON
 FUNCTIONS FROM PUBLIC;
```

Ceci est dû au fait que les droits par défaut par schéma peuvent seulement ajouter des droits au paramétrage global, et non pas en supprimer.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ALTER DEFAULT PRIVILEGES` dans le standard SQL.

Voir aussi

GRANT, REVOKE

ALTER DOMAIN

ALTER DOMAIN — Modifier la définition d'un domaine

Synopsis

```
ALTER DOMAIN nom
    { SET DEFAULT expression | DROP DEFAULT }
ALTER DOMAIN nom
    { SET | DROP } NOT NULL
ALTER DOMAIN nom
    ADD contrainte_de_domaine [ NOT VALID ]
ALTER DOMAIN nom
    DROP CONSTRAINT [ IF EXISTS ] nom_de_contrainte [ RESTRICT |
 CASCADE ]
ALTER DOMAIN nom
     RENAME CONSTRAINT nom_de_contrainte
 TO nouveau_nom_de_contrainte
ALTER DOMAIN nom
    VALIDATE CONSTRAINT nom_de_contrainte
ALTER DOMAIN nom
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER DOMAIN nom
    RENAME TO nouveau_nom
ALTER DOMAIN nom
    SET SCHEMA nouveau_schema
```

Description

`ALTER DOMAIN` modifie la définition d'un domaine. Il existe plusieurs sous-formes :

`SET/DROP DEFAULT`

Ces formes positionnent ou suppriment la valeur par défaut d'un domaine. Les valeurs par défaut ne s'appliquent qu'aux commandes `INSERT` ultérieures ; les colonnes d'une table qui utilise déjà le domaine ne sont pas affectées.

`SET/DROP NOT NULL`

Ces formes agissent sur l'acceptation ou le rejet des valeurs NULL par un domaine. `SET NOT NULL` ne peut être utilisé que si les colonnes qui utilisent le domaine contiennent des valeurs non nulles.

`ADD` *`contrainte de domaine`* `[ NOT VALID ]`

Cette forme ajoute une nouvelle contrainte à un domaine avec la même syntaxe que CREATE DOMAIN. Lorsqu'une nouvelle contrainte est ajoutée à un domaine, toutes les colonnes utilisant ce domaine seront vérifiées avec cette nouvelle contrainte. Cette vérification initiale peut être annulée en ajoutant l'option `NOT VALID` lors de l'ajout de la nouvelle contrainte ; la contrainte pourra à nouveau être activée en utilisant la commande `ALTER DOMAIN ... VALIDATE CONSTRAINT`. Les lignes nouvellement ajoutées ou modifiées sont toujours vérifiées pour l'ensemble des contraintes, y compris celles marquées `NOT VALID`. À noter enfin que l'option `NOT VALID` n'est acceptée que pour les contraintes de type `CHECK`.

`DROP CONSTRAINT [ IF EXISTS ]`

Cette forme supprime les contraintes sur un domaine. Si l'option `IF EXISTS` est spécifiée et que la contrainte n'existe pas, aucune erreur n'est retournée. Dans ce cas, un simple message d'avertissement est retourné.

`RENAME CONSTRAINT`

Cette forme modifie le nom de la contrainte d'un domaine.

`VALIDATE CONSTRAINT`

Cette forme valide une contrainte ajoutée précédemment avec l'option `NOT VALID`, c'est-à-dire qu'elle vérifie que les données de chaque colonne utilisant le domaine satisfont la contrainte spécifiée.

`OWNER`

Cette forme change le propriétaire du domaine.

`RENAME`

Cette forme modifie le nom du domaine.

`SET SCHEMA`

Cette forme change le schéma du domaine. Toute contrainte associée au domaine est déplacée dans le nouveau schéma.

Seul le propriétaire de la fonction d'agrégat peut utiliser `ALTER AGGREGATE`.

Seul le propriétaire du domaine peut utiliser `ALTER DOMAIN`. Pour modifier le schéma d'un domaine, le droit `CREATE` sur le nouveau schéma est également requis. Pour modifier le propriétaire, il faut être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire et ce rôle doit avoir le droit `CREATE` sur le schéma du domaine. Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire n'agissent pas au-delà de ce qui est réalisable en supprimant et en re-créant le domaine. Toutefois, un superutilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quel domaine.

Paramètres

nom

Le nom du domaine à modifier.

contrainte_de_domaine

Nouvelle contrainte de domaine pour le domaine.

nom_de_contrainte

Le nom d'une contrainte à supprimer ou renommer.

`NOT VALID`

Ne vérifie pas la validité de la contrainte appliquée aux données des colonnes existantes.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de la contrainte sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La contrainte n'est pas supprimée si des objets en dépendent. C'est le comportement par défaut.

`nouveau_nom`

Le nouveau nom du domaine.

`nouveau_nom_de_contrainte`

Le nouveau nom de la contrainte.

`nouveau_propriétaire`

Le nom de l'utilisateur nouveau propriétaire du domaine.

`nouveau_schema`

Le nouveau schéma du domaine.

Notes

Bien que les tentatives de `ALTER DOMAIN ADD CONSTRAINT` pour vérifier que les données existantes satisfont la nouvelle contrainte, cette vérification n'est pas garantie à 100% car la commande ne « voit » pas les lignes de table rows qui sont en cours d'insertion ou de mise à jour. S'il existe un risque que des opérations concurrentes insèrent de mauvaises données, la façon de procéder revient à ajouter la constrainte en utilisant l'option `NOT VALID`, à valider cette commande, à attendre que tous les transactions commencées avant ce commit se terminent, et enfin de lancer `ALTER DOMAIN VALIDATE CONSTRAINT` pour vérifier toute donnée ne satisfaisant pas la contrainte. Cette méthode est fiable parce qu'une fois la contrainte validée, toutes les nouvelles transactions seront forcées de la respecter pour les nouvelles valeurs du type domaine.

Actuellement, `ALTER DOMAIN ADD CONSTRAINT`, `ALTER DOMAIN VALIDATE CONSTRAINT` et `ALTER DOMAIN SET NOT NULL` échoueront si le domaine nommé ou tout domaine dérivé est utilisé pour une colonne de type conteneur (type composé, tableau ou intervalle) dans toute table de la base de données. Il se pourrait que cela soit amélioré pour vérifier la nouvelle contrainte sur ce type de colonnes intégrées.

Exemples

Ajouter une contrainte `NOT NULL` à un domaine :

```
ALTER DOMAIN codezip SET NOT NULL;
```

Supprimer une contrainte `NOT NULL` d'un domaine :

```
ALTER DOMAIN codezip DROP NOT NULL;
```

Ajouter une contrainte de contrôle à un domaine :

```
ALTER DOMAIN codezip ADD CONSTRAINT verif_zip CHECK
 (char_length(VALUE) = 5);
```

Supprimer une contrainte de contrôle d'un domaine :

```
ALTER DOMAIN codezip DROP CONSTRAINT verif_zip;
```

Pour renommer une contrainte de contrôle d'un domaine :

```
ALTER DOMAIN codezip RENAME CONSTRAINT verif_zip TO zip_verif;
```

Déplacer le domaine dans un schéma différent :

```
ALTER DOMAIN zipcode SET SCHEMA customers;
```

Compatibilité

`ALTER DOMAIN` se conforme au standard SQL, à l'exception des variantes `OWNER`, `RENAME`, `SET SCHEMA` et `VALIDATE CONSTRAINT`, qui sont des extensions PostgreSQL. L'option `NOT VALID` de la variante `ADD CONSTRAINT` est elle-aussi une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE DOMAIN, DROP DOMAIN

ALTER EVENT TRIGGER

ALTER EVENT TRIGGER — modifier la définition d'un trigger sur un événement

Synopsis

```
ALTER EVENT TRIGGER nom DISABLE
ALTER EVENT TRIGGER nom ENABLE [ REPLICA | ALWAYS ]
ALTER EVENT TRIGGER nom OWNER TO { nouveau_propriétaire |
 CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER EVENT TRIGGER nom RENAME TO nouveau_nom
```

Description

`ALTER EVENT TRIGGER` modifie les propriétés d'un trigger sur événement existant.

Vous devez être superutilisateur pour modifier un trigger sur événement.

Paramètres

nom

Le nom d'un trigger existant à modifier.

nouveau_propriétaire

Le nom d'utilisateur du nouveau propriétaire du trigger sur événement.

nouveau_nom

Le nouveau nom du trigger sur événement.

`DISABLE`/`ENABLE [ REPLICA | ALWAYS ] TRIGGER`

Ces formes configurent le déclenchement des triggers sur événement. Un trigger désactivé est toujours connu du système mais il n'est pas exécuté si un événement intervient. Voir aussi session_replication_role.

Compatibilité

Il n'existe pas de commande `ALTER EVENT TRIGGER` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE EVENT TRIGGER, DROP EVENT TRIGGER

ALTER EXTENSION

ALTER EXTENSION — modifie la définition d'une extension

Synopsis

```
ALTER EXTENSION nom UPDATE [ TO nouvelle_version ]
ALTER EXTENSION nom SET SCHEMA nouveau_schéma
ALTER EXTENSION nom ADD objet_membre
ALTER EXTENSION nom DROP objet_membre

où objet_membre peut être :

  ACCESS METHOD nom_objet |
  AGGREGATE nom_agrégat ( signature_agrégat ) |
  CAST (type_source AS type_cible) |
  COLLATION nom_objet |
  CONVERSION nom_objet |
  DOMAIN nom_objet |
  EVENT TRIGGER nom_objet |
  FOREIGN DATA WRAPPER nom_objet |
  FOREIGN TABLE nom_objet |
  FUNCTION nom_fonction [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ] |
  MATERIALIZED VIEW nom_objet |
  OPERATOR nom_opérateur (type_gauche, type_droit) |
  OPERATOR CLASS nom_objet USING méthode_indexage |
  OPERATOR FAMILY nom_objet USING méthode_indexage |
  [ PROCEDURAL ] LANGUAGE nom_objet |
  PROCEDURE nom_procédure [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ] |
  ROUTINE nom_routine [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ] |
  SCHEMA nom_objet |
  SEQUENCE nom_objet |
  SERVER nom_objet |
  TABLE nom_objet |
  TEXT SEARCH CONFIGURATION nom_objet |
  TEXT SEARCH DICTIONARY nom_objet |
  TEXT SEARCH PARSER nom_objet |
  TEXT SEARCH TEMPLATE nom_objet |
  TRANSFORM FOR nom_type LANGUAGE nom_langage |
  TYPE nom_objet |
  VIEW nom_objet

et signature_agrégat est :

* |
[ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] |
[ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] ] ORDER BY [ mode_arg
 ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ]
```

Description

`ALTER EXTENSION` modifie la définition d'une extension. Il existe plusieurs variantes :

`UPDATE`

Met à jour l'extension avec une nouvelle version. L'extension doit fournir le script de mise à jour adéquat (voire un ensemble de scripts) qui peut modifier la version en cours vers la version demandée.

`SET SCHEMA`

Déplace les objets de l'extension vers un autre schéma. L'extension doit permettre que ses objets soient déplacés pour que cette commande fonctionne.

`ADD` *`objet_membre`*

Ajoute un objet existant à l'extension. Cette commande est utilisée principalement dans les scripts de mise à jour d'extensions. L'objet concerné sera alors considéré comme appartenant à l'extension. Cela signifie principalement que l'objet ne pourra être supprimé qu'en supprimant l'extension.

`DROP` *`objet_membre`*

Supprime un objet de l'extension. Cette commande est utilisée principalement dans les scripts de mise à jour d'extensions. L'objet n'est pas supprimé : il n'appartient simplement plus à l'extension.

Voir aussi Section 38.16 pour des informations complémentaires sur les extensions.

Seul le propriétaire de l'extension peut utiliser la commande `ALTER EXTENSION` pour supprimer l'extension. Les options `ADD` ou `DROP` nécessitent en complément d'être le propriétaire de l'objet concerné par l'ajout ou la suppression.

Paramètres

`nom`

Le nom de l'extension concernée.

`nouvelle_version`

La nouvelle version de l'extension à installer. Il peut autant s'agir d'un identifiant que d'une chaîne de caractère. Si cette version n'est pas spécifiée, la commande `ALTER EXTENSION UPDATE` va utiliser tous les éléments de la version par défaut mentionnés dans le fichier de contrôle de l'extension.

`nouveau_schéma`

Le nouveau schéma vers lequel déplacer l'extension.

`nom_objet`
`nom_agregat`
`nom_fonction`
`nom_opérateur`
`nom_procédure`
`nom_routine`

Le nom d'un objet qui sera ajouté ou retiré de l'extension. Les noms de tables, agrégats, domaines, tables distantes, fonctions, opérateurs, classes d'opérateurs, familles d'opérateurs, procédures, routines, séquences, objets de recherche de texte, types et vues peuvent être qualifiés du nom du schéma.

type_source

Le nom d'un type de données source d'un transtypage.

type_cible

Le nom du type de donnée cible d'un transtypage.

mode_arg

Le mode du paramètre d'une fonction, d'une procédure ou d'un agrégat : `IN`, `OUT`, `INOUT` ou `VARIADIC`. La valeur par défaut est `IN`. Notez que la commande `ALTER EXTENSION` ne tient en réalité pas compte des paramètres dont le mode est `OUT`, car les paramètres en entrée sont suffisants pour déterminer la signature de la fonction. Il est ainsi possible de ne spécifier que les paramètres de mode `IN`, `INOUT` et `VARIADIC`.

nom_arg

Le nom du paramètre de la fonction, de la procédure, ou de l'agrégat concerné. Notez que la commande `ALTER EXTENSION` ne tient pas compte en réalité des noms de paramètre, car les types de données sont suffisants pour déterminer la signature de la méthode.

type_arg

Le(s) type(s) de donnée des paramètres de la fonction, de la procédure ou de l'agrégat concerné (éventuellement qualifié du nom du schéma).

type_gauche
type_droit

Le type de données des arguments (éventuellement qualifié du nom du schéma) d'une fonction, d'une procédure ou d'un agrégat. Écrire `NONE` pour l'argument manquant d'un opérateur préfixé ou postfixé.

`PROCEDURAL`

Le mot clé `PROCEDURAL` n'est pas nécessaire. Il peut être omis.

nom_type

Le nom du type de données pour la transformation.

nom_language

Le nom du langage pour la transformation.

Exemples

Pour mettre à jour l'extension `hstore` à la version 2.0 :

```
ALTER EXTENSION hstore UPDATE TO '2.0';
```

Pour modifier le schéma de l'extension `hstore` vers `utils` :

```
ALTER EXTENSION hstore SET SCHEMA utils;
```

Pour ajouter une procédure stockée existante à l'extension `hstore` :

```
ALTER EXTENSION hstore ADD FUNCTION populate_record(anyelement,
 hstore);
```

Compatibilité

`ALTER EXTENSION` est une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE EXTENSION, DROP EXTENSION

ALTER FOREIGN DATA WRAPPER

ALTER FOREIGN DATA WRAPPER — modifier la définition d'un wrapper de données distantes

Synopsis

```
ALTER FOREIGN DATA WRAPPER nom
    [ HANDLER fonction_handler | NO HANDLER ]
    [ VALIDATOR fonction_validation | NO VALIDATOR ]
    [ OPTIONS ( [ ADD | SET | DROP ] option ['valeur'] [, ... ]) ]
ALTER FOREIGN DATA WRAPPER nom OWNER TO { nouveau_propriétaire |
 CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER FOREIGN DATA WRAPPER nom RENAME TO nouveau_nom
```

Description

`ALTER FOREIGN DATA WRAPPER` modifie la définition d'un wrapper de données distantes. La première forme de la commande modifie les fonctions de support ou les options génériques du wrapper de données distantes (au moins une clause est nécessaire). La seconde forme modifie le propriétaire du wrapper de données distantes.

Seuls les superutilisateurs peuvent modifier les wrappers de données distantes. De plus, seuls les superutilisateurs peuvent être propriétaire de wrappers de données distantes.

Paramètres

nom

Le nom d'un wrapper de données distantes existant.

`HANDLER` *fonction_handler*

Spécifie une nouvelle fonction de gestion pour le wrapper de données distantes.

`NO HANDLER`

Cette clause est utilisée pour spécifier que le wrapper de données distantes ne doit plus avoir de fonction de gestion.

Notez que les tables distantes qui utilisent un wrapper de données distantes, sans fonction de gestion, ne peuvent pas être utilisées.

`VALIDATOR` *fonction_validation*

Indique une fonction de validation pour le wrapper de données distantes.

Notez qu'il est possible que des options pré-existantes du wrapper de données distantes, ou de ses serveurs, correspondances d'utilisateurs ou tables distantes, soient invalides d'après le nouveau validateur. PostgreSQL ne vérifie pas ça. C'est à l'utilisateur de s'assurer que ces options sont correctes avant d'utiliser le wrapper de données distantes modifié. Néanmoins, toute option précisée dans cette commande `ALTER FOREIGN DATA WRAPPER` seront vérifiées en utilisant le nouveau validateur.

`NO VALIDATOR`

Cette option est utilisée pour spécifier que le wrapper de données distantes n'aura plus de fonction de validation.

`OPTIONS ( [ ADD | SET | DROP ] option ['valeur'] [, ... ] )`

Modifie les options du wrapper de données distantes. `ADD`, `SET` et `DROP` spécifient l'action à réaliser. `ADD` est pris par défaut si aucune opération n'est explicitement spécifiée. Les noms des options doivent être uniques ; les noms et valeurs sont validés en utilisant la fonction de validation du wrapper de données distantes.

nouveau_propriétaire

Le nom du nouveau propriétaire du wrapper de données distantes.

nouveau_nom

Le nouveau nom du wrapper de données distantes.

Exemples

Modifier wrapper de données distantes `dbi`, ajouter l'option `foo`, supprimer `bar` :

```
ALTER FOREIGN DATA WRAPPER dbi OPTIONS (ADD foo '1', DROP 'bar');
```

Modifier la fonction de validation du wrapper de données distantes `dbi` en `bob.myvalidator` :

```
ALTER FOREIGN DATA WRAPPER dbi VALIDATOR bob.myvalidator;
```

Compatibilité

`ALTER FOREIGN DATA WRAPPER` se conforme à ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED). Néanmoins, les clauses `HANDLER`, `VALIDATOR`, `OWNER TO` et `RENAME` sont des extensions.

Voir aussi

CREATE FOREIGN DATA WRAPPER, DROP FOREIGN DATA WRAPPER

ALTER FOREIGN TABLE

ALTER FOREIGN TABLE — modifie la définition de la table distante

Synopsis

```
ALTER FOREIGN TABLE [ IF EXISTS ] [ ONLY ] nom [ * ]
    action [, ... ]
ALTER FOREIGN TABLE [ IF EXISTS ] [ ONLY ] nom [ * ]
    RENAME [ COLUMN ] nom_colonne TO nouveau_nom_colonne
ALTER FOREIGN TABLE [ IF EXISTS ] nom
    RENAME TO nouveau_nom
ALTER FOREIGN TABLE [ IF EXISTS ] nom
    SET SCHEMA nouveau_schéma

où action peut être :

    ADD [ COLUMN ] nom_colonne type_données [ COLLATE collation ]
 [ contrainte_colonne [ ... ] ]
    DROP [ COLUMN ] [ IF EXISTS ] nom_colonne [ RESTRICT |
 CASCADE ]
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne [ SET DATA ] TYPE type_données
 [ COLLATE collation ]
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET DEFAULT expression
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne DROP DEFAULT
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne { SET | DROP } NOT NULL
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET STATISTICS integer
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET ( option_attribut = valeur
 [, ... ] )
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne RESET ( option_attribut [, ... ] )
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET STORAGE { PLAIN | EXTERNAL |
 EXTENDED | MAIN }
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne OPTIONS ( [ ADD | SET |
 DROP ] option ['valeur'] [, ... ])
    ADD contrainte_table [ NOT VALID ]
    VALIDATE CONSTRAINT nom_contrainte
    DROP CONSTRAINT [ IF EXISTS ]  nom_contrainte [ RESTRICT |
 CASCADE ]
    DISABLE TRIGGER [ nom_trigger | ALL | USER ]
    ENABLE TRIGGER [ nom_trigger | ALL | USER ]
    ENABLE REPLICA TRIGGER nom_trigger
    ENABLE ALWAYS TRIGGER nom_trigger
    SET WITH OIDS
    SET WITHOUT OIDS
    INHERIT table_parent
    NO INHERIT table_parent
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }
    OPTIONS ( [ ADD | SET | DROP ] option ['valeur'] [, ... ])
```

Description

`ALTER FOREIGN TABLE` modifie la définition d'une table distante existante. Il existe plusieurs variantes :

`ADD COLUMN`

Ajoute une nouvelle colonne à la table distante en utilisant une syntaxe identique à celle de CREATE FOREIGN TABLE. Contrairement au comportement de l'ajout d'une colonne à une table, rien ne se passe au niveau stockage : cette action déclare simplement qu'une nouvelle colonne est accessible via la table distante.

`DROP COLUMN [ IF EXISTS ]`

Supprime une colonne de la table. L'option `CASCADE` doit être utilisée lorsque des objets en dehors de la table dépendant de cette colonne, comme par exemple des références de clés étrangères ou des vues. Si `IF EXISTS` est indiqué et que la colonne n'existe pas, aucune erreur n'est renvoyée. Dans ce cas, un message d'avertissement est envoyé à la place.

`SET DATA TYPE`

Change le type d'une colonne de la table. Là-aussi, cela n'a aucun effet sur le stockage sous-jacent : cette action change simplement le type de la colonne, d'après PostgreSQL.

`SET/DROP DEFAULT`

Ces clauses ajoutent ou suppriment une valeur par défaut pour une colonne. Les valeurs par défaut s'appliquent seulement pour les prochaines commandes `INSERT` et `UPDATE` ; elles ne changent rien aux lignes déjà présentes dans la table.

`SET/DROP NOT NULL`

Autorise / refuse l'ajout de valeurs NULL dans la colonne. `SET NOT NULL` ne peut être utilisé que si la colonne ne contient pas de valeurs NULL.

`SET STATISTICS`

Cette clause définit pour chaque colonne l'objectif de collecte de statistiques pour les opérations d'ANALYZE ultérieures. Voir les clauses correspondantes de l'instruction ALTER TABLE pour plus de détails.

`SET ( option_attribut = valeur [, ... ] )`
`RESET ( option_attribut [, ... ] )`

Cette clause définit ou met à zéro des options propres à une colonne. Voir les clauses correspondantes de l'instruction ALTER TABLE pour plus de détails.

`SET STORAGE`

Cette clause configure le mode de stockage pour une colonne. Voir la clause similaire de ALTER TABLE pour plus de détails. Notez que le mode de stockage n'a d'effet que si le wrapper de données distantes choisit de le prendre en compte.

`ADD contrainte_table [ NOT VALID ]`

Cette clause ajoute une nouvelle contrainte à une table distante, en utilisant la même syntaxe que CREATE FOREIGN TABLE. Seules les contraintes `CHECK` sont actuellement supportées.

Contrairement à l'ajout d'une contrainte sur une table standard, rien n'est tenté pour vérifier que la contrainte est vraie ; en fait, cette action déclare uniquement certaines conditions qui seront supposées vraies pour toutes les lignes de la table distante. (Voir la discussion dans CREATE FOREIGN TABLE.) Si la contrainte est marquée `NOT VALID`, alors elle n'est considérée vraie mais est enregistrée pour une utilisation future.

`VALIDATE CONSTRAINT`

Cette clause marque la validité d'une contrainte précédemment invalide (`NOT VALID`). Aucune vérification n'est effectuée pour s'assurer de la véracité de cette indication. Les prochaines requêtes supposeront que les données respectent cette contrainte.

`DROP CONSTRAINT [ IF EXISTS ]`

Cette clause supprime le contrainte indiquée sur la table distante. Si la clause `IF EXISTS` est précisée et que la contrainte n'existe pas, aucune erreur n'est renvoyée mais un message d'information apparait.

`DISABLE/ENABLE [ REPLICA | ALWAYS ] TRIGGER`

Ces syntaxes configurent le déclenchement des triggers positionnés sur la table distante. Voir la syntaxe similaire de ALTER TABLE pour plus de détails.

`OWNER`

Change le propriétaire d'une table distante. Le nouveau propriétaire est celui passé en paramètre.

`RENAME`

Change le nom d'une table distante ou le nom d'une colonne individuelle de la table distante. Cela n'a aucun effet sur la donnée stockée.

`SET SCHEMA`

Déplace la table distante dans un autre schéma.

`OPTIONS ( [ ADD | SET | DROP ] option ['value'] [, ... ] )`

Modifie les options de la table distante et de ses colonnes. L'action à effectuer est spécifiée par `ADD` (ajout), `SET` (définition) ou `DROP` (suppression). Si aucune action n'est mentionnée, `ADD` est utilisée.

Les noms des options autorisées et leurs valeurs sont spécifiques à chaque wrapper de données distantes. L'utilisation répétée de la même option n'est pas autorisée (bien qu'il soit possible qu'une option de table et de colonne aie le même nom). Les noms d'option et leur valeur sont en outre validées par la bibliothèque du wrapper de données distantes.

À l'exception de `RENAME` et `SET SCHEMA`, toutes les actions peuvent être combinées en une liste de modifications appliquées parallèlement. Par exemple, il est possible d'ajouter plusieurs colonnes et/ou de modifier plusieurs colonnes en une seule commande.

Il faut être propriétaire de la table pour utiliser `ALTER FOREIGN TABLE`. Pour modifier le schéma d'une table, le droit `CREATE` sur le nouveau schéma est requis. Pour modifier le propriétaire de la table, il est nécessaire d'être un membre direct ou indirect du nouveau rôle et ce dernier doit avoir le droit `CREATE` sur le schéma de la table (ces restrictions assurent que la modification du propriétaire ne diffère en rien de ce qu'il est possible de faire par la suppression et la re-création de la table. Néanmoins, dans tous les cas, un superutilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quelle table). Pour ajouter une colonne ou modifier un type de colonne, vous devez aussi détenir le droit `USAGE` sur le type de donnée.

Paramètres

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table à modifier.

nom_colonne

Le nom d'une colonne, existante ou nouvelle.

nouveau_nom_colonne

Le nouveau nom d'une colonne existante.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la table.

type_données

Le type de données de la nouvelle colonne, ou le nouveau type de données d'une colonne existante.

CASCADE

Les objets qui dépendent de la colonne ou de la contrainte supprimée sont automatiquement supprimés (par exemple, les vues référençant la colonne), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

RESTRICT

La colonne ou la contrainte n'est pas supprimée si des objets en dépendent. C'est le comportement par défaut.

nom_trigger

Nom du trigger à activer ou désactiver.

ALL

Désactive ou active tous les triggers appartenant à la table distante. (Ceci requiert l'attribut superutilisateur si un des triggers est un trigger interne. Le moteur n'ajoute pas de tels triggers sur les tables distantes mais du code externe pourrait le faire.)

USER

Désactive ou active tous les triggers appartenant à la table distante, sauf pour les triggers internes.

nouveau_propriétaire

Le nom d'utilisateur du nouveau propriétaire de la table distante.

nouveau_schéma

Le nom du schéma vers lequel la table distante sera déplacée.

Notes

Le mot clé COLUMN n'est pas nécessaire. Il peut être omis.

La cohérence avec le serveur distant n'est pas vérifiée lorsqu'une colonne est ajoutée ou supprimée avec la commande ADD COLUMN ou DROP COLUMN, lorsqu'une contrainte CHECK ou NOT NULL est ajoutée, ou encore lorsqu'un type de colonne est modifié avec l'action SET DATA TYPE. Il est ainsi de la responsabilité de l'utilisateur de s'assurer que la définition de la table distante est compatible avec celle du serveur distant.

Voir la commande CREATE FOREIGN TABLE pour une description plus complète des paramètres valides.

Exemples

Pour interdire les valeurs NULL sur une colonne :

```
ALTER FOREIGN TABLE distributeurs ALTER COLUMN rue SET NOT NULL;
```

Pour modifier les options d'une table distante :

```
ALTER FOREIGN TABLE mon_schema.distributeurs OPTIONS (ADD opt1
 'valeur', SET opt2 'valeur2', DROP opt3);
```

Compatibilité

Les actions `ADD`, `DROP`, et `SET DATA TYPE` sont conformes au standard SQL. Les autres actions sont des extensions PostgreSQL du standard SQL. De plus, la possibilité de combiner de multiples modifications en une seule commande `ALTER FOREIGN TABLE` est une extension PostgreSQL.

La commande `ALTER FOREIGN TABLE DROP COLUMN` peut être utilisée pour supprimer jusqu'à la dernière colonne d'une table distante, permettant ainsi d'obtenir une table sans colonne. Il s'agit d'une extension du standard SQL, qui ne permet pas de gérer des tables sans colonnes.

ALTER FUNCTION

ALTER FUNCTION — Modifier la définition d'une fonction

Synopsis

```
ALTER FUNCTION nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    action [ ... ] [ RESTRICT ]
ALTER FUNCTION nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    RENom TO nouveau_nom
ALTER FUNCTION nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    OWNER TO { nouveau_proprietaire | CURRENT_USER |
 SESSION_USER }
ALTER FUNCTION nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    SET SCHEMA nouveau_schema
ALTER FUNCTION nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    DEPENDS ON EXTENSION nom_extension

où action peut être :

    CALLED ON NULL INPUT | RETURNS NULL ON NULL INPUT | STRICT
    IMMUTABLE | STABLE | VOLATILE
    [ NOT ] LEAKPROOF
    [ EXTERNAL ] SECURITY INVOKER | [ EXTERNAL ] SECURITY DEFINER
    PARALLEL { UNSAFE | RESTRICTED | SAFE }
    COST cout_execution
    ROWS nb_lignes_resultat
    SET parametre { TO | = } { valeur | DEFAULT }
    SET parametre FROM CURRENT
    RESET parametre
    RESET ALL
```

Description

`ALTER FUNCTION` modifie la définition d'une fonction.

Seul le propriétaire de la fonction peut utiliser `ALTER FUNCTION`. Le privilège `CREATE` sur le nouveau schéma est requis pour pouvoir changer le schéma de la fonction. Pour modifier le propriétaire, il est nécessaire d'être membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire. Ce dernier doit posséder le droit `CREATE` sur le schéma de la fonction. Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire n'a pas d'effets autres que ceux obtenus par la suppression et la re-création de la fonction ; toutefois, un superutilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quelle fonction.

Paramètres

nom

Le nom de la fonction (potentiellement qualifié du nom du schéma). Si aucune liste d'argument n'est spécifiée, le nom doit être unique dans son schéma.

modearg

Le mode d'un argument : `IN`, `OUT`, `INOUT` ou `VARIADIC`. En cas d'omission, la valeur par défaut est `IN`. `ALTER FUNCTION` ne tient pas compte des arguments `OUT`, car seuls les arguments en entrée sont nécessaire pour déterminer l'identité de la fonction. Les arguments `IN`, `INOUT` et `VARIADIC` sont donc suffisants.

nomarg

Le nom d'un argument. `ALTER FUNCTION` ne tient pas compte des noms des arguments, car seuls les types de données des arguments sont nécessaires pour déterminer l'identité d'une fonction.

typearg

Le(s) type(s) de données des arguments de la fonction (éventuellement qualifié(s) du nom du schéma).

nouveau_nom

Le nouveau nom de la fonction.

nouveau_proprietaire

Le nouveau propriétaire de la fonction. Si cette fonction est marquée `SECURITY DEFINER`, elle s'exécute par la suite sous cette identité.

nouveau_schema

Le nouveau schéma de la fonction.

extension_name

Le nom de l'extension dont la fonction dépend.

```
CALLED ON NULL INPUT
RETURNS NULL ON NULL INPUT
STRICT
```

`CALLED ON NULL INPUT` modifie la fonction pour qu'elle puisse être appelée avec des arguments NULL. `RETURNS NULL ON NULL INPUT` et `STRICT` modifie la fonction pour qu'elle ne soit pas appelée si un des arguments est NULL ; un résultat NULL est alors automatiquement déterminé. Voir CREATE FUNCTION pour plus d'informations.

```
IMMUTABLE
STABLE
VOLATILE
```

Modifie la volatilité de la fonction. Voir CREATE FUNCTION pour plus d'informations.

```
[ EXTERNAL ] SECURITY INVOKER
[ EXTERNAL ] SECURITY DEFINER
```

Précise si la fonction doit être appelée avec les droits de l'utilisateur qui l'a créée. Le mot clé `EXTERNAL`, ignoré, existe pour des raisons de compatibilité SQL. Voir CREATE FUNCTION pour plus d'informations.

```
PARALLEL
```

Indique si la fonction peut être exécutée en parallèle. Voir CREATE FUNCTION pour les détails.

`LEAKPROOF`

Indique si la fonction doit être considérée comme étant étanche (*leakproof*). Voir CREATE FUNCTION pour plus d'informations.

`COST` *`cout_execution`*

Modifie l'estimation du coût d'exécution de la fonction. Voir CREATE FUNCTION pour plus d'informations.

`ROWS` *`nb_lignes_resultat`*

Modifie l'estimation du nombre de lignes renvoyées par une fonction SRF. Voir CREATE FUNCTION pour plus d'informations.

`parametre`
`valeur`

Ajoute ou modifie l'initialisation d'un paramètre de configuration lorsque la fonction est appelée. Si *`valeur`* est `DEFAULT` ou, de façon équivalente, si `RESET` est utilisé, le paramètre local de la fonction est supprimée pour que la fonction s'exécute avec la valeur par défaut du paramètre. Utiliser `RESET ALL` supprime tous les valeurs spécifiques des paramètres pour cette fonction. `SET FROM CURRENT` sauvegarde la valeur actuelle du paramètre quand `ALTER FUNCTION` est exécuté comme valeur à appliquer lors de l'exécution de la fonction.

Voir SET et Chapitre 19 pour plus d'informations sur les noms des paramètres et les valeurs autorisés.

`RESTRICT`

Ignoré, présent pour des raisons de conformité avec le standard SQL.

Exemples

Renommer la fonction `sqrt` pour le type `integer` en `square_root` :

```
ALTER FUNCTION sqrt(integer) RENAME TO square_root;
```

Changer le propriétaire de la fonction `sqrt` pour le type `integer` en `joe` :

```
ALTER FUNCTION sqrt(integer) OWNER TO joe;
```

Modifier le schéma de la fonction `sqrt` du type `integer` par `maths` :

```
ALTER FUNCTION sqrt(integer) SET SCHEMA maths;
```

Pour marquer la fonction `sqrt` du type `integer` comme dépendant de l'extension `mathlib` :

```
ALTER FUNCTION sqrt(integer) DEPENDS ON EXTENSION mathlib;
```

Pour ajuster automatiquement le chemin de recherche des schémas pour une fonction :

```
ALTER FUNCTION verifie_motdepasse(text) SET search_path = admin,
 pg_temp;
```

Pour désactiver le paramètre `search_path` d'une fonction :

```
ALTER FUNCTION verifie_motdepasse(text) RESET search_path;
```

La fonction s'exécutera maintenant avec la valeur de la session pour cette variable.

Compatibilité

La compatibilité de cette instruction avec l'instruction `ALTER FUNCTION` du standard SQL est partielle. Le standard autorise la modification d'un plus grand nombre de propriétés d'une fonction mais ne laisse pas la possibilité de renommer une fonction, de placer le commutateur `SECURITY DEFINER` sur la fonction, d'y attacher des valeurs de paramètres ou d'en modifier le propriétaire, le schéma ou la volatilité. Le standard requiert le mot clé `RESTRICT` ; il est optionnel avec PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE FUNCTION, DROP FUNCTION

ALTER GROUP

ALTER GROUP — Modifier le nom d'un rôle ou la liste de ses membres

Synopsis

```
+ALTER GROUP specification_role ADD USER nom_utilisateur [, ... ]
ALTER GROUP specification_role DROP USER nom_utilisateur [, ... ]

où specification_role peut valoir :

    nom_rôle
  | CURRENT_USER
  | SESSION_USER

ALTER GROUP nom_groupe RENAME TO nouveau_nom
```

Description

`ALTER GROUP` modifie les attributs d'un groupe d'utilisateurs Cette commande est obsolète, mais toujours acceptée pour des raisons de compatibilité ascendante. Les groupes (et les utilisateurs) ont été remplacés par le concept plus général de rôles.

Les deux premières formes ajoutent des utilisateurs à un groupe ou en suppriment. Tout rôle peut être ici « utilisateur » ou « groupe ». Ces variantes sont réellement équivalentes à la promotion ou la révocation de l'appartenance au rôle nommé « groupe » ; il est donc préférable d'utiliser GRANT et REVOKE pour le faire.

La troisième forme change le nom du groupe. Elle est strictement équivalente au renommage du rôle par ALTER ROLE.

Paramètres

nom_groupe

Le nom du groupe (rôle) à modifier.

nom_utilisateur

Les utilisateurs (rôles) à ajouter au groupe ou à en enlever. Les utilisateurs doivent préalablement exister ; `ALTER GROUP` ne crée pas et ne détruit pas d'utilisateur.

nouveau_nom

Le nouveau nom du groupe.

Exemples

Ajouter des utilisateurs à un groupe :

```
ALTER GROUP staff ADD USER karl, john;
```

Supprimer des utilisateurs d'un groupe :

```
ALTER GROUP workers DROP USER beth;
```

Compatibilité

Il n'existe pas de relation `ALTER GROUP` en SQL standard.

Voir aussi

GRANT, REVOKE, ALTER ROLE

ALTER INDEX

ALTER INDEX — Modifier la définition d'un index

Synopsis

```
ALTER INDEX [ IF EXISTS ] nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER INDEX [ IF EXISTS ] nom SET TABLESPACE nom_tablespace
ALTER INDEX nom ATTACH PARTITION nom_index
ALTER INDEX nom DEPENDS ON EXTENSION nom_extension
ALTER INDEX [ IF EXISTS ] nom SET ( parametre_stockage [= valeur] 
 [, ... ] )
ALTER INDEX [ IF EXISTS ] nom RESET ( parametre_stockage [, ... ] )
ALTER INDEX [ IF EXISTS ] nom ALTER [ COLUMN ] numéro_colonne
    SET STATISTICS integer
ALTER INDEX ALL IN TABLESPACE nom [ OWNED BY nom_rôle [, ... ] ]
    SET TABLESPACE nouveau_tablespace [ NOWAIT ]
```

Description

`ALTER INDEX` modifie la définition d'un index. Il existe plusieurs formes de l'instruction :

`RENAME`

La forme `RENAME` modifie le nom de l'index. Si l'index est associé avec une contrainte de table (soit `UNIQUE`, soit `PRIMARY KEY`, soit or `EXCLUDE`), la contrainte est elle-aussi renommée. Cela n'a aucun effet sur les données stockées.

`SET TABLESPACE`

Cette forme remplace le tablespace de l'index par le tablespace spécifié et déplace le(s) fichier(s) de données associé(s) à l'index dans le nouveau tablespace. Pour modifier le tablespace d'un index, vous devez être le propriétaire de l'index et avoir le droit `CREATE` sur le nouveau tablespace. Toutes les index d'un tablespace de la base de données actuelle peuvent être déplacés en utilisant la forme `ALL IN TABLESPACE`, qui verrouillera tous les index à déplacer, puis les déplacera un par un. Cette forme supporte aussi la clause `OWNED BY`, qui ne déplacera que les index dont les propriétaires sont indiqués. Si l'option `NOWAIT` est spécifié, alors la commande échouera si elle est incapable de récupérer immédiatement tous les verrous requis. Notez que les catalogues systèmes ne seront pas déplacés par cette commande. Dans ce cas, il faut utiliser `ALTER DATABASE` ou `ALTER INDEX`. Voir aussi CREATE TABLESPACE.

`ATTACH PARTITION`

Attache l'index nommé à l'index modifié. L'index nommé doit être sur une partition de la table contenant l'index à modifier et avoir une définition équivalente. Un index attaché ne peut pas être lui-même supprimé. Il sera automatiquement supprimé si son index parent est supprimé.

`DEPENDS ON EXTENSION`

Cette clause marque l'index comme dépendant de l'extension, pour qu'en cas de suppression de l'extension, l'index soit automatiquement supprimé.

`SET ( paramètre_stockage [= valeur] [, ... ] )`

Cette forme modifie un ou plusieurs paramètres spécifiques à la méthode d'indexage de cet index. Voir CREATE INDEX pour les détails sur les paramètres disponibles. Notez que le contenu

de l'index ne sera pas immédiatement modifié par cette commande ; suivant le paramètre, vous pouvez avoir besoin de reconstruire l'index avec REINDEX pour obtenir l'effet désiré.

`ALTER [ COLUMN ] numéro_colonne SET STATISTICS integer`

Cette syntaxe configure la cible de récupération des statistiques par colonne pour les opérations ANALYZE qui suivront, mais peut être utilisé seulement sur les colonnes d'index définies sous la forme d'une expression. Comme les expressions n'ont pas de nom unique, nous faisons référence à elles en utilisant le numéro ordinal de la colonne d'index. La cible peut être configurée sur l'intervalle 0 à 10000. Une configuration à -1 annule l'ancienne configuration pour revenir à l'utilisation de la cible statistique par défaut du système (default_statistics_target). Pour plus d'informations sur l'utilisation de statistiques par l'optimiseur de requêtes de PostgreSQL, référez-vous à Section 14.2.

`SET ( paramètre_stockage [= valeur] [, ... ] )`

Cette forme modifie un ou plusieurs paramètres spécifiques à la méthode d'indexage de cet index. Voir CREATE INDEX pour les détails sur les paramètres disponibles. Notez que le contenu de l'index ne sera pas immédiatement modifié par cette commande ; suivant le paramètre, vous pouvez avoir besoin de reconstruire l'index avec REINDEX pour obtenir l'effet désiré.

`RESET ( paramètre_stockage [, ... ] )`

Cette forme réinitialise un ou plusieurs paramètres de stockage spécifiques à la méthode d'indexage à leurs valeurs par défaut. Comme avec `SET`, un `REINDEX` peut être nécessaire pour mettre à jour l'index complètement.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne retourne par d'erreur si l'index n'existe pas. Seul un message d'avertissement est retourné dans ce cas.

`numéro_colonne`

Ce numéro fait référence à la position ordinale (de gauche à droite) de la colonne de l'index.

`nom`

Le nom de l'index à modifier (éventuellement qualifié du nom du schéma).

`nouveau_nom`

Le nouveau nom de l'index.

`nom_espacelogique`

Le nom du tablespace dans lequel déplacer l'index.

`nom_extension`

Le nom de l'extension dont l'index dépend.

`paramètre_stockage`

Le nom du paramètre de stockage spécifique à la méthode d'indexage.

`valeur`

La nouvelle valeur du paramètre de stockage spécifique à la méthode d'indexage. Cette valeur peut être un nombre ou une chaîne suivant le paramètre.

Notes

Ces opérations sont aussi possibles en utilisant ALTER TABLE. `ALTER INDEX` n'est en fait qu'un alias pour les formes d'`ALTER TABLE` qui s'appliquent aux index.

Auparavant, il existait une variante `ALTER INDEX OWNER` mais elle est maintenant ignorée (avec un message d'avertissement). Un index ne peut pas avoir un propriétaire différent de celui de la table. Modifier le propriétaire de la table modifie automatiquement celui de l'index.

Il est interdit de modifier toute partie d'un index du catalogue système.

Exemples

Renommer un index existant :

```
ALTER INDEX distributeurs RENAME TO fournisseurs;
```

Déplacer un index dans un autre tablespace :

```
ALTER INDEX distributeurs SET TABLESPACE espacelogiquerapide;
```

Pour modifier le facteur de remplissage d'un index (en supposant que la méthode d'indexage le supporte) :

```
ALTER INDEX distributeurs SET (fillfactor = 75);
REINDEX INDEX distributeurs;
```

Configure la cible de récupération des statistiques pour un index sur expression :

```
CREATE INDEX coord_idx ON measured (x, y, (z + t));
ALTER INDEX coord_idx ALTER COLUMN 3 SET STATISTICS 1000;
```

Compatibilité

`ALTER INDEX` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE INDEX, REINDEX

ALTER LANGUAGE

ALTER LANGUAGE — Modifier la définition d'un langage procédural

Synopsis

```
ALTER LANGUAGE nom RENAME TO nouveau_nom

ALTER LANGUAGE nom OWNER TO { nouveau_proprietaire | CURRENT_USER |
 SESSION_USER }
```

Description

`ALTER LANGUAGE` modifie la définition d'un langage. Les seules fonctionnalités disponibles sont le renommage du langage et son changement de propriétaire. Vous devez être soit un super-utilisateur soit le propriétaire du langage pour utiliser `ALTER LANGUAGE`.

Paramètres

nom

Le nom du langage.

nouveau_nom

Le nouveau nom du langage.

new_owner

Le nouveau propriétaire du langage

Compatibilité

Il n'existe pas de relation `ALTER LANGUAGE` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE LANGUAGE, DROP LANGUAGE

ALTER LARGE OBJECT

ALTER LARGE OBJECT — Modifier la définition d'un Large Object

Synopsis

```
ALTER LARGE OBJECT oid_large_object OWNER TO { nouveau_propriétaire
 | CURRENT_USER | SESSION_USER }
```

Description

`ALTER LARGE OBJECT` modifie la définition d'un « Large Object »..

Le Large Object doit vous appartenir pour utiliser `ALTER LARGE OBJECT`. Pour modifier le propriétaire, vous devez être le membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire. (Néanmoins, un superutilisateur peut modifier tout Large Object.) Actuellement, la seule fonctionnalité de cette instruction est le changement du propriétaire, donc ces deux restrictions s'appliquent toujours.

Paramètres

`oid_large_object`

OID d'un « Large Object » à modifier

`nouveau_propriétaire`

Le nouveau propriétaire du « Large Object »

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ALTER LARGE OBJECT` dans le standard SQL.

Voir aussi

Chapitre 35

ALTER MATERIALIZED VIEW

ALTER MATERIALIZED VIEW — modifier la définition d'une vue matérialisée

Synopsis

```
ALTER MATERIALIZED VIEW [ IF EXISTS ] nom
    action [, ... ]
ALTER MATERIALIZED VIEW nom
    DEPENDS ON EXTENSION nom_extension
ALTER MATERIALIZED VIEW [ IF EXISTS ] nom
    RENAME [ COLUMN ] nom_colonne TO nouveau_nom_colonne
ALTER MATERIALIZED VIEW [ IF EXISTS ] nom
    RENAME TO nouveau_nom
ALTER MATERIALIZED VIEW [ IF EXISTS ] nom
    SET SCHEMA nouveau_schéma
ALTER MATERIALIZED VIEW ALL IN TABLESPACE nom [ OWNED BY nom_role
 [, ... ] ]
    SET TABLESPACE nouveau_tablespace [ NOWAIT ]

où action fait partie
de :

    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET STATISTICS integer
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET ( option_attribut [= valeur]
 [, ... ] )
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne RESET ( option_attribut [, ... ] )
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET STORAGE { PLAIN | EXTERNAL |
 EXTENDED | MAIN }
    CLUSTER ON nom_index
    SET WITHOUT CLUSTER
    SET TABLESPACE nouveau_tablespace
    SET ( paramètre_stockage = valeur [, ... ] )
    RESET ( paramètre_stockage [, ... ] )
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }
```

Description

`ALTER MATERIALIZED VIEW` modifie les différentes propriétés d'une vue matérialisée existante.

Vous devez être le propriétaire d'une vue matérialisée pour utiliser `ALTER MATERIALIZED VIEW`. Pour changer le schéma d'une vue matérialisée, vous devez aussi avoir le droit `CREATE` sur le nouveau schéma. Pour modifier le propriétaire, vous devez aussi être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire et ce rôle doit avoir le droit `CREATE` sur le schéma de la vue matérialisée. (Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire ne vous permet pas plus que ce que vous pourriez faire en supprimant ou récréant la vue matérialisée. Néanmoins, un superutilisateur peut modifier le propriétaire d'une vue.)

La clause `DEPENDS ON EXTENSION` marque la vue matérialisée comme dépendante d'une extension. Ceci permet de supprimer la vue matérialisée quand l'extension est supprimée.

Les différentes formes et actions disponibles pour `ALTER MATERIALIZED VIEW` sont un sous-ensemble de celles disponibles pour `ALTER TABLE`, et ont la même signification quand elles sont utilisées pour les vues matérialisées. Pour plus de détails, voir les descriptions sur ALTER TABLE.

Paramètrs

nom

Nom, potentiellement qualifié du nom du schéma, d'une vue matérialisée existante.

nom_colonne

Nom d'une colonne nouvelle ou déjà existante.

nom_extension

Nom de l'extension dont dépend la vue matérialisée.

nouveau_nom_colonne

Nouveau nom d'une colonne existante.

nouveau_propriétaire

Nom utilisateur du nouveau propriétaire de la vue matérialisée.

nouveau_nom

Nouveau nom de la vue matérialisée.

nouveau_schéma

Nouveau schéma de la vue matérialisée.

Exemples

Renommer la vue matérialisée `truc` en `chose` :

```
ALTER MATERIALIZED VIEW truc RENAME TO chose;
```

Compatibilité

`ALTER MATERIALIZED VIEW` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE MATERIALIZED VIEW, DROP MATERIALIZED VIEW, REFRESH MATERIALIZED VIEW

ALTER OPERATOR

ALTER OPERATOR — Modifier la définition d'un opérateur

Synopsis

```
+ALTER OPERATOR nom ( { type_gauche | NONE } , { type_droit |
 NONE } )
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }

ALTER OPERATOR nom ( { type_gauche | NONE } , { type_droit |
 NONE } )
    SET SCHEMA nouveau_schema

ALTER OPERATOR nom ( { type_gauche | NONE } , { type_droit |
 NONE } )
    SET ( {  RESTRICT = { proc_res | NONE }
           | JOIN = { proc_join | NONE }
         } [, ... ] )
```

Description

`ALTER OPERATOR` modifie la définition d'un opérateur.

Seul le propriétaire de l'opérateur peut utiliser `ALTER OPERATOR`. Pour modifier le propriétaire, il est nécessaire d'être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire, et ce rôle doit avoir le droit `CREATE` sur le schéma de l'opérateur. Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire produise le même résultat que la suppression et la re-création de l'opérateur ; néanmoins, un superutilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quel opérateur.

Paramètres

nom

Le nom de l'opérateur (éventuellement qualifié du nom du schéma).

type_gauche

Le type de données de l'opérande gauche de l'opérateur ; `NONE` si l'opérateur n'a pas d'opérande gauche.

type_droit

Le type de données de l'opérande droit de l'opérateur ; `NONE` si l'opérateur n'a pas d'opérande droit.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire de l'opérateur.

nouveau_schéma

Le nouveau schéma de l'opérateur.

proc_res

La fonction d'estimation de la sélectivité de restriction pour cet opérateur ; écrire NONE pour supprimer cet estimateur.

join_proc

La fonction d'estimation de la sélectivité de jointure pour cet opérateur ; écrire NONE pour supprimer cet estimateur.

Exemples

Modifier le propriétaire d'un opérateur personnalisé `a @@ b` pour le type `text` :

```
ALTER OPERATOR @@ (text, text) OWNER TO joe;
```

Modifier les fonctions de sélectivité de restriction et de jointure pour un opérateur personnalisé `a && b` pour le type `int[]`:

```
ALTER OPERATOR && (_int4, _int4) SET (RESTRICT = _int_contsel, JOIN
 = _int_contjoinsel);
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instructions `ALTER OPERATOR` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE OPERATOR, DROP OPERATOR

ALTER OPERATOR CLASS

ALTER OPERATOR CLASS — Modifier la définition d'une classe d'opérateur

Synopsis

```
ALTER OPERATOR CLASS nom USING méthode_indexage
    RENAME TO nouveau_nom

ALTER OPERATOR CLASS nom USING méthode_indexage
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }

ALTER OPERATOR CLASS nom USING méthode_indexage
    SET SCHEMA nouveau_schéma
```

Description

`ALTER OPERATOR CLASS` modifie la définition d'une classe d'opérateur.

Seul le propriétaire de la classe d'opérateur peut utiliser `ALTER OPERATOR CLASS`. Pour modifier le propriétaire, il est obligatoire d'être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire. Ce rôle doit posséder le privilège `CREATE` sur le schéma de la classe d'opérateur. Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire produise le même effet que celui obtenu par la suppression et la re-création de la classe d'opérateur ; néanmoins, un superutilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quelle classe d'opérateur.

Paramètres

nom

Le nom d'une classe d'opérateur.

méthode_indexage

Le nom de la méthode d'indexage à laquelle associer la classe d'opérateur.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la classe d'opérateur.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire de la classe d'opérateur.

nouveau_schéma

Le nouveau schéma de la classe d'opérateur.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ALTER OPERATOR CLASS` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE OPERATOR CLASS, DROP OPERATOR CLASS, ALTER OPERATOR FAMILY

ALTER OPERATOR FAMILY

ALTER OPERATOR FAMILY — Modifier la définition d'une famille d'opérateur

Synopsis

```
ALTER OPERATOR FAMILY nom USING methode_indexage ADD
  {  OPERATOR numéro_stratégie nom_opérateur ( type_op, type_op )
             [ FOR SEARCH | FOR ORDER BY nom_famille_tri ]
   | FUNCTION numéro_support [ ( type_op [ , type_op ] ) ]
             nom_fonction [ ( type_argument [, ...] ) ]
  } [, ... ]
ALTER OPERATOR FAMILY nom USING methode_indexage DROP
  {  OPERATOR numero_strategie ( type_op [ , type_op ] )
   | FUNCTION numero_support ( type_op [ , type_op ] )
  } [, ... ]

ALTER OPERATOR FAMILY nom USING methode_indexation
    RENAME TO nouveau_nom

ALTER OPERATOR FAMILY nom USING methode_indexation
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }

ALTER OPERATOR FAMILY nom USING methode_indexation
    SET SCHEMA nouveau_schéma
```

Description

`ALTER OPERATOR FAMILY` modifie la définition d'une famille d'opérateur. Vous pouvez ajouter des opérateurs et des fonctions du support à la famille, les supprimer ou modifier le nom et le propriétaire de la famille.

Quand les opérateurs et fonctions de support sont ajoutés à une famille avec la commande `ALTER OPERATOR FAMILY`, ils ne font partie d'aucune classe d'opérateur spécifique à l'intérieur de la famille. Ils sont « lâches » dans la famille. Ceci indique que ces opérateurs et fonctions sont compatibles avec la sémantique de la famille but qu'ils ne sont pas requis pour un fonctionnement correct d'un index spécifique. (Les opérateurs et fonctions qui sont ainsi nécessaires doivent être déclarés comme faisant partie d'une classe d'opérateur ; voir CREATE OPERATOR CLASS.) PostgreSQL la suppression des membres lÃ¢ches d'une famille à tout moment, mais les membres d'une classe d'opérateur ne peuvent pas être supprimés sans supprimer toute la classe et les index qui en dépendent. Typiquement, les opérateurs et fonctions sur un seul type de données font partie des classes d'opérateurs car ils ont besoin de supporter un index sur ce type de données spécifique alors que les opérateurs et familles inter-types sont fait de membres lÃ¢ches de la famille.

Vous devez être superutilisateur pour utiliser `ALTER OPERATOR FAMILY`. (Cette restriction est faite parce qu'une définition erronée d'une famille d'opérateur pourrait gêner voire même arrêter brutalement le serveur.)

`ALTER OPERATOR FAMILY` ne vérifie pas encore si la définition de l'opérateur de famille inclut tous les opérateurs et fonctions requis par la méthode d'indexage, ni si les opérateurs et les fonctions forment un ensemble cohérent et suffisant. C'est de la responsabilité de l'utilisateur de définir une famille d'opérateur valide.

Voir Section 38.15 pour plus d'informations.

Paramètres

nom

Le nom d'une famille d'opérateur (pouvant être qualifié du schéma).

methode_indexage

Le nom de la méthode d'indexage.

numero_strategie

Le numéro de stratégie de la méthode d'indexage pour un opérateur associé avec la famille.

nom_operateur

Le nom d'un opérateur (pouvant être qualifié du schéma) associé avec la famille d'opérateur.

type_op

Dans une clause `OPERATOR`, les types de données en opérande de l'opérateur, ou `NONE` pour signifier un opérateur unaire. Contrairement à la syntaxe comparable de `CREATE OPERATOR CLASS`, les types de données en opérande doivent toujours être précisés.

Dans une clause `ADD FUNCTION`, les types de données des opérandes que la fonction est sensée supporter, si différent des types de données en entrée de la fonction. Pour les fonctions de comparaison des index B-tree et hash, il n'est pas strictement nécessaire de spécifier *op_type* car les types de données en entrée de la fonction sont toujours les bons à utiliser. Pour les fonctions de tri des index B-tree ainsi que pour toutes les fonctions des classes d'opérateur GIST, SP-GiST et GIN, il est nécessaire de spécifier le type de données en entrée qui sera utilisé par la fonction.

Dans une clause `DROP FUNCTION`, les types de données en opérande que la fonction est sensée supporter doivent être précisés. Pour les index GiST, SP-GiST et GIN, les types en question pourraient ne pas être identiques aux des arguments en entrée de la fonction.

nom_famille_tri

Le nom d'une famille d'opérateur `btree` (pouvant être qualifié du schéma) décrivant l'ordre de tri associé à l'opérateur de tri.

Si ni `FOR SEARCH` ni `FOR ORDER BY` ne sont indiqués, `FOR SEARCH` est la valeur par défaut.

numero_support

Le numéro de la fonction de support de la méthode d'indexage associé avec la famille d'opérateur.

nom_fonction

Le nom (facultativement qualifié du schéma) d'une fonction qui est une fonction de support d'une méthode d'index pour la famille d'opérateur. Si aucune liste d'argument n'est spécifiée, le nom doit être unique dans son schéma.

argument_types

Les types de données pour les arguments de la fonction.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la famille d'opérateur

nouveau_proprietaire

Le nouveau propriétaire de la famille d'opérateur

nouveau_schéma

Le nouveau schéma de la famille d'opérateur.

Les clauses `OPERATOR` et `FUNCTION` peuvent apparaître dans n'importe quel ordre.

Notes

Notez que la syntaxe `DROP` spécifie uniquement le « slot » dans la famille d'opérateur, par stratégie ou numéro de support et types de données en entrée. Le nom de l'opérateur ou de la fonction occupant le slot n'est pas mentionné. De plus, pour `DROP FUNCTION`, les types à spécifier sont les types de données en entrée que la fonction doit supporter ; pour les index GIN et GiST, ceci pourrait ne rien avoir à faire avec les types d'argument en entrée de la fonction.

Comme le processus des index ne vérifie pas les droits sur les fonctions avant de les utiliser, inclure une fonction ou un opérateur dans une famille d'opérateur est équivalent à donner le droit d'exécution à public. Ceci n'est généralement pas un problème pour les tris de fonction qui sont utiles à une famille d'opérateur.

Les opérateurs ne doivent pas être définis par des fonctions SQL. Une fonction SQL risque d'être remplacée dans la requête appelante, ce qui empêchera l'optimiseur de savoir si la requête peut utiliser un index.

Avant PostgreSQL 8.4, la clause `OPERATOR` pouvait inclure une option `RECHECK`. Ce n'est plus supporté parce que le fait qu'un opérateur d'index soit « à perte » est maintenant déterminé à l'exécution. Cela permet une gestion plus efficace des cas où un opérateur pourrait ou non être à perte.

Exemples

La commande exemple suivant ajoute des opérateurs inter-type de données et ajoute les fonctions de support pour une famille d'opérateur qui contient déjà les classes d'opérateur B_tree pour les types de données `int4` et `int2`.

```
ALTER OPERATOR FAMILY integer_ops USING btree ADD

  -- int4 vs int2
  OPERATOR 1 < (int4, int2) ,
  OPERATOR 2 <= (int4, int2) ,
  OPERATOR 3 = (int4, int2) ,
  OPERATOR 4 >= (int4, int2) ,
  OPERATOR 5 > (int4, int2) ,
  FUNCTION 1 btint42cmp(int4, int2) ,

  -- int2 vs int4
  OPERATOR 1 < (int2, int4) ,
  OPERATOR 2 <= (int2, int4) ,
  OPERATOR 3 = (int2, int4) ,
  OPERATOR 4 >= (int2, int4) ,
  OPERATOR 5 > (int2, int4) ,
  FUNCTION 1 btint24cmp(int2, int4) ;
```

Pour supprimer de nouveau ces entrées :

```
ALTER OPERATOR FAMILY integer_ops USING btree DROP

  -- int4 vs int2
```

```
OPERATOR 1 (int4, int2) ,
OPERATOR 2 (int4, int2) ,
OPERATOR 3 (int4, int2) ,
OPERATOR 4 (int4, int2) ,
OPERATOR 5 (int4, int2) ,
FUNCTION 1 (int4, int2) ,

-- int2 vs int4
OPERATOR 1 (int2, int4) ,
OPERATOR 2 (int2, int4) ,
OPERATOR 3 (int2, int4) ,
OPERATOR 4 (int2, int4) ,
OPERATOR 5 (int2, int4) ,
FUNCTION 1 (int2, int4) ;
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ALTER OPERATOR FAMILY` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE OPERATOR FAMILY, DROP OPERATOR FAMILY, CREATE OPERATOR CLASS, ALTER OPERATOR CLASS, DROP OPERATOR CLASS

ALTER POLICY

ALTER POLICY — modifie la définition du niveau d'ordre de la politique de sécurité

Synopsis

```
ALTER POLICY nom ON nom_table RENAME TO nouveau_nom

ALTER POLICY nom ON nom_table
    [ TO { nom_role | PUBLIC | CURRENT_USER | SESSION_USER }
 [, ...] ]
    [ USING ( expression_USING ) ]
    [ WITH CHECK ( expression_CHECK ) ]
```

Description

`ALTER POLICY` modifie la définition du niveau d'ordre existant de la politique de sécurité. Il est à noter que `ALTER POLICY` autorise uniquement l'ensemble des rôles auquel la politique de sécurité s'applique et uniquement la modification des expressions `USING` et `WITH CHECK`. Pour changer d'autres propriétés d'une politique de sécurité, comme la commande à laquelle elle s'applique ou si elle est permissive ou restrictive, la politique de sécurité doit être supprimée et recrée.

Pour vous servir de la commande `ALTER POLICY`, vous devez être propriétaire de la table à laquelle cette politique s'applique.

Dans la deuxième forme de `ALTER POLICY`, la liste des rôles, *`expression_USING`* et *`expression_CHECK`* sont remplacés de manière indépendante s'ils sont spécifiés. Lorsqu'une des clauses n'est pas spécifiée, la partie correspondante dans la politique de sécurité n'est pas modifiée.

Paramètres

`nom`

Le nom de la politique existante à modifier.

`nom_table`

Le nom de la table sur laquelle la politique est appliquée (éventuellement qualifiée par le schéma).

`nouveau_nom`

Le nouveau nom de la politique.

`nom_role`

Le ou les rôle(s) auxquels la politique s'applique. Plusieurs rôles peuvent être spécifiés en une fois. Pour appliquer la politique à tous les rôles, vous pouvez utiliser `PUBLIC`.

`expression_USING`

Expression définie pour la clause `USING` de la politique. Voir CREATE POLICY pour plus de détails.

`check_expression`

Expression définie pour la clause `WITH CHECK` de la politique. Voir CREATE POLICY pour plus de détails.

Compatibilité

`ALTER POLICY` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE POLICY, DROP POLICY

ALTER PROCEDURE

ALTER PROCEDURE — Modifier la définition d'une procédure

Synopsis

```
ALTER PROCEDURE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    action [ ... ] [ RESTRICT ]

ALTER PROCEDURE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    RENAME TO nouveau_nom

ALTER PROCEDURE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }

ALTER PROCEDURE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    SET SCHEMA nouveau_schema

ALTER PROCEDURE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    DEPENDS ON EXTENSION nom_extension

où action fait partie de :

    [ EXTERNAL ] SECURITY INVOKER | [ EXTERNAL ] SECURITY DEFINER
    SET paramètre_de_configuration { TO | = } { valeur | DEFAULT }
    SET paramètre_de_configuration FROM CURRENT
    RESET paramètre_de_configuration
    RESET ALL
```

Description

`ALTER PROCEDURE` modifie la définition d'une procédure.

Seul le propriétaire de la procédure peut utiliser `ALTER PROCEDURE`. Le droit `CREATE` sur le nouveau schéma est requis pour pouvoir changer le schéma de la procédure. Pour modifier le propriétaire, il est nécessaire d'être membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire. Ce dernier doit posséder le droit `CREATE` sur le schéma de la procédure. Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire n'a pas d'effets autres que ceux obtenus par la suppression et la re-création de la procédure ; toutefois, un superutilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quelle procédure.

Paramètres

nom

Le nom d'une procédure existante (éventuellement qualifié par le schéma). Si aucune liste d'arguments n'est spécifiée, le nom doit être unique dans son schéma.

mode_arg

Le mode d'un argument : `IN` ou `VARIADIC`. Si non précisé, le défaut est `IN`.

nom_arg

Le nom d'un argument. Notez que `ALTER PROCEDURE` ne fait pas vraiment attention aux noms des arguments, puisqu'il n'a besoin que des types des arguments pour déterminer la procédure.

type_arg

Les types de données des arguments de la procédure (éventuellement qualifiés par le schéma), s'il y en a.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la procédure.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire de la procédure. Si cette procédure est marquée `SECURITY DEFINER`, elle s'exécute par la suite sous cette identité.

nouveau_schema

Le nouveau schéma de la procédure.

nom_extension

Le nom de l'extension dont la procédure dépend.

```
[ EXTERNAL ] SECURITY INVOKER
[ EXTERNAL ] SECURITY DEFINER
```

Précise si la procédure doit être appelée avec les droits de l'utilisateur qui l'a créée. Le mot clé `EXTERNAL`, ignoré, existe pour des raisons de compatibilité SQL. Voir CREATE PROCEDURE pour plus d'informations.

paramètre_de_configuration
valeur

Ajoute ou modifie l'initialisation d'un paramètre de configuration lorsque la procédure est appelée. Si *`valeur`* est `DEFAULT` ou, de façon équivalente, si `RESET` est utilisé, le paramètre local de la procédure est supprimé pour que la procédure s'exécute avec la valeur par défaut du paramètre. Utiliser `RESET ALL` supprime toutes les valeurs spécifiques des paramètres pour cette procédure. `SET FROM CURRENT` sauvegarde la valeur actuelle du paramètre quand `ALTER PROCEDURE` est exécuté comme valeur à appliquer lors de l'exécution de la procédure.

Voir SET et Chapitre 19 pour plus d'informations sur les noms des paramètres et les valeurs autorisés.

`RESTRICT`

Ignoré, présent pour des raisons de conformité avec le standard SQL.

Exemples

Renommer la procédure `insert_data` ayant deux arguments de type `integer` vers `insert_record` :

```
ALTER PROCEDURE insert_data(integer, integer) RENAME TO
 insert_record;
```

Changer le propriétaire de la procédure `insert_data` ayant deux arguments de type `integer` vers `joe` :

```
ALTER PROCEDURE insert_data(integer, integer) OWNER TO joe;
```

Changer le schéma de la procédure `insert_data` ayant deux arguments de type `integer` vers `accounting` :

```
ALTER PROCEDURE insert_data(integer, integer) SET SCHEMA
 accounting;
```

Marquer la procédure `insert_data(integer, integer)` comme dépendante de l'extension `myext` :

```
ALTER PROCEDURE insert_data(integer, integer) DEPENDS ON EXTENSION
 myext;
```

Pour ajuster automatiquement le chemin de recherche des schémas pour une procédure :

```
ALTER PROCEDURE check_password(text) SET search_path = admin,
 pg_temp;
```

Pour désactiver le paramètre `search_path` d'une procédure :

```
ALTER PROCEDURE check_password(text) RESET search_path;
```

La procédure s'exécutera maintenant avec la valeur de la session pour cette variable.

Compatibilité

La compatibilité de cette instruction avec l'instruction `ALTER PROCEDURE` du standard SQL est partielle. Le standard autorise la modification d'un plus grand nombre de propriétés d'une procédure mais ne laisse pas la possibilité de renommer une procédure, de placer le commutateur `SECURITY DEFINER` sur la procédure, d'y attacher des valeurs de paramètres ou d'en modifier le propriétaire, le schéma ou la volatilité. Le standard requiert le mot clé `RESTRICT` ; il est optionnel avec PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE PROCEDURE, DROP PROCEDURE, ALTER FUNCTION, ALTER ROUTINE

ALTER PUBLICATION

ALTER PUBLICATION — change la définition d'une publication

Synopsis

```
ALTER PUBLICATION name ADD TABLE [ ONLY ] nom_table [ * ] [, ...]
ALTER PUBLICATION name SET TABLE [ ONLY ] nom_table [ * ] [, ...]
ALTER PUBLICATION name DROP TABLE [ ONLY ] nom_table [ * ] [, ...]
ALTER PUBLICATION name SET ( param_publication [= valeur]
 [, ... ] )
ALTER PUBLICATION name OWNER TO { nouveau_proprietaire |
 CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER PUBLICATION name RENAME TO nouveau_nom
```

Description

La commande `ALTER PUBLICATION` peut modifier les attributs d'une publication.

Les trois premières variantes modifient les tables faisant partie de la publication. La clause `SET TABLE` remplacera la liste des tables de la publication avec celle indiquée. Les clauses `ADD TABLE` et `DROP TABLE`, respectivement, ajouteront et supprimeront une table à la publication. Notez qu'ajouter des tables à une publication où des souscriptions ont déjà eu lieu nécessiteront un `ALTER SUBSCRIPTION ... REFRESH PUBLICATION` du côté de l'abonné pour devenir réelle.

La quatrième variante de cette commande listée dans le synopsis peut changer toutes les propriétés de la publication spécifiées dans CREATE PUBLICATION. Les propriétés qui ne sont pas mentionnées dans la commande restent à leurs anciennes valeurs.

Les variantes suivantes modifient le propriétaire et le nom de la publication.

Vous devez être le propriétaire de la publication pour utiliser `ALTER PUBLICATION`. Ajouter une table à une publication requiert en plus d'être le propriétaire de cette table. Pour changer le propriétaire, vous devez également être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire. Le nouveau propriétaire doit avoir le privilège `CREATE` sur la base de données. De plus, le nouveau propriétaire d'une publication `FOR ALL TABLES` doit être un superutilisateur. Toutefois, un superutilisateur peut changer le propriétaire d'une publication quelque soient ces restrictions.

Paramètres

name

Le nom d'une publication existante dont la définition doit être modifiée.

nom_table

Nom d'une table existante. Si `ONLY` est spécifié avant le nom de la table, seule cette table est affectée. Si `ONLY` n'est pas spécifié, la table et toutes les tables descendantes (s'il y en a) sont affectées. `*` peut être spécifié de manière facultative après le nom de la table pour indiquer explicitement que les tables descendantes doivent être inclues.

`SET ( param_publication [= valeur] [, ... ] )`

Cette clause change les paramètres de la publication positionnés à l'origine par CREATE PUBLICATION. Consulter cette page pour plus d'information.

nouveau_proprietaire

Le nom d'utilisateur du nouveau propriétaire de la publication.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la publication.

Exemples

Changer la publication pour ne publiquer que les suppression et les mises à jour :

```
ALTER PUBLICATION noinsert SET (publish = 'update, delete');
```

Ajouter des tables à la publication :

```
ALTER PUBLICATION mypublication ADD TABLE users, departments;
```

Compatibilé

`ALTER PUBLICATION` est une extension PostgreSQL au standard SQL.

Voir aussi

CREATE PUBLICATION, DROP PUBLICATION, CREATE SUBSCRIPTION, ALTER SUBSCRIPTION

ALTER ROLE

ALTER ROLE — Modifier un rôle de base de données

Synopsis

```
ALTER ROLE spécification_rôle [ WITH ] option [ ... ]

où option peut être :

      SUPERUSER | NOSUPERUSER
    | CREATEDB | NOCREATEDB
    | CREATEROLE | NOCREATEROLE
    | INHERIT | NOINHERIT
    | LOGIN | NOLOGIN
    | REPLICATION | NOREPLICATION
    | BYPASSRLS | NOBYPASSRLS
    | CONNECTION LIMIT limiteconnexion
    | [ ENCRYPTED ] PASSWORD 'motdepasse' | PASSWORD NULL
    | VALID UNTIL 'dateheure'

ALTER ROLE nom RENAME TO nouveau_nom

ALTER ROLE { spécification_rôle | ALL } [ IN DATABASE nom_base ]
 SET paramètre_configuration { TO | = } { value | DEFAULT }
ALTER ROLE { spécification_rôle | ALL } [ IN DATABASE nom_base ]
 SET paramètre_configuration FROM CURRENT
ALTER ROLE { spécification_rôle | ALL } [ IN DATABASE nom_base ]
 RESET paramètre_configuration
ALTER ROLE { spécification_rôle | ALL } [ IN DATABASE nom_base ]
 RESET ALL

où spécification_rôle peut valoir :

    nom_rôle
  | CURRENT_USER
  | SESSION_USER
```

Description

`ALTER ROLE` modifie les attributs d'un rôle PostgreSQL.

La première variante listée dans le synopsis, permet de modifier la plupart des attributs de rôle spécifiables dans la commande CREATE ROLE (à lire pour plus de détails). (Tous les attributs possibles sont couverts, à l'exception de la gestion des appartenances ; GRANT et REVOKE sont utilisés pour cela.) Les attributs qui ne sont pas mentionnés dans la commande conservent leur paramètrage précédent. Tous ces attributs peuvent âtre modifiés pour tout rôle par les superutilisateurs de base de données. Les rôles qui possédent le privilège `CREATEROLE` peuvent modifier ces paramètres à l'exception de `SUPERUSER`, `REPLICATION`, et `BYPASSRLS`, mais uniquement pour les rôles qui ne sont pas superutilisateur. Les rôles ordinaires ne peuvent modifier que leur mot de passe.

La deuxième variante permet de modifier le nom du rôle. Les superutilisateurs peuvent renommer n'importe quel rôle. Les rôles disposant du droit `CREATEROLE` peuvent renommer tout rôle qui n'est

pas superutilisateur. L'utilisateur de la session en cours ne peut pas être renommé. (On se connectera sous un autre utilisateur pour cela.) Comme les mots de passe chiffrés par `MD5` utilisent le nom du rôle comme grain de chiffrement, renommer un rôle efface son mot de passe si ce dernier est chiffré avec `MD5`.

Les autres variantes modifient la valeur par défaut d'une variable de configuration de session pour un rôle, soit pour toutes les bases soit, quand la clause `IN DATABASE` est spécifiée, uniquement pour les sessions dans la base nommée. Si `ALL` est indiqué à la place d'un nom de rôle, ceci modifie le paramétrage de tous les rôles. Utiliser `ALL` avec `IN DATABASE` est en effet identique à utiliser la commande `ALTER DATABASE ... SET ...`.

Quand le rôle lance une nouvelle session après cela, la valeur spécifiée devient la valeur par défaut de la session, surchargeant tout paramètrage présent dans `postgresql.conf` ou provenant de la ligne de commande de `postgres`. Ceci arrive seulement lors de la connexion ; exécuter SET ROLE ou SET SESSION AUTHORIZATION ne cause pas la configuration de nouvelles valeurs pour les paramètres. L'ensemble des paramètres pour toutes les bases est surchargé par les paramètres spécifique à cette base attachés à un rôle. La configuration pour une base de données spécifique ou pour un rôle spécifique surcharge la configuration pour tous les rôles.

Les superutilisateurs peuvent modifier les valeurs de session de n'importe quel utilisateur. Les rôles disposant du droit `CREATEROLE` peuvent modifier les valeurs par défaut pour les rôles ordinaires (non superutilisateurs et non réplication). Les rôles standards peuvent seulement configurer des valeurs par défaut pour eux-mêmes. Certaines variables ne peuvent être configurées de cette façon ou seulement par un superutilisateur. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier un paramétrage pour tous les rôles dans toutes les bases de données.

Paramètres

nom

Le nom du rôle dont les attributs sont modifiés.

`CURRENT_USER`

Modifie l'utilisateur actuel au lieu d'un rôle identifié explicitement.

`SESSION_USER`

Modifie l'utilisateur de la session courante au lieu d'un rôle identifié explicitement.

`SUPERUSER`
`NOSUPERUSER`
`CREATEDB`
`NOCREATEDB`
`CREATEROLE`
`NOCREATEROLE`
`INHERIT`
`NOINHERIT`
`LOGIN`
`NOLOGIN`
`REPLICATION`
`NOREPLICATION`
`BYPASSRLS`
`NOBYPASSRLS`
`CONNECTION LIMIT` *`limite_connexion`*
[`ENCRYPTED`] `PASSWORD` *`mot_de_passe`* | PASSWORD NULL
`VALID UNTIL` '*`dateheure`*'

Ces clauses modifient les attributs originairement configurés par CREATE ROLE. Pour plus d'informations, voir la page de référence `CREATE ROLE`.

nouveau_nom

Le nouveau nom du rôle.

nom_base

Le nom d'une base où se fera la configuration de la variable.

paramètre_configuration
valeur

Positionne la valeur de session par défaut à *valeur* pour le paramètre de configuration *paramètre*. Si DEFAULT est donné pour *valeur* ou, de façon équivalente, si RESET est utilisé, le positionnement spécifique de la variable pour le rôle est supprimé. De cette façon, le rôle hérite de la valeur système par défaut pour les nouvelles sessions. RESET ALL est utilisé pour supprimer tous les paramètrages rôle. SET FROM CURRENT sauvegarde la valeur de la session de ce paramètre en tant que valeur du rôle. Si IN DATABASE est précisé, le paramètre de configuration est intialisé ou supprimé seulement pour le rôle et la base indiqués.

Les paramètres spécifiques au rôle ne prennent effet qu'à la connexion ; SET ROLE et SET SESSION AUTHORIZATION ne traitent pas les paramètres de rôles.

Voir SET et Chapitre 19 pour plus d'informations sur les noms et les valeurs autorisés pour les paramètres.

Notes

CREATE ROLE est utilisé pour ajouter de nouveaux rôles et DROP ROLE pour les supprimer.

ALTER ROLE ne peut pas modifier les appartenances à un rôle. GRANT et REVOKE sont conçus pour cela.

Faites attention lorsque vous précisez un mot de passe non chiffré avec cette commande. Le mot de passe sera transmis en clair au serveur. Il pourrait se trouver tracer dans l'historique des commandes du client et dans les traces du serveur. psql contient une commande \password qui peut être utilisé pour changer le mot de passe d'un rôle sans exposer le mot de passe en clair.

Il est également possible de lier une valeur de session par défaut à une base de données plutôt qu'à un rôle ; voir ALTER DATABASE. S'il y a un conflit, les paramètres spécifiques à la paire base de données/rôle surchargent ceux spécifiques au rôle, qui eux-même surchargent ceux spécifiques à la base de données.

Exemples

Modifier le mot de passe d'un rôle :

```
ALTER ROLE davide WITH PASSWORD 'hu8jmn3';
```

Supprimer le mot de passe d'un rôle :

```
ALTER ROLE davide WITH PASSWORD NULL;
```

Modifier la date d'expiration d'un mot de passe, en spécifiant que le mot de passe doit expirer à midi le 4 mai 2015 fuseau horaire UTC plus 1 heure :

```
ALTER ROLE chris VALID UNTIL 'May 4 12:00:00 2015 +1';
```

Créer un mot de passe toujours valide :

```
ALTER ROLE fred VALID UNTIL 'infinity';
```

Donner à un rôle la capacité de gérer d'autres rôles et de créer de nouvelles bases de données :

```
ALTER ROLE miriam CREATEROLE CREATEDB;
```

Donner à un rôle une valeur différente de celle par défaut pour le paramètre maintenance_work_mem :

```
ALTER ROLE worker_bee SET maintenance_work_mem = 100000;
```

Donner à un rôle une configuration différente, spécifique à une base de données, du paramètre client_min_messages :

```
ALTER ROLE fred IN DATABASE devel SET client_min_messages = DEBUG;
```

Compatibilité

L'instruction `ALTER ROLE` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE ROLE, DROP ROLE, ALTER DATABASE, SET

ALTER ROUTINE

ALTER ROUTINE — Modifier la définition d'une routine

Synopsis

```
ALTER ROUTINE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    action [ ... ] [ RESTRICT ]
ALTER ROUTINE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    RENAME TO nouveau_nom
ALTER ROUTINE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER ROUTINE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    SET SCHEMA nouveau_schéma
ALTER ROUTINE nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ]
    DEPENDS ON EXTENSION nom_extension

où action peut être :

    IMMUTABLE | STABLE | VOLATILE | [ NOT ] LEAKPROOF
    [ EXTERNAL ] SECURITY INVOKER | [ EXTERNAL ] SECURITY DEFINER
    PARALLEL { UNSAFE | RESTRICTED | SAFE }
    COST cout_execution
    ROWS nb_lignes_resutlat
    SET parametre_configuration { TO | = } { value | DEFAULT }
    SET parametre_configuration FROM CURRENT
    RESET parametre_configuration
    RESET ALL
```

Description

`ALTER ROUTINE` modifie la définition d'une routine, qui peut être une fonction d'agrégat, une fonction normale ou une procédure. Voir ALTER AGGREGATE, ALTER FUNCTION, et ALTER PROCEDURE pour la description des paramètres, plus d'exemples et plus de détails.

Exemples

Pour renommer la routine `foo` pour le type `integer` vers `foobar` :

```
ALTER ROUTINE foo(integer) RENAME TO foobar;
```

Cette commande fonctionnera indépendamment du fait que `foo` soit une fonction d'agrégat, une fonction ou une procédure.

Compatibilité

Cette commande est partiellement compatible avec la commande `ALTER ROUTINE` du standard SQL. Voir ALTER FUNCTION et ALTER PROCEDURE pour plus de détails. Autoriser les noms de routine à se référer à des noms de fonctions d'agrégat est une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER AGGREGATE, ALTER FUNCTION, ALTER PROCEDURE, DROP ROUTINE

Veuillez noter qu'il n'existe pas de commande `CREATE ROUTINE`.

ALTER RULE

ALTER RULE — modifier la définition d'une règle

Synopsis

```
ALTER RULE nom ON nom_table RENAME TO nouveau_nom
```

Description

`ALTER RULE` modifie les propriétés d'une règle existante. Actuellement, la seule action disponible est de modifier le nom de la règle.

Pour utiliser `ALTER RULE`, vous devez être le propriétaire de la table ou de la vue sur laquelle s'applique la règle.

Paramètres

nom

Le nom d'une règle existante à modifier.

nom_table

Le nom (potentiellement qualifié du schéma) de la table ou de la vue sur laquelle s'applique la règle.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la règle.

Exemples

Renommer une règle existante :

```
ALTER RULE tout_notifier ON emp RENAME TO notifie_moi;
```

Compatibilité

`ALTER RULE` est une extension de PostgreSQL, comme tout le système de réécriture des requêtes.

Voir aussi

CREATE RULE, DROP RULE

ALTER SCHEMA

ALTER SCHEMA — Modifier la définition d'un schéma

Synopsis

```
ALTER SCHEMA nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER SCHEMA nom OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER |
 SESSION_USER }
```

Description

`ALTER SCHEMA` modifie la définition d'un schéma.

Seul le propriétaire du schéma peut utiliser `ALTER SCHEMA`. Pour renommer le schéma, le droit `CREATE` sur la base est obligatoire. Pour modifier le propriétaire, il faut être membre, direct ou indirect, du nouveau rôle propriétaire, et posséder le droit `CREATE` sur la base (les superutilisateurs ont automatiquement ces droits).

Paramètres

nom

Le nom du schéma.

nouveau_nom

Le nouveau nom du schéma. Il ne peut pas commencer par `pg_`, noms réservés aux schémas système.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire du schéma.

Compatibilité

Il n'existe pas de relation `ALTER SCHEMA` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE SCHEMA, DROP SCHEMA

ALTER SEQUENCE

ALTER SEQUENCE — Modifier la définition d'un générateur de séquence

Synopsis

```
+ALTER SEQUENCE [ IF EXISTS ] nom
    [ AS type_donnee ]
    [ INCREMENT [ BY ] increment ]
    [ MINVALUE valeurmin | NO MINVALUE ] [ MAXVALUE valeurmax | NO
 MAXVALUE ]
    [ START [ WITH ] début ]
    [ RESTART [ [ WITH ] nouveau_début ] ]
    [ CACHE cache ] [ [ NO ] CYCLE ]
    [ OWNED BY { nom_table.nom_colonne | NONE } ]
ALTER SEQUENCE [ IF EXISTS ] nom OWNER TO { nouveau_propriétaire |
 CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER SEQUENCE [ IF EXISTS ] nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER SEQUENCE [ IF EXISTS ] nom SET SCHEMA nouveau_schema
```

Description

`ALTER SEQUENCE` modifie les paramètres d'un générateur de séquence. Tout paramètre non précisé dans la commande `ALTER SEQUENCE` conserve sa valeur précédente. Pour modifier le propriétaire, vous devez aussi être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire, et ce rôle doit avoir le droit `CREATE` sur le schéma de la séquence (ces restrictions permettent de s'assurer que modifier le propriétaire ne fait rien de plus que ce que vous pourriez faire en supprimant puis recréant la séquence ; néanmoins un superutilisateur peut déjà modifier le propriétaire de toute séquence).

Seul le propriétaire de la séquence peut utiliser `ALTER SEQUENCE`. Pour modifier le schéma de la séquence, il faut posséder le droit `CREATE` sur le nouveau schéma.

Paramètres

nom

Le nom de la séquence à modifier (éventuellement qualifié du nom du schéma).

`IF EXISTS`

Ne retourne pas d'erreur si la séquence n'existe pas. Seul un message d'avertissement est retourné dans ce cas.

type_donnee

La clause facultative `AS` *type_donnee* change le type de données de la séquence. Les types valides sont `smallint`, `integer`, et `bigint`.

Changer le type de donnée change automatiquement les valeurs minimales et maximales de la séquence si et seulement si les précédentes valeurs minimales et maximales était les valeurs minimales et maximales de l'ancien type de donnée (autrement dit, si la séquence avait été créée en utilisant `NO MINVALUE` ou `NO MAXVALUE`, de manière implicite ou explicite). Sinon les valeurs minimales et maximales sont préservées, à moins que de nouvelles valeurs soient spécifiées dans la même commande. Si les nouvelles valeurs minimales et maximales ne rentrent pas dans le nouveau type de donnée, une erreur sera générée.

increment

La clause INCREMENT BY *increment* est optionnelle. Une valeur positive crée une séquence croissante, une valeur négative une séquence décroissante. Lorsque cette clause n'est pas spécifiée, la valeur de l'ancien incrément est conservée.

valeurmin
NO MINVALUE

La clause optionnelle MINVALUE *valeurmin*, détermine la valeur minimale de la séquence. Si NO MINVALUE est utilisé, les valeurs par défaut, 1 et la valeur minimale du type de donnée sont utilisées respectivement pour les séquences croissantes et décroissantes. Si aucune option n'est précisée, la valeur minimale courante est conservée.

valeurmax
NO MAXVALUE

La clause optionnelle MAXVALUE *valeurmax* détermine la valeur maximale de la séquence. Si NO MAXVALUE est utilisé, la valeur maximale du type de données et -1 sont utilisées respectivement pour les séquences croissantes et décroissantes comme valeurs par défaut. Si aucune option n'est précisée, la valeur maximale courante est conservée.

début

La clause optionnelle START WITH *début* modifie la valeur de départ enregistré pour la séquence. Cela n'a pas d'effet sur la valeur *actuelle* de celle-ci ; cela configure la valeur que les prochaines commandes ALTER SEQUENCE RESTART utiliseront.

restart

La clause optionnelle RESTART [WITH *restart*] modifie la valeur actuelle de la séquence. C'est équivalent à l'appel de la fonction setval avec is_called = false : la valeur spécifiée sera renvoyée par le *prochain* appel à nextval. Écrire RESTART sans valeur pour *restart* est équivalent à fournir la valeur de début enregistrée par CREATE SEQUENCE ou par ALTER SEQUENCE START WITH.

En contraste avec un appel à setval, une opération RESTART sur une séquence est transactionnelle et empêche les transactions concurrentes d'obtenir des nombres de la même séquence. Si ce n'est pas le mode désiré, setval doit être utilisé.

cache

La clause CACHE *cache* active la préallocation des numéros de séquences et leur stockage en mémoire pour en accélerer l'accès. 1 est la valeur minimale (une seule valeur est engendrée à la fois, soit pas de cache). Lorsque la clause n'est pas spécifiée, l'ancienne valeur est conservée.

CYCLE

Le mot clé optionnel CYCLE est utilisé pour autoriser la séquence à boucler lorsque *valeurmax* ou *valeurmin* est atteint par, respectivement, une séquence croissante ou décroissante. Lorsque la limite est atteinte, le prochain numéro engendré est, respectivement, *valeurmin* ou *valeurmax*.

NO CYCLE

Si le mot clé optionnel NO CYCLE est spécifié, tout appel à nextval alors que la séquence a atteint sa valeur maximale, dans le cas d'une séquence croissante, ou sa valeur minimale dans le cas contraire, retourne une erreur. Lorsque ni CYCLE ni NO CYCLE ne sont spécifiés, l'ancien comportement est préservé.

`OWNED BY` *`nom_table.nom_colonne`*
`OWNED BY NONE`

L'option `OWNED BY` permet d'associer la séquence à une colonne spécifique d'une table pour que cette séquence soit supprimée automatiquement si la colonne (ou la table complète) est supprimée. Si cette option est spécifiée, cette association remplacera toute ancienne association de cette séquence. La table indiquée doit avoir le même propriétaire et être dans le même schéma que la séquence. Indiquer `OWNED BY NONE` supprime toute association existante, rendant à la séquence son « autonomie ».

`nouveau_propriétaire`

Le nom utilisateur du nouveau propriétaire de la séquence.

`nouveau_nom`

Le nouveau nom de la séquence.

`nouveau_schema`

Le nouveau schéma de la séquence.

Notes

`ALTER SEQUENCE` n'affecte pas immédiatement les résultats de `nextval` pour les sessions, à l'exception de la session courante, qui ont préalloué (caché) des valeurs de la séquence. Elles épuisent les valeurs en cache avant de prendre en compte les modifications sur les paramètres de génération de la séquence. La session à l'origine de la commande est, quant à elle, immédiatement affectée.

`ALTER SEQUENCE` ne modifie pas le statut `currval` d'une séquence (avant PostgreSQL 8.3, c'était le cas quelque fois).

`ALTER SEQUENCE` les appels concurrents à `nextval`, `currval`, `lastval`, et `setval`.

Pour des raisons historiques, `ALTER TABLE` peut aussi être utilisé avec les séquences, mais seules les variantes d'`ALTER TABLE` autorisées pour les séquences sont équivalentes aux formes affichées ci-dessus.

Exemples

Redémarrez la séquence `serial` à 105 :

```
ALTER SEQUENCE serial RESTART WITH 105;
```

Compatibilité

`ALTER SEQUENCE` est conforme au standard SQL, à l'exception des variantes `AS`, `START WITH`, `OWNED BY`, `OWNER TO`, `RENAME TO` et `SET SCHEMA` qui sont une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE SEQUENCE, DROP SEQUENCE

ALTER SERVER

ALTER SERVER — modifier la définition d'un serveur distant

Synopsis

```
ALTER SERVER nom [ VERSION 'nouvelle_version' ]
    [ OPTIONS ( [ ADD | SET | DROP ] option ['valeur'] [, ... ] ) ]
ALTER SERVER nom OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER |
 SESSION_USER }
ALTER SERVER nom RENAME TO nouveau_nom
```

Description

`ALTER SERVER` modifie la définition d'un serveur distant. La première forme modifie la chaîne de version du serveur ou les options génériques du serveur (au moins une clause est nécessaire). La seconde forme modifie le propriétaire du serveur.

Pour modifier le serveur, vous devez être le propriétaire du serveur. De plus, pour modifier le propriétaire, vous devez posséder le serveur ainsi qu'être un membre direct ou indirect du nouveau rôle, et vous devez avoir le droit `USAGE` sur le wrapper de données distantes du serveur. (Notez que les superutilisateurs satisfont à tout ces critères automatiquement.)

Paramètres

nom

Le nom d'un serveur existant.

nouvelle_version

Nouvelle version du serveur.

`OPTIONS ( [ ADD | SET | DROP ] option ['valeur'] [, ... ] )`

Modifie des options pour le serveur. `ADD`, `SET` et `DROP` spécifient les actions à exécuter. Si aucune opération n'est spécifiée explicitement, l'action est `ADD`. Les noms d'options doivent être uniques ; les noms et valeurs sont aussi validés en utilisant la bibliothèque de wrapper de données distantes.

nouveau_propriétaire

Le nom du nouveau propriétaire du serveur distant.

nouveau_nom

Le nouveau nom du serveur distant.

Exemples

Modifier le serveur `foo` et lui ajouter des options de connexion :

```
ALTER SERVER foo OPTIONS (host 'foo', dbname 'dbfoo');
```

Modifier le serveur `foo`, modifier sa version, modifier son option `host` :

```
ALTER SERVER foo VERSION '8.4' OPTIONS (SET host 'baz');
```

Compatibilité

`ALTER SERVER` est conforme à ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED). Les clauses `OWNER TO` et `RENAME TO` sont des extensions PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE SERVER, DROP SERVER

ALTER STATISTICS

ALTER STATISTICS — Modifier la définition d'un objet statistique étendu

Synopsis

```
ALTER STATISTICS nom OWNER TO { nouveau_proprietaire | CURRENT_USER
 | SESSION_USER }
ALTER STATISTICS nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER STATISTICS nom SET SCHEMA nouveau_schema
```

Description

`ALTER STATISTICS` change les paramètres d'un objet statistiques étendu existant. Tous les paramètres qui n'ont pas été spécifiquement positionné dans la commande `ALTER STATISTICS` conservent leurs précédentes valeurs.

Vous devez être propriétaire de l'objet statistiques pour pouvoir utiliser `ALTER STATISTICS`. Pour changer le schéma d'un objet statistiques, vous devez également avoir le privilège `CREATE` sur le nouveau schéma. Pour modifier le propriétaire, vous devez également être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire, et ce rôle doit avoir le privilège `CREATE` sur le schéma d'un objet statistiques. (Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire ne fasse rien que vous ne pourriez faire en supprimant et recréant l'objet statistiques. Néanmoins, un superutilisateur peut de toutes façons modifier le propriétaire de n'importe quel objet statistique.)

Paramètres

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de l'objet statistiques devant être modifié.

nouveau_proprietaire

Le nom d'utilisateur du nouveau propriétaire de l'objet statistiques.

nouveau_nom

Le nouveau nom de l'objet statistiques.

nouveau_schema

Le nouveau schéma de l'objet statistiques.

Compatibilité

Il n'y a pas de commande `ALTER STATISTICS` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE STATISTICS, DROP STATISTICS

ALTER SUBSCRIPTION

ALTER SUBSCRIPTION — modifier la définition d'une souscription

Synopsis

```
ALTER SUBSCRIPTION nom CONNECTION 'conninfo'
ALTER SUBSCRIPTION nom SET PUBLICATION nom_publication [, ...]
 [ WITH ( option_publication [= valeur] [, ... ] ) ]
ALTER SUBSCRIPTION nom REFRESH PUBLICATION [ WITH
 ( option_rafraichissement [= value] [, ... ] ) ]
ALTER SUBSCRIPTION nom ENABLE
ALTER SUBSCRIPTION nom DISABLE
ALTER SUBSCRIPTION nom SET ( subscription_parameter [= valeur]
 [, ... ] )
ALTER SUBSCRIPTION nom OWNER TO { nouveau_proprietaire |
 CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER SUBSCRIPTION nom RENAME TO nouveau_nom
```

Description

`ALTER SUBSCRIPTION` peut changer la plupart des propriétés d'un souscription pouvant être spécifiées dans CREATE SUBSCRIPTION.

Vous devez être le propriétaire de la souscription pour utiliser `ALTER SUBSCRIPTION`. Pour modifier le propriétaire, vous devez également être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire. Le nouveau propriétaire doit être un superutilisateur. (Actuellement, tous les propriétaires de souscription doivent être superutilisateurs, donc les vérifications du propriétaire seront en fait contournées. Mais ceci pourrait changer dans le futur.)

Paramètres

nom

Le nom de la souscription dont la propriété doit être modifiée.

`CONNECTION '`*conninfo*`'`

Cette clause modifie la propriété de connexion positionnée à l'origine par CREATE SUBSCRIPTION. S'y référer pour plus d'informations.

`SET PUBLICATION` *nom_publication*

Change la liste des publications souscrites. Voir CREATE SUBSCRIPTION pour plus d'informations. Par défaut, cette commande agira aussi comme `REFRESH PUBLICATION`.

set_publication_option indique des options supplémentaires pour cette opération. Les options supportées sont :

`refresh` (`boolean`)

Si false, la commande n'essaiera pas de rafraichir des informations des tables. `REFRESH PUBLICATION` devrait alors être exécutée séparément. La valeur par défaut est `true`.

De plus, les options de rafraichissement décrites sous `REFRESH PUBLICATION` peuvent être spécifiées.

`REFRESH PUBLICATION`

Récupère les informations de table manquante depuis la publication. Cela commencera la réplication des tables qui avaient été ajoutées en tant que souscription aux publications depuis la dernière exécution de `REFRESH PUBLICATION` ou depuis `CREATE SUBSCRIPTION`.

`option_rafraichissement` spécifie les options supplémentaires pour l'opération de rafraîchissement. Les options supportées sont :

`copy_data` (`boolean`)

Spécifie si les données existantes dans les publications qui sont en train d'être souscrites devraient être copiées une fois que la réplication démarrera. La valeur par défaut est `true`. (Les tables précédemment souscrites ne sont pas copiées.)

`ENABLE`

Active la souscription précédemment désactivée, démarrant le worker de réplication logique à la fin de la transaction.

`DISABLE`

Désactive la souscription en cours d'exécution, arrêtant le worker de réplication logique à la fin de la transaction.

`SET ( *subscription_parameter* [= *valeur*] [, ... ] )`

Cette clause change les paramètres initialement positionnés par CREATE SUBSCRIPTION. S'y référer pour plus d'informations. Les options autorisées sont `slot_name` et `synchronous_commit`

`nouveau_proprietaire`

Le nom d'utilisateur du nouveau propriétaire de la souscription.

`nouveau_nom`

Le nouveau nom de la souscription.

Exemples

Changer la publicatio souscrites par une publication en `insert_only` :

```
ALTER SUBSCRIPTION mysub SET PUBLICATION insert_only;
```

Désactive (stoppe) la souscription :

```
ALTER SUBSCRIPTION mysub DISABLE;
```

Compatibilité

`ALTER SUBSCRIPTION` est une extension PostgreSQL au standard SQL.

Voir aussi

CREATE SUBSCRIPTION, DROP SUBSCRIPTION, CREATE PUBLICATION, ALTER PUBLICATION

ALTER SYSTEM

ALTER SYSTEM — Modifier un paramètre de configuration du serveur

Synopsis

```
ALTER SYSTEM SET paramètre_configuration { TO | = } { valeur
 [, ...] | DEFAULT }

ALTER SYSTEM RESET paramètre_configuration
ALTER SYSTEM RESET ALL
```

Description

`ALTER SYSTEM` est utilisé pour modifier les paramètres de configuration du serveur pour l'instance complète. Cette méthode peut être plus pratique que la méthode traditionnelle revenant à éditer manuellement le fichier `postgresql.conf`. `ALTER SYSTEM` écrit la valeur du paramètre indiqué dans le fichier `postgresql.auto.conf`, qui est lu en plus du fichier `postgresql.conf`. Configurer un paramètre à `DEFAULT`, ou utiliser la variante `RESET`, supprime le paramètre du fichier `postgresql.auto.conf`. Utilisez `RESET ALL` pour supprimer tous les paramètres configurés dans ce fichier.

Les nouvelles valeurs des paramètres configurés avec `ALTER SYSTEM` seront prises en compte après le prochain rechargement de la configuration ou le prochain redémarrage du serveur dans le cas des paramètres nécessitant un redémarrage. Un rechargement de la configuration du serveur peut se faire en appelant la fonction SQL `pg_reload_conf()`, en exécutant la commande `pg_ctl reload` ou en envoyant un signal SIGHUP au processus principal du serveur.

Seuls les superutilisateurs peuvent utiliser `ALTER SYSTEM`. De plus, comme cette commande agit directement sur le système de fichiers et ne peut pas être annulée, elle n'est pas autorisée dans un bloc de transaction et dans une fonction.

Paramètres

`paramètre_configuration`

Nom d'un paramètre configurable. Les paramètres disponibles sont documentés dans Chapitre 19.

`valeur`

Nouvelle valeur du paramètre. Les valeurs peuvent être spécifiées en tant que constantes de chaîne, identifieurs, nombres ou liste de valeurs séparées par des virgules, suivant le paramètre. Les valeurs qui ne sont ni des nombres ni des identifiants valides doivent être placées entre guillemets. `DEFAULT` peut être utilisé pour supprimer le paramètre et sa valeur du fichier `postgresql.auto.conf`.

Pour certains des paramètres acceptant des listes, des valeurs entre guillemets peuvent produire une sortie avec des guillemets doubles pour conserver espaces blancs et virgules ; pour les autres, les guillemets doubles doivent être utilisés à l'intérieur de chaînes comprises entre des guillemets simples pour obtenir cet effet.

Notes

Cette commande ne peut pas être utilisée pour configurer le paramètre data_directory ainsi que les paramètres qui ne sont pas autorisés dans le fichier `postgresql.conf` (donc les options préconfigurées).

Voir Section 19.1 pour d'autres façons de configurer les paramètres.

Exemples

Configurer le paramètre `wal_level` :

```
ALTER SYSTEM SET wal_level = replica;
```

Annuler cette configuration et restaurer le paramètrage indiqué dans le fichier `postgresql.conf` :

```
ALTER SYSTEM RESET wal_level;
```

Compatibilité

La commande `ALTER SYSTEM` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

SET, SHOW

ALTER TABLE

ALTER TABLE — Modifier la définition d'une table

Synopsis

```
ALTER TABLE [ IF EXISTS ] [ ONLY ] nom [ * ]
    action [, ... ]
ALTER TABLE [ IF EXISTS ] [ ONLY ] nom [ * ]
    RENAME [ COLUMN ] nom_colonne TO nouveau_nom_colonne
ALTER TABLE [ IF EXISTS ] [ ONLY ] nom [ * ]
    RENAME CONSTRAINT nom_contrainte TO nouveau_nom_contrainte
ALTER TABLE [ IF EXISTS ] nom
    RENAME TO nouveau_nom
ALTER TABLE [ IF EXISTS ] nom
    SET SCHEMA nouveau_schéma
ALTER TABLE ALL IN TABLESPACE nom [ OWNED BY nom_rôle [, ... ] ]
    SET TABLESPACE nouveau_tablespace [ NOWAIT ]
ALTER TABLE [ IF EXISTS ] nom
    ATTACH PARTITION nouveau_partition { FOR
 VALUES spec_limite_partition | DEFAULT }
ALTER TABLE [ IF EXISTS ] nom
    DETACH PARTITION nouveau_partition

où action fait partie de :

    ADD [ COLUMN ] [ IF NOT EXISTS ] nom_colonne type_donnée
 [ COLLATE collation ] [ contrainte_colonne [ ... ] ]
    DROP [ COLUMN ] [ IF EXISTS ] nom_colonne [ RESTRICT |
 CASCADE ]
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne [ SET DATA ] TYPE type_donnée
 [ COLLATE collation ] [ USING expression ]
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET DEFAULT expression
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne DROP DEFAULT
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne { SET | DROP } NOT NULL
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne ADD GENERATED { ALWAYS | BY
 DEFAULT } AS IDENTITY [ ( options_séquence ) ]
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne { SET GENERATED
 { ALWAYS | BY DEFAULT } | SET option_séquence | RESTART
 [ [ WITH ] valeur_redémarrage ] } [...]
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne DROP IDENTITY [ IF EXISTS ]
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET STATISTICS integer
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET ( option_attribut = valeur
 [, ... ] )
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne RESET ( option_attribut [, ... ] )
    ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET STORAGE { PLAIN | EXTERNAL |
 EXTENDED | MAIN }
    ADD contrainte_table [ NOT VALID ]
    ADD contrainte_table_utilisant_index
    ALTER CONSTRAINT nom_contrainte [ DEFERRABLE | NOT DEFERRABLE ]
 [ INITIALLY DEFERRED | INITIALLY IMMEDIATE ]
    VALIDATE CONSTRAINT nom_contrainte
    DROP CONSTRAINT [ IF EXISTS ]  nom_contrainte [ RESTRICT |
 CASCADE ]
    DISABLE TRIGGER [ nom_trigger | ALL | USER ]
    ENABLE TRIGGER [ nom_trigger | ALL | USER ]
```

```
    ENABLE REPLICA TRIGGER nom_trigger
    ENABLE ALWAYS TRIGGER nom_trigger
    DISABLE RULE nom_règle_réécriture
    ENABLE RULE nom_règle_réécriture
    ENABLE REPLICA RULE nom_règle_réécriture
    ENABLE ALWAYS RULE nom_règle_réécriture
    DISABLE ROW LEVEL SECURITY
    ENABLE ROW LEVEL SECURITY
    FORCE ROW LEVEL SECURITY
    NO FORCE ROW LEVEL SECURITY
    CLUSTER ON nom_index
    SET WITHOUT CLUSTER
    SET WITH OIDS
    SET WITHOUT OIDS
    SET TABLESPACE nouveau_tablespace
    SET { LOGGED | UNLOGGED }
    SET ( paramètre_stockage [= valeur] [, ... ] )
    RESET ( paramètre_stockage [, ... ] )
    INHERIT table_parent
    NO INHERIT table_parent
    OF nom_type
    NOT OF
    OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER | SESSION_USER }
    REPLICA IDENTITY { DEFAULT | USING INDEX nom_index | FULL |
 NOTHING }

et spec_limite_partition vaut :

IN ( { litéral_numérique | litéral_chaîne | TRUE | FALSE | NULL }
 [, ...] ) |
FROM ( { litéral_numérique | litéral_chaîne | TRUE | FALSE |
 MINVALUE | MAXVALUE } [, ...] )
  TO ( { litéral_numérique | litéral_chaîne | TRUE | FALSE |
 MINVALUE | MAXVALUE } [, ...] ) |
WITH ( MODULUS litéral_numérique, REMAINDER litéral_numérique )

et contrainte_colonne vaut :

[ CONSTRAINT nom_contrainte ]
{ NOT NULL |
  NULL |
  CHECK ( expression ) [ NO INHERIT ] |
  DEFAULT expression_par_défaut |
  GENERATED { ALWAYS | BY DEFAULT } AS IDENTITY
 [ ( options_séquence ) ] |
  UNIQUE paramètres_index |
  PRIMARY KEY paramètres_index |
  REFERENCES table_référencée [ ( colonne_référencée ) ] [ MATCH
 FULL | MATCH PARTIAL | MATCH SIMPLE ]
    [ ON DELETE action ] [ ON UPDATE action ] }
[ DEFERRABLE | NOT DEFERRABLE ] [ INITIALLY DEFERRED | INITIALLY
 IMMEDIATE ]

et contrainte_table vaut :

[ CONSTRAINT nom_contrainte ]
{ CHECK ( expression ) [ NO INHERIT ] |
  UNIQUE ( nom_colonne [, ... ] ) paramètres_index |
```

```
  PRIMARY KEY ( nom_colonne [, ... ] ) paramètres_index |
  EXCLUDE [ USING méthode_index ] ( élément_exclus WITH opérateur
 [, ... ] ) paramètres_index [ WHERE ( prédicat ) ] |
  FOREIGN KEY ( nom_colonne [, ... ] ) REFERENCES table_référencée
 [ ( colonne_référencée [, ... ] ) ]
    [ MATCH FULL | MATCH PARTIAL | MATCH SIMPLE ] [ ON
 DELETE action ] [ ON UPDATE action ] }
[ DEFERRABLE | NOT DEFERRABLE ] [ INITIALLY DEFERRED | INITIALLY
 IMMEDIATE ]

et contrainte_table_utilisant_index vaut :

    [ CONSTRAINT nom_contrainte ]
    { UNIQUE | PRIMARY KEY } USING INDEX nom_index
    [ DEFERRABLE | NOT DEFERRABLE ] [ INITIALLY DEFERRED |
 INITIALLY IMMEDIATE ]

paramètres_index dans les contraintes UNIQUE, PRIMARY KEY
 et EXCLUDE valent :

[ INCLUDE ( nom_colonne [, ... ] ) ]
[ WITH ( paramètre_stockage [= valeur] [, ... ] ) ]
[ USING INDEX TABLESPACE nom_tablespace ]

élément_exclus dans une contrainte EXCLUDE vaut :

{ nom_colonne | ( expression ) } [ opclass ] [ ASC | DESC ] [ NULLS
 { FIRST | LAST } ]
```

Description

`ALTER TABLE` modifie la définition d'une table existante. Il existe plusieurs variantes décrites après. Il est à noter que le niveau de verrouillage requis peut changer pour chaque variante. Un verrou `ACCESS EXCLUSIVE` est utilisé à moins que le verrou ne soit explicitement noté. Quand de multiples sous-commandes sont listées, le verrou utilisé sera celui le plus strict requis pour l'ensemble des sous-commandes.

`ADD COLUMN [ IF NOT EXISTS ]`

Ajoute une nouvelle colonne à la table en utilisant une syntaxe identique à celle de CREATE TABLE. Si `IF NOT EXISTS` est précisée et qu'une colonne existe déjà avec ce nom, aucune erreur n'est renvoyée.

`DROP COLUMN [ IF EXISTS ]`

Supprime une colonne de la table. Les index et les contraintes de table référençant cette colonne sont automatiquement supprimés. Les statistiques multivarées référençant les colonnes supprimées seront également supprimées si la suppression de la colonne avait pour effet de réduire le nombre de colonne dans la statistique à 1. L'option `CASCADE` doit être utilisée lorsque des objets en dehors de la table dépendent de cette colonne, comme par exemple des références de clés étrangères ou des vues. Si `IF EXISTS` est indiqué et que la colonne n'existe pas, aucune erreur n'est renvoyée. Dans ce cas, un message d'avertissement est envoyé à la place.

`SET DATA TYPE`

Change le type d'une colonne de la table. Les index et les contraintes simples de table qui impliquent la colonne sont automatiquement convertis pour utiliser le nouveau type de la colonne en ré-analysant l'expression d'origine. La clause optionnelle `COLLATE` spécifie une collation pour

la nouvelle colonne. Si elle est omise, la collation utilisée est la collation par défaut pour le nouveau type de la colonne. La clause optionnelle `USING` précise comment calculer la nouvelle valeur de la colonne à partir de l'ancienne ; en cas d'omission, la conversion par défaut est identique à une affectation de transtypage de l'ancien type vers le nouveau. Une clause `USING` doit être fournie s'il n'existe pas de conversion implicite ou d'assignement entre les deux types.

`SET/DROP DEFAULT`

Ajoute ou supprime les valeurs par défaut d'une colonne. Les valeurs par défaut ne s'appliquent qu'aux commandes `INSERT` et `UPDATE` suivantes ; elles ne modifient pas les lignes déjà présentes dans la table.

`SET/DROP NOT NULL`

Modifie l'autorisation de valeurs NULL. `SET NOT NULL` ne peut être utilisé que si la colonne ne contient pas de valeurs NULL.

Si cette table est une partition, il n'est pas possible d'effectuer de `DROP NOT NULL` sur une colonne qui est marquée `NOT NULL` dans la table parente. Pour supprimer la contrainte `NOT NULL` de toutes les partitions, effectuez un `DROP NOT NULL` sur la table parente. Même s'il n'y a pas de contrainte `NOT NULL` sur la table parente, une telle contrainte peut quand même être ajoutée à des partitions individuelles, si l'on veut; ainsi, les enfants peuvent refuser les valeurs nulles même si le parent les autorise, mais l'inverse n'est pas possible.

```
ADD GENERATED { ALWAYS | BY DEFAULT } AS IDENTITY
SET GENERATED { ALWAYS | BY DEFAULT }
DROP IDENTITY [ IF EXISTS ]
```

Modifier une colonne en colonne d'identité ou changer les attributs de génération d'ue colonne d'identité existante. Voir CREATE TABLE pour plus de détails.

Si `DROP IDENTITY IF EXISTS` est spécifié et que la colonne n'est pas une colonne d'identité, aucune erreur n'est remontée. Dans ce cas une note est affichée à la place.

`SET` *`option_sequence`*
`valeur_redémarrage`

Modifie la séquence associée à une colonne d'identité existante. *`option_sequence`* est une options supportée par ALTER SEQUENCE tout comme `INCREMENT BY`.

`SET STATISTICS`

Permet de modifier l'objectif de collecte de statistiques par colonne pour les opérations d'analyse (ANALYZE) ultérieures. L'objectif prend une valeur entre 0 et 10000. il est positionné à -1 pour utiliser l'objectif de statistiques par défaut du système (default_statistics_target). Pour plus d'informations sur l'utilisation des statistiques par le planificateur de requêtes de PostgreSQL, voir Section 14.2.

`SET STATISTICS` acquiert un verrou `SHARE UPDATE EXCLUSIVE`.

```
SET ( option_attribut = valeur [, ... ] )
RESET ( option_attribut [, ... ] )
```

Cette syntaxe permet de configurer ou de réinitialiser des propriétés. Actuellement, les seules propriétés acceptées sont `n_distinct` et `n_distinct_inherited`, qui surchargent l'estimation du nombre de valeurs distinctes calculée par ANALYZE `n_distinct` affecte les statistiques de la table elle-même alors que `n_distinct_inherited` affecte les statistiques récupérées pour la table et les tables en héritant. Si configuré à une valeur positive, `ANALYZE` supposera que la colonne contient exactement le nombre spécifié de valeurs distinctes non NULL. Si configuré à une valeur négative qui doit être supérieur ou égale à -1, `ANALYZE` supposera que le nombre de valeurs distinctes non NULL dans la colonne est linéaire par rapport à la taille de la

table ; le nombre total est à calculer en multipliant la taille estimée de la table par la valeur absolue de ce nombre. Par exemple, une valeur de -1 implique que toutes les valeurs dans la colonne sont distinctes alors qu'une valeur de -0,5 implique que chaque valeur apparaît deux fois en moyenne. Ceci peut être utile quand la taille de la table change dans le temps, car la multiplication par le nombre de lignes dans la table n'est pas réalisée avant la planification. Spécifiez une valeur de 0 pour retourner aux estimations standards du nombre de valeurs distinctes. Pour plus d'informations sur l'utilisation des statistiques par le planificateur de requêtes PostgreSQL, référez vous à Section 14.2.

Changer les options d'une propriété nécessite un verrou SHARE UPDATE EXCLUSIVE.

SET STORAGE
SET STORAGE

Modifie le mode de stockage pour une colonne. Cela permet de contrôler si cette colonne est conservée en ligne ou dans une deuxième table, appelée table TOAST, et si les données sont ou non compressées. PLAIN, en ligne, non compressé, est utilisé pour les valeurs de longueur fixe, comme les integer. MAIN convient pour les données en ligne, compressibles. EXTERNAL est fait pour les données externes non compressées, EXTENDED pour les données externes compressées. EXTENDED est la valeur par défaut pour la plupart des types qui supportent les stockages différents de PLAIN. L'utilisation d'EXTERNAL permet d'accélérer les opérations d'extraction de sous-chaînes sur les très grosses valeurs de types text et bytea mais utilise plus d'espace de stockage. SET STORAGE ne modifie rien dans la table, il configure la stratégie à poursuivre lors des mises à jour de tables suivantes. Voir Section 69.2 pour plus d'informations.

Bien que la plupart des formes de ADD *contrainte_table* nécessite un verrou ACCESS EXCLUSIVE, ADD FOREIGN KEY nécessite seulement un verrou SHARE ROW EXCLUSIVE. Notez que ADD FOREIGN KEY nécessite aussi un verrou SHARE ROW EXCLUSIVE sur la table référencée, en plus du verrou sur la table où la contrainte est déclarée.

ADD *contrainte_table* [NOT VALID]

Ajoute une nouvelle contrainte à une table en utilisant une syntaxe identique à CREATE TABLE, plus l'option NOT VALID, qui est actuellement seulement autorisée pour les contraintes de type clé étrangère et les contraintes CHECK..

Normalement, cette syntaxe provoquera un parcours de la table pour vérifier que toutes les lignes existantes de la table satisfont la nouvelle contrainte. Mais si l'option NOT VALID est utilisée, ce parcours potentiellement long est ignoré. La contrainte sera toujours appliquée pour les insertions ou mises à jour ultérieures (c'est-à-dire qu'elles échoueront sauf s'il existe une ligne correspondante dans la table référencée, dans le cas de clés étrangères, ou elles échoueront à moins que les nouvelles lignes correspondent à la condition de vérification spécifiée). Mais le la base de données ne supposera pas que la contrainte est valable pour toutes les lignes de la table, jusqu'à ce qu'elle soit validée à l'aide de la clause VALIDATE CONTRAINTE. Voir Notes ci-dessous pour plus d'informations sur l'utilisation de l'option NOT VALID.

L'ajout d'une contrainte de type clé étrangère requiert un verrou SHARE ROW EXCLUSIVE sur la table référencée, en plus du verrou sur la table recevant la contrainte.

Des restrictions supplémentaires s'appliquent quand des contraintes uniques ou des clés primaires sont ajoutées à des tables partitionnées. Voir CREATE TABLE. De plus, les contraintes de type clés étrangères sur des tables partitionnées ne peuvent pas être déclarées NOT VALID pour l'instant.

ADD *contrainte_table_utilisant_index*

Cette forme ajoute une nouvelle contrainte PRIMARY KEY ou UNIQUE sur une table, basée sur un index unique existant auparavant. Toutes les colonnes de l'index sont incluses dans la contrainte.

Cet index ne peut pas être un index partiel, ni être sur des expressions de colonnes. De plus, il doit être un index b-tree avec un ordre de tri par défaut. Ces restrictions assurent que cet index

soit équivalent à un index qui aurait été créé par une commande standard ADD PRIMARY KEY ou ADD UNIQUE.

Si vous précisez PRIMARY KEY, et que les colonnes de l'index ne sont pas déjà spécifiées comme NOT NULL, alors la commande va tenter d'appliquer la commande ALTER COLUMN SET NOT NULL sur chacune de ces colonnes. Cela nécessite un parcours complet de la table pour vérifier que la ou les colonne(s) ne contiennent pas de null. Dans tous les autres cas, c'est une opération rapide.

Si un nom de contrainte est fourni, alors l'index sera renommé afin de correspondre au nom de la contrainte. Sinon la contrainte sera nommée comme l'index.

Une fois que la commande est exécutée, l'index est « possédé » par la contrainte, comme si l'index avait été construit par une commande ADD PRIMARY KEY ou ADD UNIQUE ordinaire. En particulier, supprimer la contrainte fait également disparaître l'index.

Cette syntaxe n'est actuellement pas supportée sur les tables partitionnées.

> **Note**
>
> Ajouter une contrainte en utilisant un index existant peut être utile dans les situations où il faut ajouter une nouvelle contrainte, sans bloquer les mises à jour de table trop longtemps. Pour faire cela, créez l'index avec CREATE INDEX CONCURRENTLY, puis installez-la en tant que contrainte officielle en utilisant cette syntaxe. Voir l'exemple ci-dessous.

ALTER CONSTRAINT

Cette forme modifie les propriétés d'une contrainte précédemment créée. Pour le moment, seules les contraintes de clés étrangères peuvent être modifiées.

VALIDATE CONSTRAINT

Cette forme valide une contrainte de type clé étrangère ou une contrainte CHECK qui a été précédemment créée avec la clause NOT VALID. Elle le fait en parcourant la table pour s'assurer qu'il n'existe aucune ligne pour laquelle la contrainte n'est pas satisfaite. Si la contrainte est déjà marquée valide, cette clause ne fait rien. (Voir Notes ci-dessous pour une explication de l'utilité de cette commande.)

Cette commande récupère un verrou de type SHARE UPDATE EXCLUSIVE.

DROP CONSTRAINT [IF EXISTS]

Supprime la contrainte de table précisée, ainsi que tout index sous-jacent de la contrainte. Si IF EXISTS est précisé et que la contrainte n'existe pas, aucune erreur n'est renvoyée. Par contre, un message d'avertissement est lancé.

DISABLE/ENABLE [REPLICA | ALWAYS] TRIGGER

Configure l'exécution des déclencheurs définis sur la table. Un déclencheur désactivé est toujours connu par le système mais n'est plus exécuté lorsque l'événement déclencheur survient. Pour un déclencheur retardé, le statut d'activité est vérifié au moment où survient l'événement, et non quand la fonction du déclencheur est réellement exécutée. Il est possible de désactiver ou d'activer un déclencheur spécifique (précisé par son nom), tous les déclencheurs d'une table ou seulement les déclencheurs utilisateur de cette table (cette option exclut les déclencheurs générés en interne pour gérer les contraintes comme ceux utilisés pour implanter les contraintes de clés étrangères ou les contraintes déferrés uniques ou d'exclusion). Désactiver ou activer les déclencheurs implicites de contraintes requiert des droits de superutilisateur ; cela doit se faire avec précaution car l'intégrité de la contrainte ne peut pas être garantie si les déclencheurs ne sont pas exécutés.

Le mécanisme de déclenchement des triggers est aussi affecté par la variable de configuration session_replication_role. Les triggers activés (ENABLE, par défaut) se déclencheront quand le rôle de réplication est « origin » (la valeur par défaut) ou « local ». Les triggers configurés ENABLE REPLICA se déclencheront seulement si la session est en mode « replica » et les triggers ENABLE ALWAYS se déclencheront à chaque fois, quelque soit le rôle de réplication.

L'effet de ce mécanisme est que, dans la configuration par défaut, les triggers ne se déclenchent pas sur les replicas. Ceci est utile parce que si un trigger est utilisé sur l'origine pour propager des données entre des tables, alors le système de réplication va aussi répliquer les données propagées, et le trigger ne devrait pas être exécuter une deuxième fois sur le serveur secondaire car cela amènerait à une duplication. Néanmoins, si un trigger est utilisé pour une autre raison comme la création d'alertes externes, il pourrait être approprié de le configurer à ENABLE ALWAYS pour qu'il puisse être exécuté sur les serveurs secondaires.

Cette commande acquiert un verrou SHARE ROW EXCLUSIVE.

DISABLE/ENABLE [REPLICA | ALWAYS] RULE

Ces formes configurent le déclenchement des règles de réécriture appartenant à la table. Une règle désactivée est toujours connue par le système mais non appliquée lors de la réécriture de la requête. La sémantique est identique celles des triggers activés/désactivés. Cette configuration est ignorée pour les règles ON SELECT qui sont toujours appliqués pour conserver le bon fonctionnement des vues même si la session actuelle n'est pas dans le rôle de réplication par défaut.

Le mécanisme d'exécution d'une règle est aussi affecté par la variable de configuration session_replication_role, de façon identique aux triggers comme décrit ci-dessus.

DISABLE/ENABLE ROW LEVEL SECURITY

Ces clauses contrôlent l'application des politiques de sécurité de lignes appartenant à la table. Si activé et qu'aucune politique n'existe pour la table, alors une politique de refus est appliqué par défaut. Notez que les politiques peuvent exister pour une table même si la sécurité niveau ligne est désactivé. Dans ce cas, les politiques ne seront pas appliquées, elles seront ignorées. Voir aussi CREATE POLICY.

NO FORCE/FORCE ROW LEVEL SECURITY

Ces clauses contrôlent l'application des politiques de sécurité niveau ligne appartenant à la table quand l'utilisateur est le propriétaire de la table. Si activé, les politiques de sécurité au niveau ligne seront appliquées quand l'utilisateur est le propriétaire de la table. S'il est désactivé (ce qui est la configuration par défaut), alors la sécurité niveau ligne ne sera pas appliquée quand l'utilisateur est le propriétaire de la table. Voir aussi CREATE POLICY.

CLUSTER ON

Sélectionne l'index par défaut pour les prochaines opérations CLUSTER. La table n'est pas réorganisée.

Changer les options de cluster nécessite un verrou SHARE UPDATE EXCLUSIVE.

SET WITHOUT CLUSTER

Supprime de la table la spécification d'index CLUSTER la plus récemment utilisée. Cela agit sur les opérations de réorganisation suivantes qui ne spécifient pas d'index.

Changer les options de cluster nécessite un verrou SHARE UPDATE EXCLUSIVE.

SET WITH OIDS

Cette forme ajoute une colonne système oid à la table (voir Section 5.4). Elle ne fait rien si la table a déjà des OID.

Ce n'est pas équivalent à `ADD COLUMN oid oid`. Cette dernière ajouterait une colonne normale nommée `oid`, qui n'est pas une colonne système.

`SET WITHOUT OIDS`

Supprime la colonne système `oid` de la table. Cela est strictement équivalent à `DROP COLUMN oid RESTRICT`, à ceci près qu'aucun avertissement n'est émis si la colonne `oid` n'existe plus.

`SET TABLESPACE`

Cette clause remplace le tablespace de la table par le tablespace indiqué, et déplace les fichiers de données associés à la table vers le nouveau tablespace. Les index de la table, s'il y en a, ne sont pas déplacés mais ils peuvent l'être avec des commandes `SET TABLESPACE` séparées. Toutes les tables de la base de donnée d'un tablespace peuvent être déplacées en utilisant la clause `ALL IN TABLESPACE`, ce qui verrouillera toutes les tables pour les déplacer une par une. Cette clause supporte aussi `OWNED BY`, qui déplacera seulement les tables appartenant aux rôles spécifiées. Si l'option `NOWAIT` est précisée, alors la commande échouera si elle est incapable d'acquérir tous les verrous requis immédiatement. Notez que les catalogues systèmes ne sont pas déplacés par cette commande, donc utilisez `ALTER DATABASE` ou des appels explicites à `ALTER TABLE` si désiré. Les tables du schéma `information_schema` ne sont pas considérées comme faisant partie des catalogues systèmes et seront donc déplacées. Voir aussi CREATE TABLESPACE.

`SET { LOGGED | UNLOGGED }`

Cette clause modifie le statut journalisé/non journalisé d'une table (voir `UNLOGGED`). Cela ne peut pas s'appliquer à une table temporaire.

`SET ( `*`paramètre_stockage`*` [= `*`valeur`*`] [, ... ] )`

Cette forme modifie un ou plusieurs paramètres de stockage pour la table. Voir la section intitulée « Paramètres de stockage » pour les détails sur les paramètres disponibles. Le contenu de la table ne sera pas modifié immédiatement par cette commande ; en fonction du paramètre, il pourra s'avérer nécessaire de réécrire la table pour obtenir les effets désirés. Ceci peut se faire avec VACUUM FULL, CLUSTER ou une des formes d'`ALTER TABLE` qui force une réécriture de la table. Pour les paramètres liés à l'optimiseur, les changement prendront effet à partir de la prochaine fois que la table est verrouillée, donc les requêtes en cours d'exécution ne seront pas affectées.

Un verrou de type `SHARE UPDATE EXCLUSIVE` sera acquis pour les paramètre de stockage fillfactor, toast et autovacuum, ainsi que le paramètre lié à l'optimiseur `parallel_workers`.

> **Note**
>
> Bien que `CREATE TABLE` autorise la spécification de `OIDS` avec la syntaxe `WITH (`*`paramètre_stockage`*`)`, `ALTER TABLE` ne traite pas les `OIDS` comme un paramètre de stockage. À la place, utiliser les formes `SET WITH OIDS` et `SET WITHOUT OIDS` pour changer le statut des OID sur la table.

`RESET ( `*`paramètre_stockage`*` [, ... ] )`

Cette forme réinitialise un ou plusieurs paramètres de stockage à leur valeurs par défaut. Comme avec `SET`, une réécriture de table pourrait être nécessaire pour mettre à jour entièrement la table.

`INHERIT `*`table_parent`*

Cette forme ajoute la table cible comme nouvel enfant à la table parent indiquée. En conséquence, les requêtes concernant le parent ajouteront les enregistrements de la table cible. Pour être ajoutée en tant qu'enfant, la table cible doit déjà contenir toutes les colonnes de la table parent (elle peut

avoir des colonnes supplémentaires). Les colonnes doivent avoir des types qui correspondent, et s'il y a des contraintes NOT NULL défini pour le parent, alors elles doivent aussi avoir les contraintes NOT NULL pour l'enfant.

Il doit y avoir aussi une correspondance des contraintes de tables enfants pour toutes les contraintes CHECK, sauf pour celles qui ont été définies comme non-héritables (c'est-à-dire créées avec l'option ALTER TABLE ... ADD CONSTRAINT ... NO INHERIT) par la table parente, qui sont donc ignorées. Les contraintes des tables filles en correspondance avec celles de la table parente ne doivent pas être définies comme non-héritables. Actuellement, les contraintes UNIQUE, PRIMARY KEY et FOREIGN KEY ne sont pas prises en compte mais ceci pourrait changer dans le futur.

NO INHERIT *table_parent*

Cette forme supprime une table cible de la liste des enfants de la table parent indiquée. Les requêtes envers la table parent n'incluront plus les enregistrements de la table cible.

OF *nom_type*

Cette forme lie la table à un type composite comme si la commande CREATE TABLE OF l'avait créée. la liste des noms de colonnes et leurs types doit correspondre précisément à ceux du type composite ; il est permis de différer la présence d'une colonne système oid. . La table ne doit pas hériter d'une autre table. Ces restrictions garantissent que la commande CREATE TABLE OF pourrait permettre la définition d'une table équivalente.

NOT OF

Cette forme dissocie une table typée de son type.

OWNER

Change le propriétaire d'une table, d'une séquence, d'une vue, d'une vue matérialisée ou d'une table distante. Le nouveau propriétaire est celui passé en paramètre.

REPLICA IDENTITY

Cette forme change l'information écrite dans les journaux de transactions permettant d'identifier les lignes qui sont mises à jour ou supprimées. Dans la plupart des cas, l'ancienne valeur de chaque colonne ne sera enregistrée que si elle diffère de la nouvelle valeur ; néanmoins, si l'ancienne valeur est enregistrée extérieurement, elle est toujours tracée qu'elle soit modifiée ou pas. Cette option n'a pas d'effet quand la réplication logique est utilisée.

DEFAULT

Enregistre les anciennes valeurs de toutes les colonnes de la clé primaire, si elle existe. C'est la valeur par défaut pour les tables non systèmes.

USING INDEX *nom_index*

Enregistre les anciennes valeurs des colonnes couvertes par l'index nommé, qui doit être d'unicité, non partiel, non déferrable, et inclure seulement des colonnes marquées NOT NULL. Si cet index est supprimé, le comportement est identique à NOTHING.

FULL

Enregistre les anciennes valeurs de toutes les colonnes de la ligne.

NOTHING

N'enregistre aucune information sur l'ancienne ligne. C'est la valeur par défaut pour les tables systèmes.

RENAME

Change le nom d'une table (ou d'un index, d'une séquence, d'une vue, d'une vue matérialisée ou d'une table distante) ou le nom d'une colonne individuelle de la table ou le nom d'une contrainte de la table. Lors du renommage d'une contrainte qui dispose d'un index sous-jacent, l'index est aussi renommé. Cela n'a aucun effet sur la donnée stockée.

SET SCHEMA

Déplace la table dans un autre schéma. Les index, les contraintes et les séquences utilisées dans les colonnes de table sont également déplacés.

ATTACH PARTITION *nom_partition* { FOR VALUES *spec_limite_partition* | DEFAULT }

Attache une table existante (qui peut elle-même être partitionnée) comme une partition de la table cible. La table peut être attachée comme partition pour des valeurs spécifiques en utilisant FOR VALUES ou comme partition par défaut en utilisant DEFAULT. Pour chaque index de la table cible, un index correspondant sera créé dans la table attachée. Si un index équivalent existe déjà, il sera attaché à l'index de la table cible, tout comme si ALTER INDEX ATTACH PARTITION avait été executé. Notez que si la table existante est une table distante, il n'est actuellement pas autorisé d'attacher la table comme partition de la table cible s'il existe des index UNIQUE sur la table cible (voir aussi CREATE FOREIGN TABLE). Pour chaque trigger de niveau ligne défini par l'utilisateur existant dans la table cible, un trigger correspondant est créé dans la table attachée.

Une partition utilisant FOR VALUES utilise la même syntaxe pour *spec_limite_partition* que CREATE TABLE. La spécification de limite de partition doit correspondre à la stratégie de partitionnement et à la clé de partition de la table cible. La table qui doit être attachée doit avoir la totalité des colonnes identiques à la table cible et ne dois pas en avoir plus; de plus, les types de colonnes doivent également correspondre. De plus, elle doit avoir toutes les contraintes NOT NULL et CHECK de la table cible. Pour le moment, les contraintes FOREIGN KEY ne sont pas considérées. Les contraintes UNIQUE and PRIMARY KEY de la table parent seront créées dans la partition si elles n'existent pas déjà. Si une seule des contraintes CHECK de la table étant attachée est marquée comme NO INHERIT, la commande échouera ; de telles contraintes doivent être recréées sans la clause NO INHERIT.

Si la nouvelle partition est une table standard, un parcours complet de la table est effectué pour vérifier que les lignes existantes ne violent pas la contrainte de partition. Il est possible d'éviter ce parcours en ajoutant une contrainte CHECK valide à la table qui n'autoriserait que les lignes satisfaisant la contrainte de partition désirée avant de lancer cette commande. La contrainte CHECK sera utilisée pour déterminer si le parcours de la table est nécessaire pour valider la contrainte de partition. Cependant, cela ne fonctionne pas si l'une des clés de la partition est une expression et que la partition n'accepte pas de valeurs NULL. Si une partition de type liste qui n'accepte pas de valeurs NULL est attachée, ajoutez également une contrainte NOT NULL à la colonne de la clé de partition, à moins qu'il s'agisse d'une expression.

Si la nouvelle partition est une table étrangère, rien ne sera fait pour vérifier que toutes les lignes de la table étrangères obéissent à la contrainte de partition. (Voir la discussion dans CREATE FOREIGN TABLE sur les contraintes sur les tables étrangères.)

Quand une table a une partition par défaut, définir une nouvelle partition modifie la contrainte de la partition par défaut. Cette dernière ne peut pas contenir de lignes qui devraient être déplacées dans la nouvelle partition. Ce cas sera vérifié. Ce parcours, tout comme le parcours de la nouvelle partition, peut être évité si une contrainte CHECK appropriée est présente. De plus, comme pour le parcours de la nouvelle partition, c'est toujours ignoré quand la partition par défaut est une table distante.

DETACH PARTITION *nom_partition*

Cette syntaxe détache la partition spécifiée de la table cible. La partition détachée continue d'exister comme une table standard, mais n'a plus aucun lien avec la table dont elle vient d'être

détachée. Tout index attaché aux index de la table cible est détaché. Tous les triggers créés comme clones de ceux disponibles dans la table cible sont supprimés.

Toutes les formes d'ALTER TABLE qui agissent sur une seule table, à l'exception de RENAME, SET SCHEMA, ATTACH PARTITION, et DETACH PARTITION peuvent être combinées dans une liste de plusieurs altérations à appliquer en parallèle. Par exemple, il est possible d'ajouter plusieurs colonnes et/ou de modifier le type de plusieurs colonnes en une seule commande. Ceci est particulièrement utile avec les grosses tables car une seule passe sur la table est alors nécessaire.

Il faut être propriétaire de la table pour utiliser ALTER TABLE. Pour modifier le schéma ou le tablespace d'une table, le droit CREATE sur le nouveau schéma est requis. Pour ajouter la table en tant que nouvel enfant d'une table parent, vous devez aussi être propriétaire de la table parent. De plus, pour attacher une table en tant que nouvelle partition de la table, vous devez être le propriétaire de la table qui est attachée. Pour modifier le propriétaire, il est nécessaire d'être un membre direct ou indirect du nouveau rôle et ce dernier doit avoir le droit CREATE sur le schéma de la table. (Ces restrictions assurent que la modification du propriétaire ne diffère en rien de ce qu'il est possible de faire par la suppression et le recréation de la table. Néanmoins, un superutilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quelle table.) Pour ajouter une colonne ou modifier un type de colonne ou utiliser la clause OF, vous devez avoir le droit USAGE sur le type de la donnée.

Paramètres

IF EXISTS

Ne renvoie pas une erreur si la table n'existe pas. Un message d'attention est renvoyé dans ce cas.

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table à modifier. Si ONLY est indiqué avant le nom de la table, seule cette table est modifiée. Dans le cas contraire, la table et toutes ses tables filles (s'il y en a) sont modifiées. En option, * peut être ajouté après le nom de la table pour indiquer explicitement que les tables filles doivent être inclues.

nom_colonne

Le nom d'une colonne, existante ou nouvelle.

nouveau_nom_colonne

Le nouveau nom d'une colonne existante.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la table.

type_données

Le type de données de la nouvelle colonne, ou le nouveau type de données d'une colonne existante.

contraintedetable

Une nouvelle contrainte de table pour la table.

nomdecontrainte

Le nom d'une nouvelle contrainte ou d'une contrainte existante à supprimer.

CASCADE

Les objets qui dépendent de la colonne ou de la contrainte supprimée sont automatiquement supprimés (par exemple, les vues référençant la colonne), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La colonne ou la contrainte n'est pas supprimée si des objets en dépendent. C'est le comportement par défaut.

`nom_declencheur`

Le nom d'un déclencheur isolé à désactiver ou activer.

`ALL`

Désactiver ou activer tous les déclencheurs appartenant à la table. (Les droits de superutilisateur sont nécessaires si l'un des déclencheurs est un déclencheur interne pour la gestion d'une contrainte comme ceux utilisés pour implanter les contraintes de type clés étrangères ou les contraintes déferrables comme les contraintes uniques et d'exclusion.)

`USER`

Désactiver ou activer tous les déclencheurs appartenant à la table sauf les déclencheurs systèmes permettant de gérer en interne certaines contraintes, comme celles utilisées pour implanter les contraintes de type clés étrangères ou les contraintes déferrables comme les contraintes uniques et d'exclusion.)

`nomindex`

Le nom d'un index existant.

`paramètre_stockage`

Le nom d'un paramètre de stockage de la table.

`valeur`

La nouvelle valeur d'un paramètre de stockage de la table. Cela peut être un nombre ou un mot suivant le paramètre.

`table_parent`

Une table parent à associer ou dissocier de cette table.

`nouveau_propriétaire`

Le nom du nouveau propriétaire de la table.

`nouvel_espacelogique`

Le nom du tablespace où déplacer la table.

`nouveau_schema`

Le nom du schéma où déplacer la table.

`nom_partition`

Le nom de la table à attacher comme nouvelle partition ou à détacher de cette table.

`spec_limite_partition`

La spécification de limite de partition pour une nouvelle partition. Se référer à CREATE TABLE pour plus de détails sur la syntaxe.

Notes

Le mot clé `COLUMN` n'est pas nécessaire. Il peut être omis.

Quand une colonne est ajoutée avec ADD COLUMN et qu'un DEFAULT non volatile est spécifié, la valeur par défaut est évaluée au moment de la requête et le résultat stocké dans les méta-données de la table. Cette valeur sera utilisée pour la colonne sur toutes les lignes existantes. Si aucune valeur par défaut (DEFAULT) n'est indiquée, NULL est utilisé. Une réécriture de la table n'est jamais requise.

Ajouter une colonne avec un DEFAULT volatile ou changer le type d'une colonne existante requiert une réécriture complète de la table et de ses index. Il existe une exception lors du changement du type de données d'une colonne existante si la clause USING ne change pas le contenu de la colonne, et que l'ancien type est compatible binairement avec le nouveau type ou vers le domaine non contraint sur le nouveau type. Dans ces cas, la réécriture de la table n'est pas nécessaire mais tous les index sur les colonnes affectées doivent être reconstruits. Ajouter ou supprimer une colonne système oid nécessite aussi de réécrire la table entière. Les reconstructions de table et/ou index peuvent prendre beaucoup de temps pour une grosse table. De plus, cela nécessitera au plus deux fois l'espace disque.

Ajouter une contrainte CHECK ou NOT NULL requiert de parcourir la table pour vérifier que les lignes existantes respectent cette contrainte, mais ne requiert par une ré-écriture de la table.

Pareillement, quand une nouvelle partition est attachée elle pourrait être parcourue pour vérifier que les lignes existantes vérifient la contrainte de partition.

La raison principale de la possibilité de spécifier des changements multiples à l'aide d'une seule commande ALTER TABLE est la combinaison en une seule passe sur la table de plusieurs parcours et réécritures.

Parcourir une grosse table pour vérifier une nouvelle clé étrangère ou une nouvelle contrainte de vérification peut prendre beaucoup de temps, alors que d'autres mises à jour de la table sont verrouillées le temps que la commande ALTER TABLE ADD CONSTRAINT ne soit validée. Le but principal de l'option de contrainte NOT VALID est de réduire l'impact de l'ajout d'une constrainte sur les mises à jour concurrentes. Avec NOT VALID, la commande ADD CONSTRAINT ne parcourt pas la table et peut être validée immédiatement. Après cela, une commande VALIDATE CONSTRAINT peut être exécutée pour vérifier que les lignes existantes satisfont la contrainte. L'étape de validation n'a pas besoin de verrouiller les mises à jour concurrentes car PostgreSQL sait que les autres transactions seront forcées de respecter la contrainte pour les lignes qu'elles insèrent ou mettent à jour. Seules les lignes pré-existantes doivent être vérifiées. De ce fait, la validation récupère seulement un verrou SHARE UPDATE EXCLUSIVE sur la table en cours de modification. (Si la contrainte est une clé étrangère, alors un verrou ROW SHARE est aussi requis sur la table référencée par la contrainte.) De plus, pour améliorer les accès concurrents, il peut être utile d'utiliser NOT VALID et VALIDATE CONSTRAINT pour les cas où la table est connue pour contenir des violations pré-existantes. Une fois la contrainte en place, aucune ligne en violation ne peut être insérée, et les problèmes existants peuvent être corrigés à loisir jusqu'à ce que VALIDATE CONSTRAINT réussisse enfin.

La forme DROP COLUMN ne supprime pas physiquement la colonne, mais la rend simplement invisible aux opérations SQL. Par la suite, les ordres d'insertion et de mise à jour sur cette table stockent une valeur NULL pour la colonne. Ainsi, supprimer une colonne ne réduit pas immédiatement la taille de la table sur disque car l'espace occupé par la colonne n'est pas récupéré. Cet espace est récupéré au fur et à mesure des mises à jour des lignes de la table. (Ceci n'est pas vrai quand on supprime la colonne système oid ; ceci est fait avec une réécriture immédiate de la table.)

Pour forcer une réécriture immédiate de la table, vous pouvez utiliser VACUUM FULL, CLUSTER ou bien une des formes de la commande ALTER TABLE qui force une réécriture. Ceci ne cause pas de modifications visibles dans la table, mais élimine des données qui ne sont plus utiles.

Les formes d'ALTER TABLE qui ré-écrivent la table ne sont pas sûres au niveau MVCC. Après une ré-écriture de la table, elle apparaitra vide pour les transactions concurrentes si elles ont utilisé une image de la base prise avant la ré-écriture de la table. Voir Section 13.5 pour plus de détails.

L'option USING de SET DATA TYPE peut en fait utiliser une expression qui implique d'anciennes valeurs de la ligne ; c'est-à-dire qu'il peut être fait référence aussi bien aux autres colonnes qu'à celle en cours de conversion. Cela permet d'effectuer des conversions très générales à l'aide de la syntaxe SET DATA TYPE. À cause de cette flexibilité, l'expression USING n'est pas appliquée à la valeur

par défaut de la colonne (s'il y en a une) : le résultat pourrait ne pas être une expression constante requise pour une valeur par défaut. Lorsqu'il n'existe pas de transtypage, implicite ou d'affectation, entre les deux types, `SET DATA TYPE` peut échouer à convertir la valeur par défaut alors même que la clause `USING` est spécifiée. Dans de ce cas, il convient de supprimer valeur par défaut avec `DROP DEFAULT`, d'exécuter `ALTER TYPE` et enfin d'utiliser `SET DEFAULT` pour ajouter une valeur par défaut appropriée. Des considérations similaires s'appliquent aux index et contraintes qui impliquent la colonne.

Si une table a des tables descendantes, il n'est pas permis d'ajouter, renommer ou changer le type d'une colonne dans la table parente sans faire la même chose sur tous les descendants. Cela permet de s'assurer que les descendants ont toujours des colonnes qui correspondent au parent. De la même façon, une contrainte `CHECK` ne peut pas être renommée dans la table parente sans également la renommer dans tous les descendant, afin que toutes les contraintes `CHECK` soient également en correspondance avec celles du parents et de ses descendants. (Néanmoins, cette restriction ne s'applique pas aux contraintes basées sur des index.) De plus, puisque la sélection de ligne de la table parente sélectionne également des lignes de ses descendants, une contrainte sur le parent ne peut pas être marquée comme valide à moins qu'elle ne le soit également sur tous les descendants. Dans tous ces cas, `ALTER TABLE ONLY` sera rejeté.

Un appel récursif à `DROP COLUMN` supprime la colonne d'une table descendante si et seulement si cette table n'hérite pas cette colonne d'une autre table et que la colonne n'y a pas été définie indépendamment de tout héritage. Une suppression non récursive de colonne (`ALTER TABLE ONLY ... DROP COLUMN`) ne supprime jamais les colonnes descendantes ; elles sont marquées comme définies de manière indépendante, plutôt qu'héritées. Une commande `DROP COLUMN` non récursive échouera pour une table partitionnée, puisque toutes les partitions d'une table doivent avoir les même colonnes que la racine de partitionnement.

Les actions pour les colonnes d'identité (`ADD GENERATED`, `SET` etc., `DROP IDENTITY`), ainsi que les actions `TRIGGER`, `CLUSTER`, `OWNER`, et `TABLESPACE` ne sont jamais appelées récursivement sur les tables descendantes; c'est-à-dire qu'elles agissent comme si `ONLY` est spécifié. Seules les contraintes `CHECK` sont propagées, et uniquement si elles ne sont pas marquées `NO INHERIT`.

Tout changement sur une table du catalogue système est interdit.

Voir la commande CREATE TABLE pour avoir une description plus complète des paramètres valides. Chapitre 5 fournit de plus amples informations sur l'héritage.

Exemples

Ajouter une colonne de type `varchar` à une table :

```
ALTER TABLE distributeurs ADD COLUMN adresse varchar(30);
```

Supprimer une colonne de table :

```
ALTER TABLE distributeurs DROP COLUMN adresse RESTRICT;
```

Changer les types de deux colonnes en une seule opération :

```
ALTER TABLE distributeurs
    ALTER COLUMN adresse TYPE varchar(80),
    ALTER COLUMN nom TYPE varchar(100);
```

Convertir une colonne de type integer (entier) contenant une estampille temporelle UNIX en `timestamp with time zone` à l'aide d'une clause `USING` :

```
ALTER TABLE truc
```

```
    ALTER COLUMN truc_timestamp SET DATA TYPE timestamp with time
 zone
    USING
        timestamp with time zone 'epoch' + truc_timestamp *
 interval '1 second';
```

La même, quand la colonne a une expression par défaut qui ne sera pas convertie automatiquement vers le nouveau type de données :

```
ALTER TABLE truc
    ALTER COLUMN truc_timestamp DROP DEFAULT,
    ALTER COLUMN truc_timestamp TYPE timestamp with time zone
    USING
        timestamp with time zone 'epoch' + truc_timestamp *
 interval '1 second',
    ALTER COLUMN truc_timestamp SET DEFAULT now();
```

Renommer une colonne existante :

```
ALTER TABLE distributeurs RENAME COLUMN adresse TO ville;
```

Renommer une table existante :

```
ALTER TABLE distributeurs RENAME TO fournisseurs;
```

Pour renommer une contrainte existante :

```
ALTER TABLE distributeurs RENAME CONSTRAINT verif_cp TO
 verif_code_postal;
```

Ajouter une contrainte NOT NULL à une colonne :

```
ALTER TABLE distributeurs ALTER COLUMN rue SET NOT NULL;
```

Supprimer la contrainte NOT NULL d'une colonne :

```
ALTER TABLE distributeurs ALTER COLUMN rue DROP NOT NULL;
```

Ajouter une contrainte de vérification sur une table et tous ses enfants :

```
ALTER TABLE distributeurs ADD CONSTRAINT verif_cp CHECK
 (char_length(code_postal) = 5);
```

Pour ajouter une contrainte `CHECK` à une table, mais pas à ses filles :

```
ALTER TABLE distributeurs ADD CONSTRAINT verif_cp CHECK
 (char_length(code_postal) = 5) NO INHERIT;
```

(The check constraint will not be inherited by future children, either.)

Supprimer une contrainte de vérification d'une table et de toutes ses tables filles :

```
ALTER TABLE distributeurs DROP CONSTRAINT verif_cp;
```

Pour enlever une contrainte check d'une table seule (pas sur ses enfants)

```
ALTER TABLE ONLY distributeurs DROP CONSTRAINT verif_cp;
```

(La contrainte check reste en place pour toutes les tables filles).

Ajouter une contrainte de clé étrangère à une table :

```
ALTER TABLE distributeurs ADD CONSTRAINT dist_fk FOREIGN KEY
 (adresse) REFERENCES adresses (adresse);
```

Pour ajouter une contrainte de clé étrangère à une table avec le moins d'impact sur le reste de l'activité

```
ALTER TABLE distributeurs ADD CONSTRAINT distfk FOREIGN KEY
 (address) REFERENCES adresses (adresse) NOT VALID;
ALTER TABLE distributeurs VALIDATE CONSTRAINT distfk;
```

Ajouter une contrainte unique (multicolonnes) à une table :

```
ALTER TABLE distributeurs ADD CONSTRAINT dist_id_codepostal_key
 UNIQUE (dist_id, code_postal);
```

Ajouter une clé primaire nommée automatiquement à une table. Une table ne peut jamais avoir qu'une seule clé primaire.

```
ALTER TABLE distributeurs ADD PRIMARY KEY (dist_id);
```

Déplacer une table dans un tablespace différent :

```
ALTER TABLE distributeurs SET TABLESPACE tablespacerapide;
```

Déplacer une table dans un schéma différent :

```
ALTER TABLE mon_schema.distributeurs SET SCHEMA votre_schema;
```

Recréer une contrainte de clé primaire sans bloquer les mises à jour pendant la reconstruction de l'index :

```
CREATE UNIQUE INDEX CONCURRENTLY dist_id_temp_idx ON distributeurs
 (dist_id);
ALTER TABLE distributeurs DROP CONSTRAINT distributeurs_pkey,
    ADD CONSTRAINT distributeurs_pkey PRIMARY KEY USING INDEX
 dist_id_temp_idx;
```

Pour attacher une partition à une table partitionnée par intervalles :

```
ALTER TABLE measurement
    ATTACH PARTITION measurement_y2016m07 FOR VALUES FROM
 ('2016-07-01') TO ('2016-08-01');
```

Pour attacher une partition à une table partitionnée par liste :

```
ALTER TABLE cities
    ATTACH PARTITION cities_ab FOR VALUES IN ('a', 'b');
```

Pour attacher une partition à une table partitionnée par hachage :

```
ALTER TABLE orders
    ATTACH PARTITION orders_p4 FOR VALUES WITH (MODULUS 4,
 REMAINDER 3);
```

Pour attacher une partition par défaut à une table partitionnée :

```
ALTER TABLE cities
    ATTACH PARTITION cities_partdef DEFAULT;
```

Pour détacher une partition d'une table partitionnée :

```
ALTER TABLE measurement
    DETACH PARTITION measurement_y2015m12;
```

Compatibilité

Les formes `ADD` (sans `USING INDEX`), `DROP [COLUMN]`, `DROP IDENTITY`, `valeur_redémarrage`, `SET DEFAULT`, `SET DATA TYPE` (sans `USING`), `SET GENERATED`, et `SET` *`option_sequence`* se conforment au standard SQL. Les autres formes sont des extensions PostgreSQL, tout comme la possibilité de spécifier plusieurs manipulations en une seule commande `ALTER TABLE`.

`ALTER TABLE DROP COLUMN` peut être utilisé pour supprimer la seule colonne d'une table, laissant une table dépourvue de colonne. C'est une extension au SQL, qui n'autorise pas les tables sans colonne.

Voir aussi

CREATE TABLE

ALTER TABLESPACE

ALTER TABLESPACE — Modifier la définition d'un tablespace

Synopsis

```
ALTER TABLESPACE nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER TABLESPACE nom OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER
 | SESSION_USER }
ALTER TABLESPACE nom SET ( option_tablespace = valeur [, ... ] )
ALTER TABLESPACE nom RESET ( option_tablespace [, ... ] )
```

Description

`ALTER TABLESPACE` modifie la définition d'un tablespace. `ALTER TABLESPACE` peut être utilisé pour modifier la définition d'un tablespace.

Seul le propriétaire du tablespace peut change la définition d'un tablespace. Pour modifier le propriétaire, il est nécessaire d'être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire (les superutilisateurs ont automatiquement tous ces droits).

Paramètres

nom

Le nom du tablespace.

nouveau_nom

Le nouveau nom du tablespace. Le nouveau nom ne peut pas débuter par `pg_` car ces noms sont réservés aux espaces logiques système.

nouveau_propriétaire

Le nouveau propriétaire du tablespace.

option_tablespace

Un paramètre du tablespace à configurer ou réinitialiser. Actuellement, les seuls paramètres disponibles sont `seq_page_cost` `random_page_cost` et `effective_io_concurrency`. Configurer une valeur pour un tablespace particulier surchargera l'estimation habituelle du planificateur pour le coût de lecture de pages pour les tables du tablespace, comme indiqué par les paramètres de configuration du même nom (voir seq_page_cost, random_page_cost, effective_io_concurrency)). Ceci peut être utile si un tablespace se trouve sur un disque qui est plus rapide ou plus lent du reste du système d'entrées/sorties.

Exemples

Renommer le tablespace `espace_index` en `raid_rapide` :

```
ALTER TABLESPACE espace_index RENAME TO raid_rapide;
```

Modifier le propriétaire du tablespace `espace_index` :

```
ALTER TABLESPACE espace_index OWNER TO mary;
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ALTER TABLESPACE` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE TABLESPACE, DROP TABLESPACE

ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION

ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION — modifier la définition d'une configuration de recherche plein texte

Synopsis

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION nom
    ADD MAPPING FOR type_jeton [, ... ] WITH nom_dictionnaire
 [, ... ]
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION nom
    ALTER MAPPING FOR type_jeton [, ... ] WITH nom_dictionnaire
 [, ... ]
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION nom
    ALTER MAPPING REPLACE vieux_dictionnaire
 WITH nouveau_dictionnaire
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION nom
    ALTER MAPPING FOR type_jeton [, ... ]
 REPLACE vieux_dictionnaire WITH nouveau_dictionnaire
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION nom
    DROP MAPPING [ IF EXISTS ] FOR type_jeton [, ... ]
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION nom OWNER TO { nouveau_propriétaire
 | CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION nom SET SCHEMA nouveau_schéma
```

Description

`ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION` modifie la définition d'une configuration de recherche plein texte. Vous pouvez modifier les correspondances à partir des types de jeton vers des dictionnaires, ou modifier le nom ou le propriétaire de la configuration.

Vous devez être le propriétaire de la configuration pour utiliser `ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION`.

Paramètres

nom

Le nom de la configuration de recherche plein texte (pouvant être qualifié du schéma).

type_jeton

Le nom d'un type de jeton qui est émis par l'analyseur de configuration.

nom_dictionnaire

Le nom d'un dictionnaire de recherche plein texte à consulter pour le type de jeton spécifié. Si plusieurs dictionnaires sont listés, ils sont consultés dans l'ordre d'apparence.

ancien_dictionnaire

Le nom d'un dictionnaire de recherche plein texte à remplacer dans la correspondance.

nouveau_dictionnaire

Le nom d'un dictionnaire de recherche plein texte à substituer à *ancien_dictionnaire*.

nouveau_nom

Le nouveau nom de la configuration de recherche plein texte.

newowner

Le nouveau propriétaire de la configuration de recherche plein texte.

nouveau_schéma

Le nouveau schéma de la configuration de recherche plein texte.

La forme `ADD MAPPING FOR` installe une liste de dictionnaires à consulter pour les types de jeton indiqués ; il y a une erreur s'il y a déjà une correspondance pour un des types de jeton. La forme `ALTER MAPPING FOR` fait de même mais en commençant par supprimer toute correspondance existante avec ces types de jeton. Les formes `ALTER MAPPING REPLACE` substituent *nouveau_dictionnaire* par *ancien_dictionnaire* partout où ce dernier apparaît. Ceci se fait pour les seuls types de jeton indiqués quand `FOR` apparaît ou pour toutes les correspondances de la configuration dans le cas contraire. La forme `DROP MAPPING` supprime tous les dictionnaire pour les types de jeton spécifiés, faisant en sorte que les jetons de ces types soient ignorés par la configuration de recherche plein texte. Il y a une erreur s'il n'y a pas de correspondance pour les types de jeton sauf si `IF EXISTS` a été ajouté.

Exemples

L'exemple suivant remplace le dictionnaire `english` avec le dictionnaire `swedish` partout où `english` est utilisé dans `ma_config`.

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION ma_config
  ALTER MAPPING REPLACE english WITH swedish;
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instructions `ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION, DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION

ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY

ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY — modifier la définition d'un dictionnaire de recherche plein texte

Synopsis

```
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY nom (
    option [ = valeur ] [, ... ]
)
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY nom OWNER TO { nouveau_propriétaire |
 CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY nom SET SCHEMA nouveau_schéma
```

Description

`ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY` modifie la définition d'un dictionnaire de recherche plein texte. Vous pouvez modifier les options spécifiques au modèle d'un dictionnaire. Vous pouvez aussi modifier le nom du dictionnaire et son propriétaire.

Vous devez être superutilisateur pour utiliser `ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY`.

Paramètres

nom

Le nom du dictionnaire de recherche plein texte (pouvant être qualifié du schéma).

option

Le nom d'une option, spécifique au modèle, à configurer pour ce dictionnaire.

valeur

La nouvelle valeur à utiliser pour une option spécifique au modèle. Si le signe égale et la valeur sont omises, alors toute valeur précédente de cette option est supprimée du dictionnaire, permettant ainsi à l'utilisation de la valeur par défaut.

nouveau_nom

Le nouveau nom du dictionnaire de recherche plein texte.

nouveau_proprietaire

Le nouveau propriétaire du dictionnaire de recherche plein texte.

nouveau_schéma

Le nouveau schéma du dictionnaire de recherche plein texte.

Les options spécifiques au modèle peuvent apparaître dans n'importe quel ordre.

Exemples

La commande exemple suivant modifie la liste des mots d'arrêt par un dictionnaire basé sur Snowball. Les autres paramètres restent inchangés.

```
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY mon_dico ( StopWords = nouveaurusse );
```

La commande exemple suivante modifie la langue par le hollandais et supprime complètement l'option des mots d'arrêt.

```
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY mon_dico ( language = dutch,
 StopWords );
```

La commande exemple suivante « met à jour » la définition du dictionnaire sans rien modifier.

```
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY mon_dico ( dummy );
```

(Ceci fonctionne parce que le code de suppression de l'option ne se plaint pas s'il n'y a pas d'options.) Cette astuce est utile lors de la modification des fichiers de configuration pour le dictionnaire : la commande ALTER forcera les sessions existantes à relire les fichiers de configuration, ce qu'elles ne feraient jamais si elles les avaient déjà lus.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY, DROP TEXT SEARCH DICTIONARY

ALTER TEXT SEARCH PARSER

ALTER TEXT SEARCH PARSER — modifier la définition d'un analyseur de recherche plein texte

Synopsis

```
ALTER TEXT SEARCH PARSER nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER TEXT SEARCH PARSER nom SET SCHEMA nouveau_schéma
```

Description

`ALTER TEXT SEARCH PARSER` modifie la définition d'un analyseur de recherche plein texte. Actuellement, la seule fonctionnalité supportée est la modification du nom de l'analyseur.

Vous devez être superutilisateur pour utiliser `ALTER TEXT SEARCH PARSER`.

Paramètres

nom

Le nom de l'analyseur de recherche plein texte (pouvant être qualifié du schéma).

nouveau_nom

Le nouveau nom de l'analyseur de recherche plein texte.

nouveau_schéma

Le nouveau schéma de l'analyseur de recherche plein texte.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ALTER TEXT SEARCH PARSER` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE TEXT SEARCH PARSER, DROP TEXT SEARCH PARSER

ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE

ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE — modifier la définition d'un modèle de recherche plein texte

Synopsis

```
ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE nom SET SCHEMA nouveau_schéma
```

Description

`ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE` modifie la définition d'un modèle de recherche plein texte. Actuellement, la seule fonctionnalité supportée est la modification du nom du modèle.

Vous devez être superutilisateur pour utiliser `ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE`.

Paramètres

nom

Le nom du modèle de recherche plein texte (pouvant être qualifié du schéma).

nouveau_nom

Le nouveau nom du modèle de recherche plein texte.

nouveau_schéma

Le nouveau schéma du modèle de recherche plein texte.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE, DROP TEXT SEARCH TEMPLATE

ALTER TRIGGER

ALTER TRIGGER — Modifier la définition d'un déclencheur

Synopsis

```
ALTER TRIGGER nom ON nom_table RENAME TO nouveau_nom
ALTER TRIGGER nom ON nom_table DEPENDS ON EXTENSION nom_extension
```

Description

`ALTER TRIGGER` modifie les propriétés d'un déclencheur. La clause `RENAME` renomme le déclencheur sans en changer la définition. La clause `DEPENDS ON EXTENSION` marque le trigger comme dépendance de l'extension, pour qu'en cas de suppression de l'extension, le trigger soit lui-aussi supprimé automatiquement.

Seul le propriétaire de la table sur laquelle le déclencheur agit peut modifier ses propriétés.

Paramètres

nom

Le nom du déclencheur à modifier.

nom_table

La table sur laquelle le déclencheur agit.

nouveau_nom

Le nouveau nom du déclencheur.

nom_extension

Le nom de l'extension dont le trigger dépend.

Notes

La possibilité d'activer ou de désactiver temporairement un déclencheur est offerte par ALTER TABLE, et non par `ALTER TRIGGER` qui ne permet pas d'agir sur tous les déclencheurs d'une table en une seule opération.

Exemples

Renommer un déclencheur :

```
ALTER TRIGGER emp_stamp ON emp RENAME TO emp_track_chgs;
```

Pour marquer un trigger comme dépendant d'une extension :

```
ALTER TRIGGER emp_stamp ON emp DEPENDS ON EXTENSION emplib;
```

Compatibilité

`ALTER TRIGGER` est une extension PostgreSQL au standard SQL.

Voir aussi

ALTER TABLE

ALTER TYPE

ALTER TYPE — Modifier la définition d'un type

Synopsis

```
ALTER TYPE nom action [, ... ]
ALTER TYPE nom OWNER TO { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER |
 SESSION_USER }
ALTER TYPE nom RENAME ATTRIBUTE nom_attribut
 TO nouveau_nom_attribut [ CASCADE | RESTRICT ]
ALTER TYPE nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER TYPE nom SET SCHEMA nouveau_schéma
ALTER TYPE nom ADD VALUE [ IF NOT EXISTS ] nouvelle_valeur_enumérée
 [ { BEFORE | AFTER } valeur_enumérée ]
ALTER TYPE nom ADD VALUE [ IF NOT EXISTS ] nouvelle_valeur_enum
 [ { BEFORE | AFTER } valeur_enum_voisine ]
ALTER TYPE nom RENAME VALUE valeur_enum_existante
 TO nouvelle_valeur_enum

où action fait partie de :

    ADD ATTRIBUTE nom_attribut type_de_donnée
 [ COLLATE collationnement ] [ CASCADE | RESTRICT ]
    DROP ATTRIBUTE [ IF EXISTS ] nom_attribut [ CASCADE |
 RESTRICT ]
    ALTER ATTRIBUTE nom_attribut [ SET DATA ] TYPE type_de_donnée
 [ COLLATE collationnement ] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`ALTER TYPE` modifie la définition d'un type existant. Les variantes suivantes existent :

`ADD ATTRIBUTE`

Cette forme ajoute un nouvel attribut à un type composite, avec la même syntaxe que CREATE TYPE.

`DROP ATTRIBUTE [ IF EXISTS ]`

Cette forme supprime un attribut d'un type composite. Si `IF EXISTS` est spécifié et que l'attribut cible n'existe pas, aucun message d'erreur ne sera émis, mais remplacé par une alerte de niveau NOTICE.

`SET DATA TYPE`

Cette forme modifie le type d'un attribut d'un type composite.

`OWNER`

Cette forme modifie le propriétaire d'un type.

`RENAME`

Cette forme permet de modifier le nom du type ou celui d'un attribut d'un type composite.

`SET SCHEMA`

Cette forme déplace le type dans un autre schéma.

`ADD VALUE [ IF NOT EXISTS ] [ BEFORE | AFTER ]`

Cette forme ajoute une valeur à une énumération. L'emplacement de la nouvelle valeur dans l'énumération peut être spécifié comme étant avant (`BEFORE`) ou après (`AFTER`) une des valeurs existantes. Dans le cas contraire, le nouvel élément est ajouté à la fin de la liste de valeurs.

Si `IF NOT EXISTS` est précisé, l'existence d'une valeur de même nom ne constitue par une erreur : un message d'avertissement sera envoyé mais aucune action ne sera prise. Dans le cas contraire, une erreur est revnoyée si la nouvelle valeur est déjà présente.

`RENAME VALUE`

Renomme une valeur d'un type énumération. La place de la valeur dans l'ordre de l'énumération n'est pas affecté. Une erreur sera renvoyée if la valeur spécifiée n'est pas présente ou si le nouveau nom est déjà présent.

Les actions `ADD ATTRIBUTE`, `DROP ATTRIBUTE`, et `ALTER ATTRIBUTE` peuvent être combinées dans une liste de modifications multiples à appliquer en parallèle. Il est ainsi possible d'ajouter et/ou modifier plusieurs attributs par une seule et même commande.

Seul le propriétaire du type peut utiliser `ALTER TYPE`. Pour modifier le schéma d'un type, le droit `CREATE` sur le nouveau schéma est requis. Pour modifier le propriétaire, il faut être un membre direct ou indirect du nouveau rôle propriétaire et ce rôle doit avoir le droit `CREATE` sur le schéma du type (ces restrictions assurent que la modification du propriétaire ne va pas au-delà de ce qui est possible par la suppression et la recréation du type ; toutefois, un superutilisateur peut modifier le propriétaire de n'importe quel type). Pour ajouter un attribut ou pour modifier le type d'un attribut, vous devez aussi avoir le droit `USAGE` sur le type.

Paramètres

`nom`

Le nom du type à modifier (éventuellement qualifié du nom du schéma).

`nouveau_nom`

Le nouveau nom du type.

`nouveau_propriétaire`

Le nom du nouveau propriétaire du type.

`nouveau_schema`

Le nouveau schéma du type.

`nom_attribut`

Le nom de l'attribut à ajouter, modifier ou supprimer.

`nouveau_nom_attribute`

Le nouveau nom de l'attribut à renommer.

`type_de_donnée`

Le type de donnée pour l'attribut à ajouter ou modifier.

nouvelle_valeur_enumérée

La nouvelle valeur à ajouter à la liste d'un type, ou le nouveau nom à être donné à une valeur existante. . Comme pour tous les littéraux, la valeur devra être délimitée par des guillemets simples.

valeur_enumérée_voisine

La valeur existante d'une énumération par rapport à laquelle la nouvelle valeur doit être ajoutée (permet de déterminer l'ordre de tri du type énuméré). Comme pour tous les littéraux, la valeur existante devra être délimitée par des guillemets simples.

existing_enum_value

La valeur existante de l'énumération qui doit être renommée. Comme toutes les littéraux d'énumération , elle doit être délimitée par des guillemets simples.

CASCADE

Propage automatiquement les opération sur les tables typées du type étant modifié, ainsi que leur descendants.

RESTRICT

Refuse les opérations si le type étant modifié est le type d'une table typée. C'est le comportement par défaut.

Notes

`ALTER TYPE ... ADD VALUE` ne peut pas être exécuté à l'intérieur d'un bloc de transaction.

Les comparaisons faisant intervenir une valeur ajoutée à postériori peuvent quelquefois s'avérer plus lentes que celles portant uniquement sur les valeurs originales d'un type énuméré. Ce ralentissement ne devrait toutefois intervenir que si la position de la nouvelle valeur a été spécifiée en utilisant les options `BEFORE` ou `AFTER`, au lieu d'insérer la nouvelle valeur en fin de liste. Ce ralentissement peut également se produire, bien que la nouvelle valeur ait été insérée en fin d'énumération, en cas de « bouclage » du compteur des OID depuis la création du type énuméré. Le ralentissement est généralement peu significatif ; mais s'il s'avère important, il est toujours possible de retrouver les performances optimales par une suppression / recréation du type énuméré, ou encore par sauvegarde et rechargement de la base.

Exemples

Pour renommer un type de données :

```
ALTER TYPE courrier_electronique RENAME TO courriel;
```

Donner la propriété du type `courriel` à `joe` :

```
ALTER TYPE courriel OWNER TO joe;
```

Changer le schéma du type `courriel` en `clients` :

```
ALTER TYPE courriel SET SCHEMA clients;
```

Ajouter un nouvel attribut à un type composite :

```
ALTER TYPE compfoo ADD ATTRIBUTE f3 int;
```

Ajouter une nouvelle valeur à une énumération, en spécifiant sa position de tri :

```
ALTER TYPE colors ADD VALUE 'orange' AFTER 'red';
```

Pour renommer une valeur d'une énumération :

```
ALTER TYPE colors RENAME VALUE 'purple' TO 'mauve';
```

Compatibilité

Les variantes permettant d'ajouter et supprimer un attribut font partie du standard SQL ; les autres variantes sont des extensions spécifiques à PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE TYPE, DROP TYPE

ALTER USER

ALTER USER — Modifier un rôle de la base de données

Synopsis

```
ALTER USER spécification_rôle [ WITH ] option [ ... ]

où option peut être :

      SUPERUSER | NOSUPERUSER
    | CREATEDB | NOCREATEDB
    | CREATEROLE | NOCREATEROLE
    | INHERIT | NOINHERIT
    | LOGIN | NOLOGIN
    | REPLICATION | NOREPLICATION
    | BYPASSRLS | NOBYPASSRLS
    | CONNECTION LIMIT limite_connexion
    | [ ENCRYPTED ] PASSWORD 'motdepasse' | PASSWORD NULL
    | VALID UNTIL 'dateheure'

ALTER USER nom RENAME TO nouveau_nom

ALTER USER { spécification_rôle | ALL } [ IN DATABASE nom_base ]
 SET paramètre_configuration { TO | = } { valeur | DEFAULT }
ALTER USER { spécification_rôle | ALL } [ IN DATABASE nom_base ]
 SET paramètre_configuration FROM CURRENT
ALTER USER { spécification_rôle | ALL } [ IN DATABASE nom_base ]
 RESET paramètre_configuration
ALTER USER { spécification_rôle | ALL } [ IN DATABASE nom_base ]
 RESET ALL

où spécification_rôle peut valoir :

    nom_rôle
  | CURRENT_USER
  | SESSION_USER
```

Description

`ALTER USER` est désormais un alias de ALTER ROLE.

Compatibilité

La commande `ALTER USER` est une extension PostgreSQL. En effet, le standard SQL laisse le choix de la définition des utilisateurs au SGBD.

Voir aussi

ALTER ROLE

ALTER USER MAPPING

ALTER USER MAPPING — change la définition d'une correspondance d'utilisateurs (user mapping)

Synopsis

```
ALTER USER MAPPING FOR { nom_utilisateur | USER | CURRENT_USER |
 SESSION_USER | PUBLIC }
    SERVER nom_serveur
    OPTIONS ( [ ADD | SET | DROP ] option ['valeur'] [, ... ] )
```

Description

`ALTER USER MAPPING` change la définition d'une correspondance d'utilisateur (user mapping).

Le propriétaire d'un serveur distant peut aussi altérer les correspondances d'utilisateurs pour ce serveur pour tout utilisateur. Par ailleurs, un utilisateur peut modifier une correspondance d'utilisateur pour son propre nom d'utilisateur s'il a reçu le droit `USAGE` sur le serveur distant.

Paramètres

`nom_utilisateur`

Nom d'utilisateur de la correspondance. `CURRENT_USER` et `USER` correspondent au nom de l'utilisateur courant. `PUBLIC` est utilisé pour correspondre à tous les noms d'utilisateurs présents et futurs du système.

`nom_serveur`

Nom du serveur de la correspondance d'utilisateur.

`OPTIONS ( [ ADD | SET | DROP ] option ['valeur'] [, ... ] )`

Modifie l'option pour la correspondance d'utilisateur. La nouvelle option écrase toute option précédemment spécifiée. `ADD`, `SET` et `DROP` spécifient l'action à exécuter. Si aucune action n'est spécifiée, l'action est `ADD`. Les noms d'options doivent être uniques ; les options sont aussi validées par le wrapper de données distantes du serveur.

Exemples

Modifier le mot de passe pour la correspondance d'utilisateur `bob`, et le serveur `foo` :

```
ALTER USER MAPPING FOR bob SERVER foo OPTIONS (SET password
 'public');
```

Compatibilité

`ALTER USER MAPPING` est conforme à la norme ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED). Il y a un problème de syntaxe subtil : le standard omet le mot clé `FOR`. Puisque `CREATE USER MAPPING` et `DROP USER MAPPING` utilisent tous les deux `FOR` à un endroit analogue et que DB2 d'IBM (l'autre implémentation majeure de SQL/MED) l'impose aussi pour `ALTER USER MAPPING`, PostgreSQL diverge du standard pour des raisons de cohérence et de compatibilité.

Voir aussi

CREATE USER MAPPING, DROP USER MAPPING

ALTER VIEW

ALTER VIEW — modifier la définition d'une vue

Synopsis

```
ALTER VIEW [ IF EXISTS ] nom ALTER [ COLUMN ] nom_colonne SET
 DEFAULT expression
ALTER VIEW [ IF EXISTS ] nom ALTER [ COLUMN ] nom_colonne DROP
 DEFAULT
ALTER VIEW [ IF EXISTS ] nom OWNER TO { nouveau_propriétaire |
 CURRENT_USER | SESSION_USER }
ALTER VIEW [ IF EXISTS ] nom RENAME TO nouveau_nom
ALTER VIEW [ IF EXISTS ] nom SET SCHEMA nouveau_schéma
ALTER VIEW [ IF EXISTS ] nom SET ( nom_option [= valeur_option]
 [, ... ] )
ALTER VIEW [ IF EXISTS ] nom RESET ( nom_option [, ... ] )
```

Description

`ALTER VIEW` modifie différentes propriétés d'une vue. Si vous voulez modifier la requête définissant la vue, utilisez `CREATE OR REPLACE VIEW`.)

Vous devez être le propriétaire de la vue pour utiliser `ALTER VIEW`. Pour modifier le schéma d'une vue, vous devez aussi avoir le droit `CREATE` sur le nouveau schéma. Pour modifier le propriétaire, vous devez aussi être un membre direct ou indirect de nouveau rôle propriétaire, et ce rôle doit avoir le droit `CREATE` sur le schéma de la vue. Ces restrictions permettent de s'assurer que le changement de propriétaire ne fera pas plus que ce que vous pourriez faire en supprimant et en recréant la vue. Néanmoins, un superutilisateur peut changer le propriétaire de n'importe quelle vue.

Paramètres

nom

Le nom de la vue (pouvant être qualifié du schéma).

`IF EXISTS`

Ne retourne par d'erreur si la vue n'existe pas. Seul un message d'avertissement est retourné dans ce cas.

`SET/DROP DEFAULT`

Ces formes ajoutent ou suppriment la valeur par défaut pour une colonne. La valeur par défaut d'une colonne de la vue est substituée dans toute commande `INSERT` pi `UPDATE` dont la vue est la cible, avant d'appliquer les règles et triggers de la vue. Le comportement par défaut de la vue prendra précédence sur toute valeur par défaut à partir des relations sous-jacentes.

nouveau_propriétaire

Nom utilisateur du nouveau propriétaire de la vue.

nouveau_nom

Nouveau nom de la vue.

nouveau_schéma

Nouveau schéma de la vue.

```
SET ( nom_option [= valeur_option] [, ... ] )
RESET ( nom_option [, ... ] )
```

Configure ou annule la configuration d'une option d'une vue. Les options actuellement supportées sont :

`check_option` (`string`)

Modifie l'option de vérification d'une value. Les valeurs autorisées sont `local` et `cascaded`.

`security_barrier` (`boolean`)

Modifie la propriété security_barrier de la vue. Il s'agit d'une valeur booléenne, `true` ou `false`.

Notes

Pour des raisons historiques, `ALTER TABLE` peut aussi être utilisé avec des vues ; mais seules les variantes de `ALTER TABLE` qui sont acceptées avec les vues sont équivalentes à celles affichées ci-dessus.

Exemples

Pour renommer la vue `foo` en `bar` :

```
ALTER VIEW foo RENAME TO bar;
```

Pour attacher une valeur par défaut à une colonne dans une vue modifiable :

```
CREATE TABLE table_base (id int, ts timestamptz);
CREATE VIEW une_view AS SELECT * FROM table_base;
ALTER VIEW une_view ALTER COLUMN ts SET DEFAULT now();
INSERT INTO table_base(id) VALUES(1);  -- ts recevra une valeur
 NULL
INSERT INTO une_view(id) VALUES(2);  -- ts recevra l'heure courante
```

Compatibilité

`ALTER VIEW` est une extensions PostgreSQL du standard SQL.

Voir aussi

CREATE VIEW, DROP VIEW

ANALYZE

ANALYZE — Collecter les statistiques d'une base de données

Synopsis

```
ANALYZE [ ( option [, ...] ) ] [ table_et_colonnes [, ...] ]
ANALYZE [ VERBOSE ] [ table_et_colonnes [, ...] ]

où option peut valoir :

    VERBOSE

et table_et_colonnes est :

    nom_table [ ( nom_colonne [, ...] ) ]
```

Description

ANALYZE collecte des statistiques sur le contenu des tables de la base de données et stocke les résultats dans le catalogue système pg_statistic. L'optimiseur de requêtes les utilise pour déterminer les plans d'exécution les plus efficaces.

Sans une liste de *table_et_colonnes*, ANALYZE examine chaque table et vue matérialisée de la base de données courante lisible par l'utilisateur courant. Avec cette liste, ANALYZE n'examine que les tables de cette liste. Il est également possible de donner une liste de noms de colonnes pour une table, auquel cas seules les statistiques concernant ces colonnes sont collectées.

Quand la liste d'options est entourée de parenthèses, les options peuvent être écrites dans n'importe quel ordre. La syntaxe avec parenthèses a été introduite dans la version 11 de PostgreSQL ; la syntaxe sans parenthèses devient obsolète.

Paramètres

VERBOSE

L'affichage de messages de progression est activé.

nom_table

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table à analyser. S'il n'est pas spécifié, toutes les tables standards, tables partitionnées et vue matérialisées dans la base de données courante ne sont analysées (mais pas les tables distantes). Si la table spécifiée est une table partitionnée, les statistiques héritées de la table partitionnée dans son ensemble ainsi que les statistiques des partitions individuelles sont mises à jour.

nom_colonne

Le nom d'une colonne à analyser. Par défaut, toutes les colonnes le sont.

Sorties

Quand VERBOSE est spécifié, ANALYZE affiche des messages de progression pour indiquer la table en cours de traitement. Diverses statistiques sur les tables sont aussi affichées.

Notes

Pour analyser une table, l'utilisateur doit être le propriétaire de la table ou un superutilisateur. Néanmoins, les propriétaires des bases ont le droit d'analyser toutes les tables situées dans leur bases, sauf les catalogues partagés. (La restriction pour les catalogues partagées signifie qu'un ANALYZE sur une base complète peut seulement être réalisé par un superutilisateur.) ANALYZE ignorera toutes les tables pour lesquelles l'utilisateur n'a pas le droit d'analyse.

Les tables distantes sont analysées seulement lorsqu'elles sont explicitement ciblées. Certains wrappers de données distantes ne supportent pas encore ANALYZE. Si le wrapper de la table distante ne supporte pas ANALYZE, la commande affiche un message d'avertissement et ne fait rien de plus.

Dans la configuration par défaut de PostgreSQL, le démon autovacumm (voir Section 24.1.6) l'analyse automatique des tables quand elle est remplie de données sont la première fois, puis à chaque fois qu'elles sont modifiées via les opérations habituelles. Quand l'autovacuum est désactivé, il est intéressant de lancer ANALYZE périodiquement ou juste après avoir effectué de grosses modifications sur le contenu d'une table. Des statistiques à jour aident l'optimiseur à choisir le plan de requête le plus approprié et améliorent ainsi la vitesse du traitement des requêtes. Une stratégie habituelle pour les bases de données principalement en lecture consiste à lancer VACUUM et ANALYZE une fois par jour, au moment où le serveur est le moins sollicité. (Cela ne sera pas suffisant en cas de grosse activité en mise à jour.)

ANALYZE ne requiert qu'un verrou en lecture sur la table cible. Il peut donc être lancé en parallèle à d'autres activités sur la table.

Les statistiques récupérées par ANALYZE incluent habituellement une liste des quelques valeurs les plus communes dans chaque colonne et un histogramme affichant une distribution approximative des données dans chaque colonne. L'un ou les deux peuvent être omis si ANALYZE les juge inintéressants (par exemple, dans une colonne à clé unique, il n'y a pas de valeurs communes) ou si le type de données de la colonne ne supporte pas les opérateurs appropriés. Il y a plus d'informations sur les statistiques dans le Chapitre 24.

Pour les grosses tables, ANALYZE prend aléatoirement plusieurs lignes de la table, au hasard, plutôt que d'examiner chaque ligne. Ceci permet à des tables très larges d'être examinées rapidement. Néanmoins, les statistiques ne sont qu'approximatives et changent légèrement à chaque fois qu'ANALYZE est lancé, même si le contenu réel de la table n'a pas changé. Cela peut résulter en de petites modifications dans les coûts estimés par l'optimiseur affichés par EXPLAIN. Dans de rares situations, ce non-déterminisme entraîne le choix par l'optimiseur d'un plan de requête différent entre deux lancements d'ANALYZE. Afin d'éviter cela, le nombre de statistiques récupérées par ANALYZE peut être augmenté, comme cela est décrit ci-dessous.

L'étendue de l'analyse est contrôlée par l'ajustement de la variable de configuration default_statistics_target ou colonne par colonne en initialisant la cible des statistiques par colonne avec `ALTER TABLE ... ALTER COLUMN ... SET STATISTICS` (voir ALTER TABLE). Cette valeur cible initialise le nombre maximum d'entrées dans la liste des valeurs les plus communes et le nombre maximum de points dans l'histogramme. La valeur cible par défaut est fixée à 100 mais elle peut être ajustée vers le haut ou vers le bas afin d'obtenir un bon compromis entre la précision des estimations de l'optimiseur, le temps pris par ANALYZE et l'espace total occupé dans `pg_statistic`. En particulier, initialiser la cible des statistiques à zéro désactive la collecte de statistiques pour cette colonne. Cela peut s'avérer utile pour les colonnes qui ne sont jamais utilisées dans les clauses `WHERE`, `GROUP BY` ou `ORDER BY` des requêtes puisque l'optimiseur ne fait aucune utilisation des statistiques de ces colonnes.

La plus grande cible de statistiques parmi les colonnes en cours d'analyse détermine le nombre de lignes testées pour préparer les statistiques de la table. Augmenter cette cible implique une augmentation proportionnelle du temps et de l'espace nécessaires à l'exécution d'ANALYZE.

Une des valeurs estimées par ANALYZE est le nombre de valeurs distinctes qui apparaissent dans chaque colonne. Comme seul un sous-ensemble des lignes est examiné, cette estimation peut parfoir

être assez inexacte, même avec la cible statistique la plus large possible. Si cette inexactitude amène de mauvais plans de requêtes, une valeur plus précise peut être déterminée manuellement, puis configurée avec `ALTER TABLE ... ALTER COLUMN ... SET (n_distinct = ...)` (voir ALTER TABLE pour plus de détails).

Si la table en cours d'analyse a des enfants, `ANALYZE` récupère deux ensembles de statistiques : un sur les lignes de la table parent seulement et un autre sur les lignes de la table parent et de tous ses enfants. Ce deuxième ensemble de statistiques est nécessaire lors de la planification des requêtes qui traversent l'arbre d'héritage complet. Les tables enfants ne sont pas analysées individuellement dans ce cas. Néanmoins, le démon autovacuum ne considérera que les insertions et mises à jour sur la table parent elle-même pour décider du lancement automatique d'un ANALYZE sur cette table. Si des lignes sont rarement insérées ou mises à jour dans cette table, les statistiques d'héritage ne seront à jour que si vous lancez manuellement un `ANALYZE`.

Pour les tables partitionnées, `ANALYZE` récupère les statistiques en échantillonnant les lignes à partir de toutes les partitions ; de plus, il va parcourir chaque partition récursivement et mettre à jour ses statistiques. Chaque partition feuille est analysée seulement une fois, y compris dans le cas d'un partitionnement à plusieurs niveaux. Aucune statistique n'est récupérée pour la table parent seule (sans les données de ces partitions), parce qu'avec le partitionnement, elle est garantie d'être vide.

Le démon autovacuum ne traite pas les tables partitionnées, pas plus qu'il ne traite les parents en héritage si seules les tables filles sont modifiées. Il est généralement nécessaire d'exécuter périodiquement un `ANALYZE` manuel pour conserver des statistiques à jour sur la hiérarchie de tables.

Si certaines tables filles ou partitions sont des tables externes dont les wrappers de données externes ne supportent pas `ANALYZE`, ces tables sont ignorées lors de la récupération de statistiques pour l'héritage.

Si la table en cours d'analyse est entièrement vide, `ANALYZE` n'enregistrera pas les nouvelles statistiques pour cette table. Toutes les statistiques existantes seront conservées.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `ANALYZE` dans le standard SQL.

Voir aussi

VACUUM, vacuumdb, Section 19.4.4, Section 24.1.6

BEGIN

BEGIN — Débuter un bloc de transaction

Synopsis

```
BEGIN [ WORK | TRANSACTION ] [ mode_transaction [, ...] ]

où mode_transaction peut être :

    ISOLATION LEVEL { SERIALIZABLE | REPEATABLE READ | READ
 COMMITTED | READ UNCOMMITTED }
    READ WRITE | READ ONLY
    [ NOT ] DEFERRABLE
```

Description

`BEGIN` initie un bloc de transaction, c'est-à-dire que toutes les instructions apparaissant après la commande `BEGIN` sont exécutées dans une seule transaction jusqu'à ce qu'un COMMIT ou ROLLBACK explicite soit exécuté. Par défaut (sans `BEGIN`), PostgreSQL exécute les transactions en mode « autocommit », c'est-à-dire que chaque instruction est exécutée dans sa propre transaction et une validation (commit) est traitée implicitement à la fin de l'instruction (si l'exécution a réussi, sinon une annulation est exécutée).

Les instructions sont exécutées plus rapidement dans un bloc de transaction parce que la séquence début/validation de transaction demande une activité significative du CPU et du disque. L'exécution de plusieurs instructions dans une transaction est aussi utile pour s'assurer d'une cohérence lors de la réalisation de certains modifications liées : les autres sessions ne voient pas les états intermédiaires tant que toutes les mises à jour ne sont pas réalisées.

Si le niveau d'isolation, le mode lecture/écriture ou le mode différable sont spécifiés, la nouvelle transaction possède ces caractéristiques, comme si SET TRANSACTION était exécutée.

Paramètres

`WORK`
`TRANSACTION`

Mots clés optionnels. Ils n'ont pas d'effet.

SET TRANSACTION présente la signification des autres paramètres de cette instruction.

Notes

START TRANSACTION a la même fonctionnalité que `BEGIN`.

COMMIT ou ROLLBACK sont utilisés pour terminer un bloc de transaction.

Lancer `BEGIN` en étant déjà dans un bloc de transaction provoque l'apparition d'un message d'avertissement, mais l'état de la transaction n'en est pas affecté. Pour intégrer des transactions à l'intérieur d'un bloc de transaction, les points de sauvegarde sont utilisés (voir SAVEPOINT).

Pour des raisons de compatibilité descendante, les virgules entre chaque *`mode_transaction`* peuvent être omises.

Exemples

Commencer un bloc de transaction :

```
BEGIN;
```

Compatibilité

`BEGIN`, qui est une extension PostgreSQL, est équivalent à la commande START TRANSACTION du standard SQL. La page de référence de cette commande contient des informations de compatibilité supplémentaires.

L'option `DEFERRABLE` de *`transaction_mode`* est une extension de PostgreSQL.

Le mot clé `BEGIN` est utilisé dans un but différent en SQL embarqué. La sémantique de la transaction doit être étudiée avec précaution lors du portage d'applications.

Voir aussi

COMMIT, ROLLBACK, START TRANSACTION, SAVEPOINT

CALL

CALL — Exécuter une procédure

Synopsis

```
CALL nom ( [ argument ] [, ...] )
```

Description

`CALL` exécute une procédure.

Si la procédure a des arguments en sortie, alors une ligne de résultat sera retournée, contenant les valeurs de ces paramètres.

Paramètres

nom

Le nom (potientiellement qualifié du schéma) de la procédure.

argument

Un argument en entrée pour l'appel de la procédure. Voir Section 4.3 pour la totalité des détails sur la syntaxe d'appel des fonctions et procédures, incluant l'utilisation de paramètres nommés.

Notes

L'utilisateur doit avoir le droit `EXECUTE` sur la procédure pour être autorisé à l'exécuter.

Pour appeler une fonction (pas une procédure), utilisez `SELECT` à la place.

Si `CALL` est exécuté dans un bloc de transaction, alors la procédure appelée ne peut pas exécuter d'ordre de contrôle de transaction. Les ordres de contrôle de transaction ne sont autorisés que si `CALL` est exécuté dans sa propre transaction.

PL/pgSQL gère différemment des paramètres en sortie dans les commandes `CALL` ; voir Section 43.6.3.

Exemples

```
CALL faire_maintenance_bd();
```

Compatibilité

`CALL` est conforme au standard SQL.

Voir aussi

CREATE PROCEDURE

CHECKPOINT

CHECKPOINT — Forcer un point de vérification dans le journal des transactions

Synopsis

```
CHECKPOINT
```

Description

Un point de vérification est un point dans la séquence du journal des transactions pour lequel tous les fichiers de données ont été mis à jour pour refléter l'information des journaux. Tous les fichiers de données sont écrits sur le disque. Il convient de se référer à Chapitre 30 pour plus d'informations sur ce qui se produit lors d'un checkpoint.

La commande `CHECKPOINT` force un checkpoint immédiat, sans attendre le CHECKPOINT régulier planifié par le système et contrôlé par le paramètre Section 19.5.2. `CHECKPOINT` n'est généralement pas utilisé en temps normal.

S'il est exécuté durant une restauration, la commande `CHECKPOINT` forcera un point de redémarrage (voir Section 30.4) plutôt que l'écriture d'un nouveau point de vérification.

Seuls les superutilisateurs peuvent appeler `CHECKPOINT`.

Compatibilité

La commande `CHECKPOINT` est une extension PostgreSQL.

CLOSE

CLOSE — Fermer un curseur

Synopsis

```
CLOSE { nom | ALL }
```

Description

`CLOSE` libère les ressources associées à un curseur ouvert. Une fois le curseur fermé, aucune opération n'est autorisée sur celui-ci. Un curseur doit être fermé lorsqu'il n'est plus nécessaire.

Tout curseur volatil ouvert (NDT : On parle en anglais de `non-holdable cursor`, soit un curseur qui ne perdure pas au-delà de la transaction qui l'a créé) est fermé implicitement lorsqu'une transaction est terminée avec `COMMIT` ou `ROLLBACK`. Un curseur persistant (NDT : `holdable cursor` en anglais, ou curseur qui perdure au-delà de la transaction initiale) est implicitement fermé si la transaction qui l'a créé est annulée via `ROLLBACK`. Si cette transaction est validée (avec succès), ce curseur reste ouvert jusqu'à ce qu'une commande `CLOSE` explicite soit lancée ou jusqu'à la déconnexion du client.

Paramètres

name

Le nom du curseur ouvert à fermer.

`ALL`

Ferme tous les curseurs ouverts.

Notes

PostgreSQL ne possède pas d'instruction explicite d'ouverture (`OPEN`) de curseur ; un curseur est considéré ouvert à sa déclaration. Un curseur est déclaré à l'aide de l'instruction DECLARE.

Vous pouvez voir tous les curseurs disponibles en exécutant une requête sur la vue système `pg_cursors`.

Si un curseur est fermé après un point de sauvegarde qui est annulé par la suite, la commande `CLOSE` n'est pas annulée ; autrement dit, le curseur reste fermé.

Exemples

Fermer le curseur `liahona` :

```
CLOSE liahona;
```

Compatibilité

`CLOSE` est totalement conforme au standard SQL. `CLOSE ALL` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

DECLARE, FETCH, MOVE

CLUSTER

CLUSTER — Réorganiser une table en fonction d'un index

Synopsis

```
CLUSTER [VERBOSE] nom_table [ USING nom_index ]
CLUSTER [VERBOSE]
```

Description

`CLUSTER` réorganise (groupe) la table *`nom_table`* en fonction de l'index *`nom_index`*. L'index doit avoir été préalablement défini sur *`nom_table`*.

Une table réorganisée est physiquement réordonnée en fonction des informations de l'index. Ce regroupement est une opération ponctuelle : les actualisations ultérieures ne sont pas réorganisées. C'est-à-dire qu'aucune tentative n'est réalisée pour stocker les lignes nouvelles ou actualisées d'après l'ordre de l'index. (Une réorganisation périodique peut être obtenue en relançant la commande aussi souvent que souhaité. De plus, configurer le paramètre `FILLFACTOR` à moins de 100% peut aider à préserver l'ordre du cluster lors des mises à jour car les lignes mises à jour sont conservées dans la même page si suffisamment d'espace est disponible ici.)

Quand une table est réorganisée, PostgreSQL enregistre l'index utilisé à cet effet. La forme `CLUSTER` *`nom_table`* réorganise la table en utilisant le même index qu'auparavant. Vous pouvez aussi utiliser les formes `CLUSTER` ou `SET WITHOUT CLUSTER` de ALTER TABLE pour initialiser l'index de façon à ce qu'il soit intégré aux prochaines opérations cluster ou pour supprimer tout précédent paramètre.

`CLUSTER`, sans paramètre, réorganise toutes les tables de la base de données courante qui ont déjà été réorganisées et dont l'utilisateur est propriétaire, ou toutes les tables s'il s'agit d'un superutilisateur. Cette forme de `CLUSTER` ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'une transaction.

Quand une table est en cours de réorganisation, un verrou `ACCESS EXCLUSIVE` est acquis. Cela empêche toute opération sur la table (à la fois en lecture et en écriture) pendant l'exécution de `CLUSTER`.

Paramètres

`nom_table`

Le nom d'une table (éventuellement qualifié du nom du schéma).

`nom_index`

Le nom d'un index.

`VERBOSE`

Affiche la progression pour chaque table traitée.

Notes

Lorsque les lignes d'une table sont accédées aléatoirement et unitairement, l'ordre réel des données dans la table n'a que peu d'importance. Toutefois, si certaines données sont plus accédées que d'autres, et qu'un index les regroupe, l'utilisation de `CLUSTER` peut s'avérer bénéfique. Si une requête porte

sur un ensemble de valeurs indexées ou sur une seule valeur pour laquelle plusieurs lignes de la table correspondent, `CLUSTER` est utile. En effet, lorsque l'index identifie la page de la table pour la première ligne correspondante, toutes les autres lignes correspondantes sont déjà probablement sur la même page de table, ce qui diminue les accès disque et accélère la requête.

`CLUSTER` peut trier de nouveau en utilisant soit un parcours de l'index spécifié soit (si l'index est un Btree) un parcours séquentiel suivi d'un tri. Il choisira la méthode qui lui semble la plus rapide, en se basant sur les paramètres de coût du planificateur et sur les statistiques disponibles.

Quand un parcours d'index est utilisé, une copie temporaire de la table est créée. Elle contient les données de la table dans l'ordre de l'index. Des copies temporaires de chaque index sur la table sont aussi créées. Du coup, vous devez disposer d'un espace libre sur le disque d'une taille au moins égale à la somme de la taille de la table et des index.

Quand un parcours séquentiel suivi d'un tri est utilisé, un fichier de tri temporaire est aussi créé. Donc l'espace temporaire requis correspond à au maximum le double de la taille de la table et des index. Cette méthode est généralement plus rapide que le parcours d'index mais si le besoin en espace disque est trop important, vous pouvez désactiver ce choix en désactivant temporairement enable_sort (`off`).

Il est conseillé de configurer maintenance_work_mem à une valeur suffisamment large (mais pas plus importante que la quantité de mémoire que vous pouvez dédier à l'opération `CLUSTER`) avant de lancer la commande.

Puisque le planificateur enregistre les statistiques d'ordonnancement des tables, il est conseillé de lancer ANALYZE sur la table nouvellement réorganisée. Dans le cas contraire, les plans de requêtes peuvent être mal choisis par le planificateur.

Comme `CLUSTER` se rappelle les index utilisés pour cette opération, un utilisateur peut exécuter manuellement des commandes `CLUSTER` une première fois, puis configurer un script de maintenance périodique qui n'exécutera qu'un `CLUSTER` sans paramètres, pour que les tables soient fréquemment triées physiquement.

Exemples

Réorganiser la table `employes` sur la base de son index `employes_ind` :

```
CLUSTER employes ON employes_ind;
```

Réorganiser la relation `employes` en utilisant le même index que précédemment :

```
CLUSTER employes;
```

Réorganiser toutes les tables de la base de données qui ont déjà été préalablement réorganisées :

```
CLUSTER;
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `CLUSTER` dans le standard SQL.

La syntaxe

```
CLUSTER nom_index ON nom_table
```

est aussi supportée pour la compatibilité avec les versions de PostgreSQL antérieures à la 8.3.

Voir aussi

clusterdb

COMMENT

COMMENT — Définir ou modifier le commentaire associé à un objet

Synopsis

```
COMMENT ON
{
  ACCESS METHOD nom_objet |
  AGGREGATE nom_agrégat ( signature_agrégat ) |
  CAST (type_source AS type_cible) |
  COLLATION nom_objet |
  COLUMN nom_relation.nom_colonne |
  CONSTRAINT nom_contrainte ON nom_table |
  CONSTRAINT nom_contrainte ON DOMAIN nom_domaine |
  CONVERSION nom_objet |
  DATABASE nom_objet |
  DOMAIN nom_objet |
  EXTENSION nom_objet |
  EVENT TRIGGER nom_objet |
  FOREIGN DATA WRAPPER nom_objet |
  FOREIGN TABLE nom_objet |
  FUNCTION nom_fonction [ ( [ [ modearg ] [ nomarg ] typearg
 [, ...] ] ) ] |
  INDEX nom_objet |
  LARGE OBJECT oid_large_objet |
  MATERIALIZED VIEW nom_objet |
  OPERATOR op (type_operande1, type_operande2) |
  OPERATOR CLASS nom_objet USING méthode_indexage |
  OPERATOR FAMILY nom_objet USING methode_index |
  POLICY nom_politique ON nom_table |
  PROCEDURE nom_procédure [ ( [ [ modearg ] [ nomarg ] typearg
 [, ...] ] ) ] |
  PUBLICATION nom_objet |
  ROLE nom_objet |
  ROUTINE nom_routine [ ( [ [ modearg ] [ nomarg ] typearg
 [, ...] ] ) ] |
  RULE nom_règle ON nom_table |
  SCHEMA nom_objet |
  SEQUENCE nom_objet |
  SERVER nom_objet |
  STATISTICS nom_objet |
  SUBSCRIPTION nom_objet |
  TABLE nom_objet |
  TABLESPACE nom_objet |
  TEXT SEARCH CONFIGURATION nom_objet |
  TEXT SEARCH DICTIONARY nom_objet |
  TEXT SEARCH PARSER nom_objet |
  TEXT SEARCH TEMPLATE nom_objet |
  TRANSFORM FOR nom_type LANGUAGE nom_langage |
  TRIGGER nom_déclencheur ON nom_table |
  TYPE nom_objet |
  VIEW nom_objet
} IS { texte | NULL }
```

où *signature_agrégat* est :

```
* |
[ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] |
[ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] ] ORDER BY [ mode_arg
 ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ]
```

Description

`COMMENT` stocke un commentaire sur un objet de la base de données.

Seule une chaîne de commentaire est stockée pour chaque objet, donc pour modifier un commentaire, lancer une nouvelle commande `COMMENT` pour le même objet. Pour supprimer un commentaire, écrire un `NULL` à la place dans la chaîne de texte. Les commentaires sont automatiquement supprimées quand leur objet est supprimé.

Un verrou `SHARE UPDATE EXCLUSIVE` est acquis sur l'objet concerné par le commentaire.

Pour la plupart des types d'objet, seul le propriétaire de l'objet peut configurer le commentaire. Les rôles n'ont pas de propriétaires, donc la règle pour `COMMENT ON ROLE` est que vous devez être superutilisateur pour commenter un rôle superutilisateur ou avoir l'attribut `CREATEROLE` pour commenter des rôles standards. De la même façon, les méthodes d'accès n'ont pas encore de propriétaire ; vous devez être superutilisateur pour modifier le commentaire d'une méthode d'accès. Bien sûr, un superutilisateur peut ajouter un commentaire sur n'importe quel objet.

Les commentaires sont visibles avec la famille de commandes `\d`, de psql. D'autres interfaces utilisateur de récupération des commentaires peuvent être construites au-dessus des fonctions intégrées qu'utilise psql, à savoir `obj_description`, `col_description` et `shobj_description`. (Voir Tableau 9.68.)

Paramètres

nom_objet
nom_relation.nom_colonne
nom_agrégat
nom_contrainte
nom_fonction
op
nom_opérateur
nom_politique
nom_procédure
nom_routine
nom_règle
nom_déclencheur

Le nom de l'objet à commenter. Les noms des tables, agrégats, collationnements, conversions, domaines, tables distantes, fonctions, index, opérateurs, classes d'opérateur, familles d'opérateur, procédures, routines, séquences, statistiques, objets de la recherche plein texte, types et vues peuvent être qualifiés du nom du schéma. Lorsque le commentaire est placé sur une colonne, *nom_relation* doit faire référence à une table, une vue, un type composite ou une table distante.

nom_table
nom_domaine

Lors de l'ajout d'un commentaire sur une contrainte, un trigger, une règle ou une politique, ces paramètres spécifient le nom de la table ou du domaine sur lequel cet objet est défini.

type_source

Le nom du type de donnée source du transtypage.

type_cible

Le nom du type de données cible du transtypage.

modearg

Le mode d'un argument de la fonction, de la procédure ou de l'agrégat : `IN`, `OUT`, `INOUT` ou `VARIADIC`. En cas d'omission, la valeur par défaut est `IN`. `COMMENT` ne tient pas compte, à l'heure actuelle, des arguments `OUT` car seuls ceux en entrée sont nécessaires pour déterminer l'identité de la fonction. Lister les arguments `IN`, `INOUT` et `VARIADIC` est ainsi suffisant.

nomarg

Le nom d'un argument de la fonction, de la procédure ou de l'agrégat. `COMMENT ON FUNCTION` ne tient pas compte, à l'heure actuelle, des noms des arguments, seuls les types de données des arguments étant nécessaires pour déterminer l'identité de la fonction.

typearg

Le type de données d'un argument de la fonction, de la procédure ou de l'agrégat.

oid_objet_large

L'OID de l'objet large.

type_gauche
type_droit

Les types de données des arguments de l'opérateur (avec en option le nom du schéma). Écrire `NONE` pour l'argument manquant d'un opérateur préfixe ou postfixe.

`PROCEDURAL`

Inutilisé.

nom_type

Le nom du type de données de la transformation.

nom_langage

Le nom du langage de la transformation.

texte

Le nouveau commentaire, rédigé sous la forme d'une chaîne littérale.

`NULL`

Écrire `NULL` pour supprimer le commentaire.

Notes

Il n'existe pas de mécanisme de sécurité pour visualiser les commentaires : tout utilisateur connecté à une base de données peut voir les commentaires de tous les objets de la base. Pour les objets partagés comme les bases, les rôles et les tablespaces, les commentaires sont stockées globalement et tout

utilisateur connecté à une base peut voir tous les commentaires pour les objets partagés. Du coup, ne placez pas d'informations critiques pour la sécurité dans vos commentaires.

Exemples

Attacher un commentaire à la table `matable` :

```
COMMENT ON TABLE matable IS 'Ceci est ma table.';
```

Suppression du commentaire précédent :

```
COMMENT ON TABLE matable IS NULL;
```

Quelques exemples supplémentaires :

```
COMMENT ON ACCESS METHOD gin IS 'Méthode d''accès GIN';
COMMENT ON AGGREGATE mon_agregat (double precision) IS 'Calcul
 d''une variance type';
COMMENT ON CAST (text AS int4) IS 'Transtypage de text en int4';
COMMENT ON COLLATION "fr_CA" IS 'Canadian French';
COMMENT ON COLUMN ma_table.ma_colonne IS 'Numéro employé';
COMMENT ON CONVERSION ma_conv IS 'Conversion vers UTF8';
COMMENT ON CONSTRAINT bar_col_cons ON bar IS 'Contrainte sur la
 colonne col';
COMMENT ON CONSTRAINT dom_col_constr ON DOMAIN dom IS 'Contrainte
 sur la colonne du domaine';
COMMENT ON DATABASE ma_base IS 'Base de données de développement';
COMMENT ON DOMAIN mon_domaine IS 'Domaine des adresses de
 courriel';
COMMENT ON EVENT TRIGGER abort_ddl IS 'Annule toutes les commandes
 DDL';
COMMENT ON EXTENSION hstore IS 'implémente le type de données
 hstore';
COMMENT ON FOREIGN DATA WRAPPER mon_wrapper IS 'mon wrapper de
 données distantes';
COMMENT ON FOREIGN TABLE ma_table_distante IS 'Information employés
 dans une autre base';
COMMENT ON FUNCTION ma_fonction (timestamp) IS 'Retourner des
 chiffres romains';
COMMENT ON INDEX mon_index IS 'S'assurer de l'unicité de l'ID de
 l'employé';
COMMENT ON LANGUAGE plpython IS 'Support de Python pour les
 procedures stockées';
COMMENT ON LARGE OBJECT 346344 IS 'Document de planification';
COMMENT ON MATERIALIZED VIEW ma_vuemat IS 'Résumé de l\'historique
 des ordres';
COMMENT ON OPERATOR ^ (text, text) IS 'L\'intersection de deux
 textes';
COMMENT ON OPERATOR - (NONE, integer) IS 'Moins unaire';
COMMENT ON OPERATOR CLASS int4ops USING btree IS 'Opérateurs
 d'entiers sur quatre octets pour les index btrees';
COMMENT ON OPERATOR FAMILY integer_ops USING btree IS 'Tous les
 opérateurs entiers pour les index btree';
COMMENT ON POLICY ma_politique ON ma_table IS 'Filtre des lignes
 par utilisateur';
COMMENT ON PROCEDURE ma_proc (integer, integer) IS 'Lance un
 rapport';
```

```
COMMENT ON PUBLICATION toutes_tables IS 'Publie toutes les
 opérations sur toutes les tables';
COMMENT ON ROLE mon_role IS 'Groupe d'administration pour les
 tables finance';
COMMENT ON ROUTINE ma_routine (integer, integer) IS 'Exécute une
 routine (qui est une fonction ou une procédure)';
COMMENT ON RULE ma_regle ON my_table IS 'Tracer les mises à jour
 des enregistrements d\'employé';
COMMENT ON SCHEMA mon_schema IS 'Données du département';
COMMENT ON SEQUENCE ma_sequence IS 'Utilisé pour engendrer des clés
 primaires';
COMMENT ON SERVER mon_serveur IS 'mon serveur distant';
COMMENT ON STATISTICS mes_statistiques IS 'Améliore les estimations
 de ligne de l''optimiseur';
COMMENT ON SUBSCRIPTION toutes_tables IS 'Souscription pour toutes
 les opérations sur toutes les tables';
COMMENT ON TABLE mon_schema.ma_table IS 'Informations sur les
 employés';
COMMENT ON TABLESPACE mon_tablespace IS 'Tablespace pour les
 index';
COMMENT ON TEXT SEARCH CONFIGURATION my_config IS 'Filtre des mots
 spéciaux';
COMMENT ON TEXT SEARCH DICTIONARY swedish IS 'Stemmer Snowball pour
 le Suédois';
COMMENT ON TEXT SEARCH PARSER my_parser IS 'Divise le texte en
 mot';
COMMENT ON TEXT SEARCH TEMPLATE snowball IS 'Stemmer Snowball';
COMMENT ON TRANSFORM FOR hstore LANGUAGE plpythonu IS
 'Transformation entre hstore et un dictionnaire Python';
COMMENT ON TRIGGER mon_declencheur ON my_table IS 'Utilisé pour
 RI';
COMMENT ON TYPE complex IS 'Type de données pour les nombres
 complexes';
COMMENT ON VIEW ma_vue IS 'Vue des coûts départementaux';
```

Compatibilité

Il n'existe pas de commande `COMMENT` dans le standard SQL.

COMMIT

COMMIT — Valider la transaction en cours

Synopsis

```
COMMIT [ WORK | TRANSACTION ]
```

Description

`COMMIT` valide la transaction en cours. Tout le monde peut désormais voir les modifications réalisées au cours de la transaction. De plus, leur persistance est garantie en cas d'arrêt brutal du serveur.

Paramètres

`WORK`
`TRANSACTION`

Mots clés optionnels et sans effet.

Notes

ROLLBACK est utilisé pour annuler une transaction.

Lancer `COMMIT` à l'extérieur d'une transaction n'a aucune conséquence mais provoque l'affichage d'un message d'avertissement.

Exemples

Valider la transaction courante et rendre toutes les modifications persistantes :

```
COMMIT;
```

Compatibilité

Le standard SQL ne spécifie que les deux formes `COMMIT` et `COMMIT WORK`. Pour le reste, cette commande est totalement conforme.

Voir aussi

BEGIN, ROLLBACK

COMMIT PREPARED

COMMIT PREPARED — Valider une transaction préalablement préparée en vue d'une validation en deux phases

Synopsis

```
COMMIT PREPARED id_transaction
```

Description

`COMMIT PREPARED` valide une transaction préparée.

Paramètres

`id_transaction`

L'identifiant de la transaction à valider.

Notes

Seul l'utilisateur à l'origine de la transaction ou un superutilisateur peut valider une transaction préparée. Il n'est cependant pas nécessaire d'être dans la session qui a initié la transaction.

Cette commande ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transaction. La transaction préparée est validée immédiatement.

Toutes les transactions préparées disponibles sont listées dans la vue système `pg_prepared_xacts`.

Exemples

Valider la transaction identifiée par `foobar` :

```
COMMIT PREPARED 'foobar';
```

Compatibilité

L'instruction `COMMIT PREPARED` est une extension PostgreSQL. Elle est destinée à être utilisée par des systèmes tiers de gestion des transactions, dont le fonctionnement est parfois standardisé (comme X/Open XA), mais la portion SQL de ces systèmes ne respecte pas le standard.

Voir aussi

PREPARE TRANSACTION, ROLLBACK PREPARED

COPY

COPY — Copier des données depuis/vers un fichier vers/depuis une table

Synopsis

```
COPY nom_table [ ( nom_colonne [, ...] ) ]
    FROM { 'nom_fichier' | PROGRAM 'commande' | STDIN }
    [ [ WITH ] ( option [, ...] ) ]

COPY { nom_table [ ( nom_colonne [, ...] ) ] | ( requête ) }
    TO { 'nom_fichier' | PROGRAM 'commande' | STDOUT }
    [ [ WITH ] ( option [, ...] ) ]

où option fait partie
de :

    FORMAT nom_format
    OIDS [ oids ]
    FREEZE [ booléen ]
    DELIMITER 'caractère_délimiteur'
    NULL 'chaîne_null'
    HEADER [ booléen ]
    QUOTE 'caractère_guillemet'
    ESCAPE 'caractère_échappement'
    FORCE_QUOTE { ( nom_colonne [, ...] ) | * }
    FORCE_NOT_NULL ( nom_colonne [, ...] )
    FORCE_NULL ( nom_colonne [, ...] )
    ENCODING 'nom_encodage'
```

Description

`COPY` transfère des données entre les tables de PostgreSQL et les fichiers du système de fichiers standard. `COPY TO` copie le contenu d'une table *vers* un fichier tandis que `COPY FROM` copie des données *depuis* un fichier vers une table (ajoutant les données à celles déjà dans la table). `COPY TO` peut aussi copier le résultat d'une requête `SELECT`.

Si une liste de colonnes est indiquée, `COPY TO` copie seulement les données des colonnes spécifiées dans le fichier. Pour `COPY FROM`, chaque champ du fichier est inséré, dans l'ordre, dans la colonne spécifiée. Les colonnes de la table non spécifiées dans la liste de colonnes de `COPY FROM` recevront leur valeur par défaut.

La commande `COPY` avec un nom de fichier force PostgreSQL à lire ou écrire directement dans un fichier. Il doit être accessible par l'utilisateur PostgreSQL (l'utilisateur exécutant le serveur) et le nom doit être spécifié du point de vue du serveur. Quand `PROGRAM` est indiqué, le serveur exécute la commande donnée, et lit la sortie standard du programme ou écrit dans l'entrée standard du programme. La commande doit être spécifiée du point de vue du serveur, et être exécutable par l'utilisateur PostgreSQL. Si `STDIN` ou `STDOUT` est indiqué, les données sont transmises au travers de la connexion entre le client et le serveur.

Paramètres

nom_table

Le nom de la table (éventuellement qualifié du nom du schéma).

nom_colonne

Une liste optionnelle de colonnes à copier. Sans précision, toutes les colonnes de la table seront copiées.

requête

Une commande SELECT, VALUES, INSERT, UPDATE ou DELETE dont les résultats sont à copier. Notez que des parenthèses sont requises autour de la requête.

Pour les requêtes `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE`, une clause RETURNING doit être fournie, et la relation cible ne doit avoir ni règle conditionnelle, ni règle `ALSO`, ni règle `INSTEAD` qui ajoute plusieurs requêtes.

nom_fichier

Le chemin vers le fichier en entrée ou en sortie. Un nom de fichier en entrée peut avoir un chemin absolu ou relatif mais un nom de fichier en sortie doit absolument avoir un chemin absolu. Les utilisateurs Windows peuvent avoir besoin d'utiliser la syntaxe `E''` et de doubler tous les antislashs utilisés dans le nom du chemin.

`PROGRAM`

Une commande à exécuter. Avec `COPY FROM`, l'entrée est lue de la sortie standard de la commande alors qu'avec `COPY TO`, la sortie est écrite dans l'entrée standard de la commande.

Notez que la commande est appelée par le shell. Si vous avez besoin de passer à la commande shell des arguments qui viennent d'une source sans confiance, vous devez faire particulièrement attention à supprimer ou échapper tous les caractères spéciaux qui pourraient avoir une signification particulière pour le shell. Pour des raisons de sécurité, il est préférable d'utiliser une chaîne de commande fixe ou, tout du moins, d'éviter de lui passer une entrée utilisateurq.

`STDIN`

Les données en entrée proviennent de l'application cliente.

`STDOUT`

Les données en sortie vont sur l'application cliente.

boolean

Spécifie si l'option sélectionnée doit être activée ou non. Vous pouvez écrire `TRUE`, `ON` ou `1` pour activer l'option, et `FALSE`, `OFF` ou `0` pour la désactiver. La valeur *`boolean`* peut aussi être omise, auquel cas la valeur `TRUE` est prise en compte.

`FORMAT`

Sélectionne le format des données pour la lecture ou l'écriture : `text`, `csv` (valeurs séparées par des virgules), ou `binary`. la valeur par défaut est `text`.

`OIDS`

Copie l'OID de chaque ligne. Une erreur est rapportée si `OIDS` est utilisé pour une table qui ne possède pas d'OID, ou dans le cas de la copie du résultat d'une *`requête`*.

FREEZE

Demande la copie des données dans des lignes déjà gelées (donc dans le même état qu'après un VACUUM FREEZE). Ceci est une option de performance pour un chargement initial des données. Les lignes seront gelées seulement si la table en cours de chargement a été créée ou tronquée dans la même sous-transaction, qu'il n'y a pas de curseurs ouverts ou d'anciennes images de la base de données détenus par cette transaction. Il n'est actuellement pas possible de réaliser un COPY FREEZE sur une table partitionnée.

Notez que toutes les autres sessions seront immédiatement capables de voir les données une fois qu'elles auront été chargées. Ceci viole les règles habituelles de la visibilité d'après MVCC. Les utilisateurs intéressées par cette option doivent être conscients des problèmes potentiels que cela peut poser.

DELIMITER

Spécifie le caractère qui sépare les colonnes sur chaque ligne du fichier. La valeur par défaut est une tabulation dans le format texte et une virgule dans le format CSV. Il doit être un seul caractère sur un seul octet. Cette option n'est pas autorisée lors de l'utilisation du format binary.

NULL

Spécifie la chaîne qui représente une valeur NULL. La valeur par défaut est \N (antislash-N) dans le format texte et une chaîne vide sans guillemets dans le format CSV. Vous pouvez préférer une chaîne vide même dans le format texte pour les cas où vous ne voulez pas distinguer les valeurs NULL des chaînes vides. Cette option n'est pas autorisée lors de l'utilisation du format binary.

> **Note**
>
> Lors de l'utilisation de COPY FROM, tout élément de données qui correspond à cette chaîne est stocké comme valeur NULL. Il est donc utile de s'assurer que c'est la même chaîne que celle précisée pour le COPY TO qui est utilisée.

HEADER

Le fichier contient une ligne d'en-tête avec les noms de chaque colonne. En sortie, la première ligne contient les noms de colonne de la table. En entrée, elle est ignorée. Cette option n'est autorisée que lors de l'utilisation du format CSV.

QUOTE

Spécifie le caractère guillemet à utiliser lorsqu'une valeur doit être entre guillemets. Par défaut, il s'agit du guillemet double. Cela doit de toute façon être un seul caractère sur un seul octet. Cette option n'est autorisée que lors de l'utilisation du format CSV.

ESCAPE

Spécifie le caractère qui doit apparaître avant un caractère de données qui correspond à la valeur QUOTE. La valeur par défaut est la même que la valeur QUOTE (du coup, le caractère guillemet est doublé s'il apparaît dans les données). Cela doit être un seul caractère codé en un seul octet. Cette option n'est autorisée que lors de l'utilisation du format CSV.

FORCE_QUOTE

Force l'utilisation des guillemets pour toutes les valeurs non NULL dans chaque colonne spécifiée. La sortie NULL n'est jamais entre guillemets. Si * est indiqué, les valeurs non NULL seront entre guillemets pour toutes les colonnes. Cette option est seulement autorisée avec COPY TO et seulement quand le format CSV est utilisé.

`FORCE_NOT_NULL`

Ne fait pas correspondre les valeurs des colonnes spécifiées avec la chaîne nulle. Dans le cas par défaut où la chaîne nulle est vide, cela signifie que les valeurs vides seront lues comme des chaînes de longueur nulle plutôt que comme des NULL, même si elles ne sont pas entre guillemets. Cette option est seulement autorisée avec `COPY FROM` et seulement quand le format `CSV` est utilisé.

`FORCE_NULL`

Essaie d'établir une correspondance entre les valeurs des colonnes spécifiées avec la chaîne NULL, même si elle est entre guillemets. Si une correspondance est trouvée, configure la valeur à `NULL`. Dans le cas par défaut où la chaîne NULL est vide, cela convertit une chaîne vide entre guillemets en valeur NULL. Cette option est uniquement autorisée avec `COPY FROM`, et seulement avec le format `CSV`.

`ENCODING`

Spécifie que le fichier est dans l'encodage *`nom_encodage`*. Si cette option est omis, l'encodage client par défaut est utilisé. Voir la partie Notes ci-dessous pour plus de détails.

Affichage

En cas de succès, une commande `COPY` renvoie une balise de la forme

`COPY` *`nombre`*

Le *`nombre`* correspond au nombre de lignes copiées.

> **Note**
>
> psql affichera cette balise de commande seulement si la commande n'est pas `COPY ... TO STDOUT` ou son équivalent sous psql (la méta-commande `\copy ... to stdout`). Ceci a pour but d'empêcher toute confusion entre la balise de commande et les données affichées.

Notes

`COPY TO` ne peut être utilisé qu'avec des tables réelles, pas avec des vues, et ne peut pas copier les lignes des tables enfants ou des partitions enfants. Par exemple, `COPY` *`table`* `TO` copie les mêmes lignes que `SELECT * FROM ONLY` *`table`*. La syntaxe `COPY (SELECT * FROM` *`table`*`) TO ...` peut être utilisé pour sauvegarder toutes les lignes dans une hiérarchie d'héritage, dans une table partitionnée, ou une vue.

`COPY FROM` peut être utilisée avec une table standard et avec des vues ayant des déclencheurs `INSTEAD OF INSERT`.

Le droit SELECT est requis sur la table dont les valeurs sont lues par `COPY TO` et le droit INSERT sur la table dont les valeurs sont insérées par `COPY FROM`. Il est suffisant d'avoir des droits sur les colonnes listées dans la commande.

Si la sécurité de niveau ligne est activée pour la table, les politiques `SELECT` associées seront exécutées pour les instructions `COPY` *`table`* `TO`. Actuellement, `COPY FROM` n'est pas supporté pour les tables ayant une sécurité au niveau ligne. Utilisez les instructions `INSERT` équivalentes à la place.

Les fichiers nommés dans une commande `COPY` sont lus ou écrits directement par le serveur, non par l'application cliente. De ce fait, la machine hébergeant le serveur de bases de données doit les héberger ou pouvoir y accéder. L'utilisateur PostgreSQL (l'identifiant de l'utilisateur qui exécute

le serveur), et non pas le client, doit pouvoir y accéder et les lire ou les modifier. De la même façon, la commande qui utilise PROGRAM est exécutée directement par le serveur, et non pas par l'application cliente. Elle doit être exécutable par l'utilisateur PostgreSQL. L'utilisation de COPY avec un fichier n'est autorisé qu'aux superutilisateurs de la base de données ou aux utilisateurs membres des rôles par défaut pg_read_server_files, pg_write_server_files ou pg_execute_server_program car COPY autorise la lecture et l'écriture de tout fichier accessible au serveur.

Il ne faut pas confondre COPY et l'instruction \copy de psql. \copy appelle COPY FROM STDIN ou COPY TO STDOUT, puis lit/stocke les données dans un fichier accessible au client psql. L'accès au fichier et les droits d'accès dépendent alors du client et non du serveur.

Il est recommandé que le chemin absolu du fichier utilisé dans COPY soit toujours précisé. Ceci est assuré par le serveur dans le cas d'un COPY TO mais, pour les COPY FROM, il est possible de lire un fichier spécifié par un chemin relatif. Le chemin est interprété relativement au répertoire de travail du processus serveur (habituellement dans le répertoire des données), pas par rapport au répertoire de travail du client.

Exécuter une commande avec PROGRAM peut être restreint par des mécanismes de contrôle d'accès du système d'exploitation, comme par exemple SELinux.

COPY FROM appelle tous les déclencheurs et contraintes de vérification sur la table de destination, mais pas les règles.

Pour les colonnes d'identité, la commande COPY FROM écrira toujours les valeurs des colonnes fournies dans les données en entrée, comme l'option INSERT pour OVERRIDING SYSTEM VALUE.

L'entrée et la sortie de COPY sont sensibles à datestyle. Pour assurer la portabilité vers d'autres installations de PostgreSQL qui éventuellement utilisent des paramétrages datestyle différents de ceux par défaut, il est préférable de configurer datestyle en ISO avant d'utiliser COPY TO. Éviter d'exporter les données avec le IntervalStyle configuré à sql_standard est aussi une bonne idée car les valeurs négatives d'intervalles pourraient être mal interprétées par un serveur qui a une autre configuration pour IntervalStyle.

Les données en entrée sont interprétées suivant la clause ENCODING ou suivant l'encodage actuel du client. Les données en sortie sont codées suivant la clause ENCODING ou suivant l'encodage actuel du client. Ceci est valable même si les données ne passent pas par le client, c'est-à-dire si elles sont lues et écrites directement sur un fichier du serveur.

COPY stoppe l'opération à la première erreur. Si cela ne porte pas à conséquence dans le cas d'un COPY TO, il en va différemment dans le cas d'un COPY FROM. Dans ce cas, la table cible a déjà reçu les lignes précédentes. Ces lignes ne sont ni visibles, ni accessibles, mais occupent de l'espace disque. Il peut en résulter une perte importante d'espace disque si l'échec se produit lors d'une copie volumineuse. L'espace perdu peut alors être récupéré avec la commande VACUUM.

FORCE_NULL et FORCE_NOT_NULL peuvent être utilisés simultanément sur la même colonne. Cela a pour résultat la conversion des chaînes NULL entre guillemets en valeurs NULL et la conversion de chaînes NULL sans guillemets en chaînes vides.

Les données en entrée sont interprétées suivant l'encodage actuel du client et les données en sortie sont encodées suivant l'encodage client même si les données ne passent pas par le client mais sont lues à partir d'un fichier ou écrites dans un fichier.

Formats de fichiers

Format texte

Quand le format text est utilisé, les données sont lues ou écrites dans un fichier texte, chaque ligne correspondant à une ligne de la table. Les colonnes sont séparées, dans une ligne, par le caractère

de délimitation. Les valeurs des colonnes sont des chaînes, engendrées par la fonction de sortie ou utilisables par celle d'entrée, correspondant au type de données des attributs. La chaîne de spécification des valeurs NULL est utilisée en lieu et place des valeurs nulles. `COPY FROM` lève une erreur si une ligne du fichier ne contient pas le nombre de colonnes attendues. Si `OIDS` est précisé, l'OID est lu ou écrit dans la première colonne, avant celles des données utilisateur.

La fin des données peut être représentée par une ligne ne contenant qu'un antislash et un point (`\.`). Ce marqueur de fin de données n'est pas nécessaire lors de la lecture d'un fichier, la fin du fichier tenant ce rôle. Il n'est réellement nécessaire que lors d'une copie de données vers ou depuis une application cliente qui utilise un protocole client antérieur au 3.0.

Les caractères antislash (`\`) peuvent être utilisés dans les données de `COPY` pour échapper les caractères qui, sans cela, seraient considérés comme des délimiteurs de ligne ou de colonne. Les caractères suivants, en particulier, *doivent* être précédés d'un antislash s'ils apparaissent dans la valeur d'une colonne : l'antislash lui-même, le saut de ligne, le retour chariot et le délimiteur courant.

La chaîne NULL spécifiée est envoyée par `COPY TO` sans ajout d'antislash ; au contraire, `COPY FROM` teste l'entrée au regard de la chaîne NULL avant la suppression des antislash. Ainsi, une chaîne NULL telle que `\N` ne peut pas être confondue avec la valeur de donnée réelle `\N` (représentée dans ce cas par `\\N`).

Les séquences spéciales suivantes sont reconnues par `COPY FROM` :

Séquence	**Représente**
`\b`	Retour arrière (*backspace*) (ASCII 8)
`\f`	Retour chariot (ASCII 12)
`\n`	Nouvelle ligne (ASCII 10)
`\r`	Retour chariot (ASCII 13)
`\t`	Tabulation (ASCII 9)
`\v`	Tabulation verticale (ASCII 11)
`\`*`chiffres`*	Antislash suivi d'un à trois chiffres en octal représente l'octet qui possède ce code numérique
`\x`*`digits`*	Antislash `x` suivi d'un ou deux chiffres hexadécimaux représente l'octet qui possède ce code numérique

Actuellement, `COPY TO` n'émet pas de séquence octale ou hexadécimale mais utilise les autres séquences listées ci-dessus pour les caractères de contrôle.

Tout autre caractère précédé d'un antislash se représente lui-même. Cependant, il faut faire attention à ne pas ajouter d'antislash qui ne soit pas absolument nécessaire afin d'éviter le risque d'obtenir accidentellement une correspondance avec le marqueur de fin de données (`\.`) ou la chaîne NULL (`\N` par défaut) ; ces chaînes sont reconnues avant tout traitement des antislashs.

Il est fortement recommandé que les applications qui engendrent des données `COPY` convertissent les données de nouvelle ligne et de retour chariot par les séquences respectives `\n` et `\r`. A l'heure actuelle, il est possible de représenter un retour chariot par un antislash et un retour chariot, et une nouvelle ligne par un antislash et une nouvelle ligne. Cependant, il n'est pas certain que ces représentations soient encore acceptées dans les prochaines versions. Celles-ci sont, de plus, extrêmement sensibles à la corruption si le fichier de `COPY` est transféré sur d'autres plateformes (d'un Unix vers un Windows ou inversement, par exemple).

Toutes les séquences d'antislash sont interprétées après la conversion d'encodage. Les octets indiquées avec des séquences d'encodage octales et hexadécimales doivent former des caractères valides dans l'encodage de la base.

`COPY TO` termine chaque ligne par une nouvelle ligne de style Unix (« `\n` »). Les serveurs fonctionnant sous Microsoft Windows engendrent un retour chariot/nouvelle ligne (« `\r\n` »), mais

uniquement lorsque les données engendrées par COPY sont envoyées dans un fichier sur le serveur. Pour des raisons de cohérence entre les plateformes, COPY TO STDOUT envoie toujours « \n » quelque soit la plateforme du serveur. COPY FROM sait gérer les lignes terminant par une nouvelle ligne, un retour chariot ou un retour chariot suivi d'une nouvelle ligne. Afin de réduire les risques d'erreurs engendrées par des nouvelles lignes ou des retours chariot non précédés d'antislash, considéré de fait comme des données, COPY FROM émet un avertissement si les fins de lignes ne sont pas toutes identiques.

Format CSV

Ce format est utilisé pour importer et exporter des données au format de fichier CSV (acronyme de *Comma Separated Value*, littéralement valeurs séparées par des virgules). Ce format est utilisé par un grand nombre de programmes, tels les tableurs. À la place des règles d'échappement utilisées par le format texte standard de PostgreSQL, il produit et reconnaît le mécanisme d'échappement habituel de CSV.

Les valeurs de chaque enregistrement sont séparées par le caractère DELIMITER. Si la valeur contient ce caractère, le caractère QUOTE, la chaîne NULL, un retour chariot ou un saut de ligne, la valeur complète est préfixée et suffixée par le caractère QUOTE. De plus, toute occurrence du caractère QUOTE ou du caractère ESCAPE est précédée du caractère d'échappement. FORCE QUOTE peut également être utilisé pour forcer les guillemets lors de l'affichage de valeur non-NULL dans des colonnes spécifiques.

Le format CSV n'a pas de façon standard de distinguer une valeur NULL d'une chaîne vide. La commande COPY de PostgreSQL gère cela avec les guillemets. Un NULL est affiché suivant le paramètre NULL et n'est pas entre guillemets, alors qu'une valeur non NULL correspondant au paramètre NULL est entre guillemets. Par exemple, avec la configuration par défaut, un NULL est écrit avec la chaîne vide sans guillemets alors qu'une chaîne vide est écrit avec des guillemets doubles (""). La lecture des valeurs suit des règles similaires. Vous pouvez utiliser FORCE NOT NULL pour empêcher les comparaisons d'entrée NULL pour des colonnes spécifiques. Vous pouvez aussi utiliser FORCE_NULL pour convertir des valeurs de chaînes NULL entre guillemets en NULL.

L'antislash n'est pas un caractère spécial dans le format CSV. De ce fait, le marqueur de fin de données, \., peut apparaître dans les donnée. Afin d'éviter toute mauvaise interprétation, une valeur \. qui apparaît seule sur une ligne est automatiquement placée entre guillemets en sortie. En entrée, si elle est entre guillemets, elle n'est pas interprétée comme un marqueur de fin de données. Lors du chargement d'un fichier qui ne contient qu'une colonne, dont les valeurs ne sont pas placées entre guillemets, créé par une autre application, qui contient une valeur \., il est nécessaire de placer cette valeur entre guillemets.

> **Note**
>
> Dans le format CSV, tous les caractères sont significatifs. Une valeur entre guillemets entourée d'espaces ou de tout autre caractère différent de DELIMITER inclut ces caractères. Cela peut être source d'erreurs en cas d'import de données à partir d'un système qui complète les lignes CSV avec des espaces fines pour atteindre une longueur fixée. Dans ce cas, il est nécessaire de pré-traiter le fichier CSV afin de supprimer les espaces de complètement avant d'insérer les données dans PostgreSQL.

> **Note**
>
> Le format CSV sait reconnaître et produire des fichiers CSV dont les valeurs entre guillemets contiennent des retours chariot et des sauts de ligne. De ce fait, les fichiers ne contiennent pas strictement une ligne par ligne de table comme les fichiers du format texte.

> **Note**
>
> Beaucoup de programmes produisent des fichiers CSV étranges et parfois pervers ; le format de fichier est donc plus une convention qu'un standard. Il est alors possible de rencontrer des fichiers que ce mécanisme ne sait pas importer. De plus, `COPY` peut produire des fichiers inutilisables par d'autres programmes.

Format binaire

Le format `binary` fait que toutes les données sont stockées/lues au format binaire plutôt que texte. Il est un peu plus rapide que les formats texte et `CSV` mais un fichier au format binaire est moins portable suivant les architectures des machines et les versions de PostgreSQL. De plus, le format binaire est très spécifique au type des données ; par exemple, un export de données binaires d'une colonne `smallint` ne pourra pas être importé dans une colonne `integer`, même si cela aurait fonctionné dans le format texte.

Le format de fichier `binary` consiste en un en-tête de fichier, zéro ou plusieurs lignes contenant les données de la ligne et un bas-de-page du fichier. Les en-têtes et les données sont dans l'ordre réseau des octets.

> **Note**
>
> Les versions de PostgreSQL antérieures à la 7.4 utilisaient un format de fichier binaire différent.

Entête du fichier

L'en-tête du fichier est constitutée de 15 octets de champs fixes, suivis par une aire d'extension de l'en-tête de longueur variable. Les champs fixes sont :

Signature

séquence de 11 octets `PGCOPY\n\377\r\n\0` -- l'octet zéro est une partie obligatoire de la signature. La signature est conçue pour permettre une identification aisée des fichiers qui ont été détériorés par un transfert non respectueux des huit bits. Cette signature est modifiée par les filtres de traduction de fin de ligne, la suppression des octets zéro, la suppression des bits de poids forts ou la modification de la parité.

Champs de commutateurs

masque entier de 32 bits décrivant les aspects importants du format de fichier. Les bits sont numérotés de 0 (LSB, ou *Least Significant Bit*, bit de poids faible) à 31 (MSB, ou *Most Significant Bit*, bit de poids fort). Ce champ est stocké dans l'ordre réseau des octets (l'octet le plus significatif en premier), comme le sont tous les champs entier utilisés dans le format de fichier. Les bits 16 à 31 sont réservés aux problèmes critiques de format de fichier ; tout lecteur devrait annuler l'opération s'il trouve un bit inattendu dans cet ensemble. Les bits 0 à 15 sont réservés pour signaler les problèmes de compatibilité de formats ; un lecteur devrait simplement ignorer les bits inattendus dans cet ensemble. Actuellement, seul un bit est défini, le reste doit être à zéro :

Bit 16

si 1, les OID sont inclus dans la donnée ; si 0, non

Longueur de l'aire d'extension de l'en-tête

entier sur 32 bits, longueur en octets du reste de l'en-tête, octets de stockage de la longueur non-compris. À l'heure actuelle ce champ vaut zéro. La première ligne suit immédiatement. De futures

modifications du format pourraient permettre la présence de données supplémentaires dans l'en-tête. Tout lecteur devrait ignorer silencieusement toute donnée de l'extension de l'en-tête qu'il ne sait pas traitée.

L'aire d'extension de l'en-tête est prévue pour contenir une séquence de morceaux s'auto-identifiant. Le champ de commutateurs n'a pas pour but d'indiquer aux lecteurs ce qui se trouve dans l'aire d'extension. La conception spécifique du contenu de l'extension de l'en-tête est pour une prochaine version.

Cette conception permet l'ajout d'en-têtes compatible (ajout de morceaux d'extension d'en-tête, ou initialisation des octets commutateurs de poids faible) et les modifications non compatibles (initialisation des octets commutateurs de poids fort pour signaler de telles modifications, et ajout des données de support dans l'aire d'extension si nécessaire).

Tuples

Chaque tuple débute par un compteur, entier codé sur 16 bits, représentant le nombre de champs du tuple. (Actuellement, tous les tuples d'une table ont le même compteur, mais il est probable que cela ne soit pas toujours le cas.) On trouve ensuite, répété pour chaque champ du tuple, un mot de 32 bits annonçant le nombre d'octets de stockage de la donnée qui suivent. (Ce mot n'inclut pas sa longueur propre et peut donc être nul.) -1, cas spécial, indique une valeur de champ NULL. Dans ce cas, aucun octet de valeur ne suit.

Il n'y a ni complètement d'alignement ni toute autre donnée supplémentaire entre les champs.

Actuellement, toutes les valeurs d'un fichier d'un format binaire sont supposées être dans un format binaire (code de format). Il est probable qu'une extension future ajoute un champ d'en-tête autorisant la spécification de codes de format par colonne.

La consultation du code source de PostgreSQL, et en particulier les fonctions `*send` et `*recv` associées à chaque type de données de la colonne, permet de déterminer le format binaire approprié à la donnée réelle. Ces fonctions se situent dans le répertoire `src/backend/utils/adt/` des sources.

Lorsque les OID sont inclus dans le fichier, le champ OID suit immédiatement le compteur de champ. C'est un champ normal, à ceci près qu'il n'est pas inclus dans le compteur. En fait, il contient un mot de stockage de la longueur -- ceci permet de faciliter le passage d'OID sur quatre octets aux OID sur huit octets et permet d'afficher les OID comme étant NULL en cas de besoin.

Queue du fichier

La fin du fichier consiste en un entier sur 16 bits contenant -1. Cela permet de le distinguer aisément du compteur de champs d'un tuple.

Il est souhaitable que le lecteur rapporte une erreur si le mot compteur de champ ne vaut ni -1 ni le nombre attendu de colonnes. Cela assure une vérification supplémentaire d'une éventuelle désynchronisation d'avec les données.

Exemples

Copier une table vers le client en utilisant la barre verticale (`|`) comme délimiteur de champ :

```
COPY pays TO STDOUT (DELIMITER '|');
```

Copier des données d'un fichier vers la table `pays` :

```
COPY pays FROM '/usr1/proj/bray/sql/pays_donnees';
```

Pour copier dans un fichier les pays dont le nom commence par 'A' :

```
COPY (SELECT * FROM pays WHERE nom_pays LIKE 'A%') TO '/usr1/proj/
bray/sql/une_liste_de_pays.copy';
```

Pour copier dans un fichier compressé, vous pouvez envoyer la sortie à un programme de compression externe :

```
COPY pays TO PROGRAM 'gzip > /usr1/proj/bray/sql/donnees_pays.gz';
```

Exemple de données convenables pour une copie vers une table depuis `STDIN` :

```
AF      AFGHANISTAN
AL      ALBANIE
DZ      ALGERIE
ZM      ZAMBIE
ZW      ZIMBABWE
```

L'espace sur chaque ligne est en fait un caractère de tabulation.

Les mêmes données, extraites au format binaire. Les données sont affichées après filtrage au travers de l'outil Unix `od -c`. La table a trois colonnes ; la première est de type `char(2)`, la deuxième de type `text` et la troisième de type `integer`. Toutes les lignes ont une valeur NULL sur la troisième colonne.

```
0000000   P   G   C   O   P   Y  \n 377  \r  \n  \0  \0  \0  \0  \0
  \0
0000020  \0  \0  \0  \0 003  \0  \0  \0 002   A   F  \0  \0  \0 013
   A
0000040   F   G   H   A   N   I   S   T   A   N 377 377 377 377  \0
 003
0000060  \0  \0  \0 002   A   L  \0  \0  \0 007   A   L   B   A   N
   I
0000100   E 377 377 377 377  \0 003  \0  \0  \0 002   D   Z  \0  \0
  \0
0000120 007   A   L   G   E   R   I   E 377 377 377 377  \0 003  \0
  \0
0000140  \0 002   Z   M  \0  \0  \0 006   Z   A   M   B   I   E 377
 377
0000160 377 377  \0 003  \0  \0  \0 002   Z   W  \0  \0  \0  \b   Z
   I
0000200   M   B   A   B   W   E 377 377 377 377 377 377
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `COPY` dans le standard SQL.

La syntaxe suivante était utilisée avant PostgreSQL 9.0 et est toujours supportée :

```
COPY nomtable [ ( colonne [, ...] ) ]
    FROM { 'nomfichier' | STDIN }
    [ [ WITH ]
        [ BINARY ]
 [ OIDS ]
 [ DELIMITER [ AS ] 'caractère_délimiteur' ]
```

```
 [ NULL [ AS ] 'chaîne NULL' ]
 [ CSV [ HEADER ]
       [ QUOTE [ AS ] 'caractère_guillemet' ]
       [ ESCAPE [ AS ] 'caractère_échappement' ]
       [ FORCE NOT NULL colonne [, ...] ] ] ]

COPY { nomtable [ ( colonne [, ...] ) ] | ( requête ) }
    TO { 'nomfichier' | STDOUT }
    [ [ WITH ]
        [ BINARY ]
 [ OIDS ]
 [ DELIMITER [ AS ] 'caractère_délimiteur' ]
 [ NULL [ AS ] 'chaîne NULL' ]
 [ CSV [ HEADER ]
       [ QUOTE [ AS ] 'caractère_guillemet' ]
       [ ESCAPE [ AS ] 'caractère_échappement' ]
       [ FORCE QUOTE colonne [, ...] | * } ] ] ]
```

Notez que, dans cette syntaxe, `BINARY` et `CSV` sont traités comme des mots-clés indépendants, pas comme des arguments à l'option `FORMAT`.

La syntaxe suivante, utilisée avant PostgreSQL version 7.3, est toujours supportée :

```
COPY [ BINARY ] nom_table [ WITH OIDS ]
    FROM { 'nom_fichier' | STDIN }
    [ [USING] DELIMITERS 'caractère_délimiteur' ]
    [ WITH NULL AS 'chaîne_null' ]

COPY [ BINARY ] nom_table [ WITH OIDS ]
    TO { 'nom_fichier' | STDOUT }
    [ [USING] DELIMITERS 'caractère_délimiteur' ]
    [ WITH NULL AS 'chaîne_null' ]
```

CREATE ACCESS METHOD

CREATE ACCESS METHOD — Définir une nouvelle méthode d'accès

Synopsis

```
CREATE ACCESS METHOD nom
    TYPE type_methode_access
    HANDLER fonction_handler
```

Description

`CREATE ACCESS METHOD` crée une nouvelle méthode d'accès.

Le nom de la méthode d'accès doit être unique au sein de la base de données.

Seuls les superutilisateurs peuvent définir de nouvelles méthodes d'accès.

Paramètres

nom

Le nom de la méthode d'accès à créer.

type_methode_access

Cette clause spécifie le type de méthode d'accès à définir. `INDEX` est le seul type possible pour l'instant.

fonction_handler

`fonction_handler` est le nom d'une fonction existante (potentiellement qualité par le nom du schéma) représentant la méthode d'accès. La fonction gestionnaire doit être déclarée comme prenant un seul argument de type `internal`, et son type de données en retour dépend du type de la méthode d'accès ; pour les méthodes d'accès `INDEX`, cela doit être `index_am_handler`. L'API niveau C que la fonction gestionnaire doit implémenter varie suivant le type de méthode d'accès. L'API de la méthode d'accès pour les index est décrite dans Chapitre 61.

Exemples

Créer une méthode d'accès d'index `heptree` avec une fonction handler `heptree_handler` :

```
CREATE ACCESS METHOD heptree TYPE INDEX HANDLER heptree_handler;
```

Compatibilité

`CREATE ACCESS METHOD` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

DROP ACCESS METHOD, CREATE OPERATOR CLASS, CREATE OPERATOR FAMILY

CREATE AGGREGATE

CREATE AGGREGATE — Définir une nouvelle fonction d'agrégat

Synopsis

```
+CREATE AGGREGATE nom ( [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_donnees_arg
 [ , ... ] ) (
    SFUNC = sfonc,
    STYPE = type_donnée_état
   [ , SSPACE = taille_donnée_état ]
   [ , FINALFUNC = ffonc ]
   [ , FINALFUNC_EXTRA ]
   [ , FINALFUNC_MODIFY = { READ_ONLY | SHAREABLE | READ_WRITE } ]
   [ , COMBINEFUNC = combinefunc ]
   [ , SERIALFUNC = serialfunc ]
   [ , DESERIALFUNC = deserialfunc ]
   [ , INITCOND = condition_initiale ]
   [ , MSFUNC = msfonc ]
   [ , MINVFUNC = minvfonc ]
   [ , MSTYPE = type_donnée_état_m ]
   [ , MSSPACE = taille_donnée_état_m ]
   [ , MFINALFUNC = mffonc ]
   [ , MFINALFUNC_EXTRA ]
   [ , MFINALFUNC_MODIFY = { READ_ONLY | SHAREABLE |
 READ_WRITE } ]
   [ , MINITCOND = condition_initiale_m ]
   [ , SORTOP = operateur_tri ]
   [ , PARALLEL = { SAFE | RESTRICTED | UNSAFE } ]
   [ , HYPOTHETICAL ]
 )

CREATE AGGREGATE nom ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_donnees_arg
 [ , ... ] ]
                       ORDER BY [ mode_arg ] [ nom_arg
 ] type_donnees_arg [ , ... ] ) (
    SFUNC = sfonc,
    STYPE = type_donnée_état
    [ , SSPACE = taille_donnée_état ]
    [ , FINALFUNC = ffonc ]
    [ , FINALFUNC_EXTRA ]
    [ , FINALFUNC_MODIFY = { READ_ONLY | SHAREABLE | READ_WRITE } ]
    [ , INITCOND = condition_initiale ]
    [ , PARALLEL = { SAFE | RESTRICTED | UNSAFE } ]
)

ou l'ancienne syntaxe

CREATE AGGREGATE nom (
    BASETYPE = type_base,
    SFUNC = sfonc,
    STYPE = type_donnée_état
    [ , SSPACE = taille_donnée_état ]
    [ , FINALFUNC = ffonc ]
    [ , FINALFUNC_EXTRA ]
```

```
    [ , FINALFUNC_MODIFY = { READ_ONLY | SHAREABLE | READ_WRITE } ]
    [ , COMBINEFUNC = combinefunc ]
    [ , SERIALFUNC = serialfunc ]
    [ , DESERIALFUNC = deserialfunc ]
    [ , SERIALTYPE = serialtype ]
    [ , INITCOND = condition_initiale ]
    [ , MSFUNC = sfunc ]
    [ , MINVFUNC = invfunc ]
    [ , MSTYPE = state_data_type ]
    [ , MSSPACE = taille_donnée_état ]
    [ , MFINALFUNC = ffunc ]
    [ , MFINALFUNC_EXTRA ]
    [ , MFINALFUNC_MODIFY = { READ_ONLY | SHAREABLE |
 READ_WRITE } ]
    [ , MINITCOND = condition_initiale ]
    [ , SORTOP = operateur_tri ]
)
```

Description

`CREATE AGGREGATE` définit une nouvelle fonction d'agrégat. Quelques fonctions d'agrégat basiques et largement utilisées sont fournies dans la distribution standard ; elles sont documentées dans le Section 9.20. `CREATE AGGREGATE` est utilisée pour ajouter des fonctionnalités lors de la définition de nouveaux types ou si une fonction d'agrégat n'est pas fournie.

Si un nom de schéma est donné (par exemple, `CREATE AGGREGATE monschema.monagg ...`), alors la fonction d'agrégat est créée dans le schéma précisé. Sinon, elle est créée dans le schéma courant. Ce comportement est identique à la surcharge de noms de fonctions ordinaires (voir CREATE FUNCTION).

Une fonction d'agrégat simple est identifiée par son nom et son (ou ses) types de données en entrée. Deux agrégats dans le même schéma peuvent avoir le même nom s'ils opèrent sur des types différents en entrée. Le nom et le(s) type(s) de données en entrée d'un agrégat doivent aussi être distincts du nom et du type de données de toutes les fonctions ordinaires du même schéma.

Une fonction d'agrégat est réalisée à partir d'une ou deux fonctions ordinaires : une fonction de transition d'état *`sfonc`*, et une fonction de traitement final optionnelle *`ffonc`*. Elles sont utilisées ainsi :

```
sfonc( état-interne, nouvelle-valeur-données ) ---> prochain-état-
interne
  ffonc( état-interne ) ---> valeur-agrégat
```

PostgreSQL crée une variable temporaire de type *`stype`* pour contenir l'état interne courant de l'agrégat. À chaque ligne en entrée, la valeur de l'argument de l'agrégat est calculée et la fonction de transition d'état est appelé avec la valeur d'état courante et la valeur du nouvel argument pour calculer une nouvelle valeur d'état interne. Une fois que toutes les lignes sont traitées, la fonction finale est appelée une seule fois pour calculer la valeur de retour de l'agrégat. S'il n'existe pas de fonction finale, alors la valeur d'état final est retournée en l'état.

Une fonction d'agrégat peut fournir une condition initiale, c'est-à-dire une valeur initiale pour la valeur de l'état interne. Elle est spécifiée et stockée en base comme une valeur de type `text` mais doit être une représentation externe valide d'une constante du type de donnée de la valeur d'état. Si elle n'est pas fournie, la valeur d'état est initialement positionnée à NULL.

Si la fonction de transition d'état est déclarée « strict », alors elle ne peut pas être appelée avec des entrées NULL. Avec une telle fonction de transition, l'exécution d'agrégat se comporte comme suit.

Les lignes avec une valeur NULL en entrée sont ignorées (la fonction n'est pas appelé et la valeur de l'état précédent est conservé). Si la valeur de l'état initial est NULL, alors, à la première ligne sans valeur NULL, la première valeur de l'argument remplace la valeur de l'état, et la fonction de transition est appelée pour chacune des lignes suivantes avec toutes les valeurs non NULL en entrée. Cela est pratique pour implémenter des agrégats comme `max`. Ce comportement n'est possible que quand *`type_donnée_état`* est identique au premier *`type_donnée_argument`*. Lorsque ces types sont différents, une condition initiale non NULL doit être fournie, ou une fonction de transition non stricte utilisée.

Si la fonction de transition d'état n'est pas stricte, alors elle sera appelée sans condition pour chaque ligne en entrée et devra gérer les entrées NULL et les valeurs de transition NULL. Cela permet à l'auteur de l'agrégat d'avoir le contrôle complet sur la gestion des valeurs NULL par l'agrégat.

Si la fonction finale est déclarée « strict », alors elle ne sera pas appelée quand la valeur d'état finale est NULL ; à la place, un résultat NULL sera retourné automatiquement. C'est le comportement normal de fonctions strictes. Dans tous les cas, la fonction finale peut retourner une valeur NULL. Par exemple, la fonction finale pour `avg` renvoie NULL lorsqu'elle n'a aucune lignes en entrée.

Quelque fois, il est utile de déclarer la fonction finale comme ne retournant pas seulement la valeur d'état, mais des paramètres supplémentaires correspondant aux valeurs en entrée de l'agrégat. La raison principale pour faire ainsi est si la fonction finale est polymorphique et que le type de données de la valeur de l'état serait inadéquate pour trouver le type du résultat. Ces paramètres supplémentaires sont toujours passés en tant que valeurs NULL (et donc la fonction finale ne doit pas être stricte quand l'option `FINALFUNC_EXTRA` est utilisée). Néanmoins, ce sont des paramètres valides. Par exemple, la fonction finale pourrait faire usage de `get_fn_expr_argtype` pour identifier le type d'argument réel dans l'appel actuel.

Un agrégat peut accepter en option un *mode d'agrégat glissant*, comme décrit dans Section 38.11.1. Ceci requiert de spécifier les paramètres `MSFUNC`, `MINVFUNC`, et `MSTYPE` et, en option, les paramètres `MSSPACE`, `MFINALFUNC`, `MFINALFUNC_EXTRA`, `MFINALFUNC_MODIFY`, et `MINITCOND`. En dehors de `MINVFUNC`, ces paramètres fonctionnement comme les paramètres d'agrégat simple sans `M` ; ils définissent une implémentation séparée de l'agrégat qui inclut une fonction de transition inverse.

La syntaxe avec `ORDER BY` dans le liste des paramètres crée un type spécial d'agrégat appelé un *agrégat d'ensemble trié*. Si le mot clé `HYPOTHETICAL` est ajouté, un *agrégat d'ensemble hypothétique* est créé. Ces agrégats opèrent sur des groupes de valeurs triées, donc la spécification d'un ordre de tri en entrée est une partie essentiel d'un appel. De plus, ils peuvent avoir des arguments *directs*, qui sont des arguments évalués une fois seulement par agrégat plutôt qu'une fois par ligne en entrée. Les agrégats d'ensemble hypothétique sont une sous-classe des agrégats d'ensemble trié pour lesquels certains des arguments directs doivent correspondre, en nombre et type de données aux colonnes en argument de l'agrégat. Ceci permet aux valeurs de ces arguments directs d'être ajoutées à la collection de lignes en entrée de l'agrégat comme des lignes supplémentaires « hypothétiques ».

Un agrégat peut supporter en option l'*agrégat partiel*, comme décrit dans Section 38.11.4. Ceci requiert la spécification du paramètre `COMBINEFUNC`. Si le paramètre *`state_data_type`* vaut `internal`, il est généralement approprié de fournir les paramètres `SERIALFUNC` et `DESERIALFUNC` pour qu'un agrégat parallèle soit possible. Notez que l'agrégat doit aussi être marqué `PARALLEL SAFE` pour activer l'agrégation parallélisée.

Les agrégats qui se comportent comme `MIN` ou `MAX` peuvent parfois être optimisés en cherchant un index au lieu de parcourir toutes les lignes en entrée. Si un agrégat peut être optimisé, un *opérateur de tri* est spécifié. Dans ce cas, il est nécessaire que l'agrégat fournisse le premier élément dans l'ordre imposé par l'opérateur ; en d'autres mots :

```
SELECT agg(col) FROM tab;
```

doit être équivalent à :

```
SELECT col FROM tab ORDER BY col USING sortop LIMIT 1;
```

On suppose également que l'agrégat ignore les entrées NULL et qu'il fournit un résultat NULL si et seulement s'il n'y a aucune entrée NULL. D'ordinaire, l'opérateur < d'un type de données est le bon opérateur de tri pour MIN et > celui pour MAX. L'optimisation ne prend jamais effet sauf si l'opérateur spécifié est membre de la stratégie « less than » (NdT : plus petit que) ou « greater than » (NdT : plus grand que) d'une classe d'opérateur pour un index B-tree.

Pour pouvoir créer une fonction d'agrégat, vous devez avoir le droit USAGE sur le type des arguments, le type de l'état et le type du code retour. Vous devez aussi voir le droit EXECUTE sur les fonction de support.

Paramètres

nom

Le nom de la fonction d'agrégat à créer (éventuellement qualifié du nom du schéma).

mode_arg

Le mode d'un argument : IN ou VARIADIC. (Les fonctions d'agrégat n'acceptent pas les arguments OUT.) Si le mode est omis, la valeur par défaut est IN. Seul le dernier argument peut être marqué comme VARIADIC.

nom_arg

Le nom d'un argument. Ceci est seulement utile pour de la documentation. S'il est omis, l'argument n'a pas de nom.

type_données_arg

Un type de donnée en entrée sur lequel opère la fonction d'agrégat. Pour créer une fonction d'agrégat sans argument, placez * à la place de la liste des types de données en argument. (la fonction count(*) en est un bon exemple.)

type_base

Dans l'ancienne syntaxe de CREATE AGGREGATE, le type de données en entrée est spécifiée par un paramètre type_base plutôt que d'être écrit à la suite du nom de l'agrégat. Notez que cette syntaxe autorise seulement un paramètre en entrée. Pour définir une fonction d'agrégat sans argument avec cette syntaxe, indiquez seulement un paramètre en entrée. Pour définir une fonction d'agrégat sans argument, utilisez "ANY" (et non pas *) pour le type_base. Les agrégats d'ensemble trié ne peuvent pas être définis avec l'ancienne syntaxe.

sfonc

Le nom de la fonction de transition de l'état à appeler pour chaque ligne en entrée. Pour une fonction d'agrégat simple avec *N* arguments, *sfonc* doit prendre *N*+1 arguments, le premier étant de type *type_données_état* et le reste devant correspondre aux types de données en entrée déclarés pour l'agrégat. La fonction doit renvoyer une valeur de type *type_données_état*. Cette fonction prend la valeur actuelle de l'état et les valeurs actuelles des données en entrée. Elle renvoit la prochaine valeur de l'état.

Pour les agrégats d'ensemble trié (incluant les ensembles hypothétiques), la fonction de transition d'état reçoit seulement la valeur de l'état actuel et les arguments agrégés, pas les arguments directs.

type_donnée_état

Le type de donnée pour la valeur d'état de l'agrégat.

taille_données_état

La taille moyenne approximative (en octets) de la valeur d'état de l'agrégat. Si ce paramètre est omis ou s'il vaut zéro, une estimation par défaut est utilisé en se basant sur *type_données_état*. Le planificateur utilise cette valeur pour estimer la mémoire requise pour une requête d'agrégat par groupe. Le planificateur considérera l'utilisation d'une agrégation par hachage pour une telle requête seulement si la table de hachage est estimée être contenu dans work_mem ; de ce fait, une grosse valeur pour ce paramètre a tendance à diminuer l'utilisation des agrégats par hachage.

ffonc

Le nom de la fonction finale à appeler pour traiter le résultat de l'agrégat une fois que toutes les lignes en entrée ont été parcourues. Pour un agrégat normal, la fonction prend un seul argument de type *type_donnée_état*. Le type de retour de l'agrégat de la fonction est défini comme le type de retour de cette fonction. Si *ffonc* n'est pas spécifiée, alors la valeur d'état finale est utilisée comme résultat de l'agrégat et le type de retour est *type_donnée_état*.

Pour les agrégats d'ensemble trié (incluant les ensembles hypothétiques), la fonction finale reçoit non seulement la valeur de l'état final, mais aussi les valeurs de tous les arguments directs.

Si FINALFUNC_EXTRA est indiqué, en plus de la valeur de l'état final et des arguments directs, la fonction finale reçoit des valeurs NULL supplémentaires correspondant aux arguments agrégés standards de l'agrégat. Ceci est principalement utile pour permettre une bonne résolution du type de données pour le résultat agrégé quand un agrégat polymorphique est en cours de définition.

FINALFUNC_MODIFY = { READ_ONLY | SHAREABLE | READ_WRITE }

Cette option spécifie si la fonction finale est une fonction pure qui ne modifie pas ses arguments. READ_ONLY indique qu'il n'y a pas de modification. Les deux autres valeurs indiquent la valeur d'état de transition pourrait changer. Voir Notes ci-dessous pour plus de détail. La valeur par défaut est READ_ONLY, sauf pour les agrégats à ensemble ordonné dont la valeur par défaut est READ_WRITE.

combinefunc

La fonction *combinefunc* peut être indiquée en option pour permettre à la fonction d'agrégat de supporter l'agrégation partielle. Si elle est fournie, la fonction *combinefunc* doit combiner deux valeurs *state_data_type*, chacune contenant le résultat de l'agrégation sur un certain sous-ensemble des valeurs en entrée pour produire un nouveau *state_data_type* qui représente le résultat de l'agrégation sur les différents ensembles en entrée. Cette fonction peut être vue comme un *sfunc*, où, au lieu d'agir sur une ligne individuelle en entrée et de l'ajouter à l'état de l'agrégat en cours, elle ajoute un autre état d'agrégat à l'état en cours.

La fonction *combinefunc* doit être déclarée comme prenant deux arguments de type *state_data_type* et renvoyant une valeur de type *state_data_type*. En option, cette fonction pourrait être « strict ». Dans ce cas, la fonction ne sera pas appelé quand l'un des états en entrée est null ; l'autre état sera utilisé comme résultat.

Pour les fonctions d'agrégat où *state_data_type* vaut internal, la fonction *combinefunc* ne doit pas être stricte. Dans ce cas, la fonction *combinefunc* doit s'assurer que les états null sont gérés correctement et que l'état à renvoyer est correctement enregistré dans le contexte mémoire de l'agrégat.

serialfunc

Une fonction d'agrégat dont *state_data_type* est internal peut participer à une agrégation en parallèle seulement si elle a une fonction *serialfunc*, qui doit sérialiser l'état d'agrégat en une valeur bytea pour sa transmission à un autre processus. Cette fonction doit prendre un seul argument de type internal et renvoyer le bytea. Une fonction *deserialfunc* correspondante est aussi requise.

deserialfunc

Désérialise un état d'agrégat préalablement sérialisé dans son type *state_data_type*. Cette fonction doit prendre deux arguments de type bytea et internal, et produire un résultat de type internal. (Note : le second argument, de type internal, n'est pas utilisé mais est requis pour des raisons de sécurité.)

condition_initiale

La configuration initiale pour la valeur de l'état. Elle doit être une constante de type chaîne de caractères dans la forme acceptée par le type de données *type_donnée_état*. Si non spécifié, la valeur d'état est initialement positionnée à NULL.

msfonc

Le nom de la fonction de transition d'état à appeler pour chaque ligne en entrée dans le mode d'agrégat en déplacement. Elle est identique à la fonction de transition standard, sauf que son premier argument et son résultat sont de type *type_données_état_m*, qui pourrait être différent de *type_données_état*.

minvfonc

Le nom de la fonction de transition d'état inverse à utiliser dans le mode d'agrégat en déplacement. Cette fonction a les mêmes types d'argument et de résultat que *msfonc*, mais il est utilisé pour supprimer une valeur de l'état courant de l'agrégat, plutôt que pour y ajouter une valeur. La fonction de transition inverse doit avoir le même attribut strict que la fonction de transaction d'état.

type_données_état_m

Le type de données pour la valeur d'état de l'agrégat dans le mode d'agrégat en déplacement.

taille_données_état_m

La taille moyenne approximative (en octets) de la valeur d'état de l'agrégat. Ceci fonctionne de la même façon que *taille_données_état*.

mffonc

Le nom de la fonction finale appelée pour calculer le résultat de l'agrégat après que toutes les lignes en entrée aient été traversées, lors de l'utilisation du mode d'agrégat en déplacement. Ceci fonctionne de la même façon que *ffonc*, sauf que le type du premier argument est *type_données_état_m* et des arguments supplémentaires sont indiqués en écrivant MFINALFUNC_EXTRA. Le type en résultat de l'agrégat déterminé par *mffonc* ou *mstate_data_type* doit correspondre à celui déterminé par l'implémentation standard de l'agrégat.

MFINALFUNC_MODIFY = { READ_ONLY | SHAREABLE | READ_WRITE }

Cette option est identique à FINALFUNC_MODIFY, mais elle décrit le comportement de la fonction finale pour un agrégat en déplacement.

condition_initiale_m

La configuration initiale de la valeur d'état lors de l'utilisation du mode d'agrégat en déplacement. Ceci fonctionne de la même façon que *condition_initiale*.

sort_operator

L'opérateur de tri associé pour un agrégat de type MIN ou MAX. C'est seulement le nom de l'opérateur (éventuellement qualifié du nom du schéma). L'opérateur est supposé avoir les mêmes types de données en entrée que l'agrégat (qui doit être un agrégat normal à un seul argument).

PARALLEL

La signification de PARALLEL SAFE, PARALLEL RESTRICTED et PARALLEL UNSAFE est la même que pour CREATE FUNCTION. Un agrégat ne sera pas considéré pour la parallélisation s'il est marqué PARALLEL UNSAFE (ce qui est le cas par défaut !) ou PARALLEL RESTRICTED. Notez que le marquage de parallélisation des fonctions de support des agrégats ne sont pas consultés par le planificateur. Ce dernier ne prend en considération que le marquage de l'agrégat lui-même.

HYPOTHETICAL

Pour les agrégats d'ensembles triés seulement, cette option indique que les arguments de l'agrégat sont à traiter suivant les prérequis des agrégats d'ensembles hypothétiques : les derniers arguments directs doivent correspondre aux types de données des arguments agrégés (WITHIN GROUP). L'option HYPOTHETICAL n'a pas d'effet sur le comportement à l'exécution, seulement sur la durée de résolution de l'analyse des types de données et des collationnements des arguments de l'agrégat.

Les paramètres de CREATE AGGREGATE peuvent être écrits dans n'importe quel ordre, pas uniquement dans l'ordre illustré ci-dessus.

Notes

Dans les paramètres qui indiquent les noms de fonction de support, vous pouvez écrire un nom de schéma si nécessaire, par exemple SFUNC = public.sum. N'écrivez pas de types d'argument ici, néanmoins -- les types d'argument des fonctions de support sont déterminés avec d'autres paramètres.

D'ordinaire, les fonctions PostgreSQL sont de vraies fonctions qui ne modifient pas leurs valeurs en entrée. Néanmoins, une fonction transition d'agrégat, *quand elle est utilisée dans le contexte d'un agrégat*, est autorisée à tricher et à modifier son argument d'état de transition. Ceci apporte des améliorations substantielles de performance en comparaison à une copie fraîche de l'état de transition à chaque exécution.

De la même façon, quand une fonction finale d'agrégat ne modifie pas habituellement ses arguments, il n'est parfois pas pratique d'éviter la modification de l'argument d'état de transition. Un tel comportement doit être déclaré en utilisant le paramètre FINALFUNC_MODIFY. La valeur READ_WRITE indique que la fonction finale modifie l'état de transaction de façon non spécifiée. Cette valeur empêche l'utilisation de l'agrégat comme fonction de fenêtrage et il empêche aussi l'assemblage des états de transition pour les appels d'agrégat qui partagent les mêmes valeurs en entrée et de transition. La valeur SHAREABLE indique que la fonction de transition ne peut être appliquée après la fonction finale mais que plusieurs appels de la fonction finale peuvent être réalisés sur la valeur d'état de transition final. Cette valeur empêche l'utilisation de l'agrégat comme fonction de fenêtrage mais permet l'assemblage des états des transition. (l'optimisation intéressante ici n'est pas d'appliquer la même fonction finale de façon répétée mais d'appliquer plusieurs fonctions finales différentes à la même valeur d'état de transition final. Ceci est permis tant qu'aucune des fonctions finales n'est marquées READ_WRITE.)

Si un agrégat accepte le mode d'agrégat par déplacement, cela améliorera l'efficacité du calcul quand l'agrégat est utilisé comme fonction de fenêtrage pour une fenêtre avec un début d'échelle qui se déplace (autrement dit, un mode de début d'échelle autre que UNBOUNDED PRECEDING). Conceptuellement, la fonction de transition ajoute des valeurs en entrée à l'état de l'agrégat quand elles entrent dans la fenêtre à partir du bas, et la fonction de transition inverse les supprime de nouveau quand elles quittent la fenêtre par le haut. Donc, quand les valeurs sont supprimées, elles sont toujours supprimées dans le même ordre qu'elles ont été ajoutées. Quand la fonction de transition inverse est appelée, elle va de ce fait recevoir l'entrée la plus récemment ajoutée, mais pas supprimée. La fonction de transition inverse peut assumer qu'au moins une ligne restera dans l'état courant après avoir supprimé la ligne la plus ancienne. (Quand cela n'est pas le cas, le mécanisme de la fonction de fenêtrage lance une nouvelle agrégation, plutôt que d'utiliser la fonction de transition inverse.)

La fonction de transition pour le mode d'agrégat en déplacement n'est pas autorisée NULL comme nouvelle valeur d'état. Si la fonction de transition inverse renvoie NULL, c'est pris comme une indication que la fonction inverse ne peut pas inverser le calcul d'état pour cette entrée particulière et donc que le calcul d'agrégat sera fait depuis le début à partir du début de l'échelle. Cette convention permet l'utilisation du mode d'agrégat en déplacement dans des situations où il existe certains cas peu courants où il serait difficile d'inverser la valeur d'état courante.

Si aucune implémentation des agrégats en déplacement n'est fournie, l'agrégat peut toujours être utilisé avec des échelles en déplacement mais PostgreSQL devra recalculer l'agrégat complet à partir du débat du déplacement de l'échelle. Notez que si l'agrégat supporte ou non le mode d'agrégat en déplacement, PostgreSQL peut gérer la fin d'une échelle en déplacement sans recalcul ; ceci se fait en continuant d'ajouter de nouvelles valeurs à l'état de l'agrégat. C'est pourquoi l'utilisation d'un agrégat comme fonction de fenêtrage nécessite que la fonction finale soit en lecture seule : elle ne doit pas endommager la valeur d'état de l'agrégat, pour que l'agrégation puisse être continuée même après qu'une valeur de résultat de l'agrégat soit obtenue par un ensemble.

La syntaxe pour des agrégats d'ensemble trié permet d'utiliser `VARIADIC` pour à la fois le dernier paramètre direct et le dernier paramètre agrégé (`WITHIN GROUP`). Néanmoins, l'implémentation actuelle restreint l'utilisation de `VARIADIC` de deux façons. Tout d'abord, les agrégats d'ensemble trié peuvent seulement utiliser `VARIADIC "any"`, et pas les autres types de tableaux variadiques. Ensuite, si le dernier paramètre direct est `VARIADIC "any"`, alors il peut y avoir seulement un paramètre agrégé et il doit aussi être `VARIADIC "any"`. (Dans la représentation utilisée dans les catalogues systèmes, ces deux paramètres sont assemblés en un seul élément `VARIADIC "any"`, car `pg_proc` ne peut pas représenter des fonctions avec plus d'un argument `VARIADIC`.) Si l'agrégat est un agrégat d'ensemble hypothétique, les arguments directs qui correspondent au paramètre `VARIADIC "any"` sont les paramètres hypothétiques. Tous les paramètres précédents représentent des arguments directs supplémentaires qui ne sont pas contraint à correspondre aux arguments agrégés.

Actuellement, les agrégats d'ensemble trié neont pas besoin de supporter le mode d'agrégat en déplacement puisqu'elles ne peuvent pas être utilisées en tant que fonction de fenêtrage.

L'agrégat partiel (y compris parallélisé) n'est pas encore supporté pour les agrégats avec des ensembles de données triés. De plus, il ne sera jamais utilisé pour les appels d'agrégat incluant les clauses `DISTINCT` ou `ORDER BY` car ces sémantiques ne peuvent pas être supportées lors d'un agrégat partiel.

Exemples

Voir Section 38.11.

Compatibilité

`CREATE AGGREGATE` est une extension PostgreSQL. Le standard SQL ne fournit pas de fonctions d'agrégat utilisateur.

Voir aussi

ALTER AGGREGATE, DROP AGGREGATE

CREATE CAST

CREATE CAST — Définir un transtypage

Synopsis

```
CREATE CAST (type_source AS type_cible)
    WITH FUNCTION nom_fonction [ (type_argument [, ...]) ]
    [ AS ASSIGNMENT | AS IMPLICIT ]

CREATE CAST (type_source AS type_cible)
    WITHOUT FUNCTION
    [ AS ASSIGNMENT | AS IMPLICIT ]

CREATE CAST (type_source AS type_cible)
    WITH INOUT
    [ AS ASSIGNMENT | AS IMPLICIT ]
```

Description

`CREATE CAST` définit un transtypage. Un transtypage spécifie l'opération de conversion entre deux types de données. Par exemple :

```
SELECT CAST(42 AS float8);
```

convertit la constante entière 42 en `float8` en appelant une fonction précédemment définie, `float8(int4)` dans le cas présent (si aucun transtypage convenable n'a été défini, la conversion échoue).

Deux types peuvent être *coercibles binairement*, ce qui signifie que le transtypage peut être fait « gratuitement » sans invoquer aucune fonction. Ceci impose que les valeurs correspondantes aient la même représentation interne. Par exemple, les types `text` et `varchar` sont coercibles binairement dans les deux sens. La coercibilité binaire n'est pas forcément une relation symétrique. Par exemple, le transtypage du type `xml` au type `text` peut être fait gratuitement dans l'implémentation actuelle, mais l'opération inverse nécessite une fonction qui fasse au moins une validation syntaxique. (Deux types qui sont coercibles binairement dans les deux sens sont aussi appelés binairement compatibles.)

Vous pouvez définir un transtypage comme *transtypage I/O* en utilisant la syntaxe `WITH INOUT`. Un transtype I/O est effectué en appelant la fonction de sortie du type de données source, et en passant la chaîne résultante à la fonction d'entrée du type de données cible. Dans la plupart des cas, cette fonctionnalité évite d'avoir à écrire une fonction de transtypage séparée pour la conversion. Un transtypage I/O agit de la même façon qu'un transtypage standard basé sur une fonction. Seule l'implémentation diffère.

Un transtypage peut être appelé explicitement. Par exemple : `CAST(`*`x`*` AS `*`nomtype`*`)` ou *`x`*`::`*`nomtype`*.

Si le transtypage est marqué `AS ASSIGNMENT` (NDT : à l'affectation), alors son appel peut être implicite lors de l'affectation d'une valeur à une colonne du type de donnée cible. Par exemple, en supposant que `foo.f1` soit une colonne de type `text` :

```
INSERT INTO foo (f1) VALUES (42);
```

est autorisé si la conversion du type `integer` vers le type `text` est indiquée `AS ASSIGNMENT`. Dans le cas contraire, c'est interdit. Le terme de *transtypage d'affectation* est utilisé pour décrire ce type de conversion.

Si la conversion est marquée `AS IMPLICIT`, alors elle peut être appelée implicitement dans tout contexte, soit par une affectation soit en interne dans une expression (nous utilisons généralement le terme *conversion implicite* pour décrire ce type de conversion.) Par exemple, voici une requête :

```
SELECT 2 + 4.0;
```

L'analyseur marque au début les constantes comme étant de type `integer` et `numeric` respectivement. Il n'existe pas d'opérateur `integer + numeric` dans les catalogues systèmes mais il existe un opérateur `numeric + numeric`. La requête sera un succès si une conversion de `integer` vers `numeric` est disponible et marquée `AS IMPLICIT` -- ce qui est le cas. L'analyseur appliquera la conversion implicite et résoudra la requête comme si elle avait été écrite de cette façon :

```
SELECT CAST ( 2 AS numeric ) + 4.0;
```

Maintenant, les catalogues fournissent aussi une conversion de `numeric` vers `integer`. Si cette conversion était marquée `AS IMPLICIT` -- mais ce n'est pas le cas -- alors l'analyseur devra choisir entre l'interprétation ci-dessus et son alternative (la conversion de la constante `numeric` en un `integer`) et appliquer l'opérateur `integer + integer`. Comme il n'a aucune information qui lui permettrait de choisir le meilleur moyen, il abandonne et déclare la requête comme étant ambigüe. Le fait qu'une seule des conversions est indiquée comme implicite est le moyen par lequel nous apprenons à l'analyseur de préférer la première solution (c'est-à-dire de transformer une expression `numeric-and-integer` en `numeric`) ; il n'y a pas d'autre moyen.

Il est conseillé d'être conservateur sur le marquage du caractère implicite des transtypages. Une surabondance de transtypages implicites peut conduire PostgreSQL à interpréter étrangement des commandes, voire à se retrouver dans l'incapacité totale de les résoudre parce que plusieurs interprétations s'avèrent envisageables. Une bonne règle est de ne réaliser des transtypages implicites que pour les transformations entre types de la même catégorie générale et qui préservent l'information. Par exemple, la conversion entre `int2` et `int4` peut être raisonnablement implicite mais celle entre `float8` et `int4` est probablement réservée à l'affectation. Les transtypages inter-catégories, tels que de `text` vers `int4`, sont préférablement exécutés dans le seul mode explicite.

> **Note**
>
> Il est parfois nécessaire, pour des raisons de convivialité ou de respect des standards, de fournir plusieurs transtypages implicites sur un ensemble de types de données. Ceux-ci peuvent alors entraîner des ambiguités qui ne peuvent être évitées, comme ci-dessus. L'analyseur possède pour ces cas une heuristique de secours s'appuyant sur les *catégories de types* et les *types préférés*, qui peut aider à fournir le comportement attendu dans ce genre de cas. Voir CREATE TYPE pour plus de détails.

Pour créer un transtypage, il faut être propriétaire du type source ou destination et avoir le droit `USAGE` sur l'autre type. Seul le superutilisateur peut créer un transtypage binairement compatible (une erreur sur un tel transtypage peut aisément engendrer un arrêt brutal du serveur).

Paramètres

`typesource`

Le nom du type de donnée source du transtypage.

typecible

Le nom du type de donnée cible du transtypage.

nom_fonction[(*type_argument* [, ...])]

La fonction utilisée pour effectuer la conversion. Le nom de la fonction peut être qualifié du nom du schéma. Si ce n'est pas le cas, la fonction est recherchée dans le chemin des schémas. Le type de données résultant de la fonction doit correspondre au type cible du transtypage. Ses arguments sont explicités ci-dessous. Si aucune liste d'arguments n'est spécifiée, le nom de la fonction doit être unique dans son schéma.

WITHOUT FUNCTION

Indication d'une compatibilité binaire entre le type source et le type cible pour qu'aucune fonction ne soit requise pour effectuer la conversion.

WITH INOUT

Inique que le transtypage est un transtypage I/O, effectué en appelant la fonction de sortie du type de données source, et en passant la chaîne résultante à la fonction d'entrée du type de données cible.

AS ASSIGNMENT

Lors d'une affectation, l'invocation du transtypage peut être implicite.

AS IMPLICIT

L'invocation du transtypage peut être implicite dans tout contexte.

Les fonctions de transtypage ont un à trois arguments. Le premier argument est du même type que le type source ou doit être compatible avec ce type. Le deuxième argument, si fourni, doit être de type `integer`. Il stocke le modificateur de type associé au type de destination, ou `-1` en l'absence de modificateur. Le troisième argument, si fourni, doit être de type `boolean`. Il vaut `true` si la conversion est explicite, `false` dans le cas contraire. Bizarrement, le standard SQL appelle des comportements différents pour les transtypages explicites et implicites dans certains cas. Ce paramètre est fourni pour les fonctions qui implémentent de tel transtypages. Il n'est pas recommandé de concevoir des types de données utilisateur entrant dans ce cas de figure.

Le type de retour d'une fonction de transtypage doit être identique ou coercible binairement avec le type cible du transtypage.

En général, un transtypage correspond à des type source et destination différents. Cependant, il est permis de déclarer un transtypage entre types source et destination identiques si la fonction de transtypage a plus d'un argument. Cette possibilité est utilisée pour représenter dans le catalogue système des fonctions de transtypage agissant sur la longueur d'un type. La fonction nommée est utilisée pour convertir la valeur d'un type à la valeur du modificateur de type fournie par le second argument.

Quand un transtypage concerne des types source et destination différents et que la fonction a plus d'un argument, le transtypage et la conversion de longueur du type destination sont faites en une seule étape. Quand une telle entrée n'est pas disponible, le transtypage vers un type qui utilise un modificateur de type implique deux étapes, une pour convertir les types de données et la seconde pour appliquer le modificateur.

Le transtypage du ou vers le type d'un domaine n'a actuellement pas d'effet. Transtyper d'un ou vers un domaine utilise le transtypage associé avec son type sous-jacent.

Notes

DROP CAST est utilisé pour supprimer les transtypages utilisateur.

Pour convertir les types dans les deux sens, il est obligatoire de déclarer explicitement les deux sens.

Il est n'est pas nécessaire habituellement de créer des conversions entre des types définis par l'utilisateur et des types de chaîne standards (`text`, `varchar` et`char(`*n*`)`, pas plus que pour des types définis par l'utilisateur définis comme entrant dans la catégorie des chaînes). PostgreSQL fournit un transtypage I/O automatique pour cela. Ce transtypage automatique vers des types chaînes est traité comme des transtypages d'affectation, alors que les transtypages automatiques à partir de types chaîne sont de type explicite seulement. Vous pouvez changer ce comportement en déclarant votre propre conversion pour remplacer une conversion automatique. La seule raison usuelle de le faire est de vouloir rendre l'appel de la conversion plus simple que le paramétrage standard (affectation seulement ou explicite seulement). Une autre raison envisageable est de vouloir que la conversion se comporte différement de la fonction I/O du type ; mais c'est suffisamment déroutant pour que vous y pensiez à deux fois avant de le faire. (Un petit nombre de types internes ont en fait des comportements différents pour les conversions, principalement à cause des besoins du standard SQL.)

Bien que cela ne soit pas requis, il est recommandé de suivre l'ancienne convention de nommage des fonctions de transtypage en fonction du type de données de destination. Beaucoup d'utilisateurs sont habitués à convertir des types de données à l'aide d'une notation de style fonction, c'est-à-dire *`nom_type`*(*`x`*). En fait, cette notation n'est ni plus ni moins qu'un appel à la fonction d'implantation du transtypage ; sa gestion n'est pas spécifique à un transtypage. Le non-respect de cette convention peut surprendre certains utilisateurs. Puisque PostgreSQL permet de surcharger un même nom de fonction avec différents types d'argument, il n'y a aucune difficulté à avoir plusieurs fonctions de conversion vers des types différents qui utilisent toutes le même nom de type destination.

> **Note**
>
> En fait, le paragraphe précédent est une sur-simplification : il existe deux cas pour lesquels une construction d'appel de fonction sera traitée comme une demande de conversion sans qu'il y ait correspondance avec une fonction réelle. Si un appel de fonction *`nom`*(*`x`*) ne correspond pas exactement à une fonction existante, mais que *`nom`* est le nom d'un type de données et que `pg_cast` fournit une conversion compatible binairement vers ce type à partir du type *`x`*, alors l'appel sera construit à partir de la conversion compatible binairement. Cette exception est faite pour que les conversions compatibles binairement puissent être appelées en utilisant la syntaxe fonctionnelle, même si la fonction manque. De ce fait, s'il n'y pas d'entrée dans `pg_cast` mais que la conversion serait à partir de ou vers un type chaîne, l'appel sera réalisé avec une conversion I/O. Cette exception autorise l'appel de conversion I/O en utilisant la syntaxe fonctionnelle.

> **Note**
>
> Il existe aussi une exception à l'exception : le transtypage I/O convertissant des types composites en types chaîne de caractères ne peut pas être appelé en utilisant la syntaxe fonctionnelle, mais doit être écrite avec la syntaxe de transtypage explicite (soit `CAST` soit `::`). Cette exception a été ajoutée car, après l'introduction du transtypage I/O automatique, il était trop facile de provoquer par erreur une telle conversion alors que l'intention était de référencer une fonction ou une colonne.

Exemples

Création d'un transtypage d'affectation du type `bigint` vers le type `int4` à l'aide de la fonction `int4(bigint)` :

```
CREATE CAST (bigint AS int4) WITH FUNCTION int4(bigint) AS
 ASSIGNMENT;
```

(Ce transtypage est déjà prédéfini dans le système.)

Compatibilité

La commande `CREATE CAST` est conforme à SQL à ceci près que SQL ne mentionne pas les types binairement compatibles et les arguments supplémentaires pour les fonctions d'implantation. `AS IMPLICIT` est aussi une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE FUNCTION, CREATE TYPE, DROP CAST

CREATE COLLATION

CREATE COLLATION — définit une nouvelle collation

Synopsis

```
CREATE COLLATION [ IF NOT EXISTS ] nom (
    [ LOCALE = locale, ]
    [ LC_COLLATE = lc_collate, ]
    [ LC_CTYPE = lc_ctype, ]
    [ PROVIDER = provider, ]
    [ VERSION = version ]
)
CREATE COLLATION [ IF NOT EXISTS ] nom FROM collation_existante
```

Description

`CREATE COLLATION` définit une nouvelle collation utilisant la configuration de locale du système d'exploitation spécifiée ou par copie d'une collation existante.

Pour pouvoir créer une collation, vous devez posséder le privilège `CREATE` sur le schéma de destination.

Paramètres

`IF NOT EXISTS`

Ne renvoie pas d'erreur si une collation du même nom existe déjà. Une note est affichée dans ce cas. Veuillez noter qu'il n'y a aucune garantie que la collation existante ait quelque rapport que ce soit avec la collation qui aurait été créée.

`nom`

Le nom de la collation. Le nom de la collation peut être qualifié par le schéma. Si ce n'est pas le cas, la collation est définie dans le schéma courant. Le nom de la collation doit être unique au sein de ce schéma. (Le catalogue système peut contenir des collations de même nom pour d'autres encodages, mais ces dernières sont ignorées si l'encodage de la base de données ne correspond pas).

`locale`

Ceci est un raccourci pour positionner d'un même coup `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE`. Si vous spécifiez cela, vous ne pouvez plus spécifier aucun de ces deux paramètres-ci.

`lc_collate`

Utilise la locale système spécifiée comme catégorie de locale de `LC_COLLATE`.

`lc_ctype`

Utilise la locale système spécifiée comme catégorie de locale de `LC_CTYPE`.

`provider`

Spécifie le fournisseur à utiliser pour les services de locale associé à cette collation. Les valeurs possibles sont : `icu`, , `libc`. `libc` est la valeur par défaut. Le choix disponible dépend du système d'exploitation ainsi que des options de compilation.

version

Spécifie le texte de la version à stocker avec la collation. Normalement, ce paramètre devrait être omis, ce qui fera que la version sera calculée en fonction de la version courante de la collation telle que fournie par le système d'exploitation. Cette option est prévue pour être utilisée par `pg_upgrade` pour copier la version depuis une installation existante.

Voir aussi ALTER COLLATION pour savoir comment gérer les incompatibilités de version de collations.

collation_existante

Le nom d'une collation existante à copier. La nouvelle collation aura les mêmes propriétés que celle copiée, mais ce sera un objet indépendant.

Notes

Utilisez `DROP COLLATION` pour supprimer une collation définie par l'utilisateur.

Voir Section 23.2.2.3 pour plus d'informations sur la création de collations.

Lors de l'utilisation du fournisseur de collation `libc`, la locale doit être applicable à l'encodage actuel de la base de données. Voir CREATE DATABASE pour les règles précises.

Exemples

Créer une collation à partir de la locale système `fr_FR.utf8` (en supposant que l'encodage de la base courante est `UTF8`):

```
CREATE COLLATION french (locale = 'fr_FR.utf8');
```

Pour créer une collation en utilisant le fournisseur ICU utilisant l'ordre de tri du carnet de téléphone allemand :

```
CREATE COLLATION german_phonebook (provider = icu, locale = 'de-u-
co-phonebk');
```

Créer une collation à partir d'une collation existante :

```
CREATE COLLATION german FROM "de_DE";
```

Ceci peut être pratique pour pouvoir utiliser dans des applications des noms de collation indépendants du système d'exploitation.

Compatibilité

Dans le standard SQL se trouve un ordre `CREATE COLLATION`, mais il est limité à la copie d'une collation existante. La syntaxe de création d'une nouvelle collation est une extension PostgreSQL.

Voir également

ALTER COLLATION, DROP COLLATION

CREATE CONVERSION

CREATE CONVERSION — Définir une nouvelle conversion d'encodage

Synopsis

```
CREATE [ DEFAULT ] CONVERSION nom
    FOR codage_source TO codage_dest FROM nom_fonction
```

Description

`CREATE CONVERSION` définit une nouvelle conversion entre les encodages de caractères. De plus, les conversions marquées `DEFAULT` peuvent être utilisées pour automatiser une conversion d'encodage entre le client et le serveur. Pour cela, deux conversions, de l'encodage A vers l'encodage B *et* de l'encodage B vers l'encodage A, doivent être définies.

Pour créer une conversion, il est nécessaire de posséder les droits `EXECUTE` sur la fonction et `CREATE` sur le schéma de destination.

Paramètres

`DEFAULT`

La clause `DEFAULT` indique une conversion par défaut entre l'encodage source et celui de destination. Il ne peut y avoir, dans un schéma, qu'une seule conversion par défaut pour un couple d'encodages.

`nom`

Le nom de la conversion. Il peut être qualifié du nom du schéma. Dans la cas contraire, la conversion est définie dans le schéma courant. Le nom de la conversion est obligatoirement unique dans un schéma.

`codage_source`

Le nom de l'encodage source.

`codage_dest`

Le nom de l'encodage destination.

`nom_fonction`

La fonction utilisée pour réaliser la conversion. Son nom peut être qualifié du nom du schéma. Dans le cas contraire, la fonction est recherchée dans le chemin.

La fonction a la signature suivante :

```
conv_proc(
    integer,  -- ID encodage source
    integer,  -- ID encodage destination
    cstring,  -- chaîne source (chaîne C terminée par un
 caractère nul)
    internal, -- destination (chaîne C terminée par un caractère
 nul)
    integer   -- longueur de la chaîne source
```

```
) RETURNS void;
```

Notes

`DROP CONVERSION` est utilisé pour supprimer une conversion utilisateur.

Il se peut que les droits requis pour créer une conversion soient modifiées dans une version ultérieure.

Exemples

Création d'une conversion de l'encodage `UTF8` vers l'encodage `LATIN1` en utilisant `mafonc` :

```
CREATE CONVERSION maconv FOR 'UTF8' TO 'LATIN1' FROM mafonc;
```

Compatibilité

`CREATE CONVERSION` est une extension PostgreSQL. Il n'existe pas d'instruction `CREATE CONVERSION` dans le standard SQL. Par contre, il existe une instruction `CREATE TRANSLATION` qui est très similaire dans son but et sa syntaxe.

Voir aussi

ALTER CONVERSION, CREATE FUNCTION, DROP CONVERSION

CREATE DATABASE

CREATE DATABASE — Créer une nouvelle base de données

Synopsis

```
CREATE DATABASE nom
    [ WITH ] [ OWNER [=] nom_utilisateur ]
               [ TEMPLATE [=] modèle ]
               [ ENCODING [=] codage ]
               [ LC_COLLATE [=] lc_collate ]
               [ LC_CTYPE [=] lc_ctype ]
               [ TABLESPACE [=] tablespace ]
               [ ALLOW_CONNECTIONS [=] connexion_autorisee ]
               [ CONNECTION LIMIT [=] limite_connexion ]
               [ IS_TEMPLATE [=] est_template ]
```

Description

`CREATE DATABASE` crée une nouvelle base de données.

Pour créer une base de données, il faut être superutilisateur ou avoir le droit spécial `CREATEDB`. Voir à ce sujet CREATE USER.

Par défaut, la nouvelle base de données est créée en clonant la base système standard `template1`. Un modèle différent peut être utilisé en écrivant `TEMPLATE` *nom*. En particulier, la clause `TEMPLATE template0` permet de créer une base de données vierge qui ne contient que les objets standards prédéfinis dans la version de PostgreSQL utilisée. C'est utile pour ne pas copier les objets locaux ajoutés à `template1`.

Paramètres

nom

Le nom de la base de données à créer.

nom_utilisateur

Le nom de l'utilisateur propriétaire de la nouvelle base de données ou `DEFAULT` pour l'option par défaut (c'est-à-dire le nom de l'utilisateur qui exécute la commande). Pour créer une base de données dont le propriétaire est un autre rôle, vous devez être un membre direct ou direct de ce rôle, ou être un superutilisateur.

modèle

Le nom du modèle squelette de la nouvelle base de données ou `DEFAULT` pour le modèle par défaut (`template1`).

codage

Le jeu de caractères de la nouvelle base de données. Peut-être une chaîne (par exemple `'SQL_ASCII'`), un nombre de jeu de caractères de type entier ou `DEFAULT` pour le jeu de caractères par défaut (en fait, celui de la base modèle). Les jeux de caractères supportés par le serveur PostgreSQL sont décrits dans Section 23.3.1. Voir ci-dessous pour des restrictions supplémentaires.

lc_collate

L'ordre de tri (LC_COLLATE) à utiliser dans la nouvelle base. Ceci affecte l'odre de tri appliqué aux chaînes, par exemple dans des requêtes avec ORDER BY, ainsi que l'ordre utilisé dans les index sur les colonnes texte. Le comportement par défaut est de choisir l'ordre de tri de la base de données modèle. Voir ci-dessous pour les restrictions supplémentaires.

lc_ctype

La classification du jeu de caractères (LC_CTYPE) à utiliser dans la nouvelle base. Ceci affecte la catégorisation des caractères, par exemple minuscule, majuscule et chiffre. Le comportement par défaut est d'utiliser la classification de la base de données modèle. Voir ci-dessous pour les restrictions supplémentaires.

tablespace

Le nom du tablespace associé à la nouvelle base de données ou DEFAULT pour le tablespace de la base de données modèle. Ce tablespace est celui par défaut pour les objets créés dans cette base de données. Voir CREATE TABLESPACE pour plus d'informations.

allowconn

À false, personne ne peut se connecter à cette base de données. La valeur par défaut est true, ce qui permet les connexions (sauf restriction par d'autres mécanismes, comme GRANT/REVOKE CONNECT).

limite_connexion

Le nombre de connexions concurrentes à la base de données. -1 (valeur par défaut) signifie qu'il n'y a pas de limite.

istemplate

À true, cette base de données peut être clonée par tout utilisateur ayant l'attribut CREATEDB ; à false, seuls les superutilisateurs ou le propriétaire de la base de données peuvent la cloner.

L'ordre des paramètres optionnels n'a aucune importance.

Notes

La commande CREATE DATABASE ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transactions.

Les erreurs sur la ligne « ne peut initialiser le répertoire de la base de données » (« could not initialize database directory » dans la version originale) sont le plus souvent dues à des droits insuffisants sur le répertoire de données, à un disque plein ou à un autre problème relatif au système de fichiers.

L'instruction DROP DATABASE est utilisée pour supprimer la base de données.

Le programme createdb est un enrobage de cette commande fourni par commodité.

Les paramètres de configuration au niveau base de données, configurés avec ALTER DATABASE) et les droits sur la base (configurés avec GRANT) ne sont pas copiés à partir de la base de données modèle.

Bien qu'il soit possible de copier une base de données autre que template1 en spécifiant son nom comme modèle, cela n'est pas (encore) prévu comme une fonctionnalité « COPY DATABASE » d'usage général. La limitation principale est qu'aucune autre session ne peut être connectée à la base modèle pendant sa copie. CREATE DATABASE échouera s'il y a une autre connexion au moment de son exécution ; sinon, les nouveaux connexions à la base modèle seront verrouillées jusqu'à la fin de la commande CREATE DATABASE. La Section 22.3 fournit plus d'informations à ce sujet.

L'encodage du jeu de caractère spécifié pour la nouvelle base de données doit être compatible avec les paramètre de locale (LC_COLLATE et LC_CTYPE). Si la locale est C (ou de la même façon POSIX),

alors tous les encodages sont autorisés. Pour d'autres paramètres de locale, il n'y a qu'un encodage qui fonctionnera correctement. (Néanmoins, sur Windows, l'encodage UTF-8 peut être utilisée avec toute locale.) `CREATE DATABASE` autorisera les superutilisateurs à spécifier l'encodage `SQL_ASCII` quelque soit le paramètre locale mais ce choix devient obsolète et peut occasionner un mauvais comportement des fonctions sur les chaînes si des données dont l'encodage n'est pas compatible avec la locale sont stockées dans la base.

Les paramètres d'encodage et de locale doivent correspondre à ceux de la base modèle, excepté quand la base template0 est utilisée comme modèle. La raison en est que d'autres bases de données pourraient contenir des données qui ne correspondent pas à l'encodage indiqué, ou pourraient contenir des index dont l'ordre de tri est affecté par `LC_COLLATE` et `LC_CTYPE`. Copier ces données peut résulter en une base de données qui est corrompue suivant les nouveaux paramètres. `template0`, par contre, ne contient aucun index pouvant être affecté par ces paramètres.

L'option `CONNECTION LIMIT` n'est qu'approximativement contraignante ; si deux nouvelles sessions commencent sensiblement en même temps alors qu'un seul « connecteur » à la base est disponible, il est possible que les deux échouent. De plus, les superutilisateurs et les processus worker ne sont pas soumis à cette limite.

Exemples

Créer une nouvelle base de données :

```
CREATE DATABASE lusiadas;
```

Créer une base de données `ventes` possédée par l'utilisateur `app_ventes` utilisant le tablespace `espace_ventes` comme espace par défaut :

```
CREATE DATABASE ventes OWNER app_ventes TABLESPACE espace_ventes;
```

Pour créer une base `music` avec une locale différente :

```
CREATE DATABASE music
    LC_COLLATE 'sv_SE.utf8' LC_CTYPE 'sv_SE.utf8'
    TEMPLATE template0;
```

Dans cet exemple, la clause `TEMPLATE template0` est nécessaire si la locale spécifiée est différente de celle de `template1`. (Sinon, préciser explicitement la locale est redondant.)

Pour créer une base `music2` avec une locale différente et et un jeu de caractère différent :

```
+CREATE DATABASE music2
    LC_COLLATE 'sv_SE.iso885915' LC_CTYPE 'sv_SE.iso885915'
    ENCODING LATIN9
    TEMPLATE template0;
```

La locale et l'encodage spécifiés doivent correspondre, ou une erreur sera levée.

Veuillez noter que les noms de locale sont spécifiques au système d'exploitation, par conséquent la commande précédente pourrait ne pas fonctionner de la même façon partout.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `CREATE DATABASE` dans le standard SQL. Les bases de données sont équivalentes aux catalogues, dont la création est définie par l'implantation.

Voir aussi

ALTER DATABASE, DROP DATABASE

CREATE DOMAIN

CREATE DOMAIN — Définir un nouveau domaine

Synopsis

```
CREATE DOMAIN nom [AS] type_donnee
    [ COLLATE collation ]
    [ DEFAULT expression ]
    [ contrainte [ ... ] ]

où contrainte est :

[ CONSTRAINT nom_contrainte ]
{ NOT NULL | NULL | CHECK (expression) }
```

Description

`CREATE DOMAIN` crée un nouveau domaine. Un domaine est essentiellement un type de données avec des contraintes optionnelles (restrictions sur l'ensemble de valeurs autorisées). L'utilisateur qui définit un domaine devient son propriétaire.

Si un nom de schéma est donné (par exemple, `CREATE DOMAIN monschema.mondomaine ...`), alors le domaine est créé dans le schéma spécifié. Sinon, il est créé dans le schéma courant. Le nom du domaine doit être unique parmi les types et domaines existant dans son schéma.

Les domaines permettent d'extraire des contraintes communes à plusieurs tables et de les regrouper en un seul emplacement, ce qui en facilite la maintenance. Par exemple, plusieurs tables pourraient contenir des colonnes d'adresses email, toutes nécessitant la même contrainte de vérification (CHECK) permettant de vérifier que le contenu de la colonne est bien une adresse email. Définissez un domaine plutôt que de configurer la contrainte individuellement sur chaque table.

Pour pouvoir créer un domaine, vous devez avoir le droit `USAGE` sur le type sous-jacent.

Paramètres

nom

Le nom du domaine à créer (éventuellement qualifié du nom du schéma).

type_donnees

Le type de données sous-jacent au domaine. Il peut contenir des spécifications de tableau.

collation

Un collationement optionnel pour le domaine. Si aucun collationnement n'est spécifié, le domaine a le même comportement de collation que le type de données sous-jacent. Le type doit être collationnable si `COLLATE` est spécifié.

`DEFAULT` *expression*

La clause `DEFAULT` permet de définir une valeur par défaut pour les colonnes d'un type de données du domaine. La valeur est une expression quelconque sans variable (les sous-requêtes ne

sont pas autorisées). Le type de données de l'expression par défaut doit correspondre à celui du domaine. Si la valeur par défaut n'est pas indiquée, alors il s'agit de la valeur NULL.

L'expression par défaut est utilisée dans toute opération d'insertion qui ne spécifie pas de valeur pour cette colonne. Si une valeur par défaut est définie sur une colonne particulière, elle surcharge toute valeur par défaut du domaine. De même, la valeur par défaut surcharge toute valeur par défaut associée au type de données sous-jacent.

`CONSTRAINT` *`nom_contrainte`*

Un nom optionnel pour une contrainte. S'il n'est pas spécifié, le système en engendre un.

`NOT NULL`

Les valeurs de ce domaine sont protégées comme les valeurs NULL. Cependant, voir les notes ci-dessous.

`NULL`

Les valeurs de ce domaine peuvent être NULL. C'est la valeur par défaut.

Cette clause a pour seul but la compatibilité avec les bases de données SQL non standard. Son utilisation est découragée dans les applications nouvelles.

`CHECK (`*`expression`*`)`

Les clauses `CHECK` spécifient des contraintes d'intégrité ou des tests que les valeurs du domaine doivent satisfaire. Chaque contrainte doit être une expression produisant un résultat booléen. `VALUE` est obligatoirement utilisé pour se référer à la valeur testée. Les expressions qui renvoient TRUE ou UNKNOWN réussissent. Si l'expression produit le résultat FALSE, une erreur est rapportée et la valeur n'est pas autorisée à être convertie dans le type du domaine.

Actuellement, les expressions `CHECK` ne peuvent ni contenir de sous-requêtes ni se référer à des variables autres que `VALUE`.

Quand un domaine dispose de plusieurs contraintes `CHECK`, elles seront testées dans l'ordre alphabétique de leur nom. (Les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.5 n'utilisaient pas un ordre particulier pour la vérification des contraintes `CHECK`.)

Notes

Les contraintes de domaine, tout particulièrement `NOT NULL`, sont vérifiées lors de la conversion d'une valeur vers le type du domaine. Il est possible qu'une colonne du type du domaine soit lue comme un NULL bien qu'il y ait une contrainte spécifiant le contraire. Par exemple, ceci peut arriver dans une requête de jointure externe si la colonne de domaine est du côté de la jointure qui peut être NULL. En voici un exemple :

```
INSERT INTO tab (domcol) VALUES ((SELECT domcol FROM tab WHERE
 false));
```

Le sous-SELECT vide produira une valeur NULL qui est considéré du type du domaine, donc aucune vérification supplémentaire de la contrainte n'est effectuée, et l'insertion réussira.

Il est très difficile d'éviter de tels problèmes car l'hypothèse générale du SQL est qu'une valeur NULL est une valeur valide pour tout type de données. Une bonne pratique est donc de concevoir les contraintes du domaine pour qu'une valeur NULL soit acceptée, puis d'appliquer les contraintes `NOT NULL` aux colonnes du type du domaine quand cela est nécessaire, plutôt que de l'appliquer au type du domaine lui-même.

Exemples

Créer le type de données `code_postal_us`, et l'utiliser dans la définition d'une table. Un test d'expression rationnelle est utilisé pour vérifier que la valeur ressemble à un code postal US valide :

```
CREATE DOMAIN code_postal_us AS TEXT
CHECK(
   VALUE ~ '^\d{5}$'
OR VALUE ~ '^\d{5}-\d{4}$'
);

CREATE TABLE courrier_us (
  id_adresse SERIAL PRIMARY KEY,
  rue1 TEXT NOT NULL,
  rue2 TEXT,
  rue3 TEXT,
  ville TEXT NOT NULL,
  code_postal code_postal_us NOT NULL
);
```

Compatibilité

La commande `CREATE DOMAIN` est conforme au standard SQL.

PostgreSQL suppose que les conditions des contraintes `CHECK` sont immutables, c'est-à-dire qu'elles donneront toujours le même résultat pour la même valeur en entrée. Cette supposition est ce qui justifie l'examen des contraintes `CHECK` seulement quand une valeur est tout d'abord convertie pour être du type du domaine, et pas les autres fois. (C'est en soit le même traitement que pour les contraintes `CHECK` de table, comme décrit dans Section 5.3.1.)

Une exemple d'une façon habituelle de casser cette supposition est de référencer une fonction utilisateur dans une expression `CHECK`, puis de modifier le comportement de cette fonction. PostgreSQL ne l'interdit pas mais il ne notera pas non plus qu'il existe des valeurs enregistrées de ce type de domaine qui viole maintenant la contrainte `CHECK`. Ceci causera l'échec de la restauration d'une sauvegarde de cette base. La façon recommandée de faire un tel changement est de supprimer la contrainte (en utilisant `ALTER DOMAIN`), d'ajuster la définition de la fonction, et d'ajouter de nouveau la contrainte, ce qui provoquera sa vérification à partir des données enregistrées.

Voir aussi

ALTER DOMAIN, DROP DOMAIN

CREATE EVENT TRIGGER

CREATE EVENT TRIGGER — définir un nouveau trigger sur événement

Synopsis

```
CREATE EVENT TRIGGER nom
  ON evenement
  [ WHEN variable_filtre IN (valeur_filtre [, ... ]) [ AND ... ] ]
  EXECUTE { FUNCTION | PROCEDURE } nom_fonction()
```

Description

`CREATE EVENT TRIGGER` crée un nouveau trigger sur événement. À chaque fois que l'événement désigné intervient et que la condition `WHEN` associée au trigger est satisfaite, la fonction du trigger est exécutée. Pour une introduction générale aux triggers sur événement, voir Chapitre 40. L'utilisateur qui crée un trigger sur événement devient son propriétaire.

Paramètres

nom

Le nom à donner au nouveau trigger. Ce nom doit être unique sur la base de données.

evenement

Le nom de l'événement qui déclenche un appel à la fonction donnée. Voir Section 40.1 pour plus d'informations sur les noms d'événements.

variable_filtre

Le nom d'une variable utilisée pour filtrer les événements. Ceci rend possible de restreindre l'exécution du trigger sur un sous-ensemble des cas dans lesquels ceci est supporté. Actuellement la seule valeur autorisée pour *variable_filtre* est `TAG`.

valeur_filtre

Une liste de valeurs pour la *variable_filtre* associée, pour laquelle le trigger sera déclenché. Pour `TAG`, cela signifie une liste de balises de commande (par exemple `'DROP FUNCTION'`).

nom_fonction

Une fonction fournie par un utilisateur, déclarée ne prendre aucun argument et renvoyant le type de données `event_trigger`.

Dans la syntaxe de `CREATE EVENT TRIGGER`, les mots clés `FUNCTION` et `PROCEDURE` sont équivalents mais la fonction référencée doit dans tous les cas être une fonction, et non pas une procédure. L'utilisation du mot-clé `PROCEDURE` est ici historique et dépréciée.

Notes

Seuls les superutilisateurs peuvent créer des triggers sur événement.

Les triggers sur événement sont désactivées en mode simple utilisateur (voir postgres). Si un trigger sur événement erroné désactive la base de données à tel point que vous ne pouvez même pas supprimer le trigger, redémarrez le serveur en mode simple utilisateur et vous pourrez enfin le faire.

Exemples

Empêche l'exécution de toute commande DDL :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION annule_toute_commande()
  RETURNS event_trigger
 LANGUAGE plpgsql
  AS $$
BEGIN
  RAISE EXCEPTION 'la commande % est désactivée', tg_tag;
END;
$$;

CREATE EVENT TRIGGER annule_ddl ON ddl_command_start
   EXECUTE FUNCTION annule_toute_commande();
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `CREATE EVENT TRIGGER` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER EVENT TRIGGER, DROP EVENT TRIGGER, CREATE FUNCTION

CREATE EXTENSION

CREATE EXTENSION — installe une nouvelle extension

Synopsis

```
CREATE EXTENSION [ IF NOT EXISTS ] nom_extension
    [ WITH ] [ SCHEMA nom_schema ]
             [ VERSION version ]
             [ FROM ancienne_version ]
             [ CASCADE ]
```

Description

`CREATE EXTENSION` charge une nouvelle extension dans la base de donnée courante. Il ne doit pas y avoir d'extension déjà chargée portant le même nom.

Charger une extension consiste essentiellement à exécuter le script de l'extension. Ce script va créer dans la plupart des cas de nouveaux objets SQL comme des fonctions, des types de données, des opérateurs et des méthodes d'indexation. La commande `CREATE EXTENSION` enregistre en supplément les identifiants de chacun des objets créés, permettant ainsi de les supprimer lorsque la commande `DROP EXTENSION` est appelée.

Le chargement d'une extension nécessite les mêmes droits que ceux qui permettent la création de ses objets. La plupart des extensions nécessitent ainsi des droits superutilisateur ou d'être le propriétaire de la base de donnée. L'utilisateur qui lance la commande `CREATE EXTENSION` devient alors le propriétaire de l'extension (une vérification ultérieure des droits permettra de le confirmer) et le propriétaire de chacun des objets créé par le script de l'extension.

Paramètres

`IF NOT EXISTS`

Permet de ne pas retourner d'erreur si une extension de même nom existe déjà. Un simple message d'avertissement est alors rapporté. À noter que l'extension existante n'a potentiellement aucun lien avec l'extension qui aurait pu être créée.

`nom_extension`

Le nom de l'extension à installer. PostgreSQL créera alors l'extension en utilisant les instructions du fichier de contrôle `SHAREDIR/extension/`*`nom_extension`*`.control`.

`nom_schema`

Le nom du schéma dans lequel installer les objets de l'extension, en supposant que l'extension permette de déplacer ses objets dans un autre schéma. Le schéma en question doit exister au préalable. Si ce nom n'est pas spécifié et que le fichier de contrôle de l'extension ne spécifie pas de schéma, le schéma par défaut en cours sera utilisé.

Si l'extension indique un paramètre `schema` dans son fichier contrôle, alors ce schéma ne peut pas être surchargé avec une clause `SCHEMA`. Habituellement, une erreur est levée si une clause `SCHEMA` est indiquée et qu'elle entre en conflit avec le paramètre `schema` de l'extension. Néanmoins, si la clause `CASCADE` est aussi indiquée, alors *`nom_schema`* est ignoré s'il y a conflit. Le *`nom_schema`* indiqué sera utilisé pour l'installation de toute extension qui ne précise pas `schema` dans son fichier contrôle.

Rappelez-vous que l'extension en soit n'est pas considérée comme étant dans un schéma. Les extensions ont des noms non qualifiés qui doivent être uniques au niveau de la base de données. Par contre, les objets appartenant à l'extension peuvent être dans des schémas.

version

La version de l'extension à installer. Il peut s'agir d'un identifiant autant que d'une chaîne de caractère. La version par défaut est celle spécifiée dans le fichier de contrôle de l'extension.

ancienne_version

L'option FROM *ancienne_version* doit être spécifiée si et seulement s'il s'agit de convertir un module ancienne génération (qui est en fait une simple collection d'objets non empaquetée) en extension. Cette option modifie le comportement de la commande CREATE EXTENSION pour exécuter un script d'installation alternatif qui incorpore les objets existant dans l'extension, plutôt que de créer de nouveaux objets. Il faut prendre garde à ce que SCHEMA spécifie le schéma qui contient ces objets pré-existant.

La valeur à utiliser pour le paramètre *ancienne_version* est déterminée par l'auteur de l'extension et peut varier s'il existe plus d'une version du module ancienne génération qui peut évoluer en une extension. Concernant les modules additionnels fournis en standard avant PostgreSQL 9.1, il est nécessaire d'utiliser la valeur unpackaged pour le paramètre *ancienne_version* pour les faire évoluer en extension.

CASCADE

Installe automatiquement toute extension non déjà présente dont cette extension dépend. Leurs dépendances sont aussi automatiquement installées, récursivement. La clause SCHEMA, si elle est indiquée, s'applique à toutes les extensions installées de cette façon. Les autres options de l'instruction ne sont pas appliquées aux extensions créées automatiquement. En particulier, leurs versions par défaut sont toujours sélectionnées.

Notes

Avant d'utiliser la commande CREATE EXTENSION pour charger une extension dans une base de données, il est nécessaire d'installer les fichiers qui l'accompagnent. Les informations de Modules supplémentaires fournis permettent d'installer les extensions fournies avec PostgreSQL.

Les extensions disponibles à l'installation sur le serveur peuvent être identifiées au moyen des vues systèmes pg_available_extensions et pg_available_extension_versions.

Attention

Installer une extension en tant que superutilisateur nécessite d'avoir confiance dans le fait que l'auteur de l'extension a écrit le script d'installation avec la sécurité en tpete. Il n'est pas particulièrement compliqué pour un utilisateur ayant de mauvaises intentions de créer des objets de type cheval de Troie qui compromèteront une exécution ultérieure d'un script d'extension mal écrit, permettant à l'utilisateur d'acquérir des droits superutilisateur. Néanmoins, les objets chevaux de Troie sont seulement dangereux s'ils se trouvent dans le search_path lors de l'exécution du script, signifiant qu'ils sont dans le schéma d'installation de l'extension ou dans le schéma d'une extension dont l'extension installée dépend. De ce fait, une bonne règle lors de la gestion d'extensions dont les scripts n'ont pas été validés est de les installer seulement dans des schémas pour lesquels le droit CREATE n'a pas été et ne sera jamais donné à des utilisateurs qui ne bénéficient pas d'une confiance complète. De même pour toute extension dont elle dépend.

Les extensions fournies avec PostgreSQL sont supposées être sécurisées contre les attaques à l'installation de ce type, sauf quelques unes dépendant d'autres extensions. Comme indiqué dans la documentation pour ces extensions, elles devraient être installées dans des schémas

sécurisés ou installés dans les mêmes schémas que celles des extensions dont elles dépendant, ou les deux.

Pour obtenir des informations sur l'écriture de nouvelles extensions, consultez Section 38.16.

Exemples

Installer l'extension hstore dans la base de données courante, en plaçant ses objets dans le schéma `addons` :

```
CREATE EXTENSION hstore SCHEMA addons;
```

Une autre façon d'accomplir la même chose :

```
SET search_path = addons;
CREATE EXTENSION hstore;
```

Mettre à jour le module pré-9.1 `hstore` sous la forme d'une extension :

```
CREATE EXTENSION hstore SCHEMA public FROM unpackaged;
```

Prenez garde à bien spécifier le schéma vers lequel vous souhaitez installer les objets de `hstore`.

Compatibilité

La commande `CREATE EXTENSION` est spécifique à PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER EXTENSION, DROP EXTENSION

CREATE FOREIGN DATA WRAPPER

CREATE FOREIGN DATA WRAPPER — définit un nouveau wrapper de données distantes

Synopsis

```
CREATE FOREIGN DATA WRAPPER nom
    [ HANDLER fonction_handler | NO HANDLER ]
    [ VALIDATOR fonction_validation | NO VALIDATOR ]
    [ OPTIONS ( option 'valeur' [, ... ] ) ]
```

Description

`CREATE FOREIGN DATA WRAPPER` crée un nouveau wrapper de données distantes. L'utilisateur qui définit un wrapper de données distantes devient son propriétaire.

Le nom du wrapper de données distantes doit être unique dans la base de données.

Seuls les super-utilisateurs peuvent créer des wrappers de données distantes.

Paramètres

nom

Le nom du wrapper de données distantes à créer.

`HANDLER` *fonction_handler*

fonction_handler est le nom d'une fonction enregistrée précédemment qui sera appelée pour récupérer les fonctions d'exécution pour les tables distantes. La fonction de gestion ne prend pas d'arguments et son code retour doit être `fdw_handler`.

Il est possible de créer un wrapper de données distantes sans fonction de gestion mais les tables distantes utilisant un tel wrapper peuvent seulement être déclarées mais pas utilisées.

`VALIDATOR` *fonction_validation*

fonction_validation est le nom d'une fonction déjà enregistrée qui sera appelée pour vérifier les options génériques passées au wrapper de données distantes, ainsi que les options fournies au serveur distant, aux correspondances d'utilisateurs (*user mappings*) et aux tables distantes utilisant le wrapper de données distantes. Si aucune fonction de validation n'est spécifiée ou si `NO VALIDATOR` est spécifié, alors les options ne seront pas vérifiées au moment de la création. (Il est possible que les wrappers de données distantes ignorent ou rejettent des spécifications d'options invalides à l'exécution, en fonction de l'implémentation) La fonction de validation doit prendre deux arguments : l'un du type `text[]`, qui contiendra le tableau d'options, tel qu'il est stocké dans les catalogues systèmes, et l'autre de type `oid`, qui sera l'OID du catalogue système contenant les options. Le type de retour est inconnu ; la fonction doit rapporter les options invalides grâce à la fonction `ereport(ERROR)`.

`OPTIONS (` *option* `'`*valeur*`' [, ... ] )`

Cette clause spécifie les options pour le nouveau wrapper de données distantes. Les noms et valeurs d'options autorisés sont spécifiques à chaque wrapper de données distantes. Ils sont validés par la fonction de validation du wrapper de données distantes. Les noms des options doivent être uniques.

Notes

La fonctionnalité de données distantes de PostgreSQL est toujours en développement actif. L'optimisation des requêtes est basique (et plutôt laissé aux bons soins du wrapper). Du coup, il existe certainement beaucoup de possibilités en terme d'amélioration des performances.

Exemples

Créer un wrapper de données distantes `bidon` :

```
CREATE FOREIGN DATA WRAPPER bidon;
```

Créer un wrapper de données distantes `file` avec la fonction de validation `file_fdw_validator` :

```
CREATE FOREIGN DATA WRAPPER postgresql VALIDATOR
 postgresql_fdw_validator;
```

Créer un wrapper de données distantes `monwrapper` avec des options :

```
CREATE FOREIGN DATA WRAPPER monwrapper
    OPTIONS (debug 'true');
```

Compatibilité

`CREATE FOREIGN DATA WRAPPER` est conforme à la norme ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED), à l'exception des clauses `HANDLER` et `VALIDATOR` qui sont des extensions, et des clauses `LIBRARY` et `LANGUAGE` qui ne sont pas implémentées dans PostgreSQL.

Notez, cependant, que la fonctionnalité SQL/MED n'est pas encore conforme dans son ensemble.

Voir aussi

ALTER FOREIGN DATA WRAPPER, DROP FOREIGN DATA WRAPPER, CREATE SERVER, CREATE USER MAPPING, CREATE FOREIGN TABLE

CREATE FOREIGN TABLE

CREATE FOREIGN TABLE — crée une nouvelle table distante

Synopsis

```
CREATE FOREIGN TABLE [ IF NOT EXISTS ] nom_table ( [
  { nom_colonne type_donnee [ OPTIONS ( option
 'valeur' [, ... ] ) ] [ COLLATE collation ] [ contrainte_colonne
 [ ... ] ]
    | contrainte_table }
    [, ... ]
] )
  SERVER nom_serveur
[ OPTIONS ( option 'valeur' [, ... ] ) ]

CREATE FOREIGN TABLE [ IF NOT EXISTS ] nom_table
  PARTITION OF table_parente [ (
  { nom_colonne [ WITH OPTIONS ] [ contrainte_colonne [ ... ] ]
    | contrainte_table }
    [, ... ]
) ]
  FOR VALUES spec_limites_partition
  SERVER nom_serveur
[ OPTIONS ( option 'value' [, ... ] ) ]

où contrainte_colonne vaut :

[ CONSTRAINT nom_contrainte ]
{ NOT NULL |
  NULL |
  CHECK ( expression ) [ NO INHERIT ] |
  DEFAULT expr_defaut }

et contrainte_table vaut :

[ CONSTRAINT nom_contrainte ]
CHECK ( expression ) [ NO INHERIT ]

et partition_bound_spec vaut :

IN ( { litéral_numérique | litéral_chaîne | TRUE | FALSE | NULL }
 [, ...] ) |
FROM ( { litéral_numérique | litéral_chaîne | TRUE | FALSE |
 MINVALUE | MAXVALUE } [, ...] )
  TO ( { litéral_numérique | litéral_chaîne | TRUE | FALSE |
 MINVALUE | MAXVALUE } [, ...] )
```

Description

La commande `CREATE FOREIGN TABLE` crée une nouvelle table distante dans la base de données courante. La table distante appartient à l'utilisateur qui exécute cette commande.

Si un nom de schema est spécifié (par exemple, `CREATE FOREIGN TABLE monschema.matable ...`), alors la table sera créée dans le schéma spécifié. Dans les autres cas, elle sera créée dans le schéma courant. Le nom de la table distante doit être différent du nom des autres tables distantes, tables, séquences, index, vues ou vues matérialisées du même schéma.

La commande `CREATE FOREIGN TABLE` crée aussi automatiquement un type de donnée qui représente le type composite correspondant à une ligne de la table distante. En conséquence, une table distante ne peut pas avoir le même nom qu'un type de donnée existant dans le même schéma.

Si la clause `PARTITION OF` est spécifiée alors la table est crée comme une partition de `table_parente` avec les limites spécifiées.

Pour pouvoir créer une table distante, vous devez avoir le droit `USAGE` sur le serveur distant, ainsi que le droit `USAGE` sur tous les types de colonne utilisés dans la table.

Paramètres

`IF NOT EXISTS`

Permet de ne pas retourner d'erreur si une table distante de même nom existe déjà. Une simple notice est alors rapportée. À noter que la table distante existante n'a potentiellement aucun lien avec la table distante qui aurait pu être créée.

`nom_table`

Le nom de la table distante à créer. Il est aussi possible de spécifier le schéma qui contient cette table.

`nom_colonne`

Le nom de la colonne à créer dans cette nouvelle table distante.

`type_donnee`

le type de donnée de la colonne. cela peut inclure des spécificateurs de tableaux. pour plus d'information sur les types de données supportés par postgresql, se référer à Chapitre 8.

`COLLATE` *`collation`*

La clause `COLLATE` affecte un collationnement à la colonne (qui doit être d'un type de données acceptant le collationnement). Si ce n'est pas spécifié, le collationnement par défaut du type de données de la colonne est utilisé.

`INHERITS (` *`table_parent`* `[, ... ] )`

La clause optionnelle `INHERITS` indique une liste de tables à partir desquelles la nouvelle table distante hérite automatiquement de toutes les colonnes. Les tables parents sont des tables simples ou des tables distantes. Voir la forme similaire de CREATE TABLE pour plus de détails. Notez que ceci n'est pas accepté pour créer la table distante en tant que partition de la table parent. (Voir aussi `ALTER TABLE ATTACH PARTITION`.)

`PARTITION OF` *`table_parent`* `{ FOR VALUES` *`spec_limites_partition`* `| DEFAULT }`

Cette syntaxe peut être utilisée pour créer la table distante en tant que partition de la table parent indiquée avec les valeurs limites de la partition. Voir la syntaxe similaire de CREATE TABLE pour plus de détails.

`CONSTRAINT` *`nom_contrainte`*

Un nom optionnel pour une contrainte de colonne ou de table. Si la contrainte est violée, le nom de la contrainte est présent dans les messages d'erreur, donc des noms de contrainte comme `col doit être positif` peuvent être utilisés pour communiquer des informations

intéressantes sur les contraintes aux applications clientes. (Les guillemets doubles sont nécessaires pour indiquer les noms de contraintes qui contiennent des espaces.) Si un nom de contrainte n'est pas indiqué, le système en génère un.

`NOT NULL`

Interdit des valeurs NULL dans la colonne.

`NULL`

Les valeurs NULL sont autorisées pour la colonne. il s'agit du comportement par défaut.

Cette clause n'est fournie que pour des raisons de compatibilité avec les bases de données sql non standard. son utilisation n'est pas encouragée dans les nouvelles applications.

`CHECK ( expression ) [ NO INHERIT ]`

La clause `CHECK` précise une expression produisant un résultat booléen que chaque ligne de la table distante est attendu satisfaire. Autrement dit, l'expression doit renvoyer TRUE ou UNKNOWN, jamais FALSE, pour toutes les lignes de la table distante. Une contrainte de vérification spécifiée comme contrainte de colonne doit seulement référencer la valeur de la colonne alors qu'une expression apparaissant dans une contrainte de table peut référencer plusieurs colonnes.

Actuellement, les expressions `CHECK` ne peuvent pas contenir de sous-requêtes. Elles ne peuvent pas non plus faire référence à des variables autres que les colonnes de la ligne courante. La colonne système `tableoid` peut être référencée, mais aucune autre colonne système ne peut l'être.

Une contrainte marquée avec `NO INHERIT` ne sera pas propagée aux tables enfants.

`DEFAULT expr_defaut`

La clause `default` affecte une valeur par défaut pour la colonne dont il est l'objet. la valeur est toute expression sans variable (les sous-requêtes et les références croisées à d'autres colonnes de la même table ne sont pas autorisées). le type de données de l'expression doit correspondre au type de données de la colonne.

L'expression par défaut sera utilisée dans toute opération d'insertion qui n'indique pas de valeur pour la colonne. s'il n'y a pas de valeur par défaut pour une colonne, la valeur par défaut implicite est null.

nom_serveur

Le nom d'un serveur distant existant à utiliser pour la table distante. Pour les détails sur la définition d'un serveur, voir CREATE SERVER.

`OPTIONS ( option 'valeur' [, ...] )`

Options qui peuvent être associés à la nouvelle table distante ou à une de ses colonnes. Les noms des options autorisées et leurs valeurs sont spécifiques à chaque wrapper de données distantes et sont validées en utilisant la fonction de validation du wrapper de données distantes. L'utilisation répétée de la même option n'est pas autorisée (bien qu'il soit possible qu'une option de table et de colonne ait le même nom).

Notes

Les contraintes sur les tables distantes (comme les clauses `CHECK` ou `NOT NULL`) ne sont pas vérifiées par le système PostgreSQL, et la plupart des wrappers de données distantes ne cherchent pas non plus à les vérifier. La contrainte est supposée être vraie. Il y aurait peu de raisons de la vérifier car elles ne s'appliqueraient qu'aux lignes insérées ou mises à jour via la table distante, et pas aux lignes modifiées d'une autre façon, comme directement sur le serveur distant. À la place, une contrainte attachée à une table distante doit représenter une contrainte vérifiée par le serveur distant.

Certains wrappers de données distantes, dont le but est très spécifique, pourraient être le seul mécanisme d'accès aux données accédées. Dans ce cas, il pourrait être approprié au wrapper de données distantes de s'assurer de la vérification de la contrainte. Mais vous ne devez pas supposer qu'un wrapper le fait, sauf si sa documentation le précise.

Bien que PostgreSQL ne tente pas de vérifier les contraintes sur les tables distantes, il suppose qu'elles sont vérifiées et les utilise pour optimiser les requêtes. S'il y a des lignes visibles dans la table distante qui ne satisfont pas une contrainte déclarée, les requêtes sur la table pourraient produire des erreurs ou des réponses incorrectes. C'est de la responsabilité de l'utilisateur de s'assurer que la définition de la contrainte correspond à la réalité.

> **Attention**
>
> Quand une table distante est utilisée comme partition d'une table partitionnée, il existe une contrainte implicite que son contenu doit satisfaire la règle de partitionnement. Là aussi, c'est de la responsabilité de l'utilisateur que de s'assurer que cela est vrai, ce qui se fait en installer une contrainte correspondante sur le serveur distant.

Dans une table partitionnée contenant des tables distantes comme partitions, une requête `UPDATE` pouvant modifier la valeur de la clé de partitionnement peut causer le déplacement de la ligne d'une partition locale à une partition distante, à condition que le *Foreign Data Wrapper* réalise le routage de la ligne. Néanmoins, il n'est actuellement pas possible de déplacer une ligne d'une partition distante vers une autre partition. Une requête `UPDATE` qui devra le faire échouera à cause de la contrainte de partitionnement, en supposant que c'est correctement assurée par le serveur distant.

Exemples

Créer une table distante `films` qui sera parcourue via le serveur `serveur_film` :

```
CREATE FOREIGN TABLE films (
    code        char(5) NOT NULL,
    title       varchar(40) NOT NULL,
    did         integer NOT NULL,
    date_prod   date,
    kind        varchar(10),
    len         interval hour to minute
)
SERVER serveur_films;
```

Créer une table distante `measurement_y2016m07`, qui sera accédée au travers du serveur `server_07`, comme une partition de la table partitionnée par intervalles `measurement` :

```
CREATE FOREIGN TABLE measurement_y2016m07
    PARTITION OF measurement FOR VALUES FROM ('2016-07-01') TO
 ('2016-08-01')
    SERVER server_07;
```

Compatibilité

La commande `CREATE FOREIGN TABLE` est conforme au standard SQL. Toutefois, tout comme la commande `CREATE TABLE`, l'usage de la contrainte `NULL` et des tables distantes sans colonnes sont autorisés. La possibilité de spécifier des valeurs par défaut pour les colonnes est aussi une extension de PostgreSQL. L'héritage de table, dans la forme définie par PostgreSQL, n'est pas standard.

Voir aussi

ALTER FOREIGN TABLE, DROP FOREIGN TABLE, CREATE TABLE, CREATE SERVER, IMPORT FOREIGN SCHEMA

CREATE FUNCTION

CREATE FUNCTION — Définir une nouvelle fonction

Synopsis

```
CREATE [ OR REPLACE ] FUNCTION
    nom ( [ [ modearg ] [ nomarg ] typearg  [ { DEFAULT |
 = } expression_par_defaut ] [, ...] ] ) ] )
    [ RETURNS type_ret
      | RETURNS TABLE ( nom_colonne type_colonne [, ...] ) ]
  { LANGUAGE nom_lang
    | TRANSFORM { FOR TYPE nom_type } [, ... ]
    | WINDOW
    | { IMMUTABLE | STABLE | VOLATILE }
    | [ NOT ] LEAKPROOF
    | { CALLED ON NULL INPUT | RETURNS NULL ON NULL INPUT |
 STRICT }
    | { [ EXTERNAL ] SECURITY INVOKER | [ EXTERNAL ] SECURITY
 DEFINER }
    | PARALLEL { UNSAFE | RESTRICTED | SAFE }
    | COST cout_execution
    | ROWS nb_lignes_resultat
    | SET parametre { TO value | = value | FROM CURRENT }
    | AS 'definition'
    | AS 'fichier_obj', 'symbole_lien'
  } ...
```

Description

`CREATE FUNCTION` définit une nouvelle fonction. `CREATE OR REPLACE FUNCTION` crée une nouvelle fonction ou la remplace si elle existe déjà. Pour pouvoir créer une fonction, l'utilisateur doit avoir le droit `USAGE` sur le langage associé.

Si un nom de schéma est précisé, la fonction est créée dans le schéma indiqué. Sinon, elle est créée dans le schéma courant. Le nom de la nouvelle fonction ne peut pas correspondre à celui d'une fonction ou procédure existante avec les mêmes types d'arguments en entrée dans le même schéma. Toutefois, les fonctions et procédures de types d'arguments différents peuvent partager le même nom (ceci est appelé *surcharge*).

Pour remplacer la définition actuelle d'une fonction existante, `CREATE OR REPLACE FUNCTION` est utilisé. Il n'est pas possible de changer le nom ou les types d'argument d'une fonction de cette façon (cela crée une nouvelle fonction distincte). De même, `CREATE OR REPLACE FUNCTION` ne permet pas de modifier le type retour d'une fonction existante. Pour cela, il est nécessaire de supprimer et de recréer la fonction. (Lors de l'utilisation de paramètres `OUT`, cela signifie que le type d'un paramètre `OUT` ne peut être modifié que par la suppression de la fonction.)

Quand `CREATE OR REPLACE FUNCTION` est utilisé pour remplacer une fonction existante, le propriétaire et les droits de la fonction ne changent pas. Toutes les autres propriétés de la fonction se voient affectées les valeurs spécifiées dans la commande ou implicites pour les autres. Vous devez être le propriétaire de la fonction pour la remplacer ou être un membre du rôle propriétaire de la fonction.

En cas de suppression et de recréation d'une fonction, la nouvelle fonction n'est pas la même entité que l'ancienne ; il faut supprimer les règles, vues, déclencheurs, etc. qui référencent l'ancienne fonction. `CREATE OR REPLACE FUNCTION` permet de modifier la définition d'une fonction sans casser

les objets qui s'y réfèrent. De plus, `ALTER FUNCTION` peut être utilisé pour modifier la plupart des propriétés supplémentaires d'une fonction existante.

L'utilisateur qui crée la fonction en devient le propriétaire.

Pour pouvoir créer une fonction, vous devez avoir le droit `USAGE` sur les types des arguments et de la valeur de retour.

La lecture de Section 38.3 fournit des informations supplémentaires sur l'écriture de fonctions.

Paramètres

nom

Le nom de la fonction à créer (éventuellement qualifié du nom du schéma).

modearg

Le mode d'un argument : `IN`, `OUT`, `INOUT` ou `VARIADIC`. En cas d'omission, la valeur par défaut est `IN`. Seuls des arguments `OUT` peuvent suivre un argument `VARIADIC`. Par ailleurs, des arguments `OUT` et `INOUT` ne peuvent pas être utilisés en même temps que la notation `RETURNS TABLE`.

nomarg

Le nom d'un argument. Quelques langages (incluant SQL et PL/pgSQL) permettent d'utiliser ce nom dans le corps de la fonction. Pour les autres langages, le nom d'un argument en entrée est purement documentaire en ce qui concerne la fonction elle-même. Mais vous pouvez utiliser les noms d'arguments en entrée lors de l'appel d'une fonction pour améliorer la lisibilité (voir Section 4.3). Dans tous les cas, le nom d'un argument en sortie a une utilité car il définit le nom de la colonne dans la ligne résultat. (En cas d'omission du nom d'un argument en sortie, le système choisit un nom de colonne par défaut.)

argtype

Le(s) type(s) de données des arguments de la fonction (éventuellement qualifié du nom du schéma), s'il y en a. Les types des arguments peuvent être basiques, composites ou de domaines, ou faire référence au type d'une colonne.

En fonction du langage, il est possible d'indiquer des « pseudotypes », tel que `cstring`. Les pseudotypes indiquent que le type d'argument réel est soit non complètement spécifié, soit en dehors de l'ensemble des types de données ordinaires du SQL.

Il est fait référence au type d'une colonne par *`nom_table.nomcolonne`*`%TYPE`. Cette fonctionnalité peut servir à rendre une fonction indépendante des modifications de la définition d'une table.

expression_par_defaut

Une expression à utiliser en tant que valeur par défaut si le paramètre n'est pas spécifié. L'expression doit pouvoir être coercible dans le type d'argument du paramètre. Seuls les paramètres d'entrée (dont les `INOUT`) peuvent avoir une valeur par défaut. Tous les paramètres d'entrée suivant un paramètre avec une valeur par défaut doivent aussi avoir une valeur par défaut.

type_ret

Le type de données en retour (éventuellement qualifié du nom du schéma). Le type de retour peut être un type basique, composite ou de domaine, ou faire référence au type d'une colonne existante. En fonction du langage, il est possible d'indiquer un « pseudotype », tel que `cstring`. Si la fonction ne doit pas renvoyer de valeur, on indique `void` comme type de retour.

Quand il y a des paramètres `OUT` ou `INOUT`, la clause `RETURNS` peut être omise. Si elle est présente, elle doit correspondre au type de résultat imposé par les paramètres de sortie : `RECORD` s'il y en a plusieurs, ou le type du seul paramètre en sortie.

Le modificateur `SETOF` indique que la fonction retourne un ensemble d'éléments plutôt qu'un seul.

Il est fait référence au type d'une colonne par *`nom_table.nomcolonne`*`%TYPE`.

`nom_colonne`

Le nom d'une colonne de sortie dans la syntaxe `RETURNS TABLE`. C'est une autre façon de déclarer un paramètre OUT nommé, à la différence près que `RETURNS TABLE` implique aussi `RETURNS SETOF`.

`type_colonne`

Le type de données d'une colonne de sortie dans la syntaxe `RETURNS TABLE`.

`nom_lang`

Le nom du langage d'écriture de la fonction. Peut être `SQL`, `C`, `internal` ou le nom d'un langage procédural utilisateur, e.g. `plpgsql`. Entourer le nom de guillemets simples est une pratique obsolète et nécessite la bonne casse.

`TRANSFORM { FOR TYPE` *`nom_type`* `} [, ... ] }`

Indique la transformation s'appliquant pour un appel à la fonction. Les transformations convertissent des types de données SQL en des types de données spécifiques au langage. Voir CREATE TRANSFORM. Les implémentations des langages de procédure stockée ont une connaissance codée en dur des types internes, donc ces derniers n'ont pas besoin d'être listés ici. Si l'implémentation d'un langage de procédure ne sait pas gérer un type et qu'aucune transformation n'est fournie, il y a un retour au comportement par défaut pour les conversions des types de données mais ceci dépends de l'implémentation.

`WINDOW`

`WINDOW` indique que la fonction est une *fonction window* plutôt qu'une fonction simple. Ceci n'est à l'heure actuelle utilisable que pour les fonctions écrites en C. L'attribut `WINDOW` ne peut pas être changé lors du remplacement d'une définition de fonction existante.

`IMMUTABLE`
`STABLE`
`VOLATILE`

Ces attributs informent l'optimiseur de requêtes sur le comportement de la fonction. Un seul choix est possible. En son absence, `VOLATILE` est utilisé.

`IMMUTABLE` indique que la fonction ne peut pas modifier la base de données et qu'à arguments constants, la fonction renvoie toujours le même résultat ; c'est-à-dire qu'elle n'effectue pas de recherches dans la base de données, ou alors qu'elle utilise des informations non directement présentes dans la liste d'arguments. Si cette option est précisée, tout appel de la fonction avec des arguments constants peut être immédiatement remplacé par la valeur de la fonction.

`STABLE` indique que la fonction ne peut pas modifier la base de données et qu'à l'intérieur d'un seul parcours de la table, à arguments constants, la fonction retourne le même résultat, mais celui-ci varie en fonction des instructions SQL. Cette option est appropriée pour les fonctions dont les résultats dépendent des recherches en base, des variables de paramètres (tel que la zone horaire courante), etc. (Ce mode est inapproprié pour les triggers `AFTER` qui souhaitent voir les lignes modifiées par la commande en cours.) La famille de fonctions `current_timestamp` est qualifiée de stable car les valeurs de ces fonctions ne changent pas à l'intérieur d'une transaction.

VOLATILE indique que la valeur de la fonction peut changer même au cours d'un seul parcours de table. Aucune optimisation ne peut donc être réalisée. Relativement peu de fonctions de bases de données sont volatiles dans ce sens ; quelques exemples sont random(), currval(), timeofday(). Toute fonction qui a des effets de bord doit être classée volatile, même si son résultat est assez prévisible. Cela afin d'éviter l'optimisation des appels ; setval() en est un exemple.

Pour des détails complémentaires, voir Section 38.7.

LEAKPROOF

LEAKPROOF indique que la fonction n'a pas d'effets de bord. Elle ne fournit aucune information sur ces arguments autrement que par sa valeur de retour. Par exemple, une fonction qui renvoie un message d'erreur pour certaines valeurs d'arguments et pas pour d'autres, ou qui inclut les valeurs des arguments dans des messages d'erreur, ne peut pas utiliser cette clause. Ceci affecte la façon dont le système exécute des requêtes contre les vues créées avec l'option security_barrier ou les tables avec la fonctionnalité RLS activée. Le système force les conditions des politiques de sécurité et les vues avec barrière de sécurité avant toute condition fournie par l'utilisateur sur la requête appelante qui contient des fonctions non sécurisées (non LEAKPROOF), pour empêcher toute exposition involontaire des données. Les fonctions et opérateurs marquées LEAKPROOF sont supposés être sûrs, et peuvent être exécutées avant les conditions des politiques de sécurité et les vues avec barrière de sécurité. De plus, les fonctions qui ne prennent pas d'arguments ou qui ne se voient pas fournies d'arguments par la vue ou la table n'ont pas besoin d'être marquées comme LEAKPROOF pour être exécutées avant les conditions de sécurité. Voir CREATE VIEW et Section 41.5. Cette option peut seulement être utilisée par un superutilisateur.

CALLED ON NULL INPUT
RETURNS NULL ON NULL INPUT
STRICT

CALLED ON NULL INPUT (la valeur par défaut) indique que la fonction est appelée normalement si certains de ses arguments sont NULL. C'est alors de la responsabilité de l'auteur de la fonction de gérer les valeurs NULL.

RETURNS NULL ON NULL INPUT ou STRICT indiquent que la fonction renvoie toujours NULL si l'un de ses arguments est NULL. Lorsque ce paramètre est utilisé et qu'un des arguments est NULL, la fonction n'est pas exécutée, mais un résultat NULL est automatiquement retourné.

[EXTERNAL] SECURITY INVOKER
[EXTERNAL] SECURITY DEFINER

SECURITY INVOKER indique que la fonction est exécutée avec les droits de l'utilisateur qui l'appelle. C'est la valeur par défaut. SECURITY DEFINER spécifie que la fonction est exécutée avec les droits de l'utilisateur qui en est le propriétaire.

Le mot clé EXTERNAL est autorisé pour la conformité SQL mais il est optionnel car, contrairement à SQL, cette fonctionnalité s'applique à toutes les fonctions, pas seulement celles externes.

PARALLEL

PARALLEL UNSAFE indique que la fonction ne peut pas être exécutée dans le mode parallèle. La présence d'une fonction de ce type dans une requête SQL force un plan d'exécution en série. C'est la valeur par défaut. PARALLEL RESTRICTED indique que la fonction peut être exécutée en mode parallèle mais l'exécution est restreinte au processus principal d'exécution. PARALLEL SAFE indique que la fonction s'exécute correctement dans le mode parallèle sans restriction.

Les fonctions doivent être marquées comme non parallélisable si elles modifient l'état d'une base ou si elles font des changements sur la transaction telles que l'utilisation de sous-transactions ou si elles accèdent à des séquences ou tentent de faire des modifications persistentes aux

configurations (par exemple `setval`). Elles doivent être marquées comme restreintes au parallélisme si elles accèdent aux tables temporaires, à l'état de connexion des clients, aux curseurs, aux requêtes préparées ou à un état local du moteur où le système ne peut pas synchroniser en mode parallèle (par exemple, `setseed` ne peut pas être exécuté autrement que par le processus principal car une modification réalisée par un autre processus ne pourrait pas être reflété dans le processus principal). En général, si une fonction est marquée sûre à la parallélisation alors qu'elle est restreinte ou non parallélisable ou si elle est marquée restreinte quand elle est en fait non parallélisable, elle pourrait renvoyer des erreurs ou fournir de mauvaises réponses lorsqu'elle est utilisée dans une requête parallèle. Les fonctions en langage C peuvent en théorie afficher un comportement indéfini si elles sont marquées de façon erronée car le système ne peut pas se protéger comme du code C arbitraire mais, généralement, le résultat ne sera pas pire que pour toute autre fonction. En cas de doute, les fonctions doivent être marquées comme `UNSAFE`, ce qui correspond à la valeur par défaut.

`COST` *`cout_execution`*

Un nombre positif donnant le coût estimé pour l'exécution de la fonction en unité de cpu_operator_cost. Si la fonction renvoie plusieurs lignes, il s'agit d'un coût par ligne renvoyée. Si le coût n'est pas spécifié, une unité est supposée pour les fonctions en langage C et les fonctions internes. Ce coût est de 100 unités pour les fonctions dans tout autre langage. Des valeurs plus importantes feront que le planificateur tentera d'éviter l'évaluation de la fonction aussi souvent que possible.

`ROWS` *`nb_lignes_resultat`*

Un nombre positif donnant le nombre estimé de lignes que la fonction renvoie, information utile au planificateur. Ceci est seulement autorisé pour les fonctions qui renvoient plusieurs lignes (fonctions SRF). La valeur par défaut est de 1000 lignes.

`parametre`
`valeur`

La clause `SET` fait que le paramètre de configuration indiquée est initialisée avec la valeur précisée au lancement de la fonction, puis restaurée à sa valeur d'origine lors de la sortie de la fonction. `SET FROM CURRENT` sauvegarde la valeur actuelle du paramètre quand `ALTER FUNCTION` est exécuté comme valeur à appliquer lors de l'exécution de la fonction.

Si une clause `SET` est attachée à une fonction, alors les effets de la commande `SET LOCAL` exécutée à l'intérieur de la fonction pour la même variable sont restreints à la fonction : la valeur précédente du paramètre de configuration est de nouveau restaurée en sortie de la fonction. Néanmoins, une commande `SET` ordinaire (c'est-à-dire sans `LOCAL`) surcharge la clause `SET`, comme il le ferait pour une précédente commande `SET LOCAL` : les effets d'une telle commande persisteront après la sortie de la fonction sauf si la transaction en cours est annulée.

Voir SET et Chapitre 19 pour plus d'informations sur les paramètres et valeurs autorisés.

`definition`

Une constante de type chaîne définissant la fonction ; la signification dépend du langage. Cela peut être un nom de fonction interne, le chemin vers un fichier objet, une commande SQL ou du texte en langage procédural.

Il est souvent utile d'utiliser les guillemets dollar (voir Section 4.1.2.4) pour écrire le code de la fonction, au lie des la syntaxe habituelle des guillemets. Sans les guillemets dollar, tout guillemet ou antislash dans la définition de la fonction doit être échappé en les doublant.

`fichier_obj, symbole_lien`

Cette forme de clause `AS` est utilisée pour les fonctions en langage C chargeables dynamiquement lorsque le nom de la fonction dans le code source C n'est pas le même que celui de la fonction SQL.

La chaîne *fichier_obj* est le nom du fichier de la bibliothèque partagée contenant la fonction C compilée et est interprété comme pour une commande LOAD. La chaîne *symbole_lien* est le symbole de lien de la fonction, c'est-à-dire le nom de la fonction dans le code source C. Si ce lien est omis, il est supposé être le même que le nom de la fonction SQL définie. Les noms C de toutes les fonctions doivent être différents, donc vous devez donner aux fonctions C surchargés des noms C différents (par exemple, utilisez les types d'arguments comme partie des noms C).

Lors d'appels répétés à `CREATE FUNCTION` se référant au même fichier objet, il est chargé seulement une fois par session. Pour décharger et recharger le fichier (par exemple lors du développement de la fonction), démarrez une nouvelle session.

Overloading

PostgreSQL autorise la *surcharge* des fonctions ; c'est-à-dire que le même nom peut être utilisé pour des fonctions différentes si tant est qu'elles aient des types d'arguments en entrée distincts. Que vous l'utilisiez ou non, cette capacité implique des précautions au niveau de la sécurité lors de l'appel des fonctions dans les bases de données où certains utilisateurs ne font pas confiance à d'autres utilisateurs ; voir Section 10.3.

Deux fonctions sont considérées identiques si elles partagent le même nom et les mêmes types d'argument en *entrée*, sans considération des paramètres `OUT`. Les déclarations suivantes sont, de fait, en conflit :

```
CREATE FUNCTION truc(int) ...
CREATE FUNCTION truc(int, out text) ...
```

Des fonctions ayant des listes de types d'arguments différents ne seront pas considérées comme en conflit au moment de leur création, mais si des valeurs par défauts sont fournies, elles peuvent se retrouver en conflit au moment de l'invocation. Considérez par exemple :

```
CREATE FUNCTION truc(int) ...
CREATE FUNCTION truc(int, int default 42) ...
```

Un appel `truc(10)` échouera à cause de l'ambiguïté sur la fonction à appeler.

Notes

La syntaxe SQL complète des types est autorisé pour déclarer les arguments en entrée et la valeur de sortie d'une fonction. Néanmoins, les modificateurs du type de la fonction (par exemple le champ précision pour un `numeric`) sont ignorés par `CREATE FUNCTION`. Du coup, par exemple, `CREATE FUNCTION foo (varchar(10)) ...` est identique à `CREATE FUNCTION foo (varchar) ...`.

Lors du remplacement d'une fonction existante avec `CREATE OR REPLACE FUNCTION`, il existe des restrictions sur le changement des noms de paramètres. Vous ne pouvez pas modifier le nom de paramètre en entrée déjà affecté mais vous pouvez ajouter des noms aux paramètres qui n'en avaient pas. S'il y a plus d'un paramètre en sortie, vous ne pouvez pas changer les noms des paramètres en sortie car cela changera les noms de colonne du type composite anonyme qui décrit le résultat de la fonction. Ces restrictions sont là pour assurer que les appels suivants à la fonction ne s'arrêtent pas de fonctionner lorsqu'elle est remplacée.

Exemples

Ajouter deux entiers en utilisant une fonction SQL :

```
CREATE FUNCTION add(integer, integer) RETURNS integer
```

```
    AS 'select $1 + $2;'
    LANGUAGE SQL
    IMMUTABLE
    RETURNS NULL ON NULL INPUT;
```

Incrémenter un entier, en utilisant le nom de l'argument, dans PL/pgSQL :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION increment(i integer) RETURNS integer AS
 $$
        BEGIN
                RETURN i + 1;
        END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Renvoyer un enregistrement contenant plusieurs paramètres en sortie :

```
CREATE FUNCTION dup(in int, out f1 int, out f2 text)
    AS $$ SELECT $1, CAST($1 AS text) || ' is text' $$
    LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM dup(42);
```

La même chose, en plus verbeux, avec un type composite nommé explicitement :

```
CREATE TYPE dup_result AS (f1 int, f2 text);

CREATE FUNCTION dup(int) RETURNS dup_result
    AS $$ SELECT $1, CAST($1 AS text) || ' is text' $$
    LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM dup(42);
```

Une autre façon de renvoyer plusieurs colonnes est d'utiliser une fonction `TABLE` :

```
CREATE FUNCTION dup(int) RETURNS TABLE(f1 int, f2 text)
    AS $$ SELECT $1, CAST($1 AS text) || ' is text' $$
    LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM dup(42);
```

Toutefois, une fonction `TABLE` est différente des exemples précédents parce qu'elle retourne en fait un *ensemble* d'enregistrements, pas juste un enregistrement.

Écrire des fonctions `SECURITY DEFINER` en toute sécurité

Parce qu'une fonction `SECURITY DEFINER` est exécutée avec les droits de l'utilisateur qui en est le propriétaire, une certaine attention est nécessaire pour s'assurer que la fonction ne peut pas être utilisée de façon maline. Pour des raisons de sécurité, search_path doit être configuré pour exclure les schémas modifiables par des utilisateurs indignes de confiance. Cela empêche des utilisateurs malveillants de créer des objets (par exemple tables, fonctions et opérateurs) qui masquent les objets utilisés par la fonction. Dans ce sens, le schéma des tables temporaires est particulièrement important car il est le premier schéma parcouru et qu'il est normalement modifiable par tous les utilisateurs. Une solution

consiste à forcer le parcours de ce schéma en dernier lieu. Pour cela, on écrit `pg_temp` comme dernière entrée de `search_path`. La fonction suivante illustre une utilisation sûre :

```
CREATE FUNCTION verifie_motdepasse(unom TEXT, motpasse TEXT)
RETURNS BOOLEAN AS $$
DECLARE ok BOOLEAN;
BEGIN
        -- Effectuer le travail sécurisé de la fonction.
        SELECT  (motdepasse = $2) INTO ok
        FROM    motsdepasse
        WHERE   nomutilisateur = $1;

        RETURN ok;
END;
$$  LANGUAGE plpgsql
    SECURITY DEFINER
    -- Configure un search_path sécurisée : les schémas de
 confiance, puis 'pg_temp'.
    SET search_path = admin, pg_temp;
```

Le but de cette fonction est d'accéder à une table `admin.motsdepasse`. Mais sans la clause `SET` ou avec une clause `SET` mentionnant uniquement `admin`, la fonction pourrait être transformée en créant une table temporaire nommée `motsdepasse`.

Avant PostgreSQL 8.3, la clause `SET` n'était pas disponible, donc les anciennes fonctions pouvaient contenir un code assez complexe pour sauvegarder, initialiser puis restaurer un paramètre comme `search_path`. La clause `SET` est plus simple à utiliser dans ce but.

Un autre point à garder en mémoire est que, par défaut, le droit d'exécution est donné à `PUBLIC` pour les fonctions nouvellement créées (voir GRANT pour plus d'informations). Fréquemment, vous souhaiterez restreindre l'utilisation d'une fonction « security definer » à seulement quelques utilisateurs. Pour cela, vous devez révoquer les droits `PUBLIC` puis donner le droit d'exécution aux utilisateurs sélectionnés. Pour éviter que la nouvelle fonction soit accessible à tous pendant un court moment, créez-la et initialisez les droits dans une même transaction. Par exemple :

```
BEGIN;
CREATE FUNCTION verifie_motdepasse(unom TEXT, motpasse TEXT) ...
 SECURITY DEFINER;
REVOKE ALL ON FUNCTION verifie_motdepasse(unom TEXT, motpasse TEXT)
 FROM PUBLIC;
GRANT EXECUTE ON FUNCTION verifie_motdepasse(unom TEXT, motpasse
 TEXT) TO admins;
COMMIT;
```

Compatibilité

Une commande `CREATE FUNCTION` est définie dans le standard SQL. La version PostgreSQL est similaire mais pas entièrement compatible. Les attributs ne sont pas portables, pas plus que les différents langages disponibles.

Pour des raisons de compatibilité avec d'autres systèmes de bases de données, *`modearg`* peut être écrit avant ou après *`nomarg`*. Mais seule la première façon est compatible avec le standard.

Pour les valeurs par défaut des paramètres, le standard SQL spécifie seulement la syntaxe du mot clé `DEFAULT`. La syntaxe utilisant = est utilisé dans T-SQL et Firebird.

Voir aussi

ALTER FUNCTION, DROP FUNCTION, GRANT, LOAD, REVOKE

CREATE GROUP

CREATE GROUP — Définir un nouveau rôle de base de données

Synopsis

```
CREATE GROUP nom [ [ WITH ] option [ ... ] ]

où option peut être :

      SUPERUSER | NOSUPERUSER
    | CREATEDB | NOCREATEDB
    | CREATEROLE | NOCREATEROLE
    | INHERIT | NOINHERIT
    | LOGIN | NOLOGIN
    | REPLICATION | NOREPLICATION
    | BYPASSRLS | NOBYPASSRLS
    | CONNECTION LIMIT limite_connexion
    | [ ENCRYPTED ] PASSWORD 'mot_de_passe' | PASSWORD NULL
    | VALID UNTIL 'dateheure'
    | IN ROLE nom_role [, ...]
    | IN GROUP nom_role [, ...]
    | ROLE nom_role [, ...]
    | ADMIN nom_role [, ...]
    | USER nom_role [, ...]
    | SYSID uid
```

Description

`CREATE GROUP` est désormais un alias de CREATE ROLE.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `CREATE GROUP` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE ROLE

CREATE INDEX

CREATE INDEX — Définir un nouvel index

Synopsis

```
CREATE [ UNIQUE ] INDEX [ CONCURRENTLY ] [ [ IF NOT EXISTS ] nom ]
 ON [ ONLY ] nom_table [ USING méthode ]
    ( { nom_colonne | ( expression ) } [ COLLATE collation ]
 [ classeop ] [ ASC | DESC ] [ NULLS { FIRST | LAST } ] [, ...] )
    [ INCLUDE ( nom_colonne [, ...] ) ]
    [ WITH ( parametre_stockage = valeur [, ... ] ) ]
    [ TABLESPACE nom_espacelogique ]
    [ WHERE prédicat ]
```

Description

`CREATE INDEX` construit un index sur le (ou les) colonne(s) spécifiée(s) de la relation spécifiée, qui peut être une table ou une vue matérialisée. Les index sont principalement utilisés pour améliorer les performances de la base de données (bien qu'une utilisation inappropriée puisse produire l'effet inverse).

Les champs clé pour l'index sont spécifiés à l'aide de noms des colonnes ou par des expressions écrites entre parenthèses. Plusieurs champs peuvent être spécifiés si la méthode d'indexation supporte les index multi-colonnes.

Un champ d'index peut être une expression calculée à partir des valeurs d'une ou plusieurs colonnes de la ligne de table. Cette fonctionnalité peut être utilisée pour obtenir un accès rapide à des données obtenues par transformation des données basiques. Par exemple, un index calculé sur `upper(col)` autorise la clause `WHERE upper(col) = 'JIM'` à utiliser un index.

PostgreSQL fournit les méthodes d'indexation B-tree (NDT : arbres balancés), hash (NDT : hachage), GiST (NDT : arbres de recherche généralisés), SP-GiST, GIN et BRIN. Il est possible, bien que compliqué, de définir des méthodes d'indexation utilisateur.

Lorsque la clause `WHERE` est présente, un *index partiel* est créé. Un index partiel est un index ne contenant des entrées que pour une portion d'une table, habituellement la portion sur laquelle l'indexation est la plus utile. Par exemple, si une table contient des ordres facturés et d'autres qui ne le sont pas, et que les ordres non facturés n'occupent qu'une petite fraction du total de la table, qui plus est fréquemment utilisée, les performances sont améliorées par la création d'un index sur cette portion. Une autre application possible est l'utilisation de la clause `WHERE` en combinaison avec `UNIQUE` pour assurer l'unicité sur un sous-ensemble d'une table. Voir Section 11.8 pour plus de renseignements.

L'expression utilisée dans la clause `WHERE` peut ne faire référence qu'à des colonnes de la table sous-jacente, mais elle peut utiliser toutes les colonnes, pas uniquement celles indexées. Actuellement, les sous-requêtes et les expressions d'agrégats sont aussi interdites dans la clause `WHERE`. Les mêmes restrictions s'appliquent aux champs d'index qui sont des expressions.

Toutes les fonctions et opérateurs utilisés dans la définition d'index doivent être « immutable » (NDT : immuable), c'est-à-dire que leur résultat ne doit dépendre que de leurs arguments et jamais d'une influence externe (telle que le contenu d'une autre table ou l'heure). Cette restriction permet de s'assurer que le comportement de l'index est strictement défini. Pour utiliser une fonction utilisateur dans une expression d'index ou dans une clause `WHERE`, cette fonction doit être marquée immutable lors de sa création.

Paramètres

`UNIQUE`

Le système vérifie la présence de valeurs dupliquées dans la table à la création de l'index (si des données existent déjà) et à chaque fois qu'une donnée est ajoutée. Les tentatives d'insertion ou de mises à jour qui résultent en des entrées dupliquées engendrent une erreur.

Des restrictions supplémentaires s'appliquent quand des index uniques sont appliquées aux tables partitionnées. Voir CREATE TABLE.

`CONCURRENTLY`

Quand cette option est utilisée, PostgreSQL construira l'index sans prendre de verrous qui bloquent les insertions, mises à jour, suppression en parallèle sur cette table ; la construction d'un index standard verrouille les écritures (mais pas les lectures) sur la table jusqu'à la fin de la construction. Il est nécessaire d'avoir quelques connaissances avant d'utiliser cette option -- voir Construire des index en parallèle.

Pour les tables temporaires, `CREATE INDEX` est toujours non concurrent car aucune autre session n'y a accès, et la création d'index non concurrent est moins coûteuse.

`IF NOT EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si une relation existe avec le même nom. Un message est renvoyé dans ce cas. Notez qu'il n'existe pas de garantie que l'index existant ressemble à celui qui aurait été créé. Le nom d'index est requis quand `IF NOT EXISTS` est spécifié.

`INCLUDE`

La clause optionnelle `INCLUDE` indique une liste de colonnes qui seront incluses dans l'index comme des colonnes *non clés*. Une colonne non clé ne peut pas être utilisée dans la qualification d'une recherche par parcours d'index, et elle est ignorée pour la contrainte d'unicité ou d'exclusion assurée par l'index. Néanmoins, un parcours d'index couvrant peut renvoyer le contenu des colonnes non clés sans avoir à visiter la table de l'index car il est directement disponible dans l'index. De façon, l'ajout de colonnes non clés autorise l'utilisation de parcours d'index couvrants pour les requêtes qui, autrement, ne les auraient pas utilisés.

Il est conseillé de rester prudent sur l'ajout de colonnes non clés dans un index, tout spécialement pour les colonnes larges. Si un enregistrement d'un index dépasse la taille maximale autorisée pour le type de l'index l'insertion de données échouera. Dans tous les cas, les colonnes non clés dupliquent les données de la table et augmentent la taille de l'index, ralentissant potentiellement les recherches.

Les colonnes listées dans la clause `INCLUDE` n'ont pas besoin de classes d'opérateur appropriées. La clause peut contenir les colonnes dont les types de données n'ont pas de classes d'opérateur définis pour une méthode d'accès donnée.

Les expressions ne sont pas supportées comme colonnes incluses car elles ne peuvent pas être utilisées dans des parcours d'index couvrants.

Actuellement, seule la méthode d'accès B-tree accepte cette fonctionnalité. Dans les index B-tree, les valeurs des colonnes listées dans la clause `INCLUDE` sont incluses dans les enregistrements feuilles qui correspondent à des enregistrements de lignes de table, mais ne sont pas incluses dans les enregistrements de plus haut niveau.

`nom`

Le nom de l'index à créer. Aucun nom de schéma ne peut être inclus ici ; l'index est toujours créé dans le même schéma que sa table parent. Si le nom est omis, PostgreSQL choisit un nom convenable basé sur le nom de la table parent et celui des colonnes indexées.

`ONLY`

Indique de ne pas faire de récursion pour la création des index sur les partitions si la table est partitionnée. Par défaut, la récursion a lieu.

`nom_table`

Le nom de la table à indexer (éventuellement qualifié du nom du schéma).

`méthode`

Le nom de la méthode à utiliser pour l'index. Les choix sont `btree`, `hash`, `gist`, `spgist`, `gin`, `brin` ou les méthodes d'accès installés par les utilisateurs comme bloom. La méthode par défaut est `btree`.

`nom_colonne`

Le nom d'une colonne de la table.

`expression`

Une expression basée sur une ou plusieurs colonnes de la table. L'expression doit habituellement être écrite entre parenthèses, comme la syntaxe le précise. Néanmoins, les parenthèses peuvent être omises si l'expression a la forme d'un appel de fonction.

`collation`

Le nom du collationnement à utiliser pour l'index. Par défaut, l'index utilise le collationnement déclaré pour la colonne à indexer ou le collationnement résultant de l'expression à indexer. Les index avec des collationnements spécifiques peuvent être utiles pour les requêtes qui impliquent des expressions utilisant des collationnements spécifiques.

`classeop`

Le nom d'une classe d'opérateur. Voir plus bas pour les détails.

`ASC`

Spécifie un ordre de tri ascendant (valeur par défaut).

`DESC`

Spécifie un ordre de tri descendant.

`NULLS FIRST`

Spécifie que les valeurs NULL sont présentées avant les valeurs non NULL. Ceci est la valeur par défaut quand `DESC` est indiqué.

`NULLS LAST`

Spécifie que les valeurs NULL sont présentées après les valeurs non NULL. Ceci est la valeur par défaut quand `ASC` est indiqué.

`paramètre_stockage`

Le nom d'un paramètre de stockage spécifique à la méthode d'indexage. Voir Paramètres de stockage des index pour les détails.

`nom_espacelogique`

Le tablespace dans lequel créer l'index. S'il n'est pas précisé, default_tablespace est consulté, sauf si la table est temporaire auquel cas temp_tablespaces est utilisé.

prédicat

L'expression de la contrainte pour un index partiel.

Paramètres de stockage des index

La clause WITH optionnelle spécifie des *paramètres de stockage* pour l'index. Chaque méthode d'indexage peut avoir son propre ensemble de paramètres de stockage. Les méthodes d'index B-tree, hash, GiST et SP-GiST acceptent toutes ce paramètre :

fillfactor

Le facteur de remplissage pour un index est un pourcentage qui détermine à quel point les pages d'index seront remplies par la méthode d'indexage. Pour les B-tree, les pages enfants sont remplies jusqu'à ce pourcentage lors de la construction initiale de l'index, et aussi lors de l'extension de l'index sur la droite (ajoutant les valeurs de clé les plus importantes). Si les pages deviennent ensuite totalement remplies, elles seront partagées, amenant une dégradation graduelle de l'efficacité de l'index. Les arbres B-tree utilisent un facteur de remplissage de 90% par défaut mais toute valeur entière comprise entre 10 et 100 peut être choisie. Si la table est statique, alors un facteur de 100 est meilleur pour minimiser la taille physique de l'index. Pour les tables mises à jour régulièrement, un facteur de remplissage plus petit est meilleur pour minimiser le besoin de pages divisées. Les autres méthodes d'indexage utilisent un facteur de remplissage de façon différente mais en gros analogue ; le facteur de remplissage varie suivant les méthodes.

Les index B-tree acceptent en option ce paramètre :

vacuum_cleanup_index_scale_factor

Valeur par index pour le vacuum_cleanup_index_scale_factor.

Les index GiST acceptent en option ce paramètre :

buffering

Détermine si la technique de construction par tampon décrite dans Section 64.4.1 est utilisé pour construire l'index. À OFF, cette technique est désactivée. À ON, elle est activée. À AUTO, elle est initialement désactivée mais peut être activée quand la taille de l'index atteint effective_cache_size. La valeur par défaut est AUTO.

Les index GIN acceptent plusieurs paramètres supplémentaires :

fastupdate

Ce paramètre régit l'utilisation de la technique de mise à jour rapide décrite dans Section 66.4.1. C'est un paramètre booléen : ON active la mise à jour rapide, OFF la désactive. (Les autres façons d'écrire ON et OFF sont autorisées, comme décrit dans Section 19.1.) La valeur par défaut est ON.

> **Note**
>
> Désactiver fastupdate via ALTER INDEX empêche les insertions futures d'aller dans la liste d'entrées d'index à traiter, mais ne nettoie pas les entrées précédentes de cette liste. Vous voudrez peut être ensuite exécuter un VACUUM sur la table ou exécuter la fonction gin_clean_pending_list, afin de garantir que la liste à traiter soit vidée.

gin_pending_list_limit

Personnalise le paramètre gin_pending_list_limit. Cette valeur est spécifiée en Ko.

Les index BRIN acceptent différents paramètres :

`pages_per_range`

Définit le nombre de blocs de table qui sera résumé en un intervalle de blocs pour chaque entrée dans un index BRIN (voir Section 67.1 pour plus de détails). La valeur par défaut est `128`.

`autosummarize`

Définit si le lancement d'un calcul de résumé doit être effectuée pour l'intervalle de blocs précédent chaque fois qu'une insertion est détectée sur l'intervalle suivant.

Les index GiST acceptent en plus ce paramètre :

`buffering`

Détermine si la technique de construction avec tampons décrite dans Section 64.4.1 est utilisée pour construire l'index. À `OFF`, cette technique n'est pas utilisée. À `ON`, elle est utilisée. À `AUTO`, elle est au départ désactivée mais elle est activée une fois que la taille de l'index atteint effective_cache_size. La valeur par défaut est `AUTO`.

Construire des index en parallèle

Créer un index peut interférer avec les opérations normales d'une base de données. Habituellement, PostgreSQL verrouille la table à indexer pour la protéger des écritures et construit l'index complet avec un seul parcours de la table. Les autres transactions peuvent toujours lire la table mais s'ils essaient d'insérer, mettre à jour, supprimer des lignes dans la table, elles seront bloquées jusqu'à la fin de la construction de l'index. Ceci peut avoir un effet sérieux si le système est une base en production. Les très grosses tables peuvent demander plusieurs heures pour être indexées. Même pour les petites tables, une construction d'index peut bloquer les processus qui voudraient écrire dans la table pendant des périodes longues sur un système de production.

PostgreSQL supporte la construction des index sans verrouillage des écritures. Cette méthode est appelée en précisant l'option `CONCURRENTLY` de `CREATE INDEX`. Quand cette option est utilisée, PostgreSQL doit réaliser deux parcours de table et, en plus, il doit attendre que toutes les transactions existantes qui peuvent modifier ou utiliser cet index se terminent. Du coup, cette méthode requiert plus de temps qu'une construction standard de l'index et est bien plus longue à se terminer. Néanmoins, comme cela autorise la poursuite des opérations pendant la construction de l'index, cette méthode est utile pour ajouter de nouveaux index dans un environnement en production. Bien sûr, la charge CPU et I/O supplémentaire imposée par la création de l'index peut ralentir les autres opérations.

Dans la construction en parallèle d'un index, l'index est enregistré dans les catalogues systèmes dans une transaction, puis les deux parcours de table interviennent dans deux transactions supplémentaires. Avant chaque parcours de table, la construction de l'index doit attendre la fin des transactions en cours qui ont modifié la table. Après le deuxième parcours, la construction doit attendre la fin de toute transactions ayant une image de base (un snapshot, voir Chapitre 13) datant d'avant le deuxième parcours pour se terminer, ceci incluant les transactions utilisées par toute phase des constructions concurrentes d'index sur les autres tables. Ensuite, l'index peut être marqué comme utilisable, et la commande `CREATE INDEX` se termine. Néanmoins, même après cela, l'index pourrait ne pas être immédiatement utilisable pour les autres requêtes : dans le pire des cas, il ne peut pas être utilisé tant que des transactions datant d'avant le début de la création de l'index existent.

Si un problème survient lors du parcours de la table, comme un deadlock ou une violation d'unicité dans un index unique, la commande `CREATE INDEX` échouera mais laissera derrière un index « invalide ». Cet index sera ignoré par les requêtes car il pourrait être incomplet ; néanmoins il consommera quand même du temps lors des mises à jour de l'index. La commande `\d` de psql rapportera cet index comme `INVALID` :

```
postgres=# \d tab
Table "public.tab"
Column |  Type   | Collation | Nullable | Default
```

```
--------+---------+-----------+----------+---------
 col    | integer |           |          |
 Indexes:
 "idx" btree (col) INVALID
```

La méthode de récupération recommandée dans de tels cas est de supprimer l'index et de tenter de nouveau un `CREATE INDEX CONCURRENTLY`. (Une autre possibilité est de reconstruire l'index avec `REINDEX`. Néanmoins, comme `REINDEX` ne supporte pas la construction d'index en parallèle, cette option ne semble pas très attirante.)

Lors de la construction d'un index unique en parallèle, la contrainte d'unicité est déjà placée pour les autres transactions quand le deuxième parcours de table commence. Cela signifie que des violations de contraintes pourraient être rapportées dans les autres requêtes avant que l'index ne soit disponible, voire même dans des cas où la construction de l'index va échouer. De plus, si un échec survient dans le deuxième parcours, l'index « invalide » continue à forcer la contrainte d'unicité.

Les constructions en parallèle d'index avec expression et d'index partiels sont supportées. Les erreurs survenant pendant l'évaluation de ces expressions pourraient causer un comportement similaire à celui décrit ci-dessus pour les violations de contraintes d'unicité.

Les constructions d'index standards permettent d'autres constructions d'index en simultanée sur la même table mais seul une construction d'index en parallèle peut survenir sur une table à un même moment. Dans les deux cas, la modification du schéma de la table n'est pas autorisé pendant la construction de l'index. Une autre différence est qu'une commande `CREATE INDEX` normale peut être réalisée à l'intérieur d'un bloc de transactions alors que `CREATE INDEX CONCURRENTLY` ne le peut pas.

Les constructions en parallèle des index sur les tables partitionnées ne sont pas actuellement supportées. Néanmoins, vous pouvez construire l'index en parallèle sur chaque partition individuel, puis créer l'index partitionné sans CONCURRENTLY pour réduire le temps où les écritures seront bloquées sur la table partitionnée. Dans ce cas, construire l'index partitionné est une opération sur les méta-données uniquement.

Notes

Chapitre 11 présente des informations sur le moment où les index peuvent être utilisés, quand ils ne le sont pas et dans quelles situations particulières ils peuvent être utiles.

Actuellement, seules les méthodes d'indexation B-tree, GiST, GIN et BRIN supportent les index multi-colonnes. Jusqu'à 32 champs peuvent être spécifiés par défaut. (Cette limite peut être modifiée à la compilation de PostgreSQL.) Seul B-tree supporte actuellement les index uniques.

Une *classe d'opérateur* peut être spécifiée pour chaque colonne d'un index. La classe d'opérateur identifie les opérateurs à utiliser par l'index pour cette colonne. Par exemple, un index B-tree sur des entiers codés sur quatre octets utilise la classe `int4_ops`, qui contient des fonctions de comparaison pour les entiers sur quatre octets. En pratique, la classe d'opérateur par défaut pour le type de données de la colonne est généralement suffisant. Les classes d'opérateur trouvent leur intérêt principal dans l'existence, pour certains types de données, de plusieurs ordonnancements significatifs.

Soit l'exemple d'un type de données « nombre complexe » qui doit être classé par sa valeur absolue ou par sa partie réelle. Cela peut être réalisé par la définition de deux classes d'opérateur pour le type de données, puis par la sélection de la classe appropriée lors de la création d'un index.

De plus amples informations sur les classes d'opérateurs sont disponibles dans Section 11.10 et dans Section 38.15.

Quand `CREATE INDEX` est appelé sur une table partitionnée, le comportement par défaut est de vérifier que toutes les partitions ont un index correspondant. Chaque partition est tout d'abord vérifiée pour déterminer si un index équivalent existe déjà. Si c'est le cas, cet index sera attaché comme

index la partition avec l'index en cours de création, qui deviendra son index parent. Si aucun index correspondant n'existe, un nouvel index sera créé et attaché automatiquement. Le nom du nouvel index dans chaque partition sera déterminé comme si aucun nom d'index n'avait été spécifié dans la commande. Si l'option ONLY est indiquée, aucune récursion n'est réalisée et l'index est marqué invalide. (ALTER INDEX ... ATTACH PARTITION marque l'index comme valide une fois que toutes les partitions ont acquis l'index correspondant.) Néanmoins, notez que toute partition créée dans le futur en utilisant CREATE TABLE ... PARTITION OF contiendra automatiquement l'index correspondant que cette option soit spécifiée ou non.

Pour les méthodes d'indexage qui supportent les parcours ordonnés (actuellement seulement pour les B-tree), les clauses optionnelles ASC, DESC, NULLS FIRST et/ou NULLS LAST peuvent être spécifiées pour modifier l'ordre de tri normal de l'index. Comme un index ordonné peut être parcouru en avant et en arrière, il n'est habituellement pas utile de créer un index DESC sur une colonne -- ce tri est déjà disponible avec un index standard. L'intérêt de ces options se révèle avec les index multi-colonnes. Ils peuvent être créés pour correspondre à un tri particulier demandé par une requête, comme SELECT ... ORDER BY x ASC, y DESC. Les options NULLS sont utiles si vous avez besoin de supporter le comportement « nulls sort low », plutôt que le « nulls sort high » par défaut, dans les requêtes qui dépendent des index pour éviter l'étape du tri.

Le système récupère régulièrement des statistiques sur toutes les colonnes d'une table. Les index nouvellement créés et sans expression peuvent immédiatement utiliser ces statistiques pour déterminer l'utilité d'un index. Pour les nouveaux index à expression, il est nécessaire d'exécuter ANALYZE ou d'attendre que le the processus en tâche de fond autovacuum analyse la table pour générer des statistiques pour ces index.

Pour la plupart des méthodes d'indexation, la vitesse de création d'un index est dépendante du paramètre maintenance_work_mem. Une plus grande valeur réduit le temps nécessaire à la création d'index, tant qu'elle ne dépasse pas la quantité de mémoire vraiment disponible, afin d'éviter que la machine ne doive paginer.

PostgreSQL peut construire des index en utilisant plusieurs CPU pour traiter plus rapidement les lignes de la table. Cette fonctionnalité est connue sous le nom de *construction d'index parallélisée*. Pour les méthodes d'indexage qui supportent la construction d'index en parallèle (actuellement seulement les B-tree), maintenance_work_mem indique la quantité maximale de mémoire pouvant être utilisée pour chaque opération de construction d'index, quelque soit le nombre de processus workers démarrés. Habituellement, un modèle de coût détermine automatiquement le nombre de workers à exécuter.

Les constructions d'index parallélisées pourraient bénéficier d'une augmentation du maintenance_work_mem, là où une construction équivalente mais non parallélisée ne verrait que peu ou pas de bénéfices. Notez que maintenance_work_mem peut influencer le nombre de processus workers demandés car les workers parallélisés doivent avoir au moins 32 Mo provenant du maintenance_work_mem global. Il doit aussi rester 32 Mo pour le processus leader. Augmenter max_parallel_maintenance_workers pourrait permettre l'utilisation d'un plus grand nombre de workers, ce qui réduirait le temps nécessaire pour la création de l'index, à condition que cette création ne soit pas déjà freiné par les disques. Bien sûr, il doit rester suffisamment de CPU qui auraient été autrement inutilisés.

Configurer une valeur pour parallel_workers via ALTER TABLE contrôle directement le nombre de processus workers parallélisés réclamé par un CREATE INDEX sur la table. Ceci contourne complètement le modèle de coût, et empêche maintenance_work_mem d'affcter le nombre demandé de workers parallélisés. Configurer parallel_workers à 0 via ALTER TABLE désactivera les constructions d'index parallélisées sur la table dans tous les cas.

> **Astuce**
>
> Vous pourriez vouloir réinitialiser parallel_workers après l'avoir configuré pour permettre une construction d'index. Ceci évite des changements inattendus dans les plans de requêtes, vu que parallel_workers affecte *tous* les parcours parallélisés de table.

Bien que `CREATE INDEX` avec l'option `CONCURRENTLY` accepte les constructions parallélisées sans restrictions particulières, seul le premier parcours de table est réellement exécuté en parallèle.

DROP INDEX est utilisé pour supprimer un index.

Les versions précédentes de PostgreSQL ont aussi une méthode d'index R-tree. Cette méthode a été supprimée car elle n'a pas d'avantages par rapport à la méthode GiST. Si `USING rtree` est indiqué, `CREATE INDEX` l'interprétera comme `USING gist` pour simplifier la conversions des anciennes bases à GiST.

Exemples

Créer un index B-tree sur la colonne `titre` dans la table `films` :

```
CREATE UNIQUE INDEX title_idx ON films (title);
```

Pour créer un index B-tree unique sur la colonne `title` avec les colonnes incluses `director` et `rating` de la table `films` :

```
CREATE UNIQUE INDEX title_idx ON films (title) INCLUDE (director,
 rating);
```

Pour créer un index sur l'expression `lower(titre)`, permettant une recherche efficace quelque soit la casse :

```
CREATE INDEX ON films ((lower(titre)));
```

(dans cet exemple, nous avons choisi d'omettre le nom de l'index, donc le système choisira un nom, typiquement `films_lower_idx`.)

Pour créer un index avec un collationnement spécifique :

```
CREATE INDEX title_idx_german ON films (title COLLATE "de_DE");
```

Pour créer un index avec un ordre de tri des valeurs NULL différent du standard :

```
CREATE INDEX title_idx_nulls_low ON films (title NULLS FIRST);
```

Pour créer un index avec un facteur de remplissage différent :

```
CREATE UNIQUE INDEX idx_titre ON films (titre) WITH (fillfactor =
 70);
```

Pour créer un index GIN avec les mises à jour rapides désactivées :

```
CREATE INDEX gin_idx ON documents_table USING GIN (locations) WITH
 (fastupdate = off);
```

Créer un index sur la colonne `code` de la table `films` et donner à l'index l'emplacement du tablespace `espaceindex` :

```
CREATE INDEX code_idx ON films (code) TABLESPACE espaceindex;
```

Pour créer un index GiST sur un attribut point, de façon à ce que nous puissions utiliser rapidement les opérateurs box sur le résultat de la fonction de conversion :

```
CREATE INDEX pointloc
    ON points USING gist (box(location,location));
SELECT * FROM points
    WHERE box(location,location) && '(0,0),(1,1)'::box;
```

Pour créer un index sans verrouiller les écritures dans la table :

```
CREATE INDEX CONCURRENTLY index_quentite_ventes ON table_ventes
 (quantité);
```

Compatibilité

`CREATE INDEX` est une extension du langage PostgreSQL. Les index n'existent pas dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER INDEX, DROP INDEX

CREATE LANGUAGE

CREATE LANGUAGE — Définir un nouveau langage procédural

Synopsis

```
CREATE [ OR REPLACE ] [ PROCEDURAL ] LANGUAGE nom
CREATE [ OR REPLACE ] [ TRUSTED ] [ PROCEDURAL ] LANGUAGE nom
    HANDLER gestionnaire_appel [ VALIDATOR fonction_validation ]
```

Description

`CREATE LANGUAGE` enregistre un nouveau langage procédural à une base de données PostgreSQL. En conséquence, les fonctions et procédures peuvent être définies dans ce nouveau langage.

> **Note**
>
> À partir de PostgreSQL 9.1, la plupart des langages procéduraux ont été tranformés en « extensions », et doivent du coup être installés avec CREATE EXTENSION, et non pas avec `CREATE LANGUAGE`. L'utilisation directe de `CREATE LANGUAGE` devrait maintenant être réservée aux scripts d'installation d'extension. Si vous avez un langage « nu » dans votre base de données, peut-être comme résultat d'une mise à jour, vous pouvez le convertir en extension en utilisant `CREATE EXTENSION` *`nom_langage`* `FROM unpackaged`.

`CREATE LANGUAGE` associe en fait le nom du langage à un ou des fonctions de gestion qui sont responsable de l'exécution des fonctions écrites dans le langage. Chapitre 42 offre de plus amples informations sur les gestionnaires de fonctions.

La commande `CREATE LANGUAGE` existe sous deux formes. Dans la première, l'utilisateur ne fournit que le nom du langage désiré et le serveur PostgreSQL consulte le catalogue système `pg_pltemplate` pour déterminer les paramètres adéquats. Dans la seconde, l'utilisateur fournit les paramètres du langage avec son nom. Cette forme peut être utilisée pour créer un langage non défini dans `pg_pltemplate`. Cette approche est cependant obsolète.

Si le serveur trouve une entrée dans le catalogue `pg_pltemplate` pour le nom donné, il utilise les données du catalogue quand bien même la commande incluerait les paramètres du langage. Ce comportement simplifie le chargement des anciens fichiers de sauvegarde ; ceux-ci présentent le risque de contenir des informations caduques sur les fonctions de support du langage.

Habituellement, l'utilisateur doit être un superutilisateur PostgreSQL pour enregistrer un nouveau langage. Néanmoins, le propriétaire d'une base de données peut enregistrer un nouveau langage dans sa base si le langage est listé dans le catalogue `pg_pltemplate` et est marqué comme autorisé à être créé par les propriétaires de base (`tmpldbacreate` à true). La valeur par défaut est que les langages de confiance peuvent être créés par les propriétaires de base de données, mais cela peut être modifié par les superutilisateurs en ajustant le contenu de `pg_pltemplate`. Le créateur d'un langage devient son propriétaire et peut ensuite le supprimer, le renommer ou le donner à un autre propriétaire.

`CREATE OR REPLACE LANGUAGE` créera un nouveau langage ou remplacera une définition existante. Si le langage existe déjà, ces paramètres sont mis à jour suivant les valeurs indiquées ou prises de `pg_pltemplate` mais le propriétaire et les droits du langage ne sont pas modifiés et toutes fonctions existantes créées dans le langage sont supposées être toujours valides. En plus des droits nécessaires pour créer un langage, un utilisateur doit être superutilisateur ou propriétaire du langage existant. Le cas `REPLACE` a pour but principal d'être utilisé pour s'assurer que le langage existe. Si le

langage a une entrée pg_pltemplate alors REPLACE ne modifiera rien sur la définition existante, sauf dans le cas inhabituel où l'entrée pg_pltemplate a été modifiée depuis que le langage a été créé.

Paramètres

TRUSTED

TRUSTED indique que le langage ne donne pas accès aux données auquel l'utilisateur n'a pas normalement accès. Si ce mot clé est omis à l'enregistrement du langage, seuls les superutilisateurs peuvent utiliser ce langage pour créer de nouvelles fonctions.

PROCEDURAL

Sans objet.

nom

Le nom du nouveau langage procédural. Il ne peut y avoir deux langages portant le même nom au sein de la base de données.

Pour des raisons de compatibilité descendante, le nom doit être entouré de guillemets simples.

HANDLER *gestionnaire_appel*

gestionnaire_appel est le nom d'une fonction précédemment enregistrée. C'est elle qui est appelée pour exécuter les fonctions du langage procédural. Le gestionnaire d'appels d'un langage procédural doit être écrit dans un langage compilé, tel que le C, avec la convention d'appel version 1 et enregistré dans PostgreSQL comme une fonction ne prenant aucun argument et retournant le type language_handler, type servant essentiellement à identifier la fonction comme gestionnaire d'appels.

INLINE *gestionnaire_en_ligne*

gestionnaire_en_ligne est le nom d'une fonction déjà enregistrée qui sera appelée pour exécuter un bloc de code anonyme (voir la commande DO) dans ce langage. Si aucune fonction *gestionnaire_en_ligne* n'est indiquée, le langage ne supporte pas les blocs de code anonymes. La fonction de gestion doit prendre un argument du type internal, qui sera la représentation interne de la commande DO, et il renverra le type void. La valeur de retour du gestionnaire est ignorée.

VALIDATOR *fonction_validation*

fonction_validation est le nom d'une fonction précédemment enregistrée. C'est elle qui est appelée pour valider toute nouvelle fonction écrite dans ce langage. Si aucune fonction de validation n'est spécifiée, alors toute nouvelle fonction n'est pas vérifiée à sa création. La fonction de validation prend obligatoirement un argument de type oid, OID de la fonction à créer, et renvoie par convention void.

Une fonction de validation contrôle généralement le corps de la fonction pour s'assurer de sa justesse syntaxique mais peut également vérifier d'autres propriétés de la fonction (l'incapacité du langage à gérer certains types d'argument, par exemple). Le signalement d'erreur se fait à l'aide de la fonction ereport(). La valeur de retour de la fonction est ignorée.

L'option TRUSTED et le(s) nom(s) de la fonction de support sont ignorés s'il existe une entrée dans la table pg_pltemplate pour le nom du langage spécifié.

Notes

Utiliser DROP LANGUAGE pour supprimer un langage procédural.

Le catalogue système pg_language (voir Section 52.29) contient des informations sur les langages installés. De plus, la commande psql \dL liste les langages installées.

Pour créer des fonctions dans un langage procédural, l'utilisateur doit posséder le droit USAGE pour ce langage. Par défaut, USAGE est donné à PUBLIC (c'est-à-dire tout le monde) pour les langages de confiance. Ce droit peut être révoqué si nécessaire.

Les langages procéduraux sont installées par base. Néanmoins, un langage peut être installé dans la base de données template1, ce qui le rend automatiquement disponible dans toutes les bases de données créées par la suite.

Le gestionnaire d'appels, le gestionnaire en ligne (s'il y en a un) et la fonction de validation (s'il y en a une) doivent exister préalablement si le serveur ne possède pas d'entrée pour ce langage dans pg_pltemplate. Dans le cas contraire, les fonctions n'ont pas besoin de pré-exister ; elles sont automatiquement définies si elles ne sont pas présentes dans la base de données. (Cela peut amener CREATE LANGUAGE à échouer si la bibliothèque partagée implémentant le langage n'est pas disponible dans l'installation.)

Dans les versions de PostgreSQL antérieures à 7.3, il était nécessaire de déclarer des fonctions de gestion renvoyant le type opaque, plutôt que language_handler. Pour accepter le chargement d'anciens fichiers de sauvegarde, CREATE LANGUAGE accepte toute fonction retournant le type opaque mais affiche un message d'avertissement et modifie le type de retour de la fonction en language_handler.

Exemples

Tout langage procédural standard sera préférentiellement créé ainsi :

```
CREATE LANGUAGE plperl;
```

Pour un langage inconnu du catalogue pg_pltemplate, une séquence comme celle-ci est nécessaire :

```
CREATE FUNCTION plsample_call_handler() RETURNS language_handler
    AS '$libdir/plsample'
    LANGUAGE C;
CREATE LANGUAGE plsample
    HANDLER plsample_call_handler;
```

Compatibilité

CREATE LANGUAGE est une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER LANGUAGE, CREATE FUNCTION, DROP LANGUAGE, GRANT, REVOKE

CREATE MATERIALIZED VIEW

CREATE MATERIALIZED VIEW — définir une nouvelle vue matérialisée

Synopsis

```
CREATE MATERIALIZED VIEW [ IF NOT EXISTS ] nom_table
    [ (nom_colonne [, ...] ) ]
    [ WITH ( paramètre_stockage [= valeur] [, ... ] ) ]
    [ TABLESPACE nom_tablespace ]
    AS requête
    [ WITH [ NO ] DATA ]
```

Description

`CREATE MATERIALIZED VIEW` définit une vue matérialisée à partir d'une requête. La requête est exécutée et utilisée pour peupler la vue à l'exécution de la commande (sauf si `WITH NO DATA` est utilisé) et peut être rafraichi plus tard en utilisant `REFRESH MATERIALIZED VIEW`.

`CREATE MATERIALIZED VIEW` est similaire à `CREATE TABLE AS`, sauf qu'il se rappelle aussi de la requête utilisée pour initialiser la vue pour qu'elle puisse être rafraichie à la demande. Une vue matérialisée a plusieurs propriétés communes avec une table mais il n'y a pas de support pour les vues matérialisées temporaires ou avec génération automatique d'OID.

Paramètres

`IF NOT EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si une vue matérialisée portant le même nom existe déjà. Un message d'avertissement est renvoyé dans ce cas. Notez qu'il n'y a aucune garantie que la vue matérialisée existante ressemble à celle qui aurait dû être créée.

`nom_table`

Le nom de la vue matérialisée (potentiellement qualifié du schéma) à créer.

`nom_colonne`

Le nom d'une colonne dans la nouvelle vue matérialisée. Si les noms des colonnes ne sont pas fournis, ils sont pris des noms de colonne en sortie de la requête.

`WITH ( paramètre_stockage [= valeur] [, ... ] )`

Cette clause indique les paramètres de stockage optionnels pour la nouvelle vue matérialisée ; voir Paramètres de stockage pour plus d'informations. Tous les paramètres supportés pour `CREATE TABLE` sont aussi supportés supported par `CREATE MATERIALIZED VIEW` à l'exception d'`OIDS`. Voir CREATE TABLE pour plus d'informations.

`TABLESPACE nom_tablespace`

`nom_tablespace` est le nom du tablespace dans lequel la nouvelle vue matérialisée sera créée. S'il n'est pas indiqué, default_tablespace est consulté.

query

Une commande SELECT, TABLE ou VALUES. Cette requête sera exécutée dans une opération restreinte au niveau sécurité. En particulier, les appels aux fonctions qui elles-même créent des tables temporaires échoueront.

`WITH [ NO ] DATA`

Cette clause indique si la vue matérialisée doit être peuplée ou non lors de sa création. Si elle ne l'est pas, la vue matérialisée sera marquée comme non parcourable et ne pourra pas être lu jusqu'à ce que `REFRESH MATERIALIZED VIEW` soit utilisé.

Compatibilité

`CREATE MATERIALIZED VIEW` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER MATERIALIZED VIEW, CREATE TABLE AS, CREATE VIEW, DROP MATERIALIZED VIEW, REFRESH MATERIALIZED VIEW

CREATE OPERATOR

CREATE OPERATOR — Définir un nouvel opérateur

Synopsis

```
CREATE OPERATOR nom (
    {FUNCTION|PROCEDURE} = nom_fonction
    [, LEFTARG = type_gauche ]
    [, RIGHTARG = type_droit ]
    [, COMMUTATOR = op_com ]
    [, NEGATOR = op_neg ]
    [, RESTRICT = proc_res ]
    [, JOIN = proc_join ]
    [, HASHES ] [, MERGES ]
)
```

Description

`CREATE OPERATOR` définit un nouvel opérateur, *`nom`*. L'utilisateur qui définit un opérateur en devient propriétaire. Si un nom de schéma est donné, l'opérateur est créé dans le schéma spécifié. Sinon, il est créé dans le schéma courant.

Le nom de l'opérateur est une séquence d'au plus `NAMEDATALEN`-1 (63 par défaut) caractères parmi la liste suivante :

+ - * / < > = ~ ! @ # % ^ & | ` ?

Il existe quelques restrictions dans le choix du nom :

- `--` et `/*` ne peuvent pas apparaître dans le nom d'un opérateur car ils sont pris pour le début d'un commentaire.
- Un nom d'opérateur multicaractères ne peut pas finir avec `+` ou `-` sauf si le nom contient l'un, au moins, de ces caractères :

  ~ ! @ # % ^ & | ` ?

  Par exemple, `@-` est un nom d'opérateur autorisé mais `*-` n'en est pas un. Cette restriction permet à PostgreSQL d'analyser les commandes compatibles SQL sans nécessiter d'espaces entre les lexèmes.
- Le symbole `=>` est réservé par la grammaire SQL, donc il ne peut pas être utilisé comme nom d'opérateur.

L'opérateur `!=` est remplacé par `<>` à la saisie, ces deux noms sont donc toujours équivalents.

Au moins un des deux `LEFTARG` et `RIGHTARG` doit être défini. Pour les opérateurs binaires, les deux doivent l'être. Pour les opérateurs unaires droits, seul `LEFTARG` doit l'être, `RIGHTARG` pour les opérateurs unaires gauches.

> **Note**
>
> Les opérateurs unaires droits, aussi appelés postfix, sont obsolètes et seront supprimés dans PostgreSQL version 14.

La fonction *nom_fonction* doit avoir été précédemment définie par `CREATE FUNCTION` et doit accepter le bon nombre d'arguments (un ou deux) des types indiqués.

Dans la syntaxe de `CREATE OPERATOR`, les mot-clés `FUNCTION` et `PROCEDURE` sont équivalents mais la fonction référencée doit dans tous les cas être une fonction et non pas une procédure. L'utilisation du mot clé `PROCEDURE` est ici historique et dépréciée.

Les autres clauses spécifient des clauses optionnelles d'optimisation d'opérateur. Leur signification est détaillée dans Section 38.14.

Pour pouvoir créer un opérateur, vous devez avoir le droit `USAGE` sur le type des arguments et sur le type en retour. Vous devez aussi avoir le droit `EXECUTE` sur la fonction sous-jacente. Si un opérateur de commutation ou de négation est spécifié, vous devez être le propriétaire de ces opérateurs.

Paramètres

nom

Le nom de l'opérateur à définir. Voir ci-dessus pour les caractères autorisés. Le nom peut être qualifié du nom du schéma, par exemple `CREATE OPERATOR monschema.+ (...)`. Dans le cas contraire, il est créé dans le schéma courant. Deux opérateurs dans le même schéma peuvent avoir le même nom s'ils opérent sur des types de données différents. On parle alors de *surchargement*.

nom_fonction

La fonction utilisée pour implanter cet opérateur.

type_gauche

Le type de données de l'opérande gauche de l'opérateur, s'il existe. Cette option est omise pour un opérateur unaire gauche.

type_droit

Le type de données de l'opérande droit de l'opérateur, s'il existe. Cette option est omise pour un opérateur unaire droit.

op_com

Le commutateur de cet opérateur.

op_neg

La négation de cet opérateur.

proc_res

La fonction d'estimation de la sélectivité de restriction pour cet opérateur.

proc_join

La fonction d'estimation de la sélectivité de jointure pour cet opérateur.

HASHES

L'opérateur peut supporter une jointure de hachage.

MERGES

L'opérateur peut supporter une jointure de fusion.

La syntaxe OPERATOR() est utilisée pour préciser un nom d'opérateur qualifié d'un schéma dans *op_com* ou dans les autres arguments optionnels. Par exemple :

```
COMMUTATOR = OPERATOR(mon_schema.===) ,
```

Notes

Section 38.13 fournit de plus amples informations.

Il n'est pas possible de spécifier la précédence lexicale d'un opérateur dans CREATE OPERATOR car le comportement de précédence de l'analyseur n'est pas modifiable. Voir Section 4.1.6 pour des détails sur la gestion de la précédence.

Les options obsolètes, SORT1, SORT2, LTCMP et GTCMP étaient utilisées auparavant pour spécifier les noms des opérateurs de tris associés avec un opérateur joignable par fusion (mergejoinable). Ceci n'est plus nécessaire car l'information sur les opérateurs associés est disponible en cherchant les familles d'opérateur B-tree. Si une des ces options est fournie, elle est ignorée mais configure implicitement MERGES à true.

DROP OPERATOR est utilisé pour supprimer les opérateurs utilisateur, ALTER OPERATOR pour les modifier.

Exemples

La commande suivante définit un nouvel opérateur, « area-equality », pour le type de données box :

```
CREATE OPERATOR === (
    LEFTARG = box,
    RIGHTARG = box,
    FUNCTION = area_equal_function,
    COMMUTATOR = ===,
    NEGATOR = !==,
    RESTRICT = area_restriction_function,
    JOIN = area_join_function,
    HASHES, MERGES
);
```

Compatibilité

CREATE OPERATOR est une extension PostgreSQL. Il n'existe pas d'opérateurs utilisateur dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER OPERATOR, CREATE OPERATOR CLASS, DROP OPERATOR

CREATE OPERATOR CLASS

CREATE OPERATOR CLASS — Définir une nouvelle classe d'opérateur

Synopsis

```
CREATE OPERATOR CLASS nom [ DEFAULT ] FOR TYPE type_donnee
  USING methode_indexage [ FAMILY nom_famille ] AS
  {  OPERATOR numero_strategie nom_operateur [ ( type_op, type_op
 ) ] [ FOR SEARCH | FOR ORDER BY nom_famille_tri ]
  | FUNCTION numero_support [ ( type_op [ , type_op
 ] ) ] nom_fonction ( type_argument [, ...] )
   | STORAGE type_stockage
  } [, ... ]
```

Description

`CREATE OPERATOR CLASS` crée une nouvelle classe d'opérateur. Une classe d'opérateur définit la façon dont un type de données particulier peut être utilisé avec un index. La classe d'opérateur spécifie le rôle particulier ou la « stratégie » que jouent certains opérateurs pour ce type de données et cette méthode d'indexation. La classe d'opérateur spécifie aussi les fonctions de support à utiliser par la méthode d'indexation quand la classe d'opérateur est sélectionnée pour une colonne d'index. Tous les opérateurs et fonctions utilisés par une classe d'opérateur doivent être définis avant la création de la classe d'opérateur.

Si un nom de schéma est donné, la classe d'opérateur est créée dans le schéma spécifié. Sinon, elle est créée dans le schéma courant. Deux classes d'opérateur ne peuvent avoir le même nom que s'ils concernent des méthodes d'indexation différentes.

L'utilisateur qui définit une classe d'opérateur en devient propriétaire. Actuellement, le créateur doit être superutilisateur. Cette restriction existe parce qu'une définition erronée d'une classe d'opérateur peut gêner le serveur, voire causer un arrêt brutal de celui-ci.

Actuellement, `CREATE OPERATOR CLASS` ne vérifie pas si la définition de la classe d'opérateur inclut tous les opérateurs et fonctions requis par la méthode d'indexation. Il ne vérifie pas non plus si les opérateurs et les fonctions forment un ensemble cohérent. Il est de la responsabilité de l'utilisateur de définir une classe d'opérateur valide.

Les classes d'opérateur en relation peuvent être groupées dans des *familles d'opérateurs*. Pour ajouter une nouvelle classe d'opérateur à une famille existante, indiquez l'option `FAMILY` dans `CREATE OPERATOR CLASS`. Sans cette option, la nouvelle classe est placée dans une famille de même nom (créant la famille si elle n'existe pas).

Section 38.15 fournit de plus amples informations.

Paramètres

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la classe d'opérateur à créer.

`DEFAULT`

La classe d'opérateur est celle par défaut pour son type de données. Il ne peut y avoir qu'une classe d'opérateur par défaut pour un type de données et une méthode d'indexation particuliers.

type_données

Le type de données de la colonne auquel s'applique cette classe d'opérateur.

méthode_index

Le nom de la méthode d'indexation à laquelle s'applique la classe d'opérateur.

nom_famille

Le nom d'une famille d'opérateur existante pour lui ajouter cette classe d'opérateur. Si non spécifié, une famille du même nom que l'opérateur est utilisée (la créant si elle n'existe pas déjà).

numéro_stratégie

Le numéro de stratégie de la méthode d'indexation pour un opérateur associé à la classe d'opérateur.

nom_opérateur

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) d'un opérateur associé à la classe d'opérateur.

op_type

Dans une clause `OPERATOR`, le(s) type(s) de données de l'opérande d'un opérateur ou `NONE` pour signifier un opérateur unaire (droite ou gauche). Les types de données de l'opérande peuvent être omis dans le cas où ils sont identiques au type de données de la classe d'opérateur.

Dans une clause `FUNCTION`, le (ou les) types de données en opérande, supporté par la fonction, si différent du type de données en entrée de la fonction (pour les fonctions de comparaison d'index B-tree et les fonctions des index hash) ou le type de données de la classe (pour les fonctions de support du tri pour les index B-tree et pour toutes les fonctions des opérateurs de classe des index GiST, SP-GiST, GIN et BRIN). Ces valeurs par défaut sont correctes. Du coup, *op_type* n'a pas besoin d'être précisé dans les clauses `FUNCTION`, sauf dans le cas de la fonction de support du tri pour les index B-tree qui doit supporter les comparaisons inter-types.

nom_famille_tri

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) d'une famille d'opérateur `btree` qui décrit l'ordre de tri associé à un opérateur de tri.

Si ni `FOR SEARCH` ni `FOR ORDER BY` ne sont spécifiés, `FOR SEARCH` est la valeur par défaut.

numéro_support

Le numéro de fonction support de la méthode d'indexation pour une fonction associée à la classe d'opérateur.

nom_fonction

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) d'une fonction support pour la méthode d'indexation de la classe d'opérateur.

types_argument

Le(s) type(s) de données des paramètres de la fonction.

type_stockage

Le type de données réellement stocké dans l'index. C'est normalement le même que le type de données de la colonne mais certaines méthodes d'indexage (GiST, GIN et BRIN actuellement) autorisent un type différent. La clause `STORAGE` doit être omise sauf si la méthode d'indexation

autorise un type différent. Si la colonne *type_donnee* est spécifiée comme anyarray, le *type_stockage* peut être déclarré comme anyelement pour indiquer que les entrées dans l'index sont des membres du type d'élément appartenant au type de donnée du tableau courant pour lequel chaque index est créé spécifiquement pour.

L'ordre des clauses OPERATOR, FUNCTION et STORAGE n'a aucune importance.

Notes

Comme toute la partie d'indexage ne vérifie pas les droits d'accès aux fonctions avant de les utiliser, inclure une fonction ou un opérateur dans une classe d'opérateur est équivalent à donner les droits d'exécution à PUBLIC sur celle-ci. Ce n'est pas un problème habituellement pour les types de fonctions utiles dans une classe d'opérateur.

Les opérateurs ne doivent pas être définis par des fonctions SQL. Une fonction SQL peut être intégrée dans la requête appelante, ce qui empêche l'optimiseur de faire la correspondance avec un index.

Avant PostgreSQL 8.4, la clause OPERATOR pouvait inclure l'option RECHECK. Cela n'est plus supporté car le fait qu'un index soit « à perte » est maintenant déterminé à l'exécution. Ceci permet une gestion plus efficace des cas où l'opérateur pourrait ou non être à perte.

Exemples

La commande issue de l'exemple suivant définit une classe d'opérateur d'indexation GiST pour le type de données _int4 (tableau de int4). Voir le module intarray pour l'exemple complet.

```
CREATE OPERATOR CLASS gist__int_ops
    DEFAULT FOR TYPE _int4 USING gist AS
        OPERATOR        3       &&,
        OPERATOR        6       = (anyarray, anyarray),
        OPERATOR        7       @>,
        OPERATOR        8       <@,
        OPERATOR        20      @@ (_int4, query_int),
        FUNCTION        1       g_int_consistent (internal, _int4,
 smallint, oid, internal),
        FUNCTION        2       g_int_union (internal, internal),
        FUNCTION        3       g_int_compress (internal),
        FUNCTION        4       g_int_decompress (internal),
        FUNCTION        5       g_int_penalty (internal, internal,
 internal),
        FUNCTION        6       g_int_picksplit (internal,
 internal),
        FUNCTION        7       g_int_same (_int4, _int4,
 internal);
```

Compatibilité

CREATE OPERATOR CLASS est une extension PostgreSQL. Il n'existe pas d'instruction CREATE OPERATOR CLASS dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER OPERATOR CLASS, DROP OPERATOR CLASS, CREATE OPERATOR FAMILY, ALTER OPERATOR FAMILY

CREATE OPERATOR FAMILY

CREATE OPERATOR FAMILY — définir une nouvelle famille d'opérateur

Synopsis

```
CREATE OPERATOR FAMILY nom USING methode_indexage
```

Description

`CREATE OPERATOR FAMILY` crée une nouvelle famille d'opérateurs. Une famille d'opérateurs définit une collection de classes d'opérateur en relation et peut-être quelques opérateurs et fonctions de support supplémentaires compatibles avec ces classes d'opérateurs mais non essentiels au bon fonctionnement des index individuels. (Les opérateurs et fonctions essentiels aux index doivent être groupés avec la classe d'opérateur adéquate, plutôt qu'être des membres « lâches » dans la famille d'opérateur. Typiquement, les opérateurs sur un seul type de données peuvent être lâches dans une famille d'opérateur contenant des classes d'opérateur pour les deux types de données.)

La nouvelle famille d'opérateur est initialement vide. Elle sera remplie en exécutant par la suite des commandes `CREATE OPERATOR CLASS` pour ajouter les classes d'opérateurs contenues et, en option, des commandes `ALTER OPERATOR FAMILY` pour ajouter des opérateurs et leur fonctions de support correspondantes en tant que membres « lâches ».

Si un nom de schéma est précisée, la famille d'opérateur est créée dans le schéma en question. Sinon elle est créée dans le schéma en cours. Deux familles d'opérateurs du même schéma ne peuvent avoir le même nom que s'ils sont des méthodes d'indexage différentes.

L'utilisateur qui définit une famille d'opérateur devient son propriétaire. Actuellement, l'utilisateur qui crée doit être un superutilisateur. (Cette restriction est nécessaire car une définition erronée d'une famille d'opérateur pourrait gêner le serveur, voire même l'arrêter brutalement.)

Voir Section 38.15 pour plus d'informations.

Paramètres

nom

Le nom de la famille d'opérateur (pouvant être qualifié du schéma).

methode_indexage

Le nom de la méthode d'indexage utilisée par cette famille d'opérateur.

Compatibilité

`CREATE OPERATOR FAMILY` est un extension PostgreSQL. Il n'existe pas d'instruction `CREATE OPERATOR FAMILY` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER OPERATOR FAMILY, DROP OPERATOR FAMILY, CREATE OPERATOR CLASS, ALTER OPERATOR CLASS, DROP OPERATOR CLASS

CREATE POLICY

CREATE POLICY — définir un niveau de politique de sécurité pour une table

Synopsis

```
CREATE POLICY nom ON nom_table
    [ AS { PERMISSIVE | RESTRICTIVE } ]
    [ FOR { ALL | SELECT | INSERT | UPDATE | DELETE } ]
    [ TO { nom_role | PUBLIC | CURRENT_USER | SESSION_USER }
 [, ...] ]
    [ USING ( expression_USING ) ]
    [ WITH CHECK ( expression_CHECK ) ]
```

Description

La commande `CREATE POLICY` définit un nouveau niveau de politique de sécurité pour une table. Notez que le niveau de politique de sécurité doit être actif pour la table. Les politiques de sécurité créées peuvent être appliquées en utilisant la commande suivante : `ALTER TABLE ... ENABLE ROW LEVEL SECURITY`

Une politique (*policy* dans la version originale de la documentation) valide l'autorisation de sélectionner (instruction SELECT), insérer (instruction INSERT), mettre à jour (instruction UPDATE) ou supprimer (instruction DELETE) des lignes qui correspondent à l'expression concordante d'une politique particulière. Une expression spécifiée avec `USING` sera vérifiée par rapport aux lignes existantes dans la table, tandis qu'une expression spécifiée avec `WITH CHECK` sera vérifiée sur les nouvelles lignes crées par `INSERT` ou `UPDATE` Lorsqu'une expression définie dans `USING` renvoie true pour une ligne donnée, alors cette ligne est visible pour l'utilisateur. Dans le cas contraire, cette ligne reste invisible. Lorsqu'une expression définie dans `WITH CHECK` renvoie true pour une ligne, alors cette ligne est insérée. Par contre, si elle renvoie false ou NULL, cela génère une erreur.

Pour les commandes `INSERT` et `UPDATE`, les expressions définies dans `WITH CHECK` sont appliquées après l'activation du trigger `BEFORE` et avant qu'aucune modification de données n'ait réellement été effectuée. Un trigger `BEFORE ROW` peut éventuellement modifier les données à insérer, influençant ainsi le résultat de la politique de sécurité. Les expressions définies dans `WITH CHECK` sont forcées avant toutes les autres contraintes.

Les noms de politique s'entendent par table. De ce fait, un même nom de politique peut être utilisé pour différentes tables et avoir une définition différente, adaptée à la table en question.

Les politiques peuvent être appliquées pour des commandes ou rôles spécifiques. Par défaut, une nouvelle politique créée sera appliquée à toutes les commandes et pour tous les rôles à moins qu'autre chose ne soit spécifié. Plusieurs politiques peuvent s'appliquer à une seule commande ; voir ci-dessous pour plus de détails. Tableau 241 résume la façon dont s'appliquent les différents types de politique aux commandes spécifiques.

Pour les politiques qui ont simultanément les expressions `USING` et `WITH CHECK` (`ALL` et `UPDATE`), s'il n'y a pas d'expression `WITH CHECK` définie, alors l'expression `USING` sera utilisée pour déterminer les lignes visibles (cas normal d'utilisation de `USING`), et les lignes qui obtiendront l'autorisation d'être ajoutées (cas `WITH CHECK`).

Si un niveau de sécurité est activé pour une table mais qu'aucune politique (policy) n'est applicable, une politique « default deny » est utilisée, plus aucune ligne n'est alors visible ou modifiable.

Paramètres

nom

Nom de la politique à créer. Chaque nom de politique doit être unique au sein d'une table.

nom_table

Le nom (optionnellement qualifié par le schéma) de la table à laquelle s'applique la politique.

PERMISSIVE

Spécifie que la politique doit être crée comme une politique permissive. Toutes les politiques permissives qui s'appliquent à une requête donnée seront combinée ensemble en utilisant l'opérateur booléen « OR ». En créant des politiques permissives, les administrateurs peuvent ajouter des enregistrements à l'ensemble qui sera accédé. Les politiques sont permissives par défaut.

RESTRICTIVE

Spécifie que la politique doit être crée comme une politique restrictive. Toutes les politiques permissives qui s'appliquent à une requête donnée seront combinée ensemble en utilisant l'opérateur booléen « AND ». En créant des politiques restrictives, les administrateurs peuvent retirer des enregistrements de l'ensemble qui sera accédé puisque toutes les politiques restrictives doivent être passées pour chaque enregistrement.

Il est nécessaire d'avoir au moins une politique permissive pour autoriser l'accès aux enregistrements avant que les politiques restrictives ne puissent être utilisées pour réduire cet accès. Si seules des politiques restrictives existent, alors aucun enregistrement ne sera accessible. Quand un mixe de politiques permissives et restrictives est présent, un enregistrement n'est accessible que si au moins une politique permissive passe, en plus de toutes les politiques restrictives.

commande

La commande à laquelle la politique s'applique. Les options valides sont les suivantes : ALL, SELECT, INSERT, UPDATE, et DELETE. ALL est la valeur par défaut. Vous verrez par la suite comment sont appliquées les spécificités de chaque option.

nom_role

Le ou les role(s) auxquels les politiques sont appliquées. Par défaut, c'est le pseudo-rôle PUBLIC, qui applique les politiques à tous les rôles.

expression_USING

Toute expression SQL conditionnelle (autrement dit, renvoyant une donnée de type boolean). L'expression conditionnelle ne peut pas contenir de fonction d'agrégat ou de fenêtrage (window). Si le niveau de politique de sécurité est activé, cette expression sera ajoutée aux requêtes exécutées sur la table. Les lignes pour lesquelles l'expression renvoie true seront visibles. Toute ligne pour laquelle l'expression renvoie false ou NULL sera invisible pour l'utilisateur (avec SELECT) et ne sera pas modifiable (avec UPDATE ou DELETE). Ces lignes seront supprimées sans qu'aucune erreur ou notification ne soit rapportée.

expression_CHECK

Toute expression SQL conditionnelle (autrement dit, renvoyant une donnée de type boolean). L'expression conditionnelle ne peut pas contenir de fonction d'agrégat ou de fenêtrage (window). Si le niveau de politique de sécurité est activé, cette expression sera utilisée dans les requêtes contenant INSERT et UPDATE. Seules les lignes pour lesquelles l'expression est évaluée à true seront autorisée à être modifiées. Une erreur sera générée si l'évaluation de la condition de la

commande UPDATE ou INSERT renvoie false ou NULL pour n'importe quel enregistrement parmi l'ensemble des résultats. Notez que *expression_CHECK* est évaluée sur le futur contenu de la ligne, et non pas sur le contenu d'origine.

Politique par commande

ALL

Utiliser ALL pour une politique signifie qu'elle s'appliquera pour toutes les commandes, peu importe le type de commande. Si une politique ALL existe et que des politiques spécifiques supplémentaires existent, alors leur résultat sera appliqué. Pour terminer, les politiques ALL seront appliquées pour la partie extraction et pour la partie modification de la requête, en utilisant l'expression définie dans USING pour les deux cas si seule la partie USING est définie.

Par exemple, si une requête UPDATE est exécutée, alors la politique ALL sera applicable sur les lignes à modifier que la commande UPDATE sera capable de sélectionner (en appliquant l'expression définie dans USING) mais aussi sur le résultat des lignes modifiées, pour vérifier s'il est autorisé de les ajouter à la table (en appliquant l'expression définie dans WITH CHECK si elle est définie, et sinon en appliquant l'expression définie dans USING). Si une INSERT ou UPDATE essaie d'ajouter des lignes à une table et est bloquée par l'expression définie dans WITH CHECK de la politique ALL, l'ensemble de la commande est annulé.

SELECT

Utiliser SELECT dans une politique signifie que cette politique s'appliquera à toutes les requêtes SELECT ainsi qu'à toute vérification du droit SELECT nécessaire sur la table pour laquelle la politique est définie. Concernant les requêtes SELECT, le résultat sera composé uniquement des lignes qui auront passé la politique SELECT Pour les requêtes qui demandent des droits, telles que les commandes d'UPDATE, elles verront uniquement dans le résultat les lignes qui auront été autorisés par la politique SELECT Une politique SELECT ne peut pas avoir une expression définie dans WITH CHECK qui ne s'applique que dans le cas où des enregistrements sont récupérés depuis la table.

INSERT

Utiliser INSERT dans une politique signifie que cette politique s'appliquera à toutes les requêtes INSERT Les lignes à insérer qui ne passent pas la politique renvoient une erreur de violation de politique, et l'ensemble INSERT de la commande est annulé. Une politique INSERT ne peut pas avoir une expression définie dans USING qui ne s'applique que dans les cas où des enregistrements sont ajoutés à la table.

Notez que la commande INSERT avec ON CONFLICT DO UPDATE vérifie la politique INSERT avec l'expression définie dans WITH CHECK uniquement pour les lignes ajoutées à la table par la commande INSERT .

UPDATE

Utiliser UPDATE dans une politique signifie que cette politique s'appliquera à toutes les requêtes UPDATE, SELECT FOR UPDATE et SELECT FOR SHARE, ainsi qu'aux clauses ON CONFLICT DO UPDATE de la commande INSERT. Puisque la commande UPDATE implique de récupérer un enregistrement existant et le replacer avec un nouvel enregistrement modifié, la politique UPDATE accepte les expressions définies dans USING mais aussi dans WITH CHECK L'expression définie dans USING déterminera sur quelle selection d'enregistrements la commande UPDATE est capable de travailler tandis que l'expression définie dans WITH CHECK déterminera les enregistrements qui pourront être modifiés et réinjectés dans la table.

Si une seule ligne à mettre à jour ne remplit pas les conditions pour être autorisée par l'expression spécifiée dans WITH CHECK, une erreur sera générée, et l'ensemble de la commande est annulé. S'il n'y a que l'expression spécifiée dans USING qui a été définie alors c'est cette expression qui sera utilisée pour vérifier les cas USING et WITH CHECK

Typiquement, une commande UPDATE a aussi besoin de lire les données des colonnes de la relation mise à jour (par exemple dans une clause WHERE ou dans une clause RETURNING ou dans une expression du côté droit de la clause SET). Dans ce cas, les droits SELECT sont aussi requis sur la relation en cours de mise à jour, et les politiques SELECT ou ALL seront appliquées en plus des politiques UPDATE. De ce fait, l'utilisateur doit avoir accès aux lignes en cours de mise à jour via une politique SELECT ou ALL en plus d'avoir le droit de mettre à jour la ligne via une politique UPDATE ou ALL.

Quand une commande INSERT a une clause supplémentaire ON CONFLICT DO UPDATE, si le chemin UPDATE est pris, la ligne à mettre à jour est tout d'abord vérifiée avec les expressions USING de toute politique UPDATE, puis la nouvelle ligne mise à jour est vérifiée avec les expressions WITH CHECK. Néanmoins, notez que, contrairement à une commande UPDATE autonome, si la ligne existante ne passe pas les expressions USING, une erreur sera levée (le chemin UPDATE ne sera *jamais* évité silencieusement).

DELETE

Utiliser DELETE dans une politique signifie que cette politique s'appliquera à toutes les requêtes DELETE. Seules les lignes autorisées par cette politique seront visibles à une commande DELETE Il peut y avoir des lignes visibles retournées par la commande SELECT qui ne sont pas candidates à la suppression si elles ne sont pas validées par l'expression définie dans la clause USING de la politique DELETE

In most cases a DELETE command also needs to read data from columns in the relation that it is deleting from (e.g., in a WHERE clause or a RETURNING clause). In this case, SELECT rights are also required on the relation, and the appropriate SELECT or ALL policies will be applied in addition to the DELETE policies. Thus the user must have access to the row(s) being deleted through a SELECT or ALL policy in addition to being granted permission to delete the row(s) via a DELETE or ALL policy.

Une politique DELETE ne peut pas avoir d'expression définie dans WITH CHECK puisque cette politique ne s'applique qu'à des enregistrements qui vont être supprimés de la table. Il n'y a donc pas de nouvelles lignes à vérifier.

Tableau 241. Politiques appliquées par type de commande

Command	Politique SELECT/ALL	Politique INSERT/ALL	Politique UPDATE/ALL		Politique DELETE/ALL
	Expression USING	Expression WITH CHECK	Expression USING	Expression WITH CHECK	Expression USING
SELECT	Ligne existante	--	--	--	--
SELECT FOR UPDATE/ SHARE	Ligne existante	--	Ligne existante	--	--
INSERT	--	Nouvelle ligne	--	--	--
INSERT ... RETURNING	Nouvelle ligne [a]	Nouvelle ligne	--	--	--
UPDATE	Lignes nouvelles et existantes [a]	--	Ligne existante	Nouvelle ligne	--
DELETE	Ligne existante [a]	--	--	--	Ligne existante
ON CONFLICT DO UPDATE	Lignes nouvelles et existantes	--	Ligne existante	Nouvelle ligne	--

[a] Si l'accès en lecture est requis pour une ligne nouvelle ou existante (par exemple, une clause WHERE ou RETURNING qui fait référence aux colonnes de la relation).

Application de plusieurs politiques

Quand plusieurs politiques de différents types de commande s'appliquent à la même commande (par exemple, des politiques SELECT et UPDATE appliquées à une commande UPDATE), alors l'utilisateur doit avoir les deux types de droits (par exemple, le droit de sélectionner les lignes de la relation ainsi que le droit de les mettre à jour). De ce fait, les expressions pour un type de politique sont combinées pour l'autre type de politique en utilisant l'opérateur AND.

Quand plusieurs politiques du même type de commande s'appliquent à la même commande, alors il doit exister au moins une politique PERMISSIVE donnant accès à la relation, et toutes les politiques RESTRICTIVE doivent passer. De ce fait, toutes les expressions de politique PERMISSIVE sont combinées en utilisant OR, toutes les expressions de politique RESTRICTIVE sont combinées en utilisant AND, et les résultats sont combinés en utilisant AND. S'il n'y a pas de politiques PERMISSIVE, alors l'accès est refusé.

Notez que, pour combiner les différentes politiques, les politiques ALL sont traitées comme ayant le même type que tout autre type de politique appliquée.

Par exemple, dans une commande UPDATE nécessitant des droits pour SELECT et UPDATE, si plusieurs politiques de chaque type sont applicables, elles seront combinées ainsi :

```
expression from RESTRICTIVE SELECT/ALL politique 1
AND
expression from RESTRICTIVE SELECT/ALL politique 2
AND
...
AND
(
  expression from PERMISSIVE SELECT/ALL politique 1
  OR
  expression from PERMISSIVE SELECT/ALL politique 2
  OR
  ...
)
AND
expression from RESTRICTIVE UPDATE/ALL politique 1
AND
expression from RESTRICTIVE UPDATE/ALL politique 2
AND
...
AND
(
  expression from PERMISSIVE UPDATE/ALL politique 1
  OR
  expression from PERMISSIVE UPDATE/ALL politique 2
  OR
  ...
)
```

Notes

Vous devez être le propriétaire de la table pour laquelle vous souhaitez creéer ou modifier des politiques.

Tandis que les politiques sont appliquées pour les requêtes accédant explicitement aux tables de la base de données, elles ne sont pas appliquées lorsque le système réalise des vérifications internes d'intégrité

sur le référentiel ou pour la validation des contraintes. Ce qui signifie qu'il y a des manières indirectes de déterminer si une valeur donnée existe. Par exemple, si vous essayez d'insérer un doublon dans une colonne clé primaire, ou qui possède une contrainte d'unicité. Si l'insertion échoue alors l'utilisateur peut inférer que la valeur existe déjà. (dans cet exemple, il est entendu que l'utilisateur est soumis à une politique de sécurité lui permettant d'insérer des enregistrements qu'il n'est néanmoins pas autorisé à consulter) Un autre exemple, si un utilisateur est autorisé à insérer dans une table qui en référence une autre, une table cachée. Son existence peut être déterminée par l'utilisateur en insérant une valeur dans la table, la réussite indiquerait que la valeur existe dans la table référencée. Ces problèmes peuvent être résolus en vérifiant minutieusement les politiques de façon à ce que les utilisateurs ne puissent pas insérer, supprimer, ou mettre à jour des enregistrements qui pourraient récupérer des valeurs qu'ils ne devraient pas pouvoir consulter, ou en utilisant un générateur de valeur (par exemple clés substituées) à la place de clés à signification externe.

En général le système va appliquer des conditions filtrantes en se servant de politiques de sécurité pour prioriser les conditions apparaissant dans les requêtes utilisateur. Ceci afin d'éviter d'exposer par inadvertance des données protégées à certaines fonctions utilisateurs qui pourraient ne pas être dignes de confiance. Les fonctions et opérateurs, taggués `LEAKPROOF` par le système (ou l'administrateur système) seront évaluées avant les expressions des politiques et seront considérées comme digne de confiance.

Comme les expressions de politique s'appliquent directement à la requête d'un utilisateur, elles seront lancées avec les droits de cet utilisateur pendant toute la durée de la requête. De ce fait, un utilisateur qui utilise une politique donnée doit pouvoir accéder à toutes les tables et fonctions référencées dans l'expression de vérification, sinon il recevra une erreur du type « permission denied » en essayant d'accéder à une référence dont le niveau de sécurité est activé. Cependant, ceci ne modifie pas le fonctionnement des vues. Comme avec les requêtes classiques et leurs vues, les vérifications des autorisations et politiques des tables référencées par la vue utilisent les droits du propriétaire de la vue, ainsi les politiques s'appliquent sur le propriétaire de la la vue.

Des commentaires supplémentaires et des exemples pratiques peuvent être trouvés ici : Section 5.7.

Compatibilité

`CREATE POLICY` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER POLICY, DROP POLICY, ALTER TABLE

CREATE PROCEDURE

CREATE PROCEDURE — définit une nouvelle procédure stockée

Synopsis

```
CREATE [ OR REPLACE ] PROCEDURE
    nom ( [ [ mode_argument ] [ nom_argument ] type_argument
 [ { DEFAULT | = } expr_defaut ] [, ...] ] )
  { LANGUAGE nom_langage
    | TRANSFORM { FOR TYPE nom_type } [, ... ]
    | [ EXTERNAL ] SECURITY INVOKER | [ EXTERNAL ] SECURITY DEFINER
    | SET parametre_configuration { TO valeur | = valeur | FROM
 CURRENT }
    | AS 'definition'
    | AS 'fichier_objet', 'symbole_lien'
  } ...
```

Description

`CREATE PROCEDURE` définit une nouvelle procédure. `CREATE OR REPLACE PROCEDURE` va définir une nouvelle procédure, ou remplacer une définition existante. Pour pouvoir définir une procédure, l'utilisateur doit avoir le privilège `USAGE` sur le langage.

Si le nom du schéma est inclus, alors la procédure est créée dans le schéma spécifié. Sinon elle est créée dans le schéma courant. Le nom de la nouvelle procédure ne doit correspondre à aucune procédure ou fonction existante possédant les mêmes types d'arguments dans le même schéma. Cependant, des procédures et fonctions avec des arguments de types différents peuvent partager le même nom (on appelle cela *surcharge* ou *overloading*).

Pour remplacer la définition en cours d'une procédure existante, utilisez `CREATE OR REPLACE PROCEDURE`. Il n'est pas possible de changer le nom ou les types d'arguments d'une procédure avec cette méthode (si vous le faites, vous créez en fait une nouvelle procédure distincte).

Si `CREATE OR REPLACE PROCEDURE` est utilisé pour remplacer une procédure existante, le propriétaire et les permissions sur la procédure ne changent pas. Toutes les autres propriétés de la procédure se voient assignées les valeurs spécifiées dans la commande. Vous devez être propriétaire de la procédure pour la remplacer (cela fonctionne aussi si vous êtes membre du rôle propriétaire).

L'utilisateur qui crée la procédure devient son propriétaire.

Pour pouvoir créer une procédure, vous devez avoir le privilège `USAGE` sur les types des arguments.

La lecture de Section 38.3 fournit des informations supplémentaires sur l'écriture de procédures.

Paramètres

nom

Le nom (éventuellement qualifié par un schéma) de la procédure à créer.

mode_argument

Le mode d'un argument : `IN`, `INOUT` ou `VARIADIC`. Sans précision, le défaut est `IN`. (Les arguments `OUT` ne sont actuellement pas supportés pour les procédures. Utilisez à la place `INOUT`.)

nom_argument

Le nom d'un argument.

type_argument

Le(s) type(s) des arguments de la procédure (éventuellement qualifiés par un schéma), s'il y en a. Ils peuvent être les types de base, des types composites, des domaines, ou des références à un type d'une colonne d'une table.

Selon le langage d'implémentation, il peut être permis de spécifier des « pseudo-types » comme `cstring`. Les pseudo-types indiquent le type d'argument que est soit incomplètement spécifié, soit en dehors des types de données ordinaires.

On fait référence au type d'une colonne en écrivant *`table_name.column_name`*`%TYPE`. Cette fonctionnalité permet parfois de rendre une procédure indépendante des changements de définition d'une table.

expr_defaut

Une expression à utiliser comme valeur par défaut si le paramètre n'est pas spécifié. L'expression doit respecter le type d'argument du paramètre. Tous les paramètres en entrée suivant un paramètre avec une valeur par défaut doivent en avoir une également.

nom_langage

Le nom du langage dans lequel la procédure est implémentée. Ce peut être `sql`, `c`, `internal` ou le nom d'un langage procédural défini par l'utilisateur, par exemple `plpgsql`. Mettre le nom entre guillemets simples est obsolète et exige une casse identique.

`TRANSFORM { FOR TYPE` *`nom_type`* `} [, ... ] }`

Liste les transformations qu'un appel à la procédure devrait appliquer. Les transformations opèrent des conversions entre les types SQL et les types de données spécifiques au langage ; voir CREATE TRANSFORM. D'habitude les implémentations des langages procéduraux connaissent d'entrée les types internes, ces derniers n'ont donc pas besoin d'être listés ici. Si une implémentation d'un langage procédural ne sait pas traiter un type et qu'aucune transformation n'est fournie, elle se rabattra sur un comportement par défaut pour convertir les données, mais cela dépend de l'implémentation.

```
[EXTERNAL] SECURITY INVOKER
[EXTERNAL] SECURITY DEFINER
```

`SECURITY INVOKER` indique que la procédure doit être exécutée avec les privilèges de l'utilisateur qui l'appelle. C'est le défaut. `SECURITY DEFINER` spécifie que la procédure doit être exécutée avec les privilèges de l'utilisateur qui la possède.

Le mot clé `EXTERNAL` est permis pour la conformité envers le standard SQL, mais il est optionnel puisque, contrairement au SQL, cette fonctionnalité concerne toutes les procédures, et pas seulement les externes.

Une procédure `SECURITY DEFINER` ne peut exécuter des commandes de contrôle de transaction (par exemple `COMMIT` et `ROLLBACK`, selon le langage).

parametre_configuration
valeur

Avec la clause `SET`, le paramètre de configuration indiqué sera positionné à la valeur spécifiée à l'entrée dans la procédure, puis restauré à la valeur précédente à la sortie. `SET FROM CURRENT`

mémorise la valeur du paramètre en cours au moment où CREATE PROCEDURE a été exécuté comme la valeur à appliquer à l'entrée dans la procédure.

Si une clause SET est attachée à une procédure, alors les effets d'une commande SET LOCAL exécutée au sein de la procédure pour la même variable sont restreints à cette procédure : l'ancienne valeur du paramètre est toujours restaurée à la sortie de la procédure. Cependant, une commande SET ordinaire (sans LOCAL) a priorité sur la clause SET, tout comme elle le ferait sur un ordre SET LOCAL précédent : les effets d'une telle commande persisteront après la sortie de la procédure, à moins que la transaction en cours ne soit annulée.

Si une clause SET est attachée à une procédure, alors cette procédure ne peut exécuter d'ordres de contrôle de transaction (comme COMMITet ROLLBACK, selon le langage).

Voir SET et Chapitre 19 pour plus d'informations sur les noms et valeurs de paramètres autorisés.

definition

Une chaîne de caractères constante définissant la procédure ; sa signification dépend du langage. Ce peut être un nom de procédure interne, le chemin d'un fichier objet, un ordre SQL, ou du texte dans un langage procédural.

Le *dollar quoting* (voir Section 4.1.2.4) est souvent utile pour écrire la chaîne de définition de la fonction, plutôt que la syntaxe normale à simple guillemet. Sans *dollar quoting*, le moindre guillemet ou *backslash* dans la définition de la procédure doit être échappé et donc doublé.

fichier_objet, symbole_lien

Cette forme de la clause AS est utilisée pour les procédures en C chargées dynamiquement, quand le nom de la procédure dans le code source en C n'est pas le même que le nom de la procédure SQL. La chaîne *fichier_objet* est le nom de la bibliothèque partagée contenant la procédure C compilée, et est interprétée comme dans la commande LOAD. La chaîne *symbole_lien* est le symbole de lien de la procédure, c'est-à-dire le nom de la procédure dans le code source en C. Si le symbole de lien est absent, on suppose qu'il est le même que le nom de la procédure en train d'être définie.

Quand des commandes CREATE PROCEDURE répétées se réfèrent au même fichier objet, celui-ci n'est chargé d'une fois par session. Pour décharger et recharger le fichier (peut-être pendant le développement), démarrez une nouvelle session.

Notes

voir CREATE FUNCTION pour plus de détails sur la création de fonctions, qui s'appliquent aussi aux procédures.

Utilisez CALL pour exécuter une procédure.

Exemples

```
CREATE PROCEDURE insert_data(a integer, b integer)
LANGUAGE SQL
AS $$
INSERT INTO tbl VALUES (a);
INSERT INTO tbl VALUES (b);
$$;

CALL insert_data(1, 2);
```

Compatibilité

Une commande `CREATE PROCEDURE` est définie dans le standard SQL. La version de PostgreSQL est similaire mais pas complètement compatible. Pour plus de détails, voir aussi CREATE FUNCTION.

Voir aussi

ALTER PROCEDURE, DROP PROCEDURE, CALL, CREATE FUNCTION

CREATE PUBLICATION

CREATE PUBLICATION — définir une nouvelle publication

Synopsis

```
CREATE PUBLICATION nom
    [ FOR TABLE [ ONLY ] nom_table [ * ] [, ...]
      | FOR ALL TABLES ]
    [ WITH ( parametre_publication [= valeur] [, ... ] ) ]
```

Description

`CREATE PUBLICATION` ajoute une nouvelle publication dans la base courante. Le nom de la publication doit être différent du nom de toutes les autres publications existante au sein de la base courante.

Une publication est essentiellement un groupe de table dont les changement de données sont destinés à être répliqué grâce à la réplication logique. Voir Section 31.1 pour les détails de comment les publications participent à la mise en place de la réplication logique.

Paramètres

nom

Le nom de la nouvelle publication.

`FOR TABLE`

Spécifie une liste de tables à ajouter à la publication. Si `ONLY` est spécifié avant le nom de la table, seul cette table est ajoutée à la publication. Si `ONLY` n'est pas spécifié, la table ainsi que toutes les tables descendantes (s'il y en a) est ajoutées. De manière facultative, `*` peut être spécifié après le nom de la table pour indiquer explicitement que les tables descendantes doivent être incluses.

Seules les tables persistentes peuvent faire partie d'une publication. Les tables temporaires, tables non journalisées, tables distantes, vues matérialisées, vues standard ainsi que les tables partitionnées ne peuvent pas faire partie d'une publication. Pour répliquer une table partitionnée, il faut ajouter chaque partition individuellement à la publication.

`FOR ALL TABLES`

Marque la publication comme publication qui réplique les changement pour toutes les tables de la base, en incluant les tables qui seront crées dans le futur.

`WITH ( parametre_publication [= valeur] [, ... ] )`

Cette clause spécifique les paramètres facultatifs d'une publication. Les paramètres suivants sont supportés :

`publish` (`string`)

Ce paramètre détermine quelles opération DML seront publiées par la nouvelle publication aux souscripteurs. Le contenu est une liste d'opération séparé par des virgules. Les opérations

autorisées sont `insert`, `update`, `delete` et `truncate`. Par défaut toutes les actions sont publiées, et donc la valeur par défaut pour cette option est `'insert, update, delete, truncate'`.

Notes

Si ni `FOR TABLE` ni `FOR ALL TABLES` n'est spécifié, alors la publication commence avec un ensemble de tables vide. C'est utile si des tables doivent être ajoutée ultérieurement.

La création d'une publication ne démarre pas la réplication. Cela définit uniquement un regroupement ainsi qu'un filtre logique pour les futurs souscripteurs.

Pour créer une publication, l'utilisateur lançant la commande doit avec le privilège `CREATE` pour la base de données courante. (Bien entendu, les superutilisateurs coutournent cette vérification.)

Pour ajouter une table à une publication, l'utilisateur lançant la commande doit avoir les droits de propriétaire de la table. La clause `FOR ALL TABLES` nécessite d'être superutilisateur pour pouvoir l'utiliser.

Les tables ajoutées à une publication qui publie les opérations `UPDATE` et/ou `DELETE` doivent avoir `REPLICA IDENTITY` défini. Autrement ces opérations seront interdites sur ces tables.

Pour une commande `INSERT ... ON CONFLICT`, la publication publiera l'opération qui résulte de la commande. Ainsi, en fonction du résultat, cela pourrait être publiée comme un `INSERT` ou un `UPDATE`, ou cela pourrait ne pas être publié du tout.

Les commandes `COPY ... FROM` sont publiées comme des opérations `INSERT`.

Les opérations DDL ne sont pas publiées.

Exemples

Créer une publication qui publie tous les changement sur deux tables :

```
CREATE PUBLICATION mypublication FOR TABLE users, departments;
```

Créer une publication qui publie tous les changement sur toutes les tables :

```
CREATE PUBLICATION alltables FOR ALL TABLES;
```

Créer une publication qui ne publie que les opérations d'`INSERT` sur une table :

```
CREATE PUBLICATION insert_only FOR TABLE mydata
    WITH (publish = 'insert');
```

Compatibilité

`CREATE PUBLICATION` est une extension PostgreSQL au langage SQL.

Voir aussi

ALTER PUBLICATION, DROP PUBLICATION, CREATE SUBSCRIPTION, ALTER SUBSCRIPTION

CREATE ROLE

CREATE ROLE — Définir un nouveau rôle de base de données

Synopsis

```
CREATE ROLE nom [ [ WITH ] option [ ... ] ]

où option peut être :

      SUPERUSER | NOSUPERUSER
    | CREATEDB | NOCREATEDB
    | CREATEROLE | NOCREATEROLE

    | INHERIT | NOINHERIT
    | LOGIN | NOLOGIN
    | REPLICATION | NOREPLICATION
    | BYPASSRLS | NOBYPASSRLS
    | CONNECTION LIMIT limite_connexion
    | [ ENCRYPTED ] PASSWORD 'motdepasse' | PASSWORD NULL
    | VALID UNTIL 'heuredate'
    | IN ROLE nom_role [, ...]
    | IN GROUP nom_role [, ...]
    | ROLE nom_role [, ...]
    | ADMIN nom_role [, ...]
    | USER nom_role [, ...]
    | SYSID uid
```

Description

`CREATE ROLE` ajoute un nouveau rôle dans une instance PostgreSQL. Un rôle est une entité qui peut posséder des objets de la base de données et avoir des droits sur la base et ses objets. Il peut être considéré comme un « utilisateur », un « groupe » ou les deux suivant la façon dont il est utilisé. Chapitre 21 et Chapitre 20 donnent de plus amples informations sur la gestion des utilisateurs et l'authentification. Il est nécessaire de posséder le droit `CREATEROLE` ou d'être superutilisateur pour utiliser cette commande.

Les rôles sont définis au niveau de l'instance, et sont donc disponibles dans toutes les bases de l'instance.

Paramètres

nom

Le nom du nouveau rôle.

`SUPERUSER`
`NOSUPERUSER`

Ces clauses définissent si le nouveau rôle est un « superutilisateur » et peut ainsi outrepasser les droits d'accès à la base de données. Le statut de superutilisateur est dangereux et ne doit être utilisé qu'en cas d'absolue nécessité. Seul un superutilisateur peut créer un superutilisateur. `NOSUPERUSER` est la valeur par défaut.

`CREATEDB`
`NOCREATEDB`

Ces clauses précisent le droit de création de bases de données. Si `CREATEDB` est spécifié, l'autorisation est donnée au rôle. `NOCREATEDB`, valeur par défaut, produit l'effet inverse.

`CREATEROLE`
`NOCREATEROLE`

Ces clauses précisent le droit de création, modification, suppression, ajout de commentaire, modification du label de sécurité, d'ajout et de suppression de membres pour les rôles. Voir création de rôle pour plus de détails sur les possibilités offertes par ce droit. `NOCREATEROLE` est la valeur par défaut.

`INHERIT`
`NOINHERIT`

Ces clauses précisent si un rôle « hérite » des droits d'un rôle dont il est membre. Un rôle qui possède l'attribut `INHERIT` peut automatiquement utiliser tout droit détenu par un rôle dont il est membre direct ou indirect. Sans `INHERIT`, l'appartenance à un autre rôle lui confère uniquement la possibilité d'utiliser `SET ROLE` pour acquérir les droits de l'autre rôle ; ils ne sont disponibles qu'après cela. `INHERIT` est la valeur par défaut.

`LOGIN`
`NOLOGIN`

Ces clauses précisent si un rôle est autorisé à se connecter, c'est-à-dire si le rôle peut être donné comme nom pour l'autorisation initiale de session à la connexion du client. Un rôle ayant l'attribut `LOGIN` peut être vu comme un utilisateur. Les rôles qui ne disposent pas de cet attribut sont utiles pour gérer les droits de la base de données mais ne sont pas des utilisateurs au sens habituel du mot. `NOLOGIN` est la valeur par défaut, sauf lorsque `CREATE ROLE` est appelé à travers la commande CREATE USER.

`REPLICATION`
`NOREPLICATION`

Ces clauses déterminent si un rôle est un rôle de réplication. Un rôle doit avoir cet attribut (ou être un superutilisateur) pour être capable de se connecter à un serveur en mode réplication (physique ou logique) et pour être capable de créer ou supprimer des slots de réplication. Vous devez être superutilisateur pour créer un nouveau rôle ayant l'attribut `REPLICATION`.

`BYPASSRLS`
`NOBYPASSRLS`

Ces clauses déterminent si un rôle contourne toute politique de sécurité au niveau ligne (RLS). `NOBYPASSRLS` est la valeur par défaut. Vous devez être superutilisateur pour créer un nouveau rôle ayant l'attribut `BYPASSRLS`.

Notez que l'outil pg_dump configure `row_security` à `OFF` par défaut pour s'assurer que tout le contenu d'une table est sauvegardé. Si l'utilisateur exécutant pg_dump n'a pas les droits appropriés, une erreur est renvoyée. Néanmoins, les superutilisateurs et le propriétaire de la table sauvegardée contournent toujours RLS.

`CONNECTION LIMIT` *`limiteconnexion`*

Le nombre maximum de connexions concurrentes possibles pour le rôle, s'il possède le droit de connexion. -1 (valeur par défaut) signifie qu'il n'y a pas de limite. Il est à noter que seules les connexions normales sont soumises à cette limite. Les transactions préparées et les connexions des processus worker n'y sont pas soumis.

[ENCRYPTED] PASSWORD *motdepasse* | PASSWORD NULL

Le mot de passe du rôle. Il n'est utile que pour les rôles ayant l'attribut LOGIN, mais il est possible d'en définir un pour les rôles qui ne l'ont pas. Cette option peut être omise si l'authentification par mot de passe n'est pas envisagée. Si aucun mot de passe n'est spécifié, le mot de passe est NULL et l'authentification par mot de passe échouera toujours pour cet utilisateur. Un mot de passe NULL peut aussi être indiqué explicitement avec PASSWORD NULL.

> **Note**
>
> Indiquer un mot de passe vide configurera aussi le mot de passe à NULL, ce qui n'était pas le cas avant la version 10 de PostgreSQL. Dans les versions précédentes, une chaîne vide pouvait être utilisée ou non, suivant la méthode d'authentification et la version exacte, alors que libpq refuserait de l'utiliser dans tous les cas. Pour lever l'ambiguité, une chaîne vide doit être évité.

Le mot de passe est toujours stocké chiffré dans les catalogues système. Le mot clé ENCRYPTED n'a aucun effet, mais est accepté pour compatibilité descendante. La méthode de chiffrement est déterminée par le paramètre de configuration password_encryption. Si le texte du mot de passe présenté est chiffré avec un format MD5 ou SCRAM, alors il sera stocké tel quel sans prendre en compte password_encryption (puisque le système ne peut pas déchiffrer la chaîne du mot de passe spécifiée, pour le chiffrer dans un format différent). Cela permet de recharger des mots de passe chiffrés durant une opération de sauvegarde / restauration.

VALID UNTIL '*dateheure*'

Cette clause configure la date et l'heure de fin de validité du mot de passe. Sans précision, le mot de passe est indéfiniment valide.

IN ROLE *nom_role*

Cette clause liste les rôles dont le nouveau rôle est membre. Il n'existe pas d'option pour ajouter le nouveau rôle en tant que superutilisateur ; cela se fait à l'aide d'une commande GRANT séparée.

IN GROUP *nom_role*

IN GROUP est un équivalent obsolète de IN ROLE.

ROLE *nom_role*

Cette clause liste les rôles membres du nouveau rôle. Le nouveau rôle devient ainsi un « groupe ».

ADMIN *nom_role*

Cette clause est équivalente à la clause ROLE, à la différence que les rôles nommés sont ajoutés au nouveau rôle avec l'option WITH ADMIN OPTION. Cela leur confère le droit de promouvoir à d'autres rôles l'appartenance à celui-ci.

USER *nom_role*

USER est un équivalent obsolète de ROLE.

SYSID *uid*

La clause SYSID est ignorée, mais toujours acceptée pour des raisons de compatibilité.

Notes

ALTER ROLE est utilisé pour modifier les attributs d'un rôle, et DROP ROLE pour supprimer un rôle. Tous les attributs positionnés par CREATE ROLE peuvent être modifiés par la suite à l'aide de commandes ALTER ROLE.

Il est préférable d'utiliser GRANT et REVOKE pour ajouter et supprimer des membres de rôles utilisés comme groupe.

La clause `VALID UNTIL` définit les date et heure d'expiration du mot de passe uniquement, pas du rôle. En particulier, les date et heure d'expiration ne sont pas vérifiées lors de connexions à l'aide de méthodes d'authentification qui n'utilisent pas les mots de passe.

L'attribut `INHERIT` gouverne l'héritage des droits conférables (c'est-à-dire les droits d'accès aux objets de la base de données et les appartenances aux rôles). Il ne s'applique pas aux attributs de rôle configurés par `CREATE ROLE` et `ALTER ROLE`. Par exemple, être membre d'un rôle disposant du droit `CREATEDB` ne confère pas automatiquement le droit de création de bases de données, même avec `INHERIT` positionné ; il est nécessaire d'acquérir ce rôle via SET ROLE avant de créer une base de données.

L'attribut `INHERIT` est la valeur par défaut pour des raisons de compatibilité descendante : dans les précédentes versions de PostgreSQL, les utilisateurs avaient toujours accès à tous les droits des groupes dont ils étaient membres. Toutefois, `NOINHERIT` est plus respectueux de la sémantique spécifiée dans le standard SQL.

L'attribut `CREATEROLE` impose quelques précautions. Il n'y a pas de concept d'héritage des droits pour un tel rôle. Cela signifie qu'un rôle qui ne possède pas un droit spécifique, mais est autorisé à créer d'autres rôles, peut aisément créer un rôle possédant des droits différents des siens (sauf en ce qui concerne la création des rôles superutilisateurs). Par exemple, si le rôle « u1 » a le droit `CREATEROLE` mais pas le droit `CREATEDB`, il peut toujours créer un rôle possédant le droit `CREATEDB`. Il est de ce fait important de considérer les rôles possédant l'attribut `CREATEROLE` comme des superutilisateurs en puissance.

PostgreSQL inclut un programme, createuser, qui possède les mêmes fonctionnalités que `CREATE ROLE` (en fait, il appelle cette commande) et peut être lancé à partir du shell.

L'option `CONNECTION LIMIT` n'est vérifiée qu'approximativement. Si deux nouvelles sessions sont lancées à peu près simultanément alors qu'il ne reste qu'un seule possibilité de connexion pour le rôle, il est possible que les deux échouent. De plus, la limite n'est jamais vérifiée pour les superutilisateurs.

Faites attention lorsque vous donnez un mot de passe non chiffré avec cette commande. Le mot de passe sera transmis en clair au serveur. Ce dernier pourrait être tracé dans l'historique des commandes du client ou dans les traces du serveur. Néanmoins, la commande createuser transmet le mot de passe chiffré. De plus, psql contient une commande `\password` que vous pouvez utiliser pour modifier en toute sécurité votre mot de passe.

Exemples

Créer un rôle qui peut se connecter mais sans lui donner de mot de passe :

```
CREATE ROLE jonathan LOGIN;
```

Créer un rôle avec un mot de passe :

```
CREATE USER davide WITH PASSWORD 'jw8s0F4';
```

(`CREATE USER` est identique à `CREATE ROLE` mais implique l'attribut `LOGIN`.)

Créer un rôle avec un mot de passe valide jusqu'à fin 2006. Une seconde après le passage à 2007, le mot de passe n'est plus valide.

```
CREATE ROLE miriam WITH LOGIN PASSWORD 'jw8s0F4' VALID UNTIL
 '2007-01-01';
```

Créer un rôle qui peut créer des bases de données et gérer des rôles :

```
CREATE ROLE admin WITH CREATEDB CREATEROLE;
```

Compatibilité

L'instruction `CREATE ROLE` est définie dans le standard SQL. Ce dernier n'impose que la syntaxe

```
CREATE ROLE nom [ WITH ADMIN nom_role ]
```

La possibilité d'avoir plusieurs superutilisateurs initiaux et toutes les autres options de `CREATE ROLE` sont des extensions PostgreSQL.

Le standard SQL définit les concepts d'utilisateurs et de rôles mais les considère comme des concepts distincts et laisse la spécification des commandes de définition des utilisateurs à l'implémentation de chaque moteur de bases de données. PostgreSQL a pris le parti d'unifier les utilisateurs et les rôles au sein d'une même entité. Ainsi, les rôles ont plus d'attributs optionnels que dans le standard.

Le comportement spécifié par le standard SQL peut être approché en donnant aux utilisateurs l'attribut `NOINHERIT` et aux rôles l'attribut `INHERIT`.

Voir aussi

SET ROLE, ALTER ROLE, DROP ROLE, GRANT, REVOKE, createuser

CREATE RULE

CREATE RULE — Définir une nouvelle règle de réécriture

Synopsis

```
CREATE [ OR REPLACE ] RULE nom AS ON événement
    TO nom_table [ WHERE condition ]
    DO [ ALSO | INSTEAD ] { NOTHING | commande | ( commande
 ; commande ... ) }

où événement fait partie de :

    SELECT | INSERT | UPDATE | DELETE
```

Description

`CREATE RULE` définit une nouvelle règle sur une table ou une vue. `CREATE OR REPLACE RULE` crée une nouvelle règle ou remplace la règle si elle existe déjà.

Le système de règles de PostgreSQL autorise la définition d'actions alternatives sur les insertions, mises à jour ou suppressions dans les tables. Pour résumer, une règle impose des commandes supplémentaires lors de l'exécution d'une instruction sur une table donnée. Une règle `INSTEAD`, au contraire, permet de remplacer une commande par une autre, voire d'empêcher sa réalisation. Ce sont également les règles qui sont utilisées pour implanter les vues.

Une règle est un mécanisme de transformation de commandes, une « macro ». La transformation intervient avant l'exécution de la commande. Pour obtenir une opération qui s'exécute indépendamment pour chaque ligne physique, il faut utiliser des déclencheurs. On trouvera plus d'informations sur le système des règles dans Chapitre 41.

Actuellement, les règles `ON SELECT` peuvent seulement être attachées aux vues. (En attacher une à une table convertit la table en vue.) Une règle de ce type doit être nommée `"_RETURN"`, elle doit être une règle `INSTEAD` inconditionnel, et elle doit avoir une action qui consiste en une simple commande `SELECT`. Cette commande définit le contenu visible de la vue. (La vue elle-même est dans les faits une table simple sans stockage.) Une règle de ce type est un détail d'implémentation. Alors qu'une vue peut être redéfinie via `CREATE OR REPLACE RULE "_RETURN" AS ...`, il serait préférable d'utiliser `CREATE OR REPLACE VIEW`.

On peut donner l'illusion d'une vue actualisable (« updatable view ») par la définition de règles `ON INSERT`, `ON UPDATE` et `ON DELETE` (ou tout sous-ensemble de celles-ci) pour remplacer les actions de mises à jour de la vue par des mises à jours des tables adéquates. Si vous voulez supporter `INSERT RETURNING`, alors assurez-vous de placer une clause `RETURNING` adéquate à chacune de ces règles.

Il y a quelques chausse-trappes à éviter lors de l'utilisation de règles conditionnelles pour la mise à jour de vues complexes : à chaque action autorisée sur la vue *doit* correspondre une règle `INSTEAD` inconditionnelle. Si la règle est conditionnelle ou n'est pas une règle `INSTEAD`, alors le système rejette toute tentative de mise à jour, ceci afin d'éviter toute action sur la table virtuelle de la vue. Pour gérer tous les cas utiles à l'aide de règles conditionnelles, il convient d'ajouter une règle inconditionnelle `DO INSTEAD NOTHING` afin de préciser au système qu'il ne recevra jamais de demande de mise à jour d'une table virtuelle. La clause `INSTEAD` des règles conditionnelles peut alors être supprimée ;dans les cas où ces règles s'appliquent, l'action `INSTEAD NOTHING` est utilisée. (Néanmoins, cette méthode ne fonctionne pas actuellement avec les requêtes `RETURNING`.)

> **Note**
>
> Une vue qui est suffisamment simple pour être modifiable automatiquement (voir CREATE VIEW) ne nécessite pas un règle utilisateur pour être modifiable. Bien que vous puissiez de toute façon créer une règle, la transformation automatique de la mise à jour sera généralement plus performante qu'une règle explicite.
>
> Une autre alternative à considérer est l'utilisateur des triggers `INSTEAD OF` (voir CREATE TRIGGER) à la place des règles.

Paramètres

nom

Le nom de la règle à créer. Elle doit être distincte du nom de toute autre règle sur la même table. Les règles multiples sur la même table et le même type d'événement sont appliquées dans l'ordre alphabétique des noms.

événement

`SELECT`, `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`. Notez qu'un `INSERT` contenant une clause `ON CONFLICT` nepeut pas être utilisé sur des tables ayant une règle `INSERT` ou `UPDATE`. Utilisez plutôt une vue modifiable automatiquement.

nom_table

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table ou de la vue sur laquelle s'applique la règle.

condition

Toute expression SQL conditionnelle (renvoyant un type `boolean`). L'expression de la condition ne peut pas faire référence à une table autre que `NEW` ou `OLD` ni contenir de fonction d'agrégat.

`INSTEAD`

Les commandes sont exécutées *à la place de* la commande originale.

`ALSO`

Les commandes sont exécutées *en plus de* la commande originale.

En l'absence de `ALSO` et de `INSTEAD`, `ALSO` est utilisé par défaut.

commande

Commande(s) réalisant l'action de la règle. Les commandes valides sont `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE` ou `NOTIFY`.

À l'intérieur d'une *`condition`* ou d'une *`commande`*, les noms des tables spéciales `NEW` et `OLD` peuvent être utilisés pour faire référence aux valeurs de la table référencée. `NEW` peut être utilisé dans les règles `ON INSERT` et `ON UPDATE` pour faire référence à la nouvelle ligne lors d'une insertion ou à la nouvelle valeur de la ligne lors d'une mise à jour. `OLD` est utilisé dans les règles `ON UPDATE` et `ON DELETE` pour référencer la ligne existant avant modification ou suppression.

Notes

Vous devez être le propriétaire de la table à créer ou sur laquelle vous ajoutez des règles.

Dans une règle pour l'action INSERT, UPDATE ou DELETE sur une vue, vous pouvez ajouter une clause RETURNING qui émet les colonnes de la vue. Cette clause sera utilisée pour calculer les sorties si la règle est déclenchée respectivement par une commande INSERT RETURNING, UPDATE RETURNINGou DELETE RETURNING. Quand la règle est déclenchée par une commande sans clause RETURNING, la clause RETURNING de la règle est ignorée. L'implémentation actuelle autorise seulement des règles INSTEAD sans condition pour contenir RETURNING ; de plus, il peut y avoir au plus une clause RETURNING parmi toutes les règles pour le même événement. (Ceci nous assure qu'il y a seulement une clause RETURNING candidate utilisée pour calculer les résultats.) Les requêtes RETURNING sur la vue seront rejetées s'il n'existe pas de clause RETURNING dans une des règles disponibles.

Une attention particulière doit être portée aux règles circulaires. Ainsi dans l'exemple suivant, bien que chacune des deux définitions de règles soit acceptée par PostgreSQL, la commande SELECT produira une erreur à cause de l'expansion récursive de la règle :

```
CREATE RULE "_RETURN" AS
    ON SELECT TO t1
    DO INSTEAD
 SELECT * FROM t2;

CREATE RULE "_RETURN" AS
    ON SELECT TO t2
    DO INSTEAD
 SELECT * FROM t1;

SELECT * FROM t1;
```

Actuellement, si l'action d'une règle contient une commande NOTIFY, cette commande est exécutée sans condition, c'est-à-dire que NOTIFY est déclenché même si la règle ne s'applique à aucune ligne. Par exemple, dans :

```
CREATE RULE notify_me AS ON UPDATE TO matable DO ALSO NOTIFY
 matable;

UPDATE matable SET name = 'foo' WHERE id = 42;
```

un événement NOTIFY est lancé durant un UPDATE, qu'il y ait ou non des lignes satisfaisant la condition id = 42. Cette restriction pourrait être corrigée dans les prochaines versions.

Compatibilité

CREATE RULE est une extension PostgreSQL, tout comme l'est le système complet de réécriture de requêtes.

Voir aussi

ALTER RULE, DROP RULE

CREATE SCHEMA

CREATE SCHEMA — Définir un nouveau schéma

Synopsis

```
CREATE SCHEMA nom_schéma [ AUTHORIZATION spécification_rôle ]
 [ élément_schéma [ ... ] ]
CREATE SCHEMA AUTHORIZATION spécification_rôle [ élément_schéma
 [ ... ] ]
CREATE SCHEMA IF NOT EXISTS nom_schéma
 [ AUTHORIZATION spécification_rôle ]
CREATE SCHEMA IF NOT EXISTS AUTHORIZATION spécification_rôle

où spécification_rôle peut valoir :

    user_name
  | CURRENT_USER
  | SESSION_USER
```

Description

`CREATE SCHEMA` crée un nouveau schéma dans la base de données. Le nom du schéma doit être unique au sein de la base de données.

Un schéma est essentiellement un espace de noms : il contient des objets nommés (tables, types de données, fonctions et opérateurs) dont les noms peuvent être identiques à ceux d'objets d'autres schémas. Les objets nommés sont accessibles en préfixant leur nom de celui du schéma (on dit alors que le nom est « qualifié » du nom du schéma), ou par la configuration d'un chemin de recherche incluant le(s) schéma(s) désiré(s). Une commande `CREATE` qui spécifie un objet non qualifié crée l'objet dans le schéma courant (le premier dans le chemin de recherche, obtenu par la fonction `current_schema`).

`CREATE SCHEMA` peut éventuellement inclure des sous-commandes de création d'objets dans le nouveau schéma. Les sous-commandes sont traitées à la façon de commandes séparées lancées après la création du schéma. La différence réside dans l'utilisation de la clause `AUTHORIZATION`. Dans ce cas, l'utilisateur est propriétaire de tous les objets créés.

Paramètres

nom_schéma

Le nom du schéma à créer. S'il est oublié, le paramètre *nomutilisateur* est utilisé comme nom de schéma. Le nom ne peut pas débuter par `pg_`, ces noms étant réservés aux schémas du système.

nom_utilisateur

Le nom de l'utilisateur à qui appartient le schéma. Par défaut, il s'agit de l'utilisateur qui exécute la commande. Pour créer un schéma dont le propriétaire est un autre rôle, vous devez être un membre direct ou indirect de ce rôle, ou être un superutilisateur.

élément_schéma

Une instruction SQL qui définit un objet à créer dans le schéma. À ce jour, seules `CREATE TABLE`, `CREATE VIEW`, `CREATE SEQUENCE`, `CREATE TRIGGER` et `GRANT` peuvent être

utilisées dans la commande `CREATE SCHEMA`. Les autres types d'objets sont créés dans des commandes séparées après la création du schéma.

`IF NOT EXISTS`

Ne rien faire (en dehors de l'envoi d'un message d'avertissement) si un schéma de même nom existe déjà. Les sous-commandes *`élément_schéma`* ne peuvent pas être utilisées quand cette option est indiquée.

Notes

Pour créer un schéma, l'utilisateur doit avoir le droit `CREATE` sur la base de données. (Les superutilisateurs contournent cette vérification.)

Exemples

Créer un schéma :

```
CREATE SCHEMA mon_schema;
```

Créer un schéma pour l'utilisateur `joe`, schéma nommé `joe` :

```
CREATE SCHEMA AUTHORIZATION joe;
```

Créer un schéma nommé `test` dont le propriétaire sera l'utilisateur `joe`, sauf s'il existe déjà un schéma `test` (peu importe si `joe` est le propriétaire du schéma existant).

```
CREATE SCHEMA IF NOT EXISTS test AUTHORIZATION joe;
```

Créer un schéma et lui ajouter une table et une vue :

```
CREATE SCHEMA hollywood
    CREATE TABLE films (titre text, sortie date, recompenses
 text[])
    CREATE VIEW gagnants AS
        SELECT titre, sortie FROM films WHERE recompenses IS NOT
 NULL;
```

Les sous-commandes ne sont pas terminées par un point-virgule.

La même chose, autre écriture :

```
CREATE SCHEMA hollywood;
CREATE TABLE hollywood.films (titre text, sortie date, recompenses
 text[]);
CREATE VIEW hollywood.gagnants AS
    SELECT titre, sortie FROM hollywood.films WHERE recompenses IS
 NOT NULL;
```

Compatibilité

Le standard SQL autorise une clause `DEFAULT CHARACTER SET` dans `CREATE SCHEMA`, et des types de sous-commandes en plus grand nombre que ceux supportés actuellement par PostgreSQL.

Le standard SQL n'impose pas d'ordre d'apparition des sous-commandes dans `CREATE SCHEMA`. L'implantation actuelle de PostgreSQL ne gère pas tous les cas de références futures dans les sous-commandes. Il peut s'avérer nécessaire de réordonner les sous-commandes pour éviter ces références.

Dans le standard SQL, le propriétaire d'un schéma est également propriétaire de tous les objets qui s'y trouvent. PostgreSQL permet à un schéma de contenir des objets qui n'appartiennent pas à son propriétaire. Cela n'est possible que si le propriétaire du schéma transmet le privilège `CREATE` sur son schéma ou si un superutilisateur choisir d'y créer des objets.

La clause `IF NOT EXISTS` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER SCHEMA, DROP SCHEMA

CREATE SEQUENCE

CREATE SEQUENCE — Définir un nouveau générateur de séquence

Synopsis

```
CREATE [ TEMPORARY | TEMP ] SEQUENCE [ IF NOT EXISTS ] name
    [ AS type_donnee ]
    [ INCREMENT [ BY ] increment ]
    [ MINVALUE valeurmin | NO MINVALUE ]
    [ MAXVALUE valeurmax | NO MAXVALUE ]
    [ START [ WITH ] début ]
    [ CACHE cache ]
    [ [ NO ] CYCLE ]
    [ OWNED BY { nom_table.nom_colonne | NONE } ]
```

Description

`CREATE SEQUENCE` crée un nouveau générateur de séquence de nombres. Cela implique la création et l'initialisation d'une nouvelle table à une seule ligne nommée *nom*. Le générateur appartient à l'utilisateur qui exécute la commande.

Si un nom de schéma est donné, la séquence est créée dans le schéma spécifié. Sinon, elle est créée dans le schéma courant. Les séquences temporaires existent dans un schéma spécial, il n'est donc pas utile de préciser un nom de schéma lors de la création d'une séquence temporaire. Le nom de la séquence doit être distinct du nom de toute autre séquence, table, index, vue ou table distante du schéma.

Après la création d'une séquence, les fonctions `nextval`, `currval` et `setval` sont utilisées pour agir sur la séquence. Ces fonctions sont documentées dans Section 9.16.

Bien qu'il ne soit pas possible de mettre à jour une séquence en accédant directement à la table, une requête telle que :

```
SELECT * FROM nom;
```

peut être utilisée pour examiner les paramètres et l'état courant d'une séquence. En particulier, le champ `last_value` affiche la dernière valeur allouée par une session. (Cette valeur peut être rendue obsolète à l'affichage par des appels effectifs de `nextval` dans des sessions concurrentes.)

Paramètres

`TEMPORARY` ou `TEMP`

Si ce paramètre est spécifié, l'objet séquence n'est créé que pour la session en cours et est automatiquement supprimé lors de la sortie de session. Les séquences permanentes portant le même nom ne sont pas visibles (dans cette session) tant que la séquence temporaire existe, sauf à être référencées par les noms qualifiés du schéma.

`IF NOT EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si une relation de même nom existe déjà. Un message d'avertissement est renvoyé dans ce cas. Notez qu'il n'y a aucune garantie que la relation existante ressemble à la séquence qui aurait été créée. Il est même possible que cela ne soit pas une séquence.

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la séquence à créer.

type_donnee

La clause facultative AS *type_donnee* spécifie le type de donnée de la séquence. Les types valides sont `smallint`, `integer`, et `bigint`. `bigint` est le type par défault. Le type de donnée détermine les valeurs minimales et maximales par défaut pour la séquence.

incrément

La clause optionnelle INCREMENT BY *incrément* précise la valeur à ajouter à la valeur courante de la séquence pour créer une nouvelle valeur. Une valeur positive crée une séquence ascendante, une valeur négative une séquence descendante. 1 est la valeur par défaut.

valeurmin
NO MINVALUE

La clause optionnelle MINVALUE *valeurmin* détermine la valeur minimale de la séquence. Si cette clause n'est pas fournie ou si NO MINVALUE est spécifié, alors les valeurs par défaut sont utilisées. La valeur par défaut pour une séquence ascendante est 1. La valeur par défaut pour une séquence descendante est la valeur minimale du type de donnée.

valeurmax
NO MAXVALUE

La clause optionnelle MAXVALUE *valeurmax* détermine la valeur maximale de la séquence. Si cette clause n'est pas fournie ou si NO MAXVALUE est spécifié, alors les valeurs par défaut sont utilisées. La valeur par défaut pour une séquence ascendante est la valeur maximale pour le type de données. La valeur par défaut pour une séquence descendante est -1.

début

La clause optionnelle START WITH *début* permet à la séquence de démarrer n'importe où. La valeur de début par défaut est *valeurmin* pour les séquences ascendantes et *valeurmax* pour les séquences descendantes.

cache

La clause optionnelle CACHE *cache* spécifie le nombre de numéros de séquence à préallouer et stocker en mémoire pour un accès plus rapide. 1 est la valeur minimale (une seule valeur est engendrée à la fois, soit pas de cache) et la valeur par défaut.

CYCLE
NO CYCLE

L'option CYCLE autorise la séquence à recommencer au début lorsque *valeurmax* ou *valeurmin* sont atteintes, respectivement, par une séquence ascendante ou descendante. Si la limite est atteinte, le prochain nombre engendré est respectivement *valeurmin* ou *valeurmax*.

Si NO CYCLE est spécifié, tout appel à `nextval` alors que la séquence a atteint la valeur maximale (dans le cas d'une séquence ascendante) ou la valeur minimale (dans l'autre cas) retourne une erreur. En l'absence de précision, NO CYCLE est la valeur par défaut.

OWNED BY *nom_table.nom_colonne*
OWNED BY NONE

L'option OWNED BY permet d'associer la séquence à une colonne de table spécifique. De cette façon, la séquence sera automatiquement supprimée si la colonne (ou la table entière) est

supprimée. La table indiquée doit avoir le même propriétaire et être dans le même schéma que la séquence. `OWNED BY NONE`, valeur par défaut, indique qu'il n'y a pas d'association.

Notes

`DROP SEQUENCE` est utilisé pour supprimer une séquence.

Les séquences sont fondées sur l'arithmétique `bigint`, leur échelle ne peut donc pas excéder l'échelle d'un entier sur huit octets (-9223372036854775808 à 9223372036854775807).

Comme les appels à `nextval` et `setval` ne sont jamais annulés, les objets séquences ne peuvent pas être utilisés si des affectations « sans trous » sont nécessaires. Il est possible de construire une affectation sans trou en utilisant des verrous exclusifs sur une table contenant un compteur. Cependant, cette solution est bien plus coûteuse que les objets séquences, tout spécialement si un grand nombre de transactions ont besoin de numéro de séquence en parallèle.

Des résultats inattendus peuvent être obtenus dans le cas d'un paramétrage de *`cache`* supérieur à un pour une séquence utilisée concurrentiellement par plusieurs sessions. Chaque session alloue et cache des valeurs de séquences successives lors d'un accès à la séquence et augmente en conséquence la valeur de `last_value`. Les *`cache`*-1 appels suivants de `nextval` au cours de la session session retourne simplement les valeurs préallouées sans toucher à la séquence. De ce fait, tout nombre alloué mais non utilisé au cours d'une session est perdu à la fin de la session, créant ainsi des « trous » dans la séquence.

De plus, bien qu'il soit garanti que des sessions différentes engendrent des valeurs de séquence distinctes, si l'on considère toutes les sessions, les valeurs peuvent ne pas être engendrées séquentiellement. Par exemple, avec un paramétrage du *`cache`* à 10, la session A peut réserver les valeurs 1..10 et récupérer `nextval`=1 ; la session B peut alors réserver les valeurs 11..20 et récupérer `nextval`=11 avant que la session A n'ait engendré `nextval`=2. De ce fait, un paramétrage de *`cache`* à un permet d'assumer que les valeurs retournées par `nextval` sont engendrées séquentiellement ; avec un *`cache`* supérieur, on ne peut qu'assumer que les valeurs retournées par `nextval` sont tous distinctes, non qu'elles sont réellement engendrées séquentiellement. De plus, `last_value` reflète la dernière valeur réservée pour toutes les sessions, que `nextval` ait ou non retourné cette valeur.

D'autre part, `setval` exécuté sur une telle séquence n'est pas pris en compte par les autres sessions avant qu'elle n'aient utilisé toutes les valeurs préallouées et cachées.

Exemples

Créer une séquence ascendante appelée `serie`, démarrant à 101 :

```
CREATE SEQUENCE serie START 101;
```

Sélectionner le prochain numéro de cette séquence :

```
SELECT nextval('serie');

 nextval
---------
     101
```

Récupérer le prochain numéro d'une séquence :

```
SELECT nextval('serial');
```

```
 nextval
---------
     102
```

Utiliser cette séquence dans une commande `INSERT` :

```
INSERT INTO distributors VALUES (nextval('serie'), 'nothing');
```

Mettre à jour la valeur de la séquence après un `COPY FROM` :

```
BEGIN;
COPY distributeurs FROM 'fichier_entrees';
SELECT setval('serie', max(id)) FROM distributeurs;
END;
```

Compatibilité

`CREATE SEQUENCE` est conforme au standard SQL, exception faites des remarques suivantes :

- Obtenir la prochaine valeur se fait en utilisant la fonction `nextval()` au lieu de l'expression standard `NEXT VALUE FOR`.
- La clause `OWNED BY` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER SEQUENCE, DROP SEQUENCE

CREATE SERVER

CREATE SERVER — Définir un nouveau serveur distant

Synopsis

```
CREATE SERVER [ IF NOT EXISTS ] nom_serveur [ TYPE 'type_serveur' ]
 [ VERSION 'version_serveur' ]
    FOREIGN DATA WRAPPER nom_fdw
    [ OPTIONS ( option 'valeur' [, ... ] ) ]
```

Description

`CREATE SERVER` définit un nouveau serveur de données distantes. L'utilisateur qui définit le serveur devient son propriétaire.

Un serveur distant englobe typiquement des informations de connexion qu'un wrapper de données distantes utilise pour accéder à une ressource externe de données. Des informations de connexions supplémentaires spécifiques à l'utilisateur pourraient être fournies par l'intermédiaire des correspondances d'utilisateur.

Le nom du serveur doit être unique dans la base de données.

La création d'un serveur nécessite d'avoir le droit `USAGE` sur le wrapper de données distant qui est utilisé.

Paramètres

`IF NOT EXISTS`

Ne renvoie pas d'erreur si un serveur du même nom existe déjà. Une note est affichée dans ce cas. Veuillez noter qu'il n'y a aucune garantie que le serveur existant ait quoi que ce soit à voir avec celui qui aurait été créé.

`nom_serveur`

Nom du serveur de données distant qui sera créé.

`type_serveur`

Type de serveur (optionnel), potentiellement utile pour les wrappers de données distantes.

`version_serveur`

Version du serveur (optionnel), potentiellement utile pour les wrappers de données distantes.

`nom_fdw`

Nom du wrapper de données distantes qui gère le serveur.

`OPTIONS ( option 'valeur' [, ... ] )`

Cette clause spécifie les options pour le serveur. Typiquement, les options définissent les détails de connexion au serveur, mais les noms et valeurs réelles dépendent du wrapper de données distantes du serveur.

Notes

Lors de l'utilisation du module dblink, le nom du serveur distant peut être utilisé comme argument de la fonction dblink_connect pour indiquer les paramètres de connexion. Il est nécessaire de disposer du droit USAGE sur le serveur distant pour être capable de l'utiliser de cette façon.

Si le serveur distant accepte d'envoyer le tri, il est essentiel que l'ordre de tri soit identique au serveur local.

Exemples

Créer un serveur `monserveur` qui utilise le wrapper de données distantes `postgres_fdw` :

```
CREATE SERVER monserver FOREIGN DATA WRAPPER postgres_fdw OPTIONS
 (host 'truc', dbname 'trucdb', port '5432');
```

Voir postgres_fdw pour plus de détails.

Créer un serveur `monserveur` qui utilise le wrapper de données distantes `pgsql` :

```
CREATE SERVER monserveur FOREIGN DATA WRAPPER pgsql OPTIONS (host
 'truc', dbname 'trucdb', port '5432');
```

Compatibilité

`CREATE SERVER` est conforme à ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED).

Voir aussi

ALTER SERVER, DROP SERVER, CREATE FOREIGN DATA WRAPPER, CREATE FOREIGN TABLE, CREATE USER MAPPING

CREATE STATISTICS

CREATE STATISTICS — définit des statistiques étendues

Synopsis

```
CREATE STATISTICS [ IF NOT EXISTS ] nom_statistiques
    [ ( type_statistique [, ... ] ) ]
    ON nom_colonne, nom_colonne [, ...]
    FROM nom_table
```

Description

`CREATE STATISTICS` créera un nouvel objet de suivi des statistiques étendues sur les données de la table, table distante ou vue matérialisée spécifiée. L'objet statistiques sera créé dans la base de données courante et son propriétaire sera l'utilisateur exécutant la commande.

Si un nom de schéma est donné (par exemple, `CREATE STATISTICS monschema.mastat ...`) alors l'objet statistiques est crée dans le schéma spécifié. Autrement, il sera crée dans le schéma courant. Le nom de l'objet statistiques doit être différent du nom de tous les autres objets statistiques dans le même schéma.

Paramètres

`IF NOT EXISTS`

Ne renvoie pas d'erreur si un objet statistiques de même nom existe déjà. Une note est affichée dans ce cas. Veuiller noter que seul le nom de l'objet statistiques est pris en compte ici, et non pas le détail de sa définition.

`nom_statistiques`

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de l'objet statistiques devant être crée.

`type_statistique`

Un type de statistique devant être calculé dans cet objet statistiques. Les types actuellement supportés sont `ndistinct`, qui active des statistiques n-distinct, et `dependency` qui active des statistiques de dépendances fonctionnelles. Si cette clause est omise, tous les types statistiques supportés sont inclus dans l'objet statistique. Pour plus d'informations, voir Section 14.2.2 et Section 71.2.

`nom_colonne`

Le nom d'une colonne de la table devant être couverte par les statistiques calculées. Au moins deux noms de colonnes doivent être fournis.

`nom_table`

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table contenant le(s) colonne(s) sur lesquelles les statistiques sont calculées ; voir ANALYZE pour une explication de la gestion de l'héritage et des partitions.

Notes

Vous devez être le propriétaire de la table pour créer un objet statistiques lisant ses données. Une fois celui-ci créé le propriétaire de l'objet statistiques est indépendant de la ou les tables sous-jacentes.

Les statistiques étendues ne sont actuellement pas utilisées par l'optimiseur pour les estimations de sélectivité réalisées pour les jointures de table. Cette limitation sera probablement supprimée dans une version future de PostgreSQL.

Exemples

Créer une table `t1` avec deux colonnes fonctionnellement dépendantes, c'est-à-dire que la connaissance de la valeur de la première colonne est suffisante pour déterminer la valeur de l'autre colonne. Ensuite des statistiques de dépendances fonctionnelles sont construites sur ces colonnes :

```
CREATE TABLE t1 (
    a   int,
    b   int
);

INSERT INTO t1 SELECT i/100, i/500
                FROM generate_series(1,1000000) s(i);

ANALYZE t1;

-- le nombre de lignes correspondantes sera drastiquement sous-
estimé :
EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM t1 WHERE (a = 1) AND (b = 0);

CREATE STATISTICS s1 (dependencies) ON a, b FROM t1;

ANALYZE t1;

-- à présent le nombre de ligne estimé est plus précis :
EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM t1 WHERE (a = 1) AND (b = 0);
```

Sans statistiques fonctionnellement dépendantes, l'optimisateur supposera que les deux conditions `WHERE` sont indépendantes, et multiplierait leurs sélectivités pour arriver à une estimation du nombre de lignes bien trop basse. Avec de telles statistiques, l'optimiseur reconnaît que les conditions `WHERE` sont redondantes et ne sous-estime plus le nombre de lignes.

Compatibilité

Il n'y a pas de commande `CREATE STATISTICS` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER STATISTICS, DROP STATISTICS

CREATE SUBSCRIPTION

CREATE SUBSCRIPTION — définir une nouvelle souscription

Synopsis

```
CREATE SUBSCRIPTION nom_souscription
    CONNECTION 'conninfo'
    PUBLICATION nom_publication [, ...]
    [ WITH ( param_souscription [= valeur] [, ... ] ) ]
```

Description

`CREATE SUBSCRIPTION` ajoute une nouvelle souscription pour la base de donnée courante. Le nom de la souscription doit être différent du nom de toutes les autres souscriptions existante dans la base.

La souscription représente une connexion de réplication vers un serveur publiant des données. Ainsi cette commande ne fait pas qu'ajouter des définitions dans le catalogue local mais crée également un slot de réplication sur le serveur publiant les données.

Un worker de réplication logique sera démarré pour répliquer les données pour la nouvelle souscription à la vlidation de la transaction dans laquelle cette commande est lancée.

Des informations supplémentaires sur la souscription et la réplication logique dans son ensemble sont également disponible sur Section 31.2 et Chapitre 31.

Paramètres

nom_souscription

Le nom de la nouvelle souscriptions.

`CONNECTION '`*conninfo*`'`

La chaîne de connexion vers la serveur publiant les données. Pour plus de détails voir Section 34.1.1.

`PUBLICATION` *nom_publication*

Nom des publications sur le serveur publiant les données auxquelles souscrire.

`WITH (` *param_souscription* `[=` *valeur*`] [, ... ] )`

Cette clause spécifie les paramètres facultatifs pour une souscription. Les paramètres suivants sont supportés :

`copy_data` (`boolean`)

Spécifie si les données existantes dans les publications qui sont en train d'être souscrites devraient être copiées une fois la réplication démarrée. La valeur par défaut est `true`.

`create_slot` (`boolean`)

Spécifie si la commande devrait créer le slot de réplication sur le serveur publiant les données. La valeur par défaut est `true`.

`enabled` (`boolean`)

Spécifie si la souscription devrait répliquer activement, ou si elle devrait uniquement configurée mais pas démarrée. La valeur par défaut est `true`.

`slot_name` (`string`)

Le nom du solt de réplication à utiliser. Le comportement par défaut est d'utiliser le nom de la souscription comme nom de slot.

Quand `slot_name` est positionné à `NONE`, il n'y aura pas de slot de réplication associée) la souscription. Cela peut être utile si le slot de réplication sera crée manuellement ultérieurement. Une telle souscription doit également avoir à la fois `enabled` et `create_slot` positionnés à `false`.

`synchronous_commit` (`enum`)

La valeur de ce paramètre surcharge le paramètre synchronous_commit. La valeur par défaut est `off`.

Il est sans danger d'utiliser `off` pour la réplication logique : Si le souscripteur perd des transactions à cause d'une synchronisation manquante, les données seront renvoyée par le serveur publiant les données.

Un paramétrage différent pourrait être appropriée lorsque la réplication logique est utilisée. Les workers de réplication logique rapportent la position d'écriture et de synchronisation au serveur publiant les données, et lorsque la réplication synchrone est utilisée, le serveur publiant les données attendra la synchronisation. Cela veut dire que positionner `synchronous_commit` pour le souscripteur à `off` quand la souscription est utilisée pour de la réplication synchrone pourrait augmenter la latence des `COMMIT` sur le serveur publiant les données. Dans ce scénario, il peut être avantageux de positionner `synchronous_commit` à `local` ou au dessus.

`connect` (`boolean`)

Spécifie si `CREATE SUBSCRIPTION` devrait se connecter au serveur publiant les données ou non. Positionner ce paramètre à `false` changer la valeur par défaut de `enabled`, `create_slot` et `copy_data` à `false`.

Il n'est pas autorisé de combiner `connect` positionné à `false` et `enabled`, `create_slot`, ou `copy_data` positionné à `true`.

Puisqu'aucune connection n'est faite quand cette option est initialisée à `false`, les tables ne sont pas souscrites, et donc après l'activation de la souscription rien ne sera répliqué. Il est nécessaire d'exécuter `ALTER SUBSCRIPTION ... REFRESH PUBLICATION` afin que les tables soient souscrites.

Notes

Voir Section 31.7 pour plus de détail sur comment configurer le contrôle d'accès entre la souscription et l'instance de publication.

Lors de la création d'un slot de réplication (comportement par défaut), `CREATE SUBSCRIPTION` ne peut pas être exécuté à l'intérieur d'un bloc de transaction.

Créer une souscription qui connecte la même instance (par exemple, pour répliquer entre des bases de données de la même instance ou pour répliquer dans la même base de données) réussira seulement si le slot de réplication n'est pas créé dans la même commande. Sinon, l'appel à `CREATE SUBSCRIPTION` va pauser. Pour le faire fonctionner, créer le slot de réplication séparément (en utilisant la fonction `pg_create_logical_replication_slot` avec le nom de plugin

`pgoutput`) et créer la souscription en utilisant le paramètre `create_slot = false`. C'est une restriction d'implémentation qui pourrait être supprimé dans une prochaine version.

Exemples

Créer une souscription à un serveur distant qui réplique les tables dans la publication `mypublication` et `insert_only` et démarre la réplication immédiatement après le commit :

```
CREATE SUBSCRIPTION mysub
         CONNECTION 'host=192.168.1.50 port=5432 user=foo
 dbname=foodb'
        PUBLICATION mypublication, insert_only;
```

Crée une souscription vers un serveur distant qui réplique les tables dans la publication `insert_only` et ne commence pas la réplication jusqu'à ce qu'elle soit activée plus tard.

```
CREATE SUBSCRIPTION mysub
         CONNECTION 'host=192.168.1.50 port=5432 user=foo
 dbname=foodb'
        PUBLICATION insert_only
               WITH (enabled = false);
```

Compatibilité

`CREATE SUBSCRIPTION` est une extension PostgreSQL au standard SQL.

Voir aussi

ALTER SUBSCRIPTION, DROP SUBSCRIPTION, CREATE PUBLICATION, ALTER PUBLICATION

CREATE TABLE

CREATE TABLE — Définir une nouvelle table

Synopsis

```
CREATE [ [ GLOBAL | LOCAL ] { TEMPORARY | TEMP } | UNLOGGED ] TABLE
 [ IF NOT EXISTS ] nom_table ( [
  { nom_colonne type_donnees [ COLLATE collation ]
 [ contrainte_colonne [ ... ] ]
    | contrainte_table
    | LIKE table_source [ option_like ... ] }
    [, ... ]
] )
[ INHERITS ( table_parent [, ... ] ) ]
[ PARTITION BY { RANGE | LIST | HASH } ( { nom_colonne |
 ( expression ) } [ COLLATE collation ] [ opclass ] [, ... ] ) ]
[ WITH ( parametre_stockage [= valeur] [, ... ] ) | WITH OIDS |
 WITHOUT OIDS ]
[ ON COMMIT { PRESERVE ROWS | DELETE ROWS | DROP } ]
[ TABLESPACE nom_tablespace ]

CREATE [ [ GLOBAL | LOCAL ] { TEMPORARY | TEMP } | UNLOGGED ]
 TABLE nom_table
    OF nom_type [ (
  { nom_colonne [ WITH OPTIONS ] [ contrainte_colonne [ ... ] ]
    | contrainte_table }
    [, ... ]
) ]
[ PARTITION BY { RANGE | LIST | HASH } ( { nom_colonne |
 ( expression ) } [ COLLATE collation ] [ opclass ] [, ... ] ) ]
[ WITH ( storage_parameter [= value] [, ... ] ) | WITH OIDS |
 WITHOUT OIDS ]
[ ON COMMIT { PRESERVE ROWS | DELETE ROWS | DROP } ]
[ TABLESPACE nom_tablespace ]

CREATE [ [ GLOBAL | LOCAL ] { TEMPORARY | TEMP } | UNLOGGED ] TABLE
 [ IF NOT EXISTS ] table_name
    PARTITION OF parent_table [ (
  { nom_colonne [ WITH OPTIONS ] [ contrainte_colonne [ ... ] ]
    | table_constraint }
    [, ... ]
) ] { FOR VALUES spec_limites_partition | DEFAULT }
[ PARTITION BY { RANGE | LIST } ( { nom_colonne | ( expression ) }
 [ COLLATE collation ] [ opclass ] [, ... ] ) ]
[ WITH ( parametre_stockage [= valeur] [, ... ] ) | WITH OIDS |
 WITHOUT OIDS ]
[ ON COMMIT { PRESERVE ROWS | DELETE ROWS | DROP } ]
[ TABLESPACE nom_tablespace ]

où contrainte_colonne
peut être :

[ CONSTRAINT nom_contrainte ]
{ NOT NULL | NULL |
  CHECK ( expression ) [ NO INHERIT ] |
```

```
  DEFAULT expression_par_défaut |
  GENERATED { ALWAYS | BY DEFAULT } AS IDENTITY
 [ ( options_sequence ) ] |
  UNIQUE parametres_index |
  PRIMARY KEY parametres_index |
  EXCLUDE [ USING methode_index ] ( élément_exclude WITH opérateur
 [, ... ] ) paramètres_index [ WHERE ( prédicat ) ] |
  REFERENCES table_reference [ ( colonne_reference ) ] [ MATCH FULL
| MATCH PARTIAL | MATCH SIMPLE ]
    [ ON DELETE action ] [ ON UPDATE action ] }
[ DEFERRABLE | NOT DEFERRABLE ] [ INITIALLY DEFERRED | INITIALLY
 IMMEDIATE ]

et option_like peut
valoir :

{ INCLUDING | EXCLUDING } { COMMENTS | CONSTRAINTS | DEFAULTS |
 IDENTITY | INDEXES | STATISTICS | STORAGE | ALL }

and spec_limites_partition is:

IN ( { littéral_numérique | littéral_chaine | TRUE | FALSE | NULL }
 [, ...] ) |
FROM ( { littéral_numérique | littéral_chaine | TRUE | FALSE |
 MINVALUE | MAXVALUE } [, ...] )
  TO ( { littéral_numérique | littéral_chaine | TRUE | FALSE |
 MINVALUE | MAXVALUE } [, ...] )
WITH ( MODULUS littéral_numérique, REMAINDER littéral_numérique )

et contrainte_table :

[ CONSTRAINT nom_contrainte ]
{ UNIQUE ( nom_colonne [, ... ] ) parametres_index |
  PRIMARY KEY ( nom_colonne [, ... ] ) parametres_index |
  CHECK ( expression ) [ NO INHERIT ] |
  FOREIGN KEY ( nom_colonne [, ...
] ) REFERENCES table_reference [ (
colonne_reference [, ... ] ) ]
    [ MATCH FULL | MATCH PARTIAL | MATCH SIMPLE ] [ ON
 DELETE action ] [ ON UPDATE action ] }
[ DEFERRABLE | NOT DEFERRABLE ] [ INITIALLY DEFERRED | INITIALLY
 IMMEDIATE ]

Les paramètres_index dans les
contraintes UNIQUE, PRIMARY KEY et
EXCLUDE sont :

[ INCLUDE ( nom_colonne [, ... ] ) ]
[ WITH ( paramètre_stockage [= valeur] [, ... ] ) ]
[ USING INDEX TABLESPACE nom_tablespace ]

exclude_element dans une
contrainte EXCLUDE peut valoir :

{ nom_colonne | ( expression ) } [ opclass ] [ ASC | DESC ] [ NULLS
 { FIRST | LAST } ]
```

Description

`CREATE TABLE` crée une nouvelle table initialement vide dans la base de données courante. La table appartient à l'utilisateur qui exécute cette commande.

Si un nom de schéma est donné (par exemple, `CREATE TABLE monschema.matable ...`), alors la table est créée dans le schéma spécifié. Dans le cas contraire, elle est créée dans le schéma courant. Les tables temporaires existent dans un schéma spécial, il n'est donc pas nécessaire de fournir un nom de schéma lors de la création d'une table temporaire. Le nom de la table doit être distinct du nom des autres tables, séquences, index, vues ou tables distantes dans le même schéma.

`CREATE TABLE` crée aussi automatiquement un type de données qui représente le type composé correspondant à une ligne de la table. Ainsi, les tables doivent avoir un nom distinct de tout type de données du même schéma.

Les clauses de contrainte optionnelles précisent les contraintes (ou tests) que les nouvelles lignes ou les lignes mises à jour doivent satisfaire pour qu'une opération d'insertion ou de mise à jour réussisse. Une contrainte est un objet SQL qui aide à définir l'ensemble des valeurs valides de différentes façons.

Il existe deux façons de définir des contraintes : celles de table et celles de colonnes. Une contrainte de colonne fait partie de la définition de la colonne. Une définition de contrainte de tables n'est pas liée à une colonne particulière et peut englober plusieurs colonnes. Chaque contrainte de colonne peut être écrite comme une contrainte de table ; une contrainte de colonne n'est qu'un outil de notation utilisé lorsque la contrainte n'affecte qu'une colonne.

Pour pouvoir créer une table, vous devez avoir le droit `USAGE` sur les types de chaque colonne ou sur le type indiqué dans la clause `OF`.

Paramètres

`TEMPORARY` ou `TEMP`

La table est temporaire. Les tables temporaires sont automatiquement supprimées à la fin d'une session ou, optionnellement, à la fin de la transaction en cours (voir `ON COMMIT` ci-dessous). Les tables permanentes qui portent le même nom ne sont pas visibles dans la session courante tant que la table temporaire existe sauf s'il y est fait référence par leur nom qualifié du schéma. Tous les index créés sur une table temporaire sont automatiquement temporaires.

Le démon autovacuum ne peut pas accéder et, du coup, ne peut pas exécuter un VACUUM ou un ANALYZE sur les tables temporaires. Pour cette raison, les opérations VACUUM et ANALYZE doivent être traitées via des commandes SQL de session. Par exemple, si une table temporaire doit être utilisée dans des requêtes complexes, il est raisonnable d'exécuter `ANALYZE` sur la table temporaire après qu'elle ait été peuplée.

On peut éventuellement écrire `GLOBAL` ou `LOCAL` avant `TEMPORARY` ou `TEMP`. Cela ne fait pas de différence dans PostgreSQL (cf. Cela ne fait actuellement pas de différence dans PostgreSQL et est obsolète ; voir la section intitulée « Compatibilité »).

`UNLOGGED`

Si spécifié, la table est créée en tant que table non tracée. Les données écrites dans ce type de table ne sont pas écrites dans les journaux de transactions (voir Chapitre 30), ce qui les rend considérablement plus rapides que les tables ordinaires. Néanmoins, elles ne sont pas sûres en cas d'arrêt brutal : une table non tracée est automatiquement vidée après un arrêt brutal. Le contenu d'une table non tracée n'est pas répliqué vers les serveurs en attente. Tout index créé sur une table non tracée est aussi automatiquement non tracé.

`IF NOT EXISTS`

N'affiche pas d'erreur si une relation de même nom existe déjà. Un message de niveau notice est retourné dans ce cas. Notez qu'il n'existe aucune garantie que la relation existante ressemble à celle qui devait être créée..

`nom_table`

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table à créer.

`OF` *`nom_type`*

Crée une *table typée*, qui prend sa structure à partir du type composite spécifié (son nom peut être qualifié du schéma). Une table typée est liée à son type ; par exemple, la table sera supprimée si le type est supprimé (avec `DROP TYPE ... CASCADE`).

Quand une table typée est créée, les types de données des colonnes sont déterminés par le type composite sous-jacent et ne sont pas indiqués par la commande `CREATE TABLE`. Mais la commande `CREATE TABLE` peut ajouter des valeurs par défaut et des contraintes à la table. Elle peut aussi indiquer des paramètres de stockage.

`nom_colonne`

Le nom d'une colonne de la nouvelle table.

`type_données`

Le type de données de la colonne. Cela peut inclure des spécificateurs de tableaux. Pour plus d'informations sur les types de données supportés par PostgreSQL, on se référera à Chapitre 8.

`COLLATE` *`collation`*

La clause `COLLATE` affecte un collationnement à une colonne (qui doit être d'un type de données collationnable). Sans information, le collationnement par défaut du type de données de la colonne est utilisé.

`INHERITS (` *`table_parent`* `[, ... ])`

La clause optionnelle `INHERITS` indique une liste de tables dont les colonnes sont automatiquement héritées par la nouvelle table. Les tables parents peuvent être des tables standards ou des tables distantes.

L'utilisation d'`INHERITS` crée une relation persistante entre la nouvelle table enfant et sa table parent. Les modifications de schéma du(des) parent(s) se propagent normalement aux enfants et, par défaut, les données de la table enfant sont incluses dans les parcours de(s) parent(s).

Si un même nom de colonne existe dans plusieurs tables parentes, une erreur est rapportée, à moins que les types de données des colonnes ne correspondent dans toutes les tables parentes. S'il n'y a pas de conflit, alors les colonnes dupliquées sont assemblées pour former une seule colonne dans la nouvelle table. Si la liste des noms de colonnes de la nouvelle table contient un nom de colonne hérité, le type de données doit correspondre à celui des colonnes héritées et les définitions des colonnes sont fusionnées. Si la nouvelle table spécifie explicitement une valeur par défaut pour la colonne, cette valeur surcharge toute valeur par défaut héritée. Dans le cas contraire, les parents qui spécifient une valeur par défaut doivent tous spécifier la même, sans quoi une erreur est rapportée.

Les contraintes `CHECK` sont fusionnées, dans les grandes lignes, de la même façon que les colonnes : si des tables parentes multiples et/ou la nouvelle définition de table contient des contraintes `CHECK` de même nom, ces contraintes doivent toutes avoir la même expression de vérification, ou une erreur sera retournée. Les contraintes qui ont le même nom et la même expression seront fusionnées en une seule. Une contrainte marquée `NO INHERIT` dans une table

parent ne sera pas prise en compte. Notez qu'une contrainte CHECK non nommée dans la nouvelle table ne sera jamais fusionnée puisqu'un nom unique lui sera toujours affecté.

Les paramètres STORAGE de la colonne sont aussi copiés des tables parents.

Si une colonne de la table parente est une colonne d'identité, cette propriété n'est pas héritée. Une colone dans la table enfant peut être déclarée comme colonne d'identité si l'on veut.

PARTITION BY { RANGE | LIST | HASH } ({ *column_name* | (*expression*) } [*opclass*] [, ...])

La clause facultative PARTITION BY spécifie une statégie pour partitionner la table. La table ainsi crée est appelée table *partitionnée*. La liste de colonnes ou d'expressions entre parenthèses forme la *clé de partitionnement* de la table. Quand un partitionnement par intervalle ou hachage est utilisé, la clé de partitionnement peut inclure de multiples colonnes ou expressions (jusqu'à 32, mais cette limite peut être modifiée lors de la compilation de PostgreSQL.), mais pour le partitionnement par liste, la clé de partitionnement doit être constituée d'une seule colonne ou expression.

Les partitionnements par intervalle ou par liste nécessitent une classe d'opérateur btree, alors que le partitionnement par hachage exige une classe d'opérateur hash. Si aucune classe d'opérateur n'est précisée explicitement, la classe d'opérateur par défaut du type approprié sera utilisée ; si aucune classe d'opérateur n'existe, une erreur sera levée. Si le partitionnement par hachage est utilisé, la classe d'opérateur utilisée doit implémenter la fonction de support 2 (voir Section 38.15.3 pour les détails).

Une table partitionnée est divisée en sous tables (appelées partitions), qui sont créées en utilisant des commandes CREATE TABLE séparées. La table partitionnée est elle-même vide. Une ligne de données insérée dans la table est redirigée vers une partition en fonction de la valeur des colonnes ou expressions de la clé de partitionnement. S'il n'existe pas de partition correspondant aux valeurs de la nouvelle ligne, une erreur sera levée.

Les tables partitionnées ne supportent pas les contraintes EXCLUDE ; cependant vous pouvez définir ces contraintes sur des partitions individuelles. De plus, bien qu'il soit possible de créer des contraintes PRIMARY KEY sur les tables partitionnées, créer des clés étrangères qui référencent une table partitionnée n'est pas encore supporté.

Voir Section 5.10 pour plus de détails sur le partitionnement des tables.

PARTITION OF *table_parent* { FOR VALUES *spec_limites_partition* | DEFAULT }

Crée la table comme une *partition* de la table parente spécifiée. La table peut être créée, soit comme une partition pour des valeurs spécifiques avec FOR VALUES, soit comme la partition par défaut avec DEFAULT. Tout index, toute contrainte et tout trigger de niveau ligne défini par l'utilisateur existant dans la table parent est clonée sur la nouvelle partition.

Le paramètre *spec_limites_partition* doit correspondre à la méthode et à la clé de partitionnement de la table parent, et ne doit pas déborder sur toute partition existante du parent. La forme avec IN est utilisée pour le partitionnement de liste, la forme avec FROM et TO est utilisée pour le partitionnement par intervalles, et la forme avec WITH est utilisée pour le partitionnement par hachage.

Chacune des valeurs spécifiées dans *spec_limites_partition* de la partition est un libellé, NULL, MINVALUE ou MAXVALUE. Chaque valeur littérale doit être soit une constante numérique convertible dans le type de la colonne de la clé de partitionnement correspondante, ou une chaîne littérale considérée comme une valeur valide pour ce type.

Lors de la création d'une partition en liste, NULL peut être indiquer pour signifier que la partition permet à la colonne de clé de partitionnement d'être NULL. Néanmoins, il ne peut y avoir plus

d'une partition de ce type pour une table parent donnée. NULL n'est pas accepté pour les partitions par intervalle.

Lorsqu'une partition de type intervalle est créée, la borne inférieure spécifiée avec FROM est une borne inclusive, alors que la borne supérieure spécifiée avec TO est une borne exclusive. C'est-à-dire que les valeurs spécifiées dans la liste FROM sont des valeurs valides des colonnes correspondantes de la clé de partitionnement pour cette partition, alors que celles dans la liste TO ne le sont pas. Notez que ceci doit être compris suivant les règles de la comparaison de lignes (Section 9.23.5). Par exemple, étant donné PARTITION BY RANGE (x,y), une limite de partition FROM (1, 2) TO (3, 4) permet x=1 pour tout y>=2, x=2 avec tout y non NULL, et x=3 avec tout y<4.

Les valeurs spéciales MINVALUE et MAXVALUE peuvent être utilisées lors de la création d'une partition par intervalles pour indiquer qu'il n'y a pas de limite basse ou haute sur la valeur de la colonne. Par exemple, une partition définie comme utilisant FROM (MINVALUE) TO (10) accepte toutes les valeurs inférieures à 10, et une partition définie en utilisant FROM (10) TO (MAXVALUE) accepte toutes les valeurs supérieures ou égales à 10.

Lors de la création d'une partition par intervalles impliquant plus d'une colonne, il est aussi sensé d'utiliser MAXVALUE comme élément de la limite basse et MINVALUE comme élément de limite haute. Par exemple, une partition définie en utilisant FROM (0, MAXVALUE) TO (10, MAXVALUE) accepte toute ligne où la première colonne de la clé de partitionnement est supérieure à zéro et inférieure ou égale à dix. De la même façon, une partition définie en utilisant FROM ('a', MINVALUE) TO ('b', MINVALUE) accepte toute ligne où la première colonne de la clé de partitionnement commence avec la lettre a.

Notez que si MINVALUE ou MAXVALUE est utilisé pour une colonne d'une limite de partitionnement, la même valeur doit être utilisée pour toutes les colonnes suivantes. Par exemple, (10, MINVALUE, 0) n'est pas une limite valide. Vous devriez écrire (10, MINVALUE, MINVALUE).

De plus, notez que certains types d'éléments, tels que timestamp, ont une notion d'infinité, qui est simplement une autre valeur qui peut être enregistré. Ceci est différent de MINVALUE et MAXVALUE, qui ne sont pas de vraies valeurs pouvant être enregistrées, mais plutôt une façon de dire que la valeur est sans limite. MAXVALUE peut être vu comme étant supérieur à toute autre valeur, ceci incluant infinity et MINVALUE comme étant inférieure à toute autre valeur, ceci incluant moins infinity. De ce fait, l'intervalle FROM ('infinity') TO (MAXVALUE) n'est pas un intervalle vide. Il autorise le stockage d'une seule valeur -- "infinity".

Quand une partition par liste de valeurs est créée, NULL peut être spécifié pour dire que la partition autorise la colonne de la clé de partitionnement à être NULL. Cepdnant, il ne peut pas y avoir plus d'une partition par liste de ce type pour une même table parente. NULL ne peut pas être utilisé pour les partitions par intervalles.

Si DEFAULT est spécifié, la table sera créée comme partition par défaut de la table parente. Cette option n'est pas disponible pour les tables partitionnées par hachage. Une clé de partition qui ne passe dans aucune autre partition de la table parente sera orientée vers la partition par défaut.

Si une table possède une partition DEFAULT et qu'on lui ajoute une nouvelle partition, la partition par défaut doit être parcourue pour vérifier qu'elle ne contient aucune ligne qui appartient normalement à la nouvelle partition. Si la partition par défaut contient un grand nombre de lignes, cela peut être long. Ce parcours peut être évité si la partition par défaut est une table étrangère ou possède une contrainte prouvant qu'elle ne peut contenir des lignes qui devraient appartenir à la nouvelle partition.

À la création d'une partition par hachage, un diviseur et un reste doivent être spécifiés. Le diviseur doit être un entier positif, et le reste un entier non négatif inférieur au diviseur. Typiquement, au début de la mise en place d'un partitionnement par hachage, vous devrez choisir un diviseur égal au nombre de partitions et assigner à chaque table le même diviseur et un reste différent (voir les

exemples plus bas). Cependant, il n'est pas obligatoire que chaque partition ait le même diviseur, juste que chaque diviseur apparaissant dans une table partitionnée par hachage soit un facteur du diviseur immédiatement supérieur. Cela permet d'augmenter le nombre de partitions de manière incrémentale sans avoir besoin de déplacer toutes les données d'un coup. Par exemple, supposons que vous ayez une table partitionnée par hachage avec 8 partitions, toutes de diviseur 8, mais que vous trouvez qu'il faille augmenter le nombre de partitions à 16. Vous pouvez détacher une des partitions de diviseur 8, créer deux nouvelles partitions de diviseur 16 couvrant la même partie de l'espace des clés (une avec un reste égal au reste de la partition détachée, l'autre avec un reste de cette valeur plus 8), et les peupler avec les données. Vous pouvez répéter ceci -- peut-être plus tard -- pour chaque partition de diviseur 8 jusqu'à ce qu'il n'y en ait plus. Bien que cela implique de grands mouvements de données à chaque étape, c'est toujours mieux qu'avoir à créer toute une nouvelle table et d'avoir à déplacer toutes les données en une seule fois.

Une partition doit avoir les même noms de colonne et types de données que la table partitionnée à laquelle elle appartient. Si le parent est spécifié `WITH OIDS` alors toutes les partitions doivent avoir des OIDs; la colonne OID parente sera héritée par touts les partitions tout comme n'importe quelle autre colonne. Les modifications des noms ou types de colonne d'une table partitionnée, ou l'ajout ou suppression d'une colonne OID, se propagera automatiquement à toutes les partitions. Les contraintes `CHECK` seront automatiquement héritées par toutes les partitions, mais une partition individuelle peut spécifier des contraintes `CHECK` additionnelles ; les contraintes individuelles avec le même nom et la même condition que pour la table parente seront intégrées avec la contrainte parente. Les valeurs par défaut peuvent être spécifiées séparément pour chaque partition. Notez que la valeur par défaut d'une partition ne s'applique pas quand l'insertion de la ligne se fait via la table partitionnée.

Les lignes insérées dans une table partitionnées seront automatiquement redirigées vers la bonne partition. Si aucune des partitions existantes ne convient, une erreur sera levée.

Les opérations telles que TRUNCATE qui n'affectent normalement une table ainsi que tous ses enfants hérités seront cascadées sur toutes les partitions, mais peuvent aussi être effectuées sur une partition individuelle. Veuillez noter que supprimer une partition avec `DROP TABLE` nécessite de prendre un verrou de type `ACCESS EXCLUSIVE` sur la table parente.

`LIKE` *`table_source`* `[` *`option_like`* `... ]`

La clause `LIKE` spécifie une table à partir de laquelle la nouvelle table copie automatiquement tous les noms de colonnes, leur types de données et les contraintes non NULL.

Contrairement à `INHERITS`, la nouvelle table et la table originale sont complètement découplées à la fin de la création. Les modifications sur la table originale ne sont pas appliquées à la nouvelle table et les données de la nouvelle table sont pas prises en compte lors du parcours de l'ancienne table.

Les expressions par défaut des définitions de colonnes ne seront copiées que si `INCLUDING DEFAULTS` est spécifié. Le comportement par défaut les exclut, ce qui conduit à des valeurs par défaut NULL pour les colonnes copiées de la nouvelle table. Notez que copier les valeurs par défaut appelant des fonctions de modification de la base de données, comme `nextval`, pourraient créer un lien fonctionnel entre les tables originale et nouvelle.

Toutes les spécifications d'identité de définitions de colonne copiée ne seront copiées que si `INCLUDING IDENTITY` est spécifié. Une nouvelle séquence est crée pour chaque colonne d'identité de la nouvelle table, séparément des colonnes associées à l'ancienne table.

Les contraintes NOT NULL sont toujours copiées sur la nouvelle table. Les contraintes `CHECK` sont copiées seulement si la clause `INCLUDING CONSTRAINTS` est précisée. Aucune distinction n'est faite entre les contraintes au niveau colonne et les contraintes au niveau table.

Les statistiques étendues sont copiées sur la nouvelle table si `INCLUDING STATISTICS` est indiqué.

Les index, les contraintes PRIMARY KEY, UNIQUE et EXCLUDE sur la table originale seront créés sur la nouvelle table seulement si la clause INCLUDING INDEXES est spécifiée. Les noms des nouveaux index et des nouvelles contraintes sont choisis suivant les règles par défaut, quelque soit la façon dont les originaux étaient appelés. (Ce comportement évite les potentiels échecs de nom dupliqué pour les nouveaux index.)

Des paramètres STORAGE pour les définitions de la colonne copiée seront seulement copiés si INCLUDING STORAGE est spécifié. Le comportement par défaut est d'exclure des paramètres STORAGE, résultant dans les colonnes copiées dans la nouvelle table ayant des paramètres par défaut spécifiques par type. Pour plus d'informations sur STORAGE, voir Section 69.2.

Les commentaires pour les colonnes, contraintes et index copiés seront seulement copiés si INCLUDING COMMENTS est spécifié. Le comportement par défaut est d'exclure les commentaires, ce qui résulte dans des colonnes et contraintes copiées dans la nouvelle table mais sans commentaire.

INCLUDING ALL est une forme abrégée de INCLUDING COMMENTS INCLUDING CONSTRAINTS INCLUDING DEFAULTS INCLUDING IDENTITY INCLUDING INDEXES INCLUDING STATISTICS INCLUDING STORAGE.

Contrairement à INHERITS, les colonnes et les contraintes copiées par LIKE ne sont pas assemblées avec des colonnes et des contraintes nommées de façon similaire. Si le même nom est indiqué explicitement ou dans une autre clause LIKE, une erreur est rapportée.

La clause LIKE peut aussi être utilisée pour copier les définitions de colonne des vues, tables distantes et types composites. Les options inapplicables (comme INCLUDING INDEXES à partir d'une vue) sont ignorées.

CONSTRAINT *nom_contrainte*

Le nom optionnel d'une contrainte de colonne ou de table. Si la contrainte est violée, le nom de la contrainte est présente dans les messages d'erreur. Donc les noms de contraintes comme col doit être positive peut être utilisés pour communiquer des informations utiles aux applications clients. (Des doubles guillemets sont nécessaires pour indiquer les noms des contraintes qui contiennent des espaces.) Si un nom de contrainte n'est pas donné, le système en crée un.

NOT NULL

Interdiction des valeurs NULL dans la colonne.

NULL

Les valeurs NULL sont autorisées pour la colonne. Comportement par défaut.

Cette clause n'est fournie que pour des raisons de compatibilité avec les bases de données SQL non standard. Son utilisation n'est pas encouragée dans les nouvelles applications.

CHECK (*expression*) [NO INHERIT]

La clause CHECK spécifie une expression de résultat booléen que les nouvelles lignes ou celles mises à jour doivent satisfaire pour qu'une opération d'insertion ou de mise à jour réussisse. Les expressions de résultat TRUE ou UNKNOWN réussissent. Si une des lignes de l'opération d'insertion ou de mise à jour produit un résultat FALSE, une exception est levée et la base de données n'est pas modifiée. Une contrainte de vérification sur une colonne ne fait référence qu'à la valeur de la colonne tandis qu'une contrainte sur la table fait référence à plusieurs colonnes.

Actuellement, les expressions CHECK ne peuvent ni contenir des sous-requêtes ni faire référence à des variables autres que les colonnes de la ligne courante (voir Section 5.3.1). La colonne système tableoid peut être référencé contrairement aux autres colonnes systèmes.

Une contrainte marquée NO INHERIT ne sera pas propagée aux tables filles.

Quand une table a plusieurs contraintes CHECK, elles seront testées pour chaque ligne dans l'ordre alphabétique de leur nom, après la vérification des contraintes NOT NULL. (Les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.5 ne respectaient pas d'ordre de déclenchement particulier pour les contraintes CHECK.)

DEFAULT *expression_par_défaut*

La clause DEFAULT, apparaissant dans la définition d'une colonne, permet de lui affecter une valeur par défaut. La valeur est une expression libre de variable (les sous-requêtes et références croisées aux autres colonnes de la table courante ne sont pas autorisées). Le type de données de l'expression par défaut doit correspondre au type de données de la colonne.

L'expression par défaut est utilisée dans les opérations d'insertion qui ne spécifient pas de valeur pour la colonne. S'il n'y a pas de valeur par défaut pour une colonne, elle est NULL.

GENERATED { ALWAYS | BY DEFAULT } AS IDENTITY [(*options_sequence*)]

Cette clause crée la colonne comme une *colonne d'identité*. Elle aura une séquence implicite attachée à elle et la colonne dans les nouvelles lignes auront automatiquement des valeurs récupérées de la séquence qui lui est assignée. Une telle colonne est implicitement NOT NULL.

Les clauses ALWAYS et BY DEFAULT déterminent comment la valeur de la séquence est prioritaire par rapport à une valeur définie par l'utilisateur dans un ordre INSERT. Si ALWAYS est spécifié, une valeur définie par l'utilisateur ne sera acceptée que si l'ordre INSERT spécifie OVERRIDING SYSTEM VALUE. Si BY DEFAULT est spécifié, alors la valeur spécifiée par l'utilisateur est prioritaire. Voir INSERT pour plus de détails. (Avec une commande COPY, les valeurs spécifiées par l'utilisateur sont toujours utilisée quelque soit ce paramètre.)

La clause facultative *options_sequence* peut être utilisée pour surcharger les options d'une séquence. Voir CREATE SEQUENCE pour plus de détails.

UNIQUE (contrainte de colonne)
UNIQUE (*nom_colonne* [, ...]) [INCLUDE (*nom_colonne* [, ...])] (contrainte de table)

La contrainte UNIQUE indique qu'un groupe d'une ou plusieurs colonnes d'une table ne peut contenir que des valeurs uniques. Le comportement de la contrainte d'unicité de table est le même que celle de la contrainte d'unicité de colonne, avec la capacité supplémentaire de traiter plusieurs colonnes. Dans ce cas, la contrainte s'assure que tout couple de ligne diffère au moins sur une de ces colonnes.

Pour une contrainte d'unicité, les valeurs NULL ne sont pas considérées comme égales.

Chaque contrainte d'unicité doit nommer un ensemble de colonnes qui est différent de l'ensemble de colonnes nommées par toute autre contrainte d'unicité ou de clé primaire définie pour la table. (Sinon les contraintes d'unicité redondantes seraient ignorées.)

Lors de la mise en place d'une contrainte unique sur une hiérarchie de partitions à plusieurs niveaux, toutes les colonnes de la clé de partitionnement de la table partitionnée cible, ainsi que celles des tables partitionnées filles, doivent être incluses dans la définition de la contrainte.

Ajouter une contrainte d'unicité va automatiquement créer un index btree unique sur la colonne ou le groupe de colonnes utilisée(s) dans la contrainte.

La clause optionnelle INCLUDE ajoute à cet index une ou plusieurs colonnes qui sont uniquement une « charge » : l'unicité n'est pas forcée pour elle, et l'index ne peut pas être utilisé dans une recherche sur ces colonnes. Cependant, elles peuvent être récupérées par un parcours d'index seul. Notez cependant que si la contrainte n'est pas appliquée sur ces colonnes incluses, elle en

dépend tout de même. En conséquence, certaines opérations sur ces colonnes (par exemple DROP COLUMN) peuvent causer une suppression en cascade de la contrainte et de l'index.

PRIMARY KEY (contrainte de colonne)
PRIMARY KEY (*nom_colonne* [, ...])[INCLUDE (*nom_colonne* [, ...])] (contrainte de table)

La contrainte PRIMARY KEY indique qu'une ou plusieurs colonnes d'une table peuvent uniquement contenir des valeurs uniques (pas de valeurs dupliquées) et non NULL. Une table ne peut avoir qu'une seule clé primaire, que ce soit une contrainte au niveau de la colonne ou au niveau de la table.

La contrainte clé primaire doit nommer un ensemble de colonnes différent de l'ensemble de colonnes nommé par toute contrainte unique définie sur la même table. (Sinon, la contrainte unique est redondante et sera ignorée.)

PRIMARY KEY force les mêmes contraintes sur les données que la combinaison UNIQUE et NOT NULL. Néanmoins, identifier un ensemble de colonnes comme une clé primaire fournit aussi des métadonnées sur la conception du schéma car une clé primaire implique que les autres tables peuvent s'appuyer sur cet ensemble de colonnes comme un identifiant unique des lignes de la table.

Lors de leur ajout sur une table partitionnée, les contraintes PRIMARY KEY partagent les restrictions des contraintes UNIQUE précédemment décrites.

Ajouter une contrainte PRIMARY KEY créera automatiquement un index btree d'unicité sur la colonne ou le groupe de colonnes utilisées dans la contrainte.

Ajouter une contrainte PRIMARY KEY va automatiquement créer un index btree unique sur la colonne ou le groupe de colonnes utilisée(s) dans la contrainte.

La clause supplémentaire INCLUDE ajoute à l'index une ou plusieurs colonnes qui sont une simple « charge »: l'unicité n'est pas contrainte pour ces colonnes, et l'index ne peut pas être utilisé sur la base de ces colonnes. Néanmoins, elles peuvent être récupérées par un parcours d'index seul. Notez que, bien que la contrainte n'est pas imposée sur les colonnes incluses, elle dépend des colonnes. En conséquence, certaines opérations sur ces colonnes (par exemple DROP COLUMN) peuvent causer la suppression en cascade de la contrainte et de l'index.

EXCLUDE [USING *méthode_index*] (*élément_exclusion* WITH *opérateur* [, ...]) *paramètres_index* [WHERE (*prédicat*)]

La clause EXCLUDE définit une contrainte d'exclusion qui garantit que si deux lignes sont comparées sur la ou les colonnes spécifiées ou des expressions utilisant le ou les opérateurs spécifiés, seulement certaines de ces comparaisons, mais pas toutes, renverront TRUE. Si tous les opérateurs spécifiés testent une égalité, ceci est équivalent à une contrainte UNIQUE bien qu'une contrainte unique ordinaire sera plus rapide. Néanmoins, ces contraintes d'exclusion peuvent spécifier des contraintes qui sont plus générales qu'une simple égalité. Par exemple, vous pouvez spécifier qu'il n'y a pas deux lignes dans la table contenant des cercles de surcharge (voir Section 8.8) en utilisant l'opérateur &&.

Des contraintes d'exclusion sont implantées en utilisant un index, donc chaque opérateur précisé doit être associé avec une classe d'opérateurs appropriée (voir Section 11.10) pour la méthode d'accès par index, nommée *méthode_index*. Les opérateurs doivent être commutatifs. Chaque *élément_exclusion* peut spécifier en option une classe d'opérateur et/ou des options de tri ; ils sont décrits complètement sous CREATE INDEX.

La méthode d'accès doit supporter amgettuple (voir Chapitre 61) ; dès à présent, cela signifie que GIN ne peut pas être utilisé. Bien que cela soit autorisé, il existe peu de raison pour utiliser des index B-tree ou hash avec une contrainte d'exclusion parce que cela ne fait rien de mieux que ce que peut faire une contrainte unique ordinaire. Donc, en pratique, la méthode d'accès sera toujours GiST ou SP-GiST.

Le *prédicat* vous permet de spécifier une contrainte d'exclusion sur un sous-ensemble de la table ; en interne, un index partiel est créé. Notez que ces parenthèses sont requis autour du prédicat.

`REFERENCES` *`table_reference`* `[ (` *`colonne_reference`* `) ] [ MATCH` *`matchtype`* `] [ ON DELETE` *`action`* `] [ ON UPDATE` *`action`* `]` (contrainte de colonne)
`FOREIGN KEY (` *`nom_colonne`* `[, ... ] ) REFERENCES` *`table_reference`* `[ (` *`colonne_reference`* `[, ... ] ) ] [ MATCH` *`matchtype`* `] [ ON DELETE` *`action`* `] [ ON UPDATE` *`action`* `]` (contrainte de colonne)

Ces clauses spécifient une contrainte de clé étrangère. Cela signifie qu'un groupe de colonnes de la nouvelle table ne peut contenir que des valeurs correspondant à celles des colonnes de référence de la table de référence. Si la liste *`colonne_reference`* est omise, la clé primaire de la *`table_reference`* est utilisée. Les colonnes référencées doivent être celles d'une contrainte d'unicité ou de clé primaire, non déferrable, dans la table référencée. L'utilisateur doit avoir la permission `REFERENCES` sur la table référencée (soit toute la table, ou la colonne référencée spécifiquement). L'ajout d'une contrainte de type clé étrangère requiert un verrou `SHARE ROW EXCLUSIVE` sur la table référencée. Les contraintes de type clé étrangère ne peuvent pas être définies entre des tables temporaires et des tables permanentes. Notez aussi que bien qu'il soit possible de définir une clé étrangère dans une table partitionnée, il n'est pas possible de déclarer une clé étrangère qui référence une table partitionnée.

Une valeur insérée dans les colonnes de la nouvelle table est comparée aux valeurs des colonnes de référence dans la table de référence à l'aide du type de concordance fourni. Il existe trois types de correspondance : `MATCH FULL` (NDT : correspondance totale), `MATCH PARTIAL` (NDT : correspondance partielle) et `MATCH SIMPLE` (NDT : correspondance simple), qui est aussi la valeur par défaut. `MATCH FULL` n'autorise une colonne d'une clé étrangère composite à être NULL que si l'ensemble des colonnes de la clé étrangère sont NULL. Si elles sont NULL, la ligne n'a pas besoin d'avoir une correspondance dans la table référencée. `MATCH SIMPLE` permet à n'importe quel colonne d'une clé étrangère d'être NULL ; si l'une d'entre elles est NULL, la ligne n'a pas besoin d'avoir une correspondance dans la table référencée. `MATCH PARTIAL` n'est pas encore implémentée. Bien sûr, les contraintes `NOT NULL` peuvent être appliquées sur la (ou les) colonne(s) référençantes pour empêcher ces cas de survenir.

Lorsque les données des colonnes référencées sont modifiées, des actions sont réalisées sur les données de la table référençant. La clause `ON DELETE` spécifie l'action à réaliser lorsqu'une ligne référencée de la table de référence est supprimée. De la même façon, la clause `ON UPDATE` spécifie l'action à réaliser lorsqu'une colonne référencée est mise à jour. Si la ligne est mise à jour sans que la valeur de la colonne référencée ne soit modifiée, aucune action n'est réalisée. Les actions référentielles autres que la vérification `NO ACTION` ne peuvent pas être différées même si la contrainte est déclarée retardable. Les actions suivantes sont possibles pour chaque clause :

`NO ACTION`

Une erreur est produite pour indiquer que la suppression ou la mise à jour entraîne une violation de la contrainte de clé étrangère. Si la contrainte est différée, cette erreur est produite au moment de la vérification, si toutefois il existe encore des lignes de référence. C'est le comportement par défaut.

`RESTRICT`

Une erreur est produite pour indiquer que la suppression ou la mise à jour entraîne une violation de la contrainte de clé étrangère. Ce comportement est identique à `NO ACTION`, si ce n'est que la vérification n'est pas décalable dans le temps.

`CASCADE`

La mise à jour ou la suppression de la ligne de référence est propagée à l'ensemble des lignes qui la référencent, qui sont, respectivement, mises à jour ou supprimées.

SET NULL

La valeur de la colonne qui référence est positionnée à NULL.

SET DEFAULT

(Il doit existe une ligne dans la table référencée correspondant aux valeurs par défaut, si elles ne sont pas NULL. Dans le cas contraire, l'opération échouera.)

Si les colonnes référencées sont modifiées fréquemment, il est conseillé d'ajouter un index sur les colonnes référençantes pour que les actions associées à la contrainte de clé étrangère soient plus performantes.

DEFERRABLE
NOT DEFERRABLE

Ces clauses contrôlent la possibilité de différer la contrainte. Une contrainte qui n'est pas décalable dans le temps est vérifiée immédiatement après chaque commande. La vérification des contraintes décalables est repoussée à la fin de la transaction (à l'aide de la commande SET CONSTRAINTS). NOT DEFERRABLE est la valeur par défaut. Actuellement, seules les contraintes UNIQUE, PRIMARY KEY, EXCLUDE et REFERENCES (clé étrangère) acceptent cette clause. Les contraintes NOT NULL et CHECK ne sont pas diferrables. Notez que les contraintes différables ne peuvent pas être utilisées comme arbitres d'un conflit dans une commande INSERT qui inclut une clause ON CONFLICT DO UPDATE.

INITIALLY IMMEDIATE
INITIALLY DEFERRED

Si une contrainte est décalable dans le temps, cette clause précise le moment de la vérification. Si la contrainte est INITIALLY IMMEDIATE, elle est vérifiée après chaque instruction. Si la contrainte est INITIALLY DEFERRED, elle n'est vérifiée qu'à la fin de la transaction. Le moment de vérification de la contrainte peut être modifié avec la commande SET CONSTRAINTS.

WITH (*paramètre_stockage* [= *valeur*] [, ...])

Cette clause spécifie les paramètres de stockage optionnels pour une table ou un index ; voir la section intitulée « Paramètres de stockage » pour plus d'informations. La clause WITH peut aussi inclure pour une table OIDS=TRUE (ou simplement OIDS) pour indiquer que les lignes de la nouvelle table doivent se voir affecter des OID (identifiants d'objets) ou OIDS=FALSE pour indiquer que les lignes ne doivent pas avoir d'OID. Si OIDS n'est pas indiqué, la valeur par défaut dépend du paramètre de configuration default_with_oids. (Si la nouvelle table hérite d'une table qui a des OID, alorsOIDS=TRUE est forcé même si la commande précise OIDS=FALSE.)

Si OIDS=FALSE est indiqué ou implicite, la nouvelle table ne stocke pas les OID et aucun OID n'est affecté pour une ligne insérée dans cette table. Ceci est généralement bien considéré car cela réduit la consommation des OID et retarde du coup le retour à zéro du compteur sur 32 bits. Une fois que le compteur est revenu à zéro, les OID ne sont plus considérés uniques ce qui les rend beaucoup moins utiles. De plus, exclure les OID d'une table réduit l'espace requis pour stocker la table sur le disque de quatre octets par ligne (la plupart des machines), améliorant légèrement les performances.

Pour supprimer les OID d'une table une fois qu'elle est créée, utilisez ALTER TABLE.

WITH OIDS
WITHOUT OIDS

Ce sont les syntaxes obsolètes mais équivalentes, respectivement de WITH (OIDS) et WITH (OIDS=FALSE). Si vous souhaitez indiquer à la fois l'option OIDS et les paramètres de stockage, vous devez utiliser la syntaxe WITH (...) ; voir ci-dessus.

`ON COMMIT`

Le comportement des tables temporaires à la fin d'un bloc de transactions est contrôlé à l'aide de la clause `ON COMMIT`. Les trois options sont :

`PRESERVE ROWS`

Aucune action n'est entreprise à la fin des transactions. Comportement par défaut.

`DELETE ROWS`

Toutes les lignes de la table temporaire sont détruites à la fin de chaque bloc de transactions. En fait, un TRUNCATE automatique est réalisé à chaque validation. Lorsque cette clause est utilisée sur une table partitionnée, elle n'est pas exécutée en cascade sur ses partitions.

`DROP`

La table temporaire est supprimée à la fin du bloc de transaction. Lorsque cette clause est utilisée sur une table partitionnée, cette action supprime les partitions et. Quand elle est utilisée sur une table ayant des tables filles, ces dernières sont aussi supprimées.

`TABLESPACE` *`nom_tablespace`*

`nom_tablespace` est le nom du tablespace dans lequel est créée la nouvelle table. S'il n'est pas spécifié, default_tablespace est consulté, sauf si la table est temporaire auquel cas temp_tablespaces est utilisé.

`USING INDEX TABLESPACE` *`nom_tablespace`*

Les index associés à une contrainte `UNIQUE`, `PRIMARY KEY`, ou `EXCLUDE` sont créés dans le tablespace nommé *`nom_tablespace`*. S'il n'est pas précisé, default_tablespace est consulté, sauf si la table est temporaire auquel cas temp_tablespaces est utilisé.

Paramètres de stockage

La clause `WITH` spécifie des *paramètres de stockage* pour les tables ainsi que pour les index associés avec une contrainte `UNIQUE`, `PRIMARY KEY`, ou `EXCLUDE`. Les paramètres de stockage des index sont documentés dans CREATE INDEX. Les paramètres de stockage actuellement disponibles pour les tables sont listés ci-dessous. Pour beaucoup de ces paramètres, comme indiqué, il y a un paramètre additionnel, de même nom mais préfixé par `toast.`, qui contrôle le le comportement de la table TOAST (stockage supplémentaire), si elle existe (voir Section 69.2 pour plus d'informations sur TOAST). Si une valeur de paramètre d'une table est configuré et que le paramètre équivalent `toast.` ne l'est pas, la partie TOAST utilisera la valeur du paramètre de la table. Spécifier ces paramètres pour les tables partitionnées n'est pas supporté, mais vous pouvez les spécifier pour chaque partition n'ayant pas de sous partition.

`fillfactor` (`integer`)

Le facteur de remplissage d'une table est un pourcentage entre 10 et 100. 100 (paquet complet) est la valeur par défaut. Quand un facteur de remplissage plus petit est indiqué, les opérations `INSERT` remplissent les pages de table d'au maximum ce pourcentage ; l'espace restant sur chaque page est réservé à la mise à jour des lignes sur cette page. Cela donne à `UPDATE` une chance de placer la copie d'une ligne mise à jour sur la même page que l'original, ce qui est plus efficace que de la placer sur une page différente, et augmente les chances de mises à jour heap-only tuple. Pour une table dont les entrées ne sont jamais mises à jour, la valeur par défaut est le meilleur choix, mais pour des tables mises à jour fréquemment, des facteurs de remplissage plus petits sont mieux appropriés. Ce paramètre n'est pas disponible pour la table TOAST.

`toast_tuple_target` (`integer`)

`toast_tuple_target` spécifie la taille de tuple minimale requise avant de tenter de compresser et/ou déplacer les champs de grande taille vers des tables TOAST, et est aussi la

taille cible à laquelle l'on tente de réduire la taille une fois cette opération démarrée. Cela affecte les colonnes marquées External (pour le déplacement), Main (pour la compression) ou Extended (pour les deux) et ne s'applique qu'aux nouveaux enregistrements. Cela n'a pas d'effet sur les lignes existantes. Par défaut ce paramètre est configuré pour permettre au moins 4 lignes par bloc, ce qui donnera 2040 octets avec la taille de bloc par défaut. Les valeurs valides sont entre 128 octets et (taille des blocs - entête), par défaut 8160 octets. Changer cette valeur n'est pas très utile pour les lignes très courtes ou très longues. Notez que la valeur par défaut est souvent proche de la valeur optimale, et qu'il est possible que modifier ce paramètre ait des effets négatifs dans certains cas. Ce paramètre ne peut être positionné pour les tables TOAST.

`parallel_workers` (`integer`)

Ce paramètre configure le nombre de processus pouvant être utilisés pour aider lors d'un parcours parallélisé de cette table. Si ce paramètre n'est pas configuré, le système déterminera une valeur en se basant sur la taille de la relation. Le nombre réel de processus choisis par le planificateur ou par des instructions utilitaires qui utilisent des parcours séquentiels pourrait être moindre, par exemple suite à la configuration de max_worker_processes.

`autovacuum_enabled`, `toast.autovacuum_enabled` (`boolean`)

Active ou désactive le démon autovacuum pour une table particulière. Si elle vaut true, le démon autovacuum réalise des VACUUM et/ou ANALYZE automatiques sur cette table en suivant les règles discutées dans Section 24.1.6. À false, cette table ne sera pas traitée par le démon autovacuum, sauf s'il y a un risque de réutilisation des identifiants de transaction. Voir Section 24.1.5 pour plus d'informations sur la prévention de ce problème. Notez que le démon autovacuum n'est pas lancé (sauf pour prévenir la réutilisation des identifiants de transaction) si le paramètre autovacuum vaut false ; configurer les paramètres de stockage d'une table ne surcharge pas cela. De ce fait, il y a peu d'intérêt de configurer ce paramètre à `true`.

`autovacuum_vacuum_threshold`, `toast.autovacuum_vacuum_threshold` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre autovacuum_vacuum_threshold.

`autovacuum_vacuum_scale_factor`, `toast.autovacuum_vacuum_scale_factor` (`floating point`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre autovacuum_vacuum_scale_factor.

`autovacuum_analyze_threshold` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre autovacuum_analyze_threshold.

`autovacuum_analyze_scale_factor` (`floating point`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre autovacuum_analyze_scale_factor.

`autovacuum_vacuum_cost_delay`, `toast.autovacuum_vacuum_cost_delay` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre autovacuum_vacuum_cost_delay.

`autovacuum_vacuum_cost_limit`, `toast.autovacuum_vacuum_cost_limit` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre autovacuum_vacuum_cost_limit.

`autovacuum_freeze_min_age`, `toast.autovacuum_freeze_min_age` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre vacuum_freeze_min_age. Notez que l'autovacuum ignorera les paramètres `autovacuum_freeze_min_age` spécifiques à la table qui sont plus importants que la moitié du paramètre autovacuum_freeze_max_age.

`autovacuum_freeze_max_age`, `toast.autovacuum_freeze_max_age` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre autovacuum_freeze_max_age. Notez que l'autovacuum ignorera les paramètres `autovacuum_freeze_max_age` spécifiques à la table qui sont plus importants que la configuration globale (elle ne peut être que plus petite).

`autovacuum_freeze_table_age`, `toast.autovacuum_freeze_table_age` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre vacuum_freeze_table_age.

`autovacuum_multixact_freeze_min_age`, `toast.autovacuum_multixact_freeze_min_age` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre vacuum_multixact_freeze_min_age. Notez que l'autovacuum ignorera les paramètres `autovacuum_multixact_freeze_min_age` spécifiques à la table si leur configuration est supérieure à la moitié de la valeur du paramètre global autovacuum_multixact_freeze_max_age.

`autovacuum_multixact_freeze_max_age`, `toast.autovacuum_multixact_freeze_max_age` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre autovacuum_multixact_freeze_max_age. Notez que l'autovacuum ignorera les paramètres `autovacuum_multixact_freeze_max_age` spécifiques à la table si leur configuration est supérieure à la valeur du paramètre global (elle peut seulement être inférieure).

`autovacuum_multixact_freeze_table_age`, `toast.autovacuum_multixact_freeze_table_age` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre vacuum_multixact_freeze_table_age.

`log_autovacuum_min_duration`, `toast.log_autovacuum_min_duration` (`integer`)

Valeur spécifique à la table pour le paramètre log_autovacuum_min_duration.

`user_catalog_table` (`boolean`)

Déclare la table comme une autre table du catalogue dans le cadre de la réplication logique. Voir Section 49.6.2 pour les détails. Ce paramètre ne peut pas être configuré pour les tables TOAST.

Notes

Utiliser les OID dans les nouvelles applications n'est pas recommandé : dans la mesure du possible, une colonne d'identité ou un autre générateur de séquence sera utilisé comme clé primaire de la table. Néanmoins, si l'application utilise les OID pour identifier des lignes spécifiques d'une table, il est recommandé de créer une contrainte unique sur la colonne `oid` de cette table afin de s'assurer que les OID de la table identifient les lignes de façon réellement unique même si le compteur est réinitialisé. Il n'est pas garanti que les OID soient uniques sur l'ensemble des tables. Dans le cas où un identifiant unique sur l'ensemble de la base de données est nécessaire, on utilise préférentiellement une combinaison de `tableoid` et de l'OID de la ligne.

> **Astuce**
>
> L'utilisation de `OIDS=FALSE` est déconseillée pour les tables dépourvues de clé primaire. En effet, sans OID ou clé de données unique, il est difficile d'identifier des lignes spécifiques.

PostgreSQL crée automatiquement un index pour chaque contrainte d'unicité ou clé primaire afin d'assurer l'unicité. Il n'est donc pas nécessaire de créer un index spécifiquement pour les colonnes de clés primaires. Voir CREATE INDEX pour plus d'informations.

Les contraintes d'unicité et les clés primaires ne sont pas héritées dans l'implantation actuelle. Cela diminue la fonctionnalité des combinaisons d'héritage et de contraintes d'unicité.

Une table ne peut pas avoir plus de 1600 colonnes (en pratique, la limite réelle est habituellement plus basse du fait de contraintes sur la longueur des lignes).

Exemples

Créer une table `films` et une table `distributeurs` :

```
CREATE TABLE films (
    code        char(5) CONSTRAINT premierecle PRIMARY KEY,
    titre       varchar(40) NOT NULL,
    did         integer NOT NULL,
    date_prod   date,
    genre       varchar(10),
    duree       interval hour to minute
);

CREATE TABLE distributeurs (
     did    integer PRIMARY KEY GENERATED BY DEFAULT AS IDENTITY,
     nom    varchar(40) NOT NULL CHECK (nom <> '')
);
```

Créer une table contenant un tableau à deux dimensions :

```
CREATE TABLE array_int (
    vecteur  int[][]
);
```

Définir une contrainte d'unicité pour la table `films`. Les contraintes d'unicité de table peuvent être définies sur une ou plusieurs colonnes de la table :

```
CREATE TABLE films (
    code        char(5),
    titre       varchar(40),
    did         integer,
    date_prod   date,
    genre       varchar(10),
    duree       interval hour to minute,
    CONSTRAINT production UNIQUE(date_prod)
);
```

Définir une contrainte de vérification sur une colonne :

```
CREATE TABLE distributeurs (
    did     integer CHECK (did > 100),
    nom    varchar(40)
);
```

Définir une contrainte de vérification sur la table :

```
CREATE TABLE distributeurs (
    did     integer,
    nom     varchar(40),
    CONSTRAINT con1 CHECK (did > 100 AND nom <> '')
);
```

Définir une contrainte de clé primaire sur la table `films`.

```
CREATE TABLE films (
    code        char(5),
    titre       varchar(40),
    did         integer,
    date_prod   date,
    genre       varchar(10),
    duree       interval hour to minute,
    CONSTRAINT code_titre PRIMARY KEY(code,titre)
);
```

Définir une contrainte de clé primaire pour la table `distributeurs`. Les deux exemples suivants sont équivalents, le premier utilise la syntaxe de contrainte de table, le second la syntaxe de contrainte de colonne :

```
CREATE TABLE distributeurs (
    did     integer,
    nom     varchar(40),
    PRIMARY KEY(did)
);

CREATE TABLE distributeurs (
    did     integer PRIMARY KEY,
    nom     varchar(40)
);
```

Affecter une valeur par défaut à la colonne `nom`, une valeur par défaut à la colonne `did`, engendrée à l'aide d'une séquence, et une valeur par défaut à la colonne `modtime`, équivalente au moment où la ligne est insérée :

```
CREATE TABLE distributeurs (
    name      varchar(40) DEFAULT 'Luso Films',
    did       integer DEFAULT nextval('distributeurs_serial'),
    modtime   timestamp DEFAULT current_timestamp
);
```

Définir deux contraintes de colonnes `NOT NULL` sur la table `distributeurs`, dont l'une est explicitement nommée :

```
CREATE TABLE distributeurs (
    did     integer CONSTRAINT no_null NOT NULL,
    nom     varchar(40) NOT NULL
);
```

Définir une contrainte d'unicité sur la colonne `nom` :

```
CREATE TABLE distributeurs (
    did     integer,
```

```
    nom     varchar(40) UNIQUE
);
```

La même chose en utilisant une contrainte de table :

```
CREATE TABLE distributeurs (
    did     integer,
    nom     varchar(40),
    UNIQUE(nom)
);
```

Créer la même table en spécifiant un facteur de remplissage de 70% pour la table et les index uniques :

```
CREATE TABLE distributeurs (
    did     integer,
    nom     varchar(40),
    UNIQUE(nom) WITH (fillfactor=70)
)
WITH (fillfactor=70);
```

Créer une table `cercles` avec une contrainte d'exclusion qui empêche le croisement de deux cercles :

```
CREATE TABLE cercles (
    c circle,
    EXCLUDE USING gist (c WITH &&)
);
```

Créer une table `cinemas` dans le tablespace `diskvol1` :

```
CREATE TABLE cinemas (
    id serial,
    nom text,
    emplacement text
) TABLESPACE diskvol1;
```

Créer un type composite et une table typée :

```
CREATE TYPE type_employe AS (nom text, salaire numeric);

CREATE TABLE employes OF type_employe (
    PRIMARY KEY (nom),
    salaire WITH OPTIONS DEFAULT 1000
);
```

Créer une table partitionée par intervalles :

```
CREATE TABLE measurement (
    logdate         date not null,
    peaktemp        int,
    unitsales       int
```

```
) PARTITION BY RANGE (logdate);
```

Créer une table partitionnée par intervalles avec plusieurs colonnes dans la clé de partitionnement :

```
CREATE TABLE measurement_year_month (
    logdate         date not null,
    peaktemp        int,
    unitsales       int
) PARTITION BY RANGE (EXTRACT(YEAR FROM logdate), EXTRACT(MONTH
 FROM logdate));
```

Créer une table partitionnée par liste de valeurs :

```
CREATE TABLE cities (
    city_id      bigserial not null,
    name         text not null,
    population   bigint
) PARTITION BY LIST (left(lower(name), 1));
```

Créer une table partitionnée par hachage :

```
CREATE TABLE orders (
    order_id     bigint not null,
    cust_id      bigint not null,
    status       text
) PARTITION BY HASH (order_id);
```

Créer une partition d'une table partitionnée par intervalles :

```
CREATE TABLE measurement_y2016m07
    PARTITION OF measurement (
    unitsales DEFAULT 0
) FOR VALUES FROM ('2016-07-01') TO ('2016-08-01');
```

Créer quelques partitions d'une table partitionnée par intervalles avec plusieurs colonnes dans la clé de partitionnement :

```
CREATE TABLE measurement_ym_older
    PARTITION OF measurement_year_month
    FOR VALUES FROM (MINVALUE, MINVALUE) TO (2016, 11);

CREATE TABLE measurement_ym_y2016m11
    PARTITION OF measurement_year_month
    FOR VALUES FROM (2016, 11) TO (2016, 12);

CREATE TABLE measurement_ym_y2016m12
    PARTITION OF measurement_year_month
    FOR VALUES FROM (2016, 12) TO (2017, 01);

CREATE TABLE measurement_ym_y2017m01
```

```
    PARTITION OF measurement_year_month
    FOR VALUES FROM (2017, 01) TO (2017, 02);
```

Créer une partition d'une table partitionnée par liste de valeur :

```
CREATE TABLE cities_ab
    PARTITION OF cities (
    CONSTRAINT city_id_nonzero CHECK (city_id != 0)
) FOR VALUES IN ('a', 'b');
```

Créer une partition d'une table partitionnée par liste e valeur qui est elle-même partitionnée, puis y ajouter une partition :

```
CREATE TABLE cities_ab
    PARTITION OF cities (
    CONSTRAINT city_id_nonzero CHECK (city_id != 0)
) FOR VALUES IN ('a', 'b') PARTITION BY RANGE (population);

CREATE TABLE cities_ab_10000_to_100000
    PARTITION OF cities_ab FOR VALUES FROM (10000) TO (100000);
```

Créer des partitions d'une table partitionnée par hachage :

```
CREATE TABLE orders_p1 PARTITION OF orders
    FOR VALUES WITH (MODULUS 4, REMAINDER 0);
CREATE TABLE orders_p2 PARTITION OF orders
    FOR VALUES WITH (MODULUS 4, REMAINDER 1);
CREATE TABLE orders_p3 PARTITION OF orders
    FOR VALUES WITH (MODULUS 4, REMAINDER 2);
CREATE TABLE orders_p4 PARTITION OF orders
    FOR VALUES WITH (MODULUS 4, REMAINDER 3);
```

Créer une partition par défaut :

```
CREATE TABLE cities_partdef
    PARTITION OF cities DEFAULT;
```

Compatibilité

La commande `CREATE TABLE` est conforme au standard SQL, aux exceptions indiquées ci-dessous.

Tables temporaires

Bien que la syntaxe de `CREATE TEMPORARY TABLE` ressemble à celle du SQL standard, l'effet n'est pas le même. Dans le standard, les tables temporaires sont définies une seule fois et existent automatiquement (vide de tout contenu au démarrage) dans toute session les utilisant. PostgreSQL, au contraire, impose à chaque session de lancer une commande `CREATE TEMPORARY TABLE` pour chaque table temporaire utilisée. Cela permet à des sessions différentes d'utiliser le même nom de table temporaire dans des buts différents (le standard contraint toutes les instances d'une table temporaire donnée à pointer sur la même structure de table).

Le comportement des tables temporaires tel que défini par le standard est largement ignorée. Le comportement de PostgreSQL sur ce point est similaire à celui de nombreuses autres bases de données SQL.

Le standard SQL distingue aussi les tables temporaires globales et locales. Une table temporaire local a un contenu séparé pour chaque module SQL à l'intérieur de chaque session bien que sa définition est toujours partagée entre les sessions. Comme PostgreSQL ne supporte pas les modules SQL, la distinction n'a pas de raison d'être avec PostgreSQL.

Pour des raisons de compatibilité, PostgreSQL accepte néanmoins les mots-clés `GLOBAL` et `LOCAL` dans la définition d'une table temporaire, mais ils n'ont actuellement aucun effet. L'utilisation de ces mots clés n'est pas conseillée car les versions futures de PostgreSQL pourrait adopter une interprétation plus standard de leur signification.

La clause `ON COMMIT` sur les tables temporaires diffère quelque peu du standard SQL. Si la clause `ON COMMIT` est omise, SQL spécifie `ON COMMIT DELETE ROWS` comme comportement par défaut. PostgreSQL utilise `ON COMMIT PRESERVE ROWS` par défaut. De plus, l'option `ON COMMIT DROP` n'existe pas en SQL.

Contraintes d'unicité non déferrées

Quand une contrainte `UNIQUE` ou `PRIMARY KEY` est non déferrable, PostgreSQL vérifie l'unicité immédiatement après qu'une ligne soit insérée ou modifiée. Le standard SQL indique que l'unicité doit être forcée seulement à la fin de l'instruction ; ceci fait une différence quand, par exemple, une seule commande met à jour plusieurs valeurs de clés. Pour obtenir un comportement compatible au standard, déclarez la contrainte comme `DEFERRABLE` mais non déferrée (c'est-à-dire que `INITIALLY IMMEDIATE`). Faites attention que cela peut être beaucoup plus lent qu'une vérification d'unicité immédiate.

Contraintes de vérification de colonnes

Dans le standard, les contraintes de vérification `CHECK` de colonne ne peuvent faire référence qu'à la colonne à laquelle elles s'appliquent ; seules les contraintes `CHECK` de table peuvent faire référence à plusieurs colonnes. PostgreSQL n'impose pas cette restriction ; les contraintes de vérifications de colonnes et de table ont un traitement identique.

`EXCLUDE` Constraint

Le type de contrainte `EXCLUDE` est une extension PostgreSQL.

Contrainte `NULL`

La « contrainte » `NULL` (en fait, une non-contrainte) est une extension PostgreSQL au standard SQL, incluse pour des raisons de compatibilité avec d'autres systèmes de bases de données (et par symétrie avec la contrainte `NOT NULL`). Comme c'est la valeur par défaut de toute colonne, sa présence est un simple bruit.

Nommage de contrainte

Le standard SQL stipule que les contraintes de table et de domaine doivent avoir des noms uniques sur le schéma contenant la table ou le domaine. PostgreSQL est laxiste : il requiert seulement que le nom des contraintes soit unique parmi les contraintes attachées à une table ou un domaine particulier. Néanmoins, cette liberté supplémentaire n'existe pas pour les contraintes basées sur des index (contraintes `UNIQUE`, `PRIMARY KEY` et `EXCLUDE`) parce que l'index associé est nommé de la même façon que la contrainte, et les noms d'index doivent être uniques parmi toutes les relations du même schéma.

Actuellement, PostgreSQL n'enregistre pas de noms pour les contraintes `NOT NULL`, donc elles ne sont pas sujettes aux restrictions d'unicité. Ceci pourrait changer dans une prochaine version.

Héritage

L'héritage multiple via la clause `INHERITS` est une extension du langage PostgreSQL. SQL:1999 et les versions ultérieures définissent un héritage simple en utilisant une syntaxe et des sémantiques différentes. L'héritage style SQL:1999 n'est pas encore supporté par PostgreSQL.

Tables sans colonne

PostgreSQL autorise la création de tables sans colonne (par exemple, `CREATE TABLE foo();`). C'est une extension du standard SQL, qui ne le permet pas. Les tables sans colonne ne sont pas très utiles mais les interdire conduit à un comportement étrange de `ALTER TABLE DROP COLUMN`. Il est donc plus sage d'ignorer simplement cette restriction.

Colonnes d'identités multiples

PostgreSQL autorise une table à avoir plus d'une colonne d'identité. le standard spécifie qu'une table peut avoir au plus une colonne d'identité. Cette règle est assouplie principalement pour donner plus de flexibilité pour effectuer des changements de schéma ou des migrations. Veuillez noter que la commande `INSERT` supporte uniquement une seule clause de surcharge qui s'appliquent à la commande entière, et donc avoir de multiples colonnes d'identités avec des comportements différents n'est pas bien supporté.

Clause `LIKE`

Alors qu'une clause `LIKE` existe dans le standard SQL, beaucoup des options acceptées par PostgreSQL ne sont pas dans le standard, et certaines options du standard ne sont pas implémentées dans PostgreSQL.

Clause `WITH`

La clause `WITH` est une extension PostgreSQL ; ni les paramètres de stockage ni les OID ne sont dans le standard.

Tablespaces

Le concept PostgreSQL de tablespace n'est pas celui du standard. De ce fait, les clauses `TABLESPACE` et `USING INDEX TABLESPACE` sont des extensions.

Tables typées

Les tables typées implémentent un sous-ensemble du standard SQL. Suivant le standard, une table typée a des colonnes correspondant au type composite ainsi qu'une autre colonne qui est la « colonne auto-référente ». PostgreSQL ne supporte pas ces colonnes auto-référentes explicitement mais le même effet est disponible en utilisant la fonctionnalité OID.

Clause `PARTITION BY`

La clause`PARTITION BY` est une extension PostgreSQL de la norme SQL.

Clause `PARTITION OF`

La clause `PARTITION OF` est une extension PostgreSQL de la norme SQL.

Voir aussi

ALTER TABLE, DROP TABLE, CREATE TABLE AS, CREATE TABLESPACE

CREATE TABLE AS

CREATE TABLE AS — Définir une nouvelle table à partir des résultats d'une requête

Synopsis

```
+CREATE [ [ GLOBAL | LOCAL ] { TEMPORARY | TEMP } | UNLOGGED ]
 TABLE [ IF NOT EXISTS ] nom_table
    [ (nom_colonne [, ...] ) ]
    [ WITH ( parametre_stockage [= valeur] [, ... ] ) | WITH OIDS |
 WITHOUT OIDS ]
    [ ON COMMIT { PRESERVE ROWS | DELETE ROWS | DROP } ]
    [ TABLESPACE nom_espace_logique ]
    AS requête
    [ WITH [ NO ] DATA ]
```

Description

`CREATE TABLE AS` crée une table et y insère les données récupérées par une commande `SELECT`. Les colonnes de la table ont les noms et les types de données associés aux colonnes en sortie du `SELECT` (les noms des colonnes peuvent toutefois être surchargés).

`CREATE TABLE AS` semble posséder des similitudes avec la création d'une vue mais est, en fait, assez différente : elle crée une nouvelle table et n'évalue la requête qu'une seule fois, pour le chargement initial de la nouvelle table. Les modifications ultérieures de la table source ne sont pas prises en compte. Au contraire, une vue réévalue l'instruction `SELECT` de définition à chaque appel.

Paramètres

`GLOBAL` ou `LOCAL`

Ignoré. Ces mots clés sont obsolètes, ils ne sont conservés que pour la compatibilité (cf. CREATE TABLE).

`TEMPORARY` ou `TEMP`

Si spécifié, la table est temporaire (cf. CREATE TABLE).

`UNLOGGED`

Si spécifié, la table est créée comme une table non tracée dans les journaux de transactions. Voir CREATE TABLE pour plus de détails.

`IF NOT EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si une relation de même nom existe déjà ; envoie un message d'avertissement et laisse la table sans modification.

`nom_table`

Le nom de la table à créer (éventuellement qualifié du nom du schéma).

`nom_colonne`

Le nom d'une colonne dans la nouvelle table. Si les noms de colonnes ne sont pas précisés, ils sont issus des noms des colonnes en sortie de la requête.

`WITH ( paramètre_stockage [= valeur] [, ... ] )`

Cette clause indique les paramètres de stockage optionnels pour la nouvelle table ; voir la section intitulée « Paramètres de stockage » pour plus d'informations. La clause `WITH` peut aussi inclure `OIDS=TRUE` (ou simplement `OIDS`) pour indiquer que les lignes de la nouvelle table doivent avoir des OID (identifiants d'objets) ou `OIDS=FALSE` pour indiquer le contraire. Voir CREATE TABLE pour plus d'informations.

`WITH OIDS`
`WITHOUT OIDS`

Ce sont les syntaxes obsolètes mais équivalentes, respectivement de `WITH (OIDS)` et `WITH (OIDS=FALSE)`. Si vous souhaitez indiquer à la fois l'option `OIDS` et les paramètres de stockage, vous devez utiliser la syntaxe `WITH ( ... )` ; voir ci-dessus.

`ON COMMIT`

Le comportement des tables temporaires à la fin d'un bloc de transaction est contrôlable en utilisant `ON COMMIT`. Voici les trois options :

`PRESERVE ROWS`

Aucune action spéciale n'est effectuée à la fin de la transaction. C'est le comportement par défaut.

`DELETE ROWS`

Toutes les lignes de la table temporaire seront supprimées à la fin de chaque bloc de transaction. Habituellement, un TRUNCATE automatique est effectué à chaque COMMIT.

`DROP`

La table temporaire sera supprimée à la fin du bloc de transaction en cours.

`TABLESPACE nom_espace_logique`

L'*`nom_espace_logique`* est le nom du tablespace dans lequel est créée la nouvelle table. S'il n'est pas indiqué, default_tablespace est consulté, sauf si la table est temporaire auquel cas temp_tablespaces est utilisé.

`requête`

Une commande SELECT, TABLE ou VALUES, voire une commande EXECUTE qui exécute un `SELECT` préparé, `TABLE` ou une requête `VALUES`.

`WITH [ NO ] DATA`

Cette clause indique si les données produites par la requêtes doivent être copiées dans la nouvelle table. Si non, seule la structure de la table est copiée. La valeur par défaut est de copier les données.

Notes

Cette commande est fonctionnellement équivalente à SELECT INTO. Elle lui est cependant préférée car elle présente moins de risques de confusion avec les autres utilisations de la syntaxe `SELECT INTO`. De plus, `CREATE TABLE AS` offre plus de fonctionnalités que `SELECT INTO`.

La commande `CREATE TABLE AS` autorise l'utilisateur à spécifier explicitement la présence des OID. En l'absence de précision, la variable de configuration default_with_oids est utilisée.

Exemples

Créer une table `films_recent` contenant les entrées récentes de la table `films` :

```
CREATE TABLE films_recent AS
  SELECT * FROM films WHERE date_prod >= '2006-01-01';
```

Pour copier une table complètement, la forme courte utilisant la clause `TABLE` peut aussi être utilisée :

```
CREATE TABLE films2 AS
  TABLE films;
```

Créer une nouvelle table temporaire `films_recents` consistant des seules entrées récentes provenant de la table `films` en utilisant une instruction préparée. La nouvelle table a des OID et sera supprimée à la validation (COMMIT) :

```
PREPARE films_recents(date) AS
  SELECT * FROM films WHERE date_prod > $1;
CREATE TEMP TABLE films_recents WITH (OIDS) ON COMMIT DROP AS
  EXECUTE films_recents('2002-01-01');
```

Compatibilité

`CREATE TABLE AS` est conforme au standard SQL. The following are nonstandard extensions :

- Le standard requiert des parenthèses autour de la clause de la sous-requête ; elles sont optionnelles dans PostgreSQL.
- Dans le standard, la clause `WITH [ NO ] DATA` est requise alors que PostgreSQL la rend optionnelle.
- PostgreSQL gère les tables temporaires d'une façon bien différente de celle du standard ; voir CREATE TABLE pour les détails.
- La clause `WITH` est une extension PostgreSQL ; ni les paramètres de stockage ni les OID ne sont dans le standard.
- Le concept PostgreSQL des tablespaces ne fait pas partie du standard. Du coup, la clause `TABLESPACE` est une extension.

Voir aussi

CREATE MATERIALIZED VIEW, CREATE TABLE, EXECUTE, SELECT, SELECT INTO, VALUES

CREATE TABLESPACE

CREATE TABLESPACE — Définir un nouvel tablespace

Synopsis

```
+CREATE TABLESPACE nom_tablespace
    [ OWNER { nouveau_propriétaire | CURRENT_USER |
 SESSION_USER } ]
    LOCATION 'répertoire'
    [ WITH ( option_tablespace = valeur [, ... ] ) ]
```

Description

`CREATE TABLESPACE` enregistre un nouveau tablespace pour la grappe de bases de données. Le nom du tablespace doit être distinct du nom de tout autre tablespace de la grappe.

Un tablespace permet aux superutilisateurs de définir un nouvel emplacement sur le système de fichiers pour le stockage des fichiers de données contenant des objets de la base (comme les tables et les index).

Un utilisateur disposant des droits appropriés peut passer *`nom_tablespace`* comme paramètre de `CREATE DATABASE`, `CREATE TABLE`, `CREATE INDEX` ou `ADD CONSTRAINT` pour que les fichiers de données de ces objets soient stockés à l'intérieur du tablespace spécifié.

> **Avertissement**
>
> Un tablespace ne peut pas être utilisé indépendamment de l'instance dans laquelle il a été défini ; voir Section 22.6.

Paramètres

`nom_tablespace`

Le nom du tablespace à créer. Le nom ne peut pas commencer par `pg_`, de tels noms sont réservés pour les tablespaces système.

`nom_utilisateur`

Le nom de l'utilisateur, propriétaire du tablespace. En cas d'omission, il s'agit de l'utilisateur ayant exécuté la commande. Seuls les superutilisateurs peuvent créer des tablespaces mais ils peuvent en donner la propriété à des utilisateurs standard.

`répertoire`

Le répertoire qui sera utilisé pour le tablespace. Le répertoire doit être vide et doit appartenir à l'utilisateur système PostgreSQL. Le répertoire doit être spécifié par un chemin absolu.

`option_tablespace`

Un paramètre à configurer ou réinitialiser pour un tablespace. Actuellement, les seuls paramètres disponibles sont `seq_page_cost` et `random_page_cost` et `effective_io_concurrency`. Configurer un de ces paramètres pour un tablespace particulier va surcharger l'estimation habituelle du planificateur pour le coût de lecture

des pages sur les tables de ce tablespace (voir seq_page_cost, random_page_cost et effective_io_concurrency). Ceci peut se révéler utile si un des tablespaces est situé sur un disque plus rapide ou plus lent que le reste du système d'entrées/sorties.

Notes

Les tablespaces ne sont supportés que sur les systèmes gérant les liens symboliques.

`CREATE TABLESPACE` ne peut pas être exécuté à l'intérieur d'un bloc de transactions.

Exemples

Créer un tablespace `espace_base` sur `/data/dbs` :

```
CREATE TABLESPACE espace_base LOCATION '/data/dbs';
```

Créer un tablespace `espace_index` sur `/data/indexes` et en donner la propriété à l'utilisatrice `genevieve` :

```
CREATE TABLESPACE espace_index OWNER genevieve LOCATION '/data/
indexes';
```

Compatibilité

`CREATE TABLESPACE` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE DATABASE, CREATE TABLE, CREATE INDEX, DROP TABLESPACE, ALTER TABLESPACE

CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION

CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION — définir une nouvelle configuration de recherche plein texte

Synopsis

```
CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION nom (
    PARSER = nom_analyseur |
    COPY = config_source
)
```

Description

`CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION` crée une nouvelle configuration de recherche plein texte. Une configuration indique l'analyseur qui peut diviser une chaîne en jetons, ainsi que les dictionnaires pouvant être utilisés pour déterminer les jetons intéressants à rechercher.

Si seul l'analyseur est indiqué, la nouvelle configuration de recherche plein texte n'a initialement aucune relation entre les types de jeton et les dictionnaires et, du coup, ignorera tous les mots. De nouveaux appels aux commandes `ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION` doivent être utilisés pour créer les correspondances et rendre la configuration réellement utile. Autrement, une configuration de recherche plein texte peut être copiée.

Si un nom de schéma est précisé, alors le modèle de recherche plein texte est créé dans le schéma indiqué. Sinon il est créé dans le schéma en cours.

L'utilisateur qui définit une configuration de recherche plein texte en devient son propriétaire.

Voir Chapitre 12 pour plus d'informations.

Paramètres

nom

Le nom de la configuration de recherche plein texte (pouvant être qualifié du schéma).

parser_name

Le nom de l'analyseur de recherche plein texte à utiliser pour cette configuration.

source_config

Le nom d'une configuration existante de recherche plein texte à copier.

Notes

Les options `PARSER` et `COPY` sont mutuellement exclusives car, quand une configuration existante est copiée, sa sélection de son analyseur est aussi copiée.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION, DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION

CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY

CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY — définir un dictionnaire de recherche plein texte

Synopsis

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY nom (
    TEMPLATE = modele
    [, option = valeur [, ... ]]
)
```

Description

`CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY` crée un nouveau dictionnaire de recherche plein texte. Un dictionnaire de recherche plein texte indique une façon de distinguer les mots intéressants à rechercher des mots inintéressants. Un dictionnaire dépend d'un modèle de recherche plein texte qui spécifie les fonctions qui font réellement le travail. Typiquement, le dictionnaire fournit quelques options qui contrôlent le comportement détaillé des fonctions du modèle.

Si un nom de schéma est précisé, alors le dictionnaire de recherche plein texte est créé dans le schéma indiqué. Sinon il est créé dans le schéma en cours.

L'utilisateur qui définit un dictionnaire de recherche plein texte en devient son propriétaire.

Voir Chapitre 12 pour plus d'informations.

Paramètres

nom

Le nom du dictionnaire de recherche plein texte (pouvant être qualifié du schéma).

modele

Le nom du modèle de recherche plein texte qui définira le comportement basique de ce dictionnaire.

option

Le nom d'une option, spécifique au modèle, à configurer pour ce dictionnaire.

valeur

La valeur à utiliser pour une option spécifique au modèle. Si la valeur n'est pas un simple identifiant ou un nombre, elle doit être entre guillemets simples (mais vous pouvez toujours le faire si vous le souhaitez).

Les options peuvent apparaître dans n'importe quel ordre.

Exemples

La commande exemple suivante crée un dictionnaire basé sur Snowball avec une liste spécifique de mots d'arrêt.

```
CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY mon_dico_russe (
    template = snowball,
    language = russian,
    stopwords = myrussian
);
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instructions `CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY, DROP TEXT SEARCH DICTIONARY

CREATE TEXT SEARCH PARSER

CREATE TEXT SEARCH PARSER — définir un nouvel analyseur de recherche plein texte

Synopsis

```
CREATE TEXT SEARCH PARSER nom (
    START = fonction_debut ,
    GETTOKEN = function_gettoken ,
    END = fonction_fin ,
    LEXTYPES = fonction_lextypes
    [, HEADLINE = fonction_headline ]
)
```

Description

`CREATE TEXT SEARCH PARSER` crée un nouvel analyseur de recherche plein texte. Un analyseur de recherche plein texte définit une méthode pour diviser une chaîne en plusieurs jetons et pour assigner des types (catégories) aux jetons. Un analyseur n'est pas particulièrement utile en lui-même mais doit être limité dans une configuration de recherche plein texte avec certains dictionnaires de recherche plein texte à utiliser pour la recherche.

Si un nom de schéma est précisé, alors le dictionnaire de recherche plein texte est créé dans le schéma indiqué. Sinon il est créé dans le schéma en cours.

Vous devez être un superutilisateur pour utiliser `CREATE TEXT SEARCH PARSER`. (Cette restriction est faite parce que la définition d'un analyseur de recherche plein texte peut gêner, voire arrêter brutalement, le serveur.)

Voir Chapitre 12 pour plus d'informations.

Paramètres

name

Le nom d'un analyseur de recherche plein texte (pouvant être qualifié du schéma).

fonction_debut

Le nom d'une fonction de démarrage pour l'analyseur.

fonction_gettoken

Le nom d'une fonction pour l'obtention du prochain jeton (get-next-token) pour l'analyseur.

fonction_fin

Le nom de la fonction d'arrêt de l'analyseur.

fonction_lextypes

Le nom de la fonction lextypes pour l'analyseur (une fonction qui renvoie de l'information sur l'ensemble de types de jeton qu'il produit).

fonction_headline

Le nom de la fonction headline pour l'analyseur (une fonction qui résume un ensemble de jetons).

Les noms des fonctions peuvent se voir qualifier du nom du schéma si nécessaire. Le type des arguments n'est pas indiqué car la liste d'argument pour chaque type de fonction est prédéterminé. Toutes les fonctions sont obligatoires sauf headline.

Les options peuvent apparaître dans n'importe quel ordre, pas seulement celui indiqué ci-dessus.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `CREATE TEXT SEARCH PARSER` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER TEXT SEARCH PARSER, DROP TEXT SEARCH PARSER

CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE

CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE — définir un nouveau modèle de recherche plein texte

Synopsis

```
CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE nom (
    [ INIT = fonction_init , ]
    LEXIZE = fonction_lexize
)
```

Description

`CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE` crée un nouveau modèle de recherche plein texte. Les modèles de recherche plein texte définissent les fonctions qui implémentent les dictionnaires de recherche plein texte. Un modèle n'est pas utile en lui-même mais doit être instancié par un dictionnaire pour être utilisé. Le dictionnaire spécifie typiquement les paramètres à donner aux fonctions modèle.

Si un nom de schéma est précisé, alors le modèle de recherche plein texte est créé dans le schéma indiqué. Sinon il est créé dans le schéma en cours.

Vous devez être un superutilisateur pour utiliser `CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE`. Cette restriction est faite parce que la définition d'un modèle de recherche plein texte peut gêner, voire arrêter brutalement le serveur. La raison de la séparation des modèles et des dictionnaires est qu'un modèle encapsule les aspects « non sûrs » de la définition d'un dictionnaire. Les paramètres qui peuvent être définis lors de la mise en place d'un dictionnaire sont suffisamment sûrs pour être utilisé par des utilisateurs sans droits. Du coup, la création d'un dictionnaire ne demande pas de droits particuliers.

Voir Chapitre 12 pour plus d'informations.

Paramètres

nom

Le nom du modèle de recherche plein texte (pouvant être qualifié du schéma).

fonction_init

Le nom de la fonction d'initialisation du modèle.

fonction_lexize

Le nom de la fonction lexize du modèle.

Les noms des fonctions peuvent se voir qualifier du nom du schéma si nécessaire. Le type des arguments n'est pas indiqué car la liste d'argument pour chaque type de fonction est prédéterminé. La fonction lexize est obligatoire mais la fonction init est optionnelle.

Les arguments peuvent apparaître dans n'importe quel ordre, pas seulement dans celui indiqué ci-dessus.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE, DROP TEXT SEARCH TEMPLATE

CREATE TRANSFORM

CREATE TRANSFORM — définir une nouvelle transformation

Synopsis

```
CREATE [ OR REPLACE ] TRANSFORM FOR nom_type LANGUAGE nom_lang (
    FROM SQL WITH FUNCTION nom_fonction_from_sql_ [ (type_argument
 [, ...]) ],
    TO SQL WITH FUNCTION nom_fonction_to_sql_ [ (type_argument
 [, ...]) ]
);
```

Description

`CREATE TRANSFORM` définit une nouvelle transformation. `CREATE OR REPLACE TRANSFORM` va soit créer une nouvelle transformation, soit en remplacer une déjà existante.

Une transformation définit comment adapter un type de données à un langage procédural. Par exemple, pour une fonction en PL/Python écrite avec le type `hstore`, PL/Python n'a pas les informations permettant de déterminer comment il doit présenter ces valeurs dans un environnement Python. Par défaut, les implémentations d'un langage vont utiliser la représentation typée text, mais c'est loin d'être optimal lorsque la représentation devrait être typée en tableau associatif ou liste.

Une transformation spécifie 2 fonctions :

- Une fonction « from SQL » qui convertit le type depuis l'environnement SQL vers le langage. Cette fonction sera appelée pour un argument d'une fonction écrite dans ce langage.
- Une fonction « to SQL » qui convertit le type depuis le langage vers l'environnement SQL. Cette fonction sera appelée sur la valeur retournée par une fonction écrite dans ce langage.

Il n'est pas nécessaire de définir l'ensemble de ces fonctions. Si l'une d'entre elle n'est pas spécifiée et au besoin le comportement par défaut du langage sera appliqué. (Pour éviter qu'une transformation soit effectuée dans un sens, vous pouvez aussi écrire une fonction de transformation qui renvoie systématiquement une erreur.)

Pour pouvoir créer une transformation, vous devez être le propriétaire du type et avoir le droit `USAGE` sur le type et le droit `USAGE` sur le langage, ainsi qu'être le propriétaire et avoir le droit `EXECUTE` sur les fonctions from-SQL et to-SQL si spécifié.

Paramètres

nom_type

Le nom du type de données de la transformation.

nom_lang

Le nom du langage de la transformation.

nom_fonction_from_sql`[(`*type_argument* `[, ...])]`

Nom de la fonction qui va convertir le type depuis l'environnement SQL vers le langage. Il doit prendre un argument type `internal` et renvoyer un type `internal` . L'argument présent

sera du type de la transformation, et la fonction devrait être codée en tant que tel. (Mais il n'est pas autorisé de déclarer une fonction de niveau SQL qui retournerait un type `internal` sans avoir au moins un argument de type `internal`.) La valeur retournée sera spécifique à ce qui est implémenté dans le langage. Si aucune liste n'est spécifiée en argument, le nom de la fonction doit être unique dans son schéma.

nom_fonction_to_sql[(*type_argument* [, ...])]

Nom de la fonction qui va convertir le type depuis le langage vers l'environnement SQL. Il doit prendre un argument de type `internal` et renvoyer un type qui est le type de la transformation. Cet argument sera spécifique à ce qui est implémenté dans le langage. Si aucune liste n'est spécifiée en argument, le nom de la fonction doit être unique dans son schéma.

Notes

Utiliser DROP TRANSFORM pour supprimer des transformations.

Exemples

Pour créer une transformation pour le type `hstore` et le langage `plpythonu`, il faut d'abord définir le type et le langage :

```
CREATE TYPE hstore ...;

CREATE EXTENSION plpythonu;
```

Puis créer les fonctions idoines :

```
CREATE FUNCTION hstore_to_plpython(val internal) RETURNS internal
LANGUAGE C STRICT IMMUTABLE
AS ...;

CREATE FUNCTION plpython_to_hstore(val internal) RETURNS hstore
LANGUAGE C STRICT IMMUTABLE
AS ...;
```

Et enfin, créer la transformation pour les lier ensemble :

```
CREATE TRANSFORM FOR hstore LANGUAGE plpythonu (
    FROM SQL WITH FUNCTION hstore_to_plpython(internal),
    TO SQL WITH FUNCTION plpython_to_hstore(internal)
);
```

En pratique, cette commande est encapsulée dans les extensions.

La section `contrib` contient un certain nombre d'extensions fournissant des transformations, qui peuvent être utilisés comme des exemples concrets.

Compatibilité

Cette forme de `CREATE TRANSFORM` est une extension PostgreSQL. Il existe une commande `CREATE TRANSFORM` dans le standard SQL, mais elle est utilisée pour adapter les types de données aux langages clients. Cette utilisation n'est pas supportée par PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE FUNCTION, CREATE LANGUAGE, CREATE TYPE, DROP TRANSFORM

CREATE TRIGGER

CREATE TRIGGER — Définir un nouveau déclencheur

Synopsis

```
CREATE [ CONSTRAINT ] TRIGGER nom { BEFORE | AFTER | INSTEAD OF }
 { événement [ OR ... ] }
    ON nom_table
    [ FROM nom_table_referencee ]
    [ NOT DEFERRABLE | [ DEFERRABLE ] [ INITIALLY IMMEDIATE |
 INITIALLY DEFERRED ] ]
    [ REFERENCING { { OLD | NEW } TABLE
 [ AS ] nom_relation_transition } [ ... ] ]
    [ FOR [ EACH ] { ROW | STATEMENT } ]
    [ WHEN ( condition ) ]
    EXECUTE { FUNCTION | PROCEDURE } nom_fonction ( arguments )

où événement fait partie de :

    INSERT
    UPDATE [ OF nom_colonne [, ... ] ]
    DELETE
    TRUNCATE
```

Description

`CREATE TRIGGER` crée un nouveau déclencheur. Le déclencheur est associé à la table, à la vue ou à la table distante spécifiée et exécute la fonction *`nom_fonction`* lorsque certaines opérations sont réalisées sur cette table.

L'appel du déclencheur peut avoir lieu avant que l'opération ne soit tentée sur une ligne (avant la vérification des contraintes et la tentative d'`INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`) ou une fois que l'opération est terminée (après la vérification des contraintes et la fin de la commande `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE`) ; ou bien en remplacement de l'opération (dans le cas d'opérations INSERT, UPDATE ou DELETE sur une vue). Si le déclencheur est lancé avant l'événement ou en remplacement de l'événement, le déclencheur peut ignorer l'opération sur la ligne courante ou modifier la ligne en cours d'insertion (uniquement pour les opérations `INSERT` et `UPDATE`). Si le déclencheur est activé après l'événement, toute modification, dont celles effectuées par les autres déclencheurs, est « visible » par le déclencheur.

Un déclencheur marqué `FOR EACH ROW` est appelé pour chaque ligne que l'opération modifie. Par exemple, un `DELETE` affectant dix lignes entraîne dix appels distincts de tout déclencheur `ON DELETE` sur la relation cible, une fois par ligne supprimée. Au contraire, un déclencheur marqué `FOR EACH STATEMENT` ne s'exécute qu'une fois pour une opération donnée, quelque soit le nombre de lignes modifiées (en particulier, une opération qui ne modifie aucune ligne résulte toujours en l'exécution des déclencheurs `FOR EACH STATEMENT` applicables).

Les déclencheurs définis en remplacement (`INSTEAD OF`) doivent obligatoirement être marqués `FOR EACH ROW`, et ne peuvent être définis que sur des vues. Les déclencheurs `BEFORE` et `AFTER` portant sur des vues devront quant à eux être marqués `FOR EACH STATEMENT`.

Les déclencheurs peuvent également être définis pour l'événement `TRUNCATE`, mais ne pourront, dans ce cas, qu'être marqués `FOR EACH STATEMENT`.

Le tableau suivant récapitule quels types de déclencheurs peuvent être utilisés sur les tables, les vues et les tables distantes :

Déclenchement	Événement	Niveau ligne	Niveau instruction
BEFORE	INSERT/ UPDATE/DELETE	Tables et tables distantes	Tables, vues et tables distantes
	TRUNCATE	--	Tables
AFTER	INSERT/ UPDATE/DELETE	Tables et tables distantes	Tables, vues et tables distantes
	TRUNCATE	--	Tables
INSTEAD OF	INSERT/ UPDATE/DELETE	Vues	--
	TRUNCATE	--	--

De plus, les triggers peuvent être définis pour être déclenchés suite à l'exécution d'un TRUNCATE, mais seulement dans le cas d'un trigger FOR EACH STATEMENT.

En outre, la définition d'un trigger peut spécifier une condition WHEN qui sera testée pour vérifier si le trigger doit réellement être déclenché. Dans les triggers au niveau ligne, la condition WHEN peut examiner l'ancienne et/ou la nouvelle valeurs des colonnes de la ligne. Les triggers au niveau instruction peuvent aussi avoir des conditions WHEN, bien que la fonctionnalité n'est pas aussi utile pour elles car la condition ne peut pas faire référence aux valeurs de la table.

Si plusieurs déclencheurs du même genre sont définis pour le même événement, ils sont déclenchés suivant l'ordre alphabétique de leur nom.

Lorsque l'option CONSTRAINT est spécifiée, cette commande crée un *déclencheur contrainte*. Ce nouvel objet est identique aux déclencheurs normaux excepté le fait que le moment de déclenchement peut alors être ajusté via l'utilisation de SET CONSTRAINTS. Les déclencheurs contraintes ne peuvent être que de type AFTER ROW sur des tables standards (pas des tables distantes). Ils peuvent être déclenchés soit à la fin de l'instruction causant l'événement, soit à la fin de la transaction ayant contenu l'instruction de déclenchement ; dans ce dernier cas, ils sont alors définis comme *différés*. L'exécution d'un déclencheur différé peut également être forcée en utilisant l'option SET CONSTRAINTS. Le comportement attendu des déclencheurs contraintes est de générer une exception en cas de violation de la contrainte qu'ils implémentent.

L'option REFERENCING active la récupération des *relations de transition*, qui sont des ensembles de lignes incluant toutes les lignes insérées, supprimées ou modifiées par l'instruction SQL en cours. Cette fonctionnalité donne au trigger une vue globale de ce qu'a réalisé l'instruction, et non pas une vue ligne par ligne. Cette option est seulement autorisée pour un trigger AFTER qui n'est pas un trigger de contrainte. De plus, si le trigger est un trigger UPDATE, il ne doit pas indiquer une liste de *nom_colonne*. OLD TABLE peut seulement être indiqué une fois, et seulement pour un trigger qui est déclenché par un UPDATE ou un DELETE ; il crée une relation de transition contenant les *images-avant* de toutes les lignes mises à jour ou supprimées par l'instruction. De la même façon, NEW TABLE ne peut être indiqué qu'une seule fois, et seulement pour un trigger déclenché par un UPDATE ou un INSERT ; il crée une relation de transition contenant les *images-après* de toutes les lignes mises à jour ou insérées par l'instruction.

SELECT ne modifie aucune ligne ; la création de déclencheurs sur SELECT n'est donc pas possible. Les règles et vues peuvent fournir des solutions fonctionnelles aux problèmes qui nécessitent des triggers sur SELECT.

Chapitre 39 présente de plus amples informations sur les déclencheurs.

Paramètres

nom

Le nom du nouveau déclencheur. Il doit être distinct du nom de tout autre déclencheur sur la table. Le nom ne peut pas être qualifié d'un nom de schéma, le déclencheur héritant du schéma de sa table. Pour un déclencheur contrainte, c'est également le nom à utiliser lorsqu'il s'agira de modifier son comportement via la commande SET CONSTRAINTS.

BEFORE
AFTER
INSTEAD OF

Détermine si la fonction est appelée avant, après ou en remplacement de l'événement. Un déclencheur contrainte ne peut être spécifié qu'AFTER.

événement

Peut-être INSERT, UPDATE ou DELETE ou TRUNCATE ; précise l'événement qui active le déclencheur. Plusieurs événements peuvent être précisés en les séparant par OR, sauf quand les tables de transitions sont demandées.

Pour les triggers se déclenchant suite à un UPDATE, il est possible de spécifier une liste de colonnes utilisant cette syntaxe :

```
UPDATE OF nom_colonne_1 [, nom_colonne_2 ... ]
```

Le trigger se déclenchera seulement si au moins une des colonnes listées est mentionnée comme cible de la commande UPDATE.

Les événements INSTEAD OF UPDATE n'acceptent pas de listes de colonnes. Une liste de colonnes ne peut pas être indiquée lorsque les tables de transition sont nécessaires.

nom_table

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table, de la vue ou de la table distante à laquelle est rattaché le déclencheur.

nom_table_referencee

Le nom d'une autre table (possiblement qualifiée par un nom de schéma) référencée par la contrainte. Cette option est à utiliser pour les contraintes de clés étrangères et n'est pas recommandée pour d'autres types d'utilisation. Elle ne peut être spécifiée que pour les déclencheurs contraintes.

DEFERRABLE
NOT DEFERRABLE
INITIALLY IMMEDIATE
INITIALLY DEFERRED

La spécification du moment de déclenchement par défaut. Voir la partie CREATE TABLE pour plus de détails sur cette option. Elle ne peut être spécifiée que pour les déclencheurs contraintes.

REFERENCING

Ce mot-clé précède immédiatement la déclaration d'une ou deux noms de table fournissant l'accès aux relations de transition de l'instruction déclencheur.

`OLD TABLE`
`NEW TABLE`

Cette clause indique si le nom de la relation suivante est pour la relation de transition précédente ou suivante.

`nom_relation_transition`

Le nom (non qualifié) à utiliser au sein du déclencheur pour cette relation de transition.

`FOR EACH ROW`
`FOR EACH STATEMENT`

Précise si la fonction trigger doit être lancée pour chaque ligne affectée par l'événement ou simplement pour chaque instruction SQL. `FOR EACH STATEMENT` est la valeur par défaut. Constraint triggers can only be specified `FOR EACH ROW`.

`condition`

Une expression booléenne qui détermine si la fonction trigger sera réellement exécutée. Si `WHEN` est indiqué, la fonction sera seulement appelée si la *`condition`* renvoie `true`. Pour les triggers `FOR EACH ROW`, la condition `WHEN` peut faire référence aux valeurs des colonnes des ancienne et nouvelle lignes en utilisant la notation `OLD.`*`nom_colonne`* ou `NEW.`*`nom_colonne`*, respectivement. Bien sûr, le triggers sur `INSERT` ne peuvent pas faire référence à `OLD` et ceux sur `DELETE` ne peuvent pas faire référence à `NEW`.

Les déclencheurs `INSTEAD OF` ne supportent pas de condition `WHEN`.

Actuellement, les expressions `WHEN` ne peuvent pas contenir de sous-requêtes.

À noter que pour les déclencheurs contraintes, l'évaluation de la clause `WHEN` n'est pas différée mais intervient immédiatement après que l'opération de mise à jour de la ligne soit effectuée. Si la condition n'est pas évaluée à vrai, alors le déclencheur n'est pas placé dans la file d'attente des exécutions différées.

`nom_fonction`

Une fonction utilisateur, déclarée sans argument et renvoyant le type `trigger`, exécutée à l'activation du trigger.

Dans la syntaxe de `CREATE TRIGGER`, les mots-clés `FUNCTION` et `PROCEDURE` sont équivalents mais la fonction référencée doit dans tous les cas être une fonction, et non pas une procédure. L'utilisation du mot-clé `PROCEDURE` est ici historique et dépréciée.

`arguments`

Une liste optionnelle d'arguments séparés par des virgules à fournir à la fonction lors de l'activation du déclencheur. Les arguments sont des chaînes littérales constantes. Il est possible d'écrire ici de simples noms et des constantes numériques mais ils sont tous convertis en chaîne. L'accès aux arguments du trigger depuis la fonction peut différer de l'accès aux arguments d'une fonction standard ; la consultation des caractéristiques d'implantation du langage de la fonction peut alors s'avérer utile.

Notes

Pour créer un déclencheur sur une table, l'utilisateur doit posséder le droit `TRIGGER` sur la table. L'utilisateur doit aussi avoir le droit `EXECUTE` sur la fonction trigger.

Utiliser DROP TRIGGER pour supprimer un déclencheur.

Un trigger sur colonne spécifique (définie en utilisant la syntaxe `UPDATE OF` *`nom_colonne`*) se déclenchera quand une des colonnes indiquées est listée comme cible de la liste `SET` pour la commande

UPDATE. Il est possible qu'une valeur de colonne change même si le trigger n'est pas déclenché parce que les modifications au contenu de la ligne par les triggers BEFORE UPDATE ne sont pas pris en compte. De même, une commande comme UPDATE ... SET x = x ... déclenchera le trigger sur la colonne x, bien que la valeur de cette colonne ne change pas.

Il existe quelques fonctions triggers natives qui peuvent être utilisées pour résoudre des problèmes communs sans avoir à écrire son propre code pour le trigger. Voir Section 9.27.

Dans un trigger BEFORE, la condition WHEN est évaluée juste avant l'exécution de la fonction, donc utiliser WHEN n'est pas matériellement différent de tester la même condition au début de la fonction trigger. Notez en particulier que la ligne NEW vu par la condition est sa valeur courante et possiblement modifiée par des triggers précédents. De plus, la condition WHEN d'un trigger BEFORE n'est pas autorisé à examiner les colonnes système de la ligne NEW (comme l'oid), car elles n'auront pas encore été initialisées.

Dans un trigger AFTER, la condition WHEN est évaluée juste après la mise à jour de la ligne et elle détermine si un événement doit déclencher le trigger à la fin de l'instruction. Donc, quand la condition WHEN d'un trigger AFTER ne renvoie pas true, il n'est pas nécessaire de préparer un événement ou de relire la ligne à la fin de l'instruction. Cela peut apporter une amélioration significative des performances dans les instructions qui modifient de nombreuses lignes, si le trigger a besoin d'être déclencher pour quelques lignes.

Dans certains cas, il est possible pour une seule commande SQL de déclencher plus d'un type de trigger. Par exemple, un INSERT avec une clause ON CONFLICT DO UPDATE peut être la cause du déclenchement d'opérations d'insertion et de mise à jour, donc il déclenchera l'exécution des deux types de trigger. Les relations de transition fournies par les triggers sont spécifique au type de l'événement. Donc un trigger INSERT ne verra que les lignes insérées, alors qu'un UPDATE ne verra que les lignes mises à jour.

Les mises à jour et suppressions de lignes causées par des actions dûes aux clés étrangères, comme un ON UPDATE CASCADE ou un ON DELETE SET NULL, sont traitées comme faisant partie de la commande SQL qui les a causé (notez que ces actions ne sont jamais différées). Les triggers adéquats sur la table impactée seront déclenchées, donc cela fournit un autre moyen avec lequel une commande SQL pourrait déclencher des triggers ne correspondant pas directement à son type. Dans les cas simples, les triggers demandant les relations de transition verront tous les changements causés dans leur table par une commande SQL simple comme une relation de transition unique. Néanmoins, il existe des cas où la présence d'un trigger AFTER ROW réclament les relations de transition causera que les actions des clés étrangères déclenchées par une commande SQL simple soient séparées en plusieurs étapes, chacune avec ses propres relations de transition. Dans de tels cas, tout trigger de niveau instruction présent se déclenchera une fois par ensemble de relation de transition créé, s'assurant ainsi que les triggers voient bien chaque ligne affectée dans une seul relation de transition.

Créer un trigger niveau ligne sur une table partitionnée impliquera la création de triggers identiques sur toutes les partitions existantes. De plus, toute partition créée ou attachée après coup contiendra elle-aussi un trigger identique. Si la partition est détachée de son parent, le trigger est supprimé. Les triggers sur les tables partitionnées ne peuvent être que des triggers AFTER.

Modifier une table partitionnée ou une table avec des enfants héritées déclenche les triggers au niveau requête attachés à cette table spécifiquement nommée, mais pas les triggers au niveau requête de ses partitions ou tables filles. Par contre, les triggers au niveau ligne sont déclenchés pour pour toutes les partitions et tables enfants affectées. Si un trigger au niveau requête a été défini avec des relations de transactions nommées par une clause REFERENCING, alors les images avant et après des lignes sont visibles pour toutes les partitions affectées et pour toutes les tables filles. Dans le cas de l'héritage, les images de ligne incluent seulement les colonnes présentes dans la table où le trigger est attaché. Actuellement, les triggers au niveau ligne avec des relations de transition ne peuvent être définis sur les partitions ou les tables filles.

Les triggers de niveau instruction sur une vue sont déclenchés uniquement si l'action sur la vue est géré par un trigger niveau ligne INSTEAD OF. Si l'action est gérée par une règle INSTEAD, alors

toute instruction émise par la règle est exécutée à la place de l'instruction originale nommant la vue, pour que les triggers qui seront déclenchés soient ceux des tables nommées dans les instructions de remplacement. De façon similaire, si la vue est en mise à jour automatique, alors l'action est gérée en réécrivant automatiquement l'instruction en une action sur la table de base de la vue pour que les triggers niveau instruction de la table de base soient déclenchés.

Dans les versions de PostgreSQL antérieures à la 7.3, il était nécessaire de déclarer un type `opaque` de retour pour les fonctions déclencheur, plutôt que `trigger`. Pour pouvoir charger d'anciens fichiers de sauvegarde, `CREATE TRIGGER` accepte qu'une fonction déclare une valeur de retour de type `opaque`, mais il affiche un message d'avertissement et change le type de retour déclaré en `trigger`.

Exemples

Exécutez la fonction `check_account_update` quand une ligne de la table `accounts` est sur le point d'être mise à jour :

```
CREATE TRIGGER check_update
    BEFORE UPDATE ON accounts
    FOR EACH ROW
    EXECUTE FUNCTION check_account_update();
```

Idem, mais avec une exécution de la fonction seulement si la colonne `balance` est spécifiée comme cible de la commande `UPDATE` :

```
CREATE TRIGGER check_update
    BEFORE UPDATE OF balance ON accounts
    FOR EACH ROW
    EXECUTE FUNCTION check_account_update();
```

Cette forme exécute la fonction seulement si la colonne `balance` a réellement changé de valeur :

```
CREATE TRIGGER check_update
    BEFORE UPDATE ON accounts
    FOR EACH ROW
    WHEN (OLD.balance IS DISTINCT FROM NEW.balance)
    EXECUTE FUNCTION check_account_update();
```

Appelle une fonction pour tracer les mises à jour de la table `accounts`, mais seulement si quelque chose a changé :

```
CREATE TRIGGER log_update
    AFTER UPDATE ON accounts
    FOR EACH ROW
    WHEN (OLD.* IS DISTINCT FROM NEW.*)
    EXECUTE FUNCTION log_account_update();
```

Éxecute la fonction `view_insert_row` pour chacune des lignes à insérer dans la table sous-jacente à la vue my_view :

```
CREATE TRIGGER view_insert
```

```
    INSTEAD OF INSERT ON my_view
    FOR EACH ROW
    EXECUTE FUNCTION view_insert_row();
```

Exécute la fonction `check_transfer_balances_to_zero` pour chaque commande pour confirmer que les lignes de `transfert` engendrent un net de zéro :

```
CREATE TRIGGER transfer_insert
    AFTER INSERT ON transfer
    REFERENCING NEW TABLE AS inserted
    FOR EACH STATEMENT
    EXECUTE FUNCTION check_transfer_balances_to_zero();
```

Exécute la fonction `check_matching_pairs` pour chaque ligne pour confirmer que les changement sont fait sur des pairs correspondantes au même moment (par la même commande) :

```
CREATE TRIGGER paired_items_update
    AFTER UPDATE ON paired_items
    REFERENCING NEW TABLE AS newtab OLD TABLE AS oldtab
    FOR EACH ROW
    EXECUTE PROCEDURE check_matching_pairs();
```

Section 39.4 contient un exemple complet d'une fonction trigger écrit en C.

Compatibilité

L'instruction `CREATE TRIGGER` de PostgreSQL implante un sous-ensemble du standard SQL. Les fonctionnalités manquantes sont :

- Bien que les tables de transition pour les déclencheurs `AFTER` triggers sont spécifiés en utilisant la clause `REFERENCING` de la manière standard, les variables de lignes utilisées dans les déclencheurs `FOR EACH ROW` peuvent ne pas être spécifiées dans la clause `REFERENCING`. Ils sont disponibles d'une façon qui dépend du langage dans lequel la fonction déclencheur est écrite, mais est fixe sur un langage. Certains langages se comportent effectivement comme s'il y avait une clause `REFERENCING` contenant `OLD ROW AS OLD NEW ROW AS NEW`.

- Le standard autorise l'utilisation de tables de transition avec les triggers `UPDATE` spécifique à une colonne mais dans ce cas, l'ensemble des lignes qui doit être visible dans les tables de transition dépend de la liste de colonnes du trigger. Ceci n'est pas encore implémenté dans PostgreSQL.

- PostgreSQL n'autorise comme action déclenchée que l'exécution d'une fonction utilisateur. Le standard SQL, en revanche, autorise l'exécution d'autres commandes SQL, telles que `CREATE TABLE`. Cette limitation de PostgreSQL peut être facilement contournée par la création d'une fonction utilisateur qui exécute les commandes désirées.

Le standard SQL définit l'ordre de création comme ordre de lancement des déclencheurs multiples. PostgreSQL utilise l'ordre alphabétique de leur nom, jugé plus pratique.

Le standard SQL précise que les déclencheurs `BEFORE DELETE` sur des suppressions en cascade se déclenchent *après* la fin du `DELETE` en cascade. PostgreSQL définit que `BEFORE DELETE` se déclenche toujours avant l'action de suppression, même lors d'une action en cascade. Cela semble plus cohérent. Il existe aussi un comportement non standard quand les triggers `BEFORE` modifient les lignes ou empêchent les mises à jour causées par une action référente. Ceci peut amener à des violations de contraintes ou au stockage de données qui n'honorent pas la contrainte référentielle.

La capacité à préciser plusieurs actions pour un seul déclencheur avec `OR` est une extension PostgreSQL.

La possibilité d'exécuter un trigger suite à une commande `TRUNCATE` est une extension PostgreSQL du standard SQL, tout comme la possibilité de définir des déclencheurs de niveau instruction sur des vues.

`CREATE CONSTRAINT TRIGGER` est une extension spécifique à PostgreSQL du standard SQL.

Voir aussi

ALTER TRIGGER, DROP TRIGGER, SET CONSTRAINTS, CREATE FUNCTION

CREATE TYPE

CREATE TYPE — Définir un nouveau type de données

Synopsis

```
CREATE TYPE nom AS
    ( nom_attribut type_donnée [ COLLATE collation ] [, ... ] )

CREATE TYPE nom AS ENUM
    ( [ 'label' [, ... ] ] )

CREATE TYPE name AS RANGE (
    SUBTYPE = sous_type
    [ , SUBTYPE_OPCLASS = classe_operateur_sous_type ]
    [ , COLLATION = collationnement ]
    [ , CANONICAL = fonction_canonique ]
    [ , SUBTYPE_DIFF = fonction_diff_sous_type ]
)

CREATE TYPE nom (
    INPUT = fonction_entrée,
    OUTPUT = fonction_sortie
    [ , RECEIVE = fonction_réception ]
    [ , SEND = fonction_envoi ]
    [ , TYPMOD_IN = type_modifier_input_function ]
    [ , TYPMOD_OUT = type_modifier_output_function ]
    [ , ANALYZE = fonction_analyse ]
    [ , INTERNALLENGTH = { longueurinterne | VARIABLE } ]
    [ , PASSEDBYVALUE ]
    [ , ALIGNMENT = alignement ]
    [ , STORAGE = stockage ]
    [ , LIKE = type_like ]
    [ , CATEGORY = catégorie ]
    [ , PREFERRED = préféré ]
    [ , DEFAULT = défaut ]
    [ , ELEMENT = élément ]
    [ , DELIMITER = délimiteur ]
    [ , COLLATABLE = collatable ]
)

CREATE TYPE nom
```

Description

`CREATE TYPE` enregistre un nouveau type de données utilisable dans la base courante. L'utilisateur qui définit un type en devient le propriétaire.

Si un nom de schéma est précisé, le type est créé dans ce schéma. Sinon, il est créé dans le schéma courant. Le nom du type doit être distinct du nom de tout type ou domaine existant dans le même schéma. Les tables possèdent des types de données associés. Il est donc nécessaire que le nom du type soit également distinct du nom de toute table existant dans le même schéma.

Il existe cinq formes de `CREATE TYPE`, comme indiqué dans la syntaxe ci-dessus. Elles créent respectivement un *type composite*, un *type enum*, un *type range (intervalle)*, un *type de base* ou un *type*

shell. Les autre premiers sont discutés dans l'ordre ci-dessous. Un type shell est un simple conteneur de type qui sera défini ultérieurement. Il est créé en lançant `CREATE TYPE` sans paramètre en dehors de son nom. Les types shell sont nécessaires comme référence lors de la création de types intervalles et de types de base, comme indiqué dans ces sections.

Types composites

La première forme de `CREATE TYPE` crée un type composite. Le type composite est défini par une liste de noms d'attributs et de types de données. Un collationnement d'attribute peut aussi être spécifié si son type de données est collationnable. Un type composite est essentiellement le même que le type ligne (NDT : *row type* en anglais) d'une table, mais l'utilisation de `CREATE TYPE` permet d'éviter la création d'une table réelle quand seule la définition d'un type est voulue. Un type composite autonome est utile, par exemple, comme type d'argument ou de retour d'une fonction.

Pour pouvoir créer un type composite, vous devez avoir le droit `USAGE` sur les types de tous les attributs.

Types énumérés

La seconde forme de `CREATE TYPE` crée un type énuméré (enum), comme décrit dans Section 8.7. Les types enum prennent une liste de plusieurs labels entre guillemets, chacun devant faire moins de `NAMEDATALEN` octets (64 octets dans une installation PostgreSQL standard). (Il est possible de créer un type énuméré avec zéro label, mais un tel type ne peut pas être utilisé pour contenir des valeurs avant qu'au moins un label soit ajouté en utilisant ALTER TYPE.)

Types intervalles

La troisième forme de `CREATE TYPE` crée un type intervalle, comme décrit dans Section 8.17.

Le *`sous-type`* du type intervalle peut être de tout type qui soit associé avec une classe d'opérateur B-tree (pour déterminer l'ordre des valeurs pour le type intervalle). Habituellement, la classe d'opérateur par défaut du sous-type est utilisée pour déterminer l'ordre. Pour utiliser un opérateur de classe autre que celle par défaut, indiquez son nom avec *`classe_operateur_sous_type`*. Si le sous-type est collationnable et que vous voulez utiliser un collationnement autre que celui par défaut dans l'ordre de l'intervalle, indiquez le collationnement souhaité avec l'option *`collationnement`*.

La fonction optionnelle *`canonique`* prend un argument du type intervalle défini, et renvoie une valeur du même type. C'est utilisé pour convertir les valeurs intervalles en leur forme canonique, lorsque c'est applicable. Voir Section 8.17.8 pour plus d'informations. Créer une fonction *`canonique`* peut être un peu compliqué car il doit être défini avant que le type intervalle ne soit défini. Pour cela, vous devez tout d'abord créer un type shell, qui est un coquille vide qui n'a aucune propriété en dehors de son nom et propriétaire. Cela se crée en exécutant la commande `CREATE TYPE` *`nom`*, sans paramètre supplémentaire. Ensuite, la fonction peut être déclarée en utilisant le type shell comme argument et résultat. Enfin, le type intervalle peut être déclaré en utilisant le même nom. Ceci remplace automatiquement l'entrée du type shell avec un type intervalle valide.

La fonction optionnelle *`diff_sous_type`* doit prendre deux valeurs du type *`sous-type`* comme arguments, et renvoie une valeur de type `double precision` représentant la différence entre les deux valeurs données. Bien que cela soit optionnel, la fournir autorise une plus grande efficacité des index GiST sur les colonnes du type intervalle. Voir Section 8.17.8 pour plus d'informations.

Types de base

La quatrième forme de `CREATE TYPE` crée un nouveau type de base (type scalaire). Pour créer un nouveau type de base, il faut être superutilisateur. (Cette restriction est imposée parce qu'une définition de type erronée pourrait embrouiller voire arrêter brutalement le serveur.)

L'ordre des paramètres, dont la plupart sont optionnels, n'a aucune d'importance. Avant de définir le type, il est nécessaire de définir au moins deux fonctions (à l'aide de la commande `CREATE FUNCTION`). Les fonctions de

support *fonction_entrée* et *fonction_sortie* sont obligatoires. Les fonctions *fonction_réception*, *fonction_envoi*, *type_modifier_input_function*, *type_modifier_output_function* et *fonction_analyse* sont optionnelles. Généralement, ces fonctions sont codées en C ou dans un autre langage de bas niveau.

La *fonction_entrée* convertit la représentation textuelle externe du type en représentation interne utilisée par les opérateurs et fonctions définis pour le type. La *fonction_sortie* réalise la transformation inverse. La fonction entrée peut être déclarée avec un argument de type `cstring` ou trois arguments de types `cstring`, `oid`, `integer`. Le premier argument est le texte en entrée sous la forme d'une chaîne C, le second argument est l'OID du type (sauf dans le cas des types tableau où il s'agit de l'OID du type de l'élément) et le troisième est le `typmod` de la colonne destination, s'il est connu (-1 sinon). La fonction entrée doit renvoyer une valeur du nouveau type de données. Habituellement, une fonction d'entrée devrait être déclarée comme STRICT si ce n'est pas le cas, elle sera appelée avec un premier paramètre NULL à la lecture d'une valeur NULL en entrée. La fonction doit toujours envoyer NULL dans ce cas, sauf si une erreur est rapportée. (Ce cas a pour but de supporter les fonctions d'entrée des domaines qui ont besoin de rejeter les entrées NULL.) La fonction sortie doit prendre un argument du nouveau type de données, et retourner le type `cstring`. Les fonctions sortie ne sont pas appelées pour des valeurs NULL.

La *fonction_réception*, optionnelle, convertit la représentation binaire externe du type en représentation interne. Si cette fonction n'est pas fournie, le type n'accepte pas d'entrée binaire. La représentation binaire est choisie de telle sorte que sa conversion en forme interne soit peu coûteuse, tout en restant portable. (Par exemple, les types de données standard entiers utilisent l'ordre réseau des octets comme représentation binaire externe alors que la représentation interne est dans l'ordre natif des octets de la machine.) La fonction de réception réalise les vérifications adéquates pour s'assurer que la valeur est valide. Elle peut être déclarée avec un argument de type `internal` ou trois arguments de types `internal`, `integer` et `oid`. Le premier argument est un pointeur vers un tampon `StringInfo` qui contient la chaîne d'octets reçue ; les arguments optionnels sont les mêmes que pour la fonction entrée de type texte. La fonction de réception retourne une valeur du type de données. Habituellement, une fonction de réception devrait être déclarée comme STRICT si ce n'est pas le cas, elle sera appelée avec un premier paramètre NULL à la lecture d'une valeur NULL en entrée. La fonction doit toujours envoyer NULL dans ce cas, sauf si une erreur est rapportée. (Ce cas a pour but de supporter les fonctions de réception des domaines qui ont besoin de rejeter les entrées NULL.) De façon similaire, la *fonction_envoi*, optionnelle, convertit la représentation interne en représentation binaire externe. Si cette fonction n'est pas fournie, le type n'accepte pas de sortie binaire. La fonction d'envoi doit être déclarée avec un argument du nouveau type de données et retourner le type `bytea`. Les fonctions réception ne sont pas appelées pour des valeurs NULL.

À ce moment-là, vous pouvez vous demander comment les fonctions d'entrée et de sortie peuvent être déclarées avoir un résultat ou un argument du nouveau type alors qu'elles sont à créer avant que le nouveau type ne soit créé. La réponse est que le type sera tout d'abord défini en tant que *type squelette* (*shell type*), une ébauche de type sans propriété à part un nom et un propriétaire. Ceci se fait en exécutant la commande `CREATE TYPE` *nom* sans paramètres supplémentaires. Ensuite, les fonctions d'entrée/sortie C peuvent être définies en référençant le squelette. Enfin, le `CREATE TYPE` avec une définition complète remplace le squelette avec une définition complète et valide du type, après quoi le nouveau type peut être utilisé normalement.

Les fonctions optionnelles *type_modifier_input_function* et *type_modifier_output_function* sont nécessaires si le type supporte des modificateurs, c'est-à-dire des contraintes optionnelles attachées à une déclaration de type comme `char(5)` ou `numeric(30,2)`. PostgreSQL autorise les types définis par l'utilisateur à prendre une ou plusieurs constantes ou identifiants comme modifieurs ; néanmoins, cette information doit être capable d'être englobée dans une seule valeur entière positive pour son stockage dans les catalogues système. *type_modifier_input_function* se voit fournir le modifieur déclaré de la forme d'un tableau de `cstring`. Il doit vérifier la validité des valeurs et renvoyer une erreur si elles sont invalides. Dans le cas contraire, il renvoie une valeur entière positive qui sera stockée dans la colonne « typmod ». Les modifieurs de type seront rejetés si le type n'a pas de *type_modifier_input_function*. *type_modifier_output_function* convertit la valeur typmod integer en une forme correcte pour l'affichage. Il doit renvoyer une valeur de type `cstring` qui est la chaîne exacte à ajouter

au nom du type ; par exemple la fonction de `numeric` pourrait renvoyer `(30,2)`. Il est permis d'omettre le *`type_modifier_output_function`*, auquel cas le format d'affichage par défaut est simplement la valeur typmod stockée entre parenthèses.

La *`fonction_analyse`*, optionnelle, calcule des statistiques spécifiques au type de données pour les colonnes de ce type. Par défaut, `ANALYZE` tente de récupérer des statistiques à l'aide des opérateurs d'« égalité » et d'« infériorité » du type, s'il existe une classe d'opérateur B-tree par défaut pour le type. Ce comportement est inadapté aux types non-scalaires ; il peut être surchargé à l'aide d'une fonction d'analyse personnalisée. La fonction d'analyse doit être déclarée avec un seul argument de type `internal` et un résultat de type `boolean`. L'API détaillée des fonctions d'analyses est présentée dans `src/include/commands/vacuum.h`.

Alors que les détails de la représentation interne du nouveau type ne sont connus que des fonctions d'entrées/sorties et des fonctions utilisateurs d'interaction avec le type, plusieurs propriétés de la représentation interne doivent être déclarées à PostgreSQL. La première est *`longueurinterne`*. Les types de données basiques peuvent être de longueur fixe (dans ce cas, *`longueurinterne`* est un entier positif) ou de longueur variable (indiquée par le positionnement de *`longueurinterne`* à `VARIABLE` ; en interne, cela est représenté en initialisant `typlen` à -1). La représentation interne de tous les types de longueur variable doit commencer par un entier de quatre octets indiquant la longueur totale de cette valeur. (Notez que le champ length est souvent encodé, comme décrit dans Section 69.2 ; il n'est pas conseillé d'y accéder directement.)

Le drapeau optionnel `PASSEDBYVALUE` indique que les valeurs de ce type de données sont passées par valeur plutôt que par référence. Les types dont la représentation interne est plus grande que la taille du type `Datum` (quatre octets sur la plupart des machines, huit sur quelques-unes) ne doivent pas être passés par valeur. Les types passés par valeur doivent avoir une longueur fixe et leur représentation interne ne peut pas être plus large que la taille du type `Datum` (4 octets sur certaines machines, 8 octets sur d'autres).

Le paramètre *`alignement`* spécifie l'alignement de stockage requis pour le type de données. Les valeurs permises sont des alignements sur 1, 2, 4 ou 8 octets. Les types de longueurs variables ont un alignement d'au moins quatre octets car leur premier composant est nécessairement un `int4`.

Le paramètre *`stockage`* permet de choisir une stratégie de stockage pour les types de données de longueur variable. (Seul `plain` est autorisé pour les types de longueur fixe.) `plain` indique des données stockées en ligne et non compressées. Dans le cas d'`extended` le système essaie tout d'abord de compresser une valeur longue et déplace la valeur hors de la ligne de la table principale si elle est toujours trop longue. `external` permet à la valeur d'être déplacée hors de la table principale mais le système ne tente pas de la compresser. `main` autorise la compression mais ne déplace la valeur hors de la table principale qu'en dernier recours. (Ils seront déplacés s'il n'est pas possible de placer la ligne dans la table principale, mais sont préférentiellement conservés dans la table principale, contrairement aux éléments `extended` et `external`.)

Toutes les valeurs *`storage`* autres que `plain` impliquent que les fonctions du type de données peuvent gérer les valeurs placées en *TOAST*, comme décrit dans Section 69.2 et Section 38.12.1. L'aure valeur spécifique détermine la stratégie de stockage par défaut pour les colonnes d'un type de données externalisable ; les utilisateurs peuvent sélectionner les autres stratégies pour les colonnes individuelles en utilisant `ALTER TABLE SET STORAGE`.

Le paramètre *`type_like`* fournit une méthode alternative pour spécifier les propriétés de représentation de base d'un type de données : les copier depuis un type existant. Les valeurs de *`longueurinterne`*, *`passedbyvalue`*, *`alignement`* et *`stockage`* sont copiées du type indiqué. (C'est possible, mais habituellement non souhaité, d'écraser certaines de ces valeurs en les spécifiant en même temps que la clause `LIKE`.) Spécifier la représentation de cette façon est particulièrement pratique quand l'implémentation de bas niveau du nouveau type emprunte celle d'un type existant d'une façon ou d'une autre.

Les paramètres *`catégorie`* et *`préféré`* peuvent être utilisés pour aider à contrôler la conversion implicite appliquée en cas d'ambiguïté. Chaque type de données appartient à une catégorie identifiée par un seul caractère ASCII, et chaque type est « préféré » ou pas de sa catégorie. L'analyseur préfèrera

convertir vers des types préférés (mais seulement à partir d'autres types dans la même catégorie) quand cette règle peut servir à résoudre des fonctions ou opérateurs surchargés. Pour plus de détails, voir Chapitre 10. Pour les types qui n'ont pas de conversion implicite de ou vers d'autres types, on peut se contenter de laisser ces paramètres aux valeurs par défaut. Par contre, pour un groupe de types liés entre eux qui ont des conversions implicites, il est souvent pratique de les marquer tous comme faisant partie d'une même catégorie, et de choisir un ou deux des types les « plus généraux » comme étant les types préférés de la catégorie. Le paramètre *`catégorie`* est particulièrement utile quand on ajoute un type défini par l'utilisateur à un type interne, comme un type numérique ou chaîne. Toutefois, c'est aussi tout à fait possible de créer des catégories de types entièrement nouvelles. Choisissez un caractère ASCII autre qu'une lettre en majuscule pour donner un nom à une catégorie de ce genre.

Une valeur par défaut peut être spécifiée dans le cas où l'utilisateur souhaite que cette valeur soit différente de NULL pour les colonnes de ce type. La valeur par défaut est précisée à l'aide du mot clé `DEFAULT`. (Une telle valeur par défaut peut être surchargée par une clause `DEFAULT` explicite attachée à une colonne particulière.)

Pour indiquer qu'un type est un tableau, le type des éléments du tableau est précisé par le mot clé `ELEMENT`. Par exemple, pour définir un tableau d'entiers de quatre octets (`int4`), `ELEMENT = int4` est utilisé. Plus de détails sur les types tableau apparaissent ci-dessous.

Pour préciser le délimiteur de valeurs utilisé dans la représentation externe des tableaux de ce type, *`délimiteur`* peut être positionné à un caractère particulier. Le délimiteur par défaut est la virgule (`,`). Le délimiteur est associé avec le type élément de tableau, pas avec le type tableau.

Si le paramètre booléen optionnel *`collatable`* vaut true, les définitions et expressions de colonnes du type peuvent embarquer une information de collationnement via la clause `COLLATE`. C'est aux implémentations des fonctions du type de faire bon usage de cette information. Cela n'arrive pas automatiquement en marquant le type collationnable.

Types tableau

À chaque fois qu'un type défini par un utilisateur est créé, PostgreSQL crée automatiquement un type tableau associé dont le nom est composé à partir du type de base préfixé d'un tiret bas et tronqué si nécessaire pour que le nom généré fasse moins de `NAMEDATALEN` octets. (Si le nom généré est en conflit avec un autre nom, le traitement est répété jusqu'à ce qu'un nom sans conflit soit trouvé.) Ce type tableau créé implicitement est de longueur variable et utilise les fonctions d'entrée et sortie `array_in` et `array_out`. Le type tableau trace tout changement dans du type de base pour le propriétaire et le schéma. Il est aussi supprimé quand le type de base l'est.

Pourquoi existe-t-il une option `ELEMENT` si le système fabrique automatiquement le bon type tableau ? La seule utilité d'`ELEMENT` est la création d'un type de longueur fixe représenté en interne par un tableau d'éléments identiques auxquels on souhaite accéder directement par leurs indices (en plus de toute autre opération effectuée sur le type dans sa globalité). Par exemple, le type `point` est représenté par deux nombres à virgule flottante, qui sont accessibles par `point[0]` et `point[1]`. Cette fonctionnalité n'est possible qu'avec les types de longueur fixe dont la forme interne est strictement une séquence de champs de longueur fixée. Un type de longueur variable est accessible par ses indices si sa représentation interne généralisée est celle utilisée par `array_in` et `array_out`. Pour des raisons historiques (c'est-à-dire pour de mauvaises raisons, mais il est trop tard pour changer) les indices des tableaux de types de longueur fixe commencent à zéro et non à un comme c'est le cas pour les tableaux de longueur variable.

Paramètres

`nom`

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) du type à créer.

`nom_attribut`

Le nom d'un attribut (colonne) du type composite.

type_données

Le nom d'un type de données existant utilisé comme colonne du type composite.

collationnement

Le nom d'un collationnement existant à associer avec une colonne d'un type composite ou avec un type intervalle.

label

Une chaîne représentant le label associé à une valeur du type enum.

sous_type

Le nom du type élément dont le type intervalle va représenter des intervalles.

classe_operateur_sous_type

Le nom d'une classe d'opérateur B-tree pour le sous-type.

fonction_canonique

Le nom de la fonction canonique pour le type intervalle.

fonction_diff_sous_type

Le nom de la fonction de différence pour le sous-type.

fonction_entrée

Le nom d'une fonction de conversion des données de la forme textuelle externe du type en forme interne.

fonction_sortie

Le nom d'une fonction de conversion des données de la forme interne du type en forme textuelle externe.

fonction_réception

Le nom d'une fonction de conversion des données de la forme binaire externe du type en forme interne.

fonction_envoi

Le nom d'une fonction de conversion des données de la forme interne du type en forme binaire externe.

type_modifier_input_function

Le nom d'une fonction qui convertit un tableau de modifieurs pour le type vers sa forme interne.

type_modifier_output_function

Le nom d'une fonction qui convertit la forme interne des modifieurs du type vers leur forme textuelle externe.

analyze_function

Le nom d'une fonction d'analyses statistiques pour le type de données.

longueurinterne

Une constante numérique qui précise la longueur en octets de la représentation interne du nouveau type. Supposée variable par défaut.

alignement

La spécification d'alignement du stockage du type de données. Peut être `char`, `int2`, `int4` ou `double` ; `int4` par défaut.

stockage

La stratégie de stockage du type de données. Peut être `plain`, `external`, `extended` ou `main` ; `plain` par défaut.

type_like

Le nom d'un type de données existant dont le nouveau type partagera la représentation. Les valeurs de *longueurinterne*, *passedbyvalue*, *alignement* et *stockage* sont recopiées à partir de ce type, sauf si elles sont écrasées explicitement ailleurs dans la même commande `CREATE TYPE`.

catégorie

Le code de catégorie (un unique caractère ASCII) pour ce type. La valeur par défaut est `U` pour « user-defined type » (type défini par l'utilisateur). Les autres codes standard de catégorie peuvent être trouvés dans Tableau 52.63. Vous pouvez aussi choisir d'autres caractères ASCII pour créer vos propres catégories personnalisées.

préféré

True si ce type est un type préféré dans sa catégorie de types, sinon false. La valeur par défaut est false. Faites très attention en créant un nouveau type préféré à l'intérieur d'une catégorie existante car cela pourrait créer des modifications surprenantes de comportement.

défaut

La valeur par défaut du type de données. Omise, elle est NULL.

élément

Type des éléments du type tableau créé.

délimiteur

Le caractère délimiteur des valeurs des tableaux de ce type.

collatable

Vrai si les opérations de ce type peuvent utiliser les informations de collationnement. Par défaut, à faux.

Notes

Comme il n'y a pas de restrictions à l'utilisation d'un type de données une fois qu'il a été créé, créer un type de base ou un type range est équivalent à donner les droits d'exécution sur les fonctions mentionnées dans la définition du type. Ce n'est pas un problème habituellement pour le genre de fonctions utiles dans la définition d'un type mais réfléchissez bien avant de concevoir un type d'une façon qui nécessiterait que des informations « secrètes » soient utilisées lors de sa convertion vers ou à partir d'une forme externe.

Avant PostgreSQL version 8.3, le nom d'un type tableau généré était toujours exactement le nom du type élément avec un caractère tiret bas (_) en préfixe. (Les noms des types étaient du coup limités

en longueur à un caractère de moins que les autres noms.) Bien que cela soit toujours le cas, le nom d'un type tableau peut varier entre ceci dans le cas des noms de taille maximum et les collisions avec des noms de type utilisateur qui commencent avec un tiret bas. Écrire du code qui dépend de cette convention est du coup obsolète. À la place, utilisez `pg_type.typarray` pour situer le type tableau associé avec un type donné.

Il est conseillé d'éviter d'utiliser des noms de table et de type qui commencent avec un tiret bas. Alors que le serveur changera les noms des types tableau générés pour éviter les collisions avec les noms donnés par un utilisateur, il reste toujours un risque de confusion, particulièrement avec les anciens logiciels clients qui pourraient supposer que les noms de type commençant avec un tiret bas représentent toujours des tableaux.

Avant PostgreSQL version 8.2, la syntaxe de création d'un type shell `CREATE TYPE` *`nom`* n'existait pas. La façon de créer un nouveau type de base était de créer en premier les fonctions paramètres. Dans cette optique, PostgreSQL verra tout d'abord le nom d'un nouveau type de données comme type de retour de la fonction en entrée. Le type shell est créé implicitement dans ce cas et il est ensuite référencé dans le reste des fonctions d'entrée/sortie. Cette approche fonctionne toujours mais est obsolète et pourrait être interdite dans une version future. De plus, pour éviter de faire grossir les catalogues de façon accidentelle avec des squelettes de type erronés, un squelette sera seulement créé quand la fonction en entrée est écrit en C.

Dans les versions de PostgreSQL antérieures à la 7.3, la création d'un type coquille était habituellement évitée en remplaçant les références des fonctions au nom du type par le pseudotype `opaque`. Les arguments `cstring` et les résultats étaient également déclarés `opaque`. Pour supporter le chargement d'anciens fichiers de sauvegarde, `CREATE TYPE` accepte les fonctions d'entrées/sorties déclarées avec le pseudotype `opaque` mais un message d'avertissement est affiché. La déclaration de la fonction est également modifiée pour utiliser les bons types.

Exemples

Créer un type composite utilisé dans la définition d'une fonction :

```
CREATE TYPE compfoo AS (f1 int, f2 text);

CREATE FUNCTION getfoo() RETURNS SETOF compfoo AS $$
SELECT fooid, fooname FROM foo
$$ LANGUAGE SQL;
```

Cet exemple crée un type énuméré et l'utilise dans la création d'une table :

```
CREATE TYPE statut_bogue AS ENUM ('nouveau', 'ouvert', 'fermé');

CREATE TABLE bogue (
    id serial,
    description text,
    status statut_bogue
);
```

Cet exemple crée un type intervalle :

```
CREATE TYPE float8_range AS RANGE (subtype = float8, subtype_diff =
 float8mi);
```

Créer le type de données basique `box` utilisé dans la définition d'une table :

```
CREATE TYPE box;

CREATE FUNCTION ma_fonction_entree_box(cstring) RETURNS box
 AS ... ;
CREATE FUNCTION ma_fonction_sortie_box(box) RETURNS cstring
 AS ... ;

CREATE TYPE box (
    INTERNALLENGTH = 16,
    INPUT = ma_fonction_entree_box,
    OUTPUT = ma_fonction_sortie_box
);

CREATE TABLE myboxes (
    id integer,
    description box
);
```

Si la structure interne de `box` est un tableau de quatre éléments `float4`, on peut écrire :

```
CREATE TYPE box (
    INTERNALLENGTH = 16,
    INPUT = ma_fonction_entree_box,
    OUTPUT = ma_fonction_sortie_box,
    ELEMENT = float4
);
```

ce qui permet d'accéder aux nombres composant la valeur d'une boîte par les indices. Le comportement du type n'est pas modifié.

Créer un objet large utilisé dans la définition d'une table :

```
CREATE TYPE bigobj (
    INPUT = lo_filein, OUTPUT = lo_fileout,
    INTERNALLENGTH = VARIABLE
);
CREATE TABLE big_objs (
    id integer,
    obj bigobj
);
```

D'autres exemples, intégrant des fonctions utiles d'entrée et de sortie, peuvent être consultés dans Section 38.12.

Compatibilité

La première forme de la commande `CREATE TYPE`, qui crée un type composite, est conforme au standard SQL. Les autres formes sont des extensions de PostgreSQL. L'instruction `CREATE TYPE` du standard SQL définit aussi d'autres formes qui ne sont pas implémentées dans PostgreSQL.

La possibilité de créer un type composite sans attributs est une différence spécifique de PostgreSQL que le standard ne propose pas (de façon analogue au `CREATE TABLE`).

Voir aussi

ALTER TYPE, CREATE DOMAIN, CREATE FUNCTION, DROP TYPE

CREATE USER

CREATE USER — Définir un nouveau rôle de base de données

Synopsis

```
CREATE USER nom [ [ WITH ] option [ ... ] ]

où option peut être :

      SUPERUSER | NOSUPERUSER
    | CREATEDB | NOCREATEDB
    | CREATEROLE | NOCREATEROLE
    | INHERIT | NOINHERIT
    | LOGIN | NOLOGIN
    | REPLICATION | NOREPLICATION
    | BYPASSRLS | NOBYPASSRLS
    | CONNECTION LIMIT limite_connexion
    | [ ENCRYPTED ] PASSWORD 'motdepasse' | PASSWORD NULL
    | VALID UNTIL 'dateheure'
    | IN ROLE nom_role [, ...]
    | IN GROUP nom_role [, ...]
    | ROLE nom_role [, ...]
    | ADMIN nom_role [, ...]
    | USER nom_role [, ...]
    | SYSID uid
```

Description

`CREATE USER` est dorénavant un alias de CREATE ROLE. Il y a toutefois une petite différence entre les deux commandes. Lorsque la commande `CREATE USER` est exécutée, `LOGIN` est le comportement par défaut. Au contraire, quand `CREATE ROLE` est exécutée, `NOLOGIN` est utilisé.

Compatibilité

L'instruction `CREATE USER` est une extension PostgreSQL. Le standard SQL laisse la définition des utilisateurs à l'implantation.

Voir aussi

CREATE ROLE

CREATE USER MAPPING

CREATE USER MAPPING — Définir une nouvelle correspondance d'utilisateur (*user mapping*) pour un serveur distant

Synopsis

```
CREATE USER MAPPING [ IF NOT EXISTS ] FOR { nom_utilisateur | USER
 | CURRENT_USER | PUBLIC }
    SERVER nom_serveur
    [ OPTIONS ( option 'valeur' [ , ... ] ) ]
```

Description

`CREATE USER MAPPING` définit une nouvelle correspondance d'utilisateur (*user mapping*) pour un serveur distant. Une correspondance d'utilisateur englobe typiquement les informations de connexion qu'un wrapper de données distantes utilise avec l'information d'un serveur distant pour accéder à des ressources externes de données.

Le propriétaire d'un serveur distant peut créer des correspondances d'utilisateur pour ce serveur pour n'importe quel utilisateur. Par ailleurs, un utilisateur peut créer une correspondance d'utilisateur pour son propre nom d'utilisateur si le droit `USAGE` a été donné sur le serveur à son utilisateur.

Paramètres

`IF NOT EXISTS`

Ne remonte pas d'erreur si une correspondance pour l'utilisateur donné pour le serveur distant donné existe déjà. Une note est affichée dans ce cas. Veuillez noter qu'il n'y a aucune garantie que la correspondante d'utilisateur existante ait quoi que ce soit à voir avec celle qui aurait été créée.

`nom_utilisateur`

Le nom d'un utilisateur existant qui est mis en correspondance sur un serveur distant. `CURRENT_USER` et `USER` correspondent au nom de l'utilisateur courant. Quand `PUBLIC` est ajoutée, une correspondance appelée publique est créée pour être utilisée quand aucune correspondance d'utilisateur spécifique n'est applicable.

`nom_serveur`

Le nom d'un serveur existant pour lequel la correspondance d'utilisateur sera créée.

`OPTIONS ( option 'valeur' [, ... ] )`

Cette clause définit les options pour la correspondance d'utilisateurs. Les options définissent typiquement le nom et le mot de passe réels de la correspondance. Les nom d'options doivent être uniques. Les noms et valeurs d'options autorisés sont propres au wrapper de données étrangère du serveur.

Exemples

Créer une correspondance d'utilisateur pour l'utilisateur `bob`, sur le serveur `truc` :

```
CREATE USER MAPPING FOR bob SERVER truc OPTIONS (user 'bob',
 password 'secret');
```

Compatibilité

`CREATE USER MAPPING` est conforme à la norme ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED).

Voir aussi

ALTER USER MAPPING, DROP USER MAPPING, CREATE FOREIGN DATA WRAPPER, CREATE SERVER

CREATE VIEW

CREATE VIEW — Définir une vue

Synopsis

```
CREATE [ OR REPLACE ] [ TEMP | TEMPORARY ] [ RECURSIVE ] VIEW nom
 [ ( nom_colonne [, ...] ) ]
    [ WITH ( nom_option_vue [= valeur_option_vue] [, ... ] ) ]
    AS requête
    [ WITH [ CASCADED | LOCAL ] CHECK OPTION ]
```

Description

`CREATE VIEW` définit une vue d'après une requête. La vue n'est pas matérialisée physiquement. Au lieu de cela, la requête est lancée chaque fois qu'une vue est utilisée dans une requête.

`CREATE OR REPLACE VIEW` a la même finalité, mais si une vue du même nom existe déjà, elle est remplacée. La nouvelle requête doit générer les mêmes colonnes que celles de l'ancienne requête (c-est-à-dire les mêmes noms de colonnes dans le même ordre avec les mêmes types de données). Par contre, elle peut ajouter des colonnes supplémentaires en fin de liste. Les traitements qui donnent les colonnes en sortie pourraient être complètement différents.

Si un nom de schéma est donné (par exemple `CREATE VIEW monschema.mavue ...`), alors la vue est créée dans ce schéma. Dans le cas contraire, elle est créée dans le schéma courant. Les vues temporaires existent dans un schéma spécial. Il n'est donc pas nécessaire de fournir de schéma pour les vues temporaires. Le nom de la vue doit être différent du nom de toute autre vue, table, séquence, index ou table distante du même schéma.

Paramètres

`TEMPORARY` ou `TEMP`

La vue est temporaire. Les vues temporaires sont automatiquement supprimées en fin de session. Les relations permanentes qui portent le même nom ne sont plus visibles pour la session tant que la vue temporaire existe, sauf s'il y est fait référence avec le nom du schéma.

Si l'une des tables référencées par la vue est temporaire, la vue est alors elle-aussi temporaire (que `TEMPORARY` soit spécifié ou non).

`RECURSIVE`

Crée une vue récursive. La syntaxe

```
CREATE RECURSIVE VIEW [ schéma . ] nom (colonnes) AS SELECT ...;
```

est équivalente à

```
CREATE VIEW [ schéma . ] nom AS WITH RECURSIVE nom (colonnes) AS
 (SELECT ...) SELECT colonne FROM nom;
```

Une liste de noms de colonne doit être spécifiée pour la vue récursive.

nom

Le nom de la vue à créer (éventuellement qualifié du nom du schéma).

nom de colonne

Une liste optionnelle de noms à utiliser pour les colonnes de la vue. Si elle n'est pas donnée, le nom des colonnes est déduit de la requête.

WITH (*nom de l'option de vue* [= *valeur de l'option*] [, ...])

Cette clause spécifie des paramètres optionnels pour une vue. Les paramètres supportés sont les suivants :

check_option (string)

Ce paramètre peut avoir soit local soit cascaded, et est l'équivalent de spécifier WITH [CASCADED | LOCAL] CHECK OPTION (voir ci-dessous). Cette option peut être modifiée sur des vues existantes en utilisant ALTER VIEW.

security_barrier (boolean)

Ceci doit être utilisé si la vue a pour but de fournir une sécurité au niveau ligne. Voir Section 41.5 pour plus de détails.

requête

Une commande SELECT ou VALUES qui fournira les colonnes et lignes de la vue.

WITH [CASCADED | LOCAL] CHECK OPTION

Cette option contrôle le comportement des vues automatiquement modifiables. Quand cette option est spécifiée, les commandes INSERT et UPDATE sur la vue seront vérifiées pour s'assurer que les nouvelles lignes satisfont la condition définie dans la vue (autrement dit, les nouvelles lignes sont vérifiées pour s'assurer qu'elles sont visibles par la vue). Dans le cas contraire, la mise à jour est rejetée. Si l'option CHECK OPTION n'est pas indiquée, les commandes INSERT et UPDATE sur la vue sont autorisées à créer des lignes qui ne sont pas visibles avec la vue. Les options de vérification suivantes sont supportées :

LOCAL

Les nouvelles lignes sont seulement vérifiées avec les conditions définies directement dans la vue. Toute condition définie dans les relations sous-jacentes ne sont pas vérifiées (sauf si elles disposent elles-même de l'option CHECK OPTION).

CASCADED

Les nouvelles lignes sont vérifiées avec les conditions de la vue et de toutes les relations sous-jacentes. Si l'option CHECK OPTION est précisée, et que ni LOCAL ni CASCADED ne le sont, alors CASCADED est supposé.

L'option CHECK OPTION ne peut pas être utilisé dans les vues RECURSIVE.

Il faut noter que l'option CHECK OPTION est seulement acceptée sur les vues qui sont automatiquement modifiables, et n'ont pas de triggers INSTEAD OF ou de règles INSTEAD. Si une vue modifiable automatiquement est définie au-dessus d'une vue de base qui dispose de triggers INSTEAD OF, alors l'option LOCAL CHECK OPTION peut être utilisé pour vérifier les conditions de la vue automatiquement modifiable mais les conditions de la vue de base comprenant des triggers INSTEAD OF ne seront pas vérifiées (une option de vérification en cascade ne continuera pas après vue avec trigger et toute option de vérification définie directement sur une vue automatiquement modifiable sera ignorée). Si la vue ou une des relations sous-jacentes

a une règle INSTEAD qui cause la réécriture des commandes INSERT ou UPDATE, alors toutes les options de vérification seront ignorées dans la requête réécrite, ainsi que toutes les vérifications provenant de vues automatiquement modifiables définies au niveau haut d'une relation avec la règle INSTEAD.

Notes

L'instruction DROP VIEW est utilisée pour supprimer les vues.

Il est important de s'assurer que le nom et le type des colonnes de la vue correspondent à ce qui est souhaité. Ainsi :

```
CREATE VIEW vista AS SELECT 'Hello World';
```

est une mauvaise façon de procéder car le nom de la colonne vaudra par défaut`?column?`; de plus, le type de donnée de la colonne vaudra par défaut `text`, ce qui pourrait ne pas être ce que vous voulez. Un meilleur style pour une chaîne litérale dans le résultat d'une vue est quelque chose comme :

```
CREATE VIEW vista AS SELECT text 'Hello World' AS hello;
```

L'accès aux tables référencées dans la vue est déterminé par les droits du propriétaire de la vue. Dans certains cas, cela peut être utilisé pour fournir un accès sécurisé. Cependant, toutes les vues ne sont pas sécurisables ; voir Section 41.5 pour des détails. Les fonctions appelées dans la vue sont traitées de la même façon que si elles avaient été appelées directement dans la requête utilisant la vue. Du coup, l'utilisateur d'une vue doit avoir les droits pour appeler toutes les fonctions utilisées par la vue.

Quand `CREATE OR REPLACE VIEW` est utilisé sur une vue existante, seule la règle SELECT définissant la vue est modifiée. Les autres propriétés, comme les droits, le propriétaire et les règles autres que le SELECT, ne sont pas modifiées. Vous devez être le propriétaire de la vue pour la remplacer (ceci incluant aussi les membres du rôle propriétaire).

Vues modifiables

Les vues simples sont automatiquement modifiables : le système autorise l'utilisation des commandes INSERT, UPDATE et DELETE sur les vues comme sur les tables. Une vue est modifiable automatiquement si elle satisfait les conditions suivantes :

- La vue doit avoir exactement une entrée (une table ou une autre vue modifiable) dans la liste FROM.
- La définition de la vue ne doit pas contenir de clauses WITH, DISTINCT, GROUP BY, HAVING, LIMIT ou OFFSET au niveau le plus haut.
- La définition de la vue ne doit pas contenir d'opérations sur des ensembles (UNION, INTERSECT ou EXCEPT) au niveau le plus haut.
- La liste de sélection de la vue ne doit pas contenir d'agrégats, de fonctions de fenêtrage ou de fonctions renvoyant des ensembles de lignes.

Une vue à mise à jour automatique peut contenir un mélange de colonnes modifiables et non modifiables. Une colonne est modifiable si elle est une référence simple à une colonne modifiable de la relation sous-jacente. Dans le cas contraire, la colonne est en lecture seule et une erreur sera levée si une instruction INSERT ou UPDATE tente d'assigner une valeur à cette colonne.

Si la vue est modifiable automatiquement, le système convertira automatiquement toute commande INSERT, UPDATE ou DELETE sur la vue dans la commande correspondante sur la relation sous-jacente. Les requêtes INSERT qui ont une clause ON CONFLICT UPDATE sont supportées.

Si une vue modifiable automatiquement contient une condition WHERE, la condition restreint les lignes modifiables dans la relation de base par une commande UPDATE ou DELETE. Néanmoins, un UPDATE peut modifier une ligne qui ne satisfait plus la condition WHERE, et du coup qui n'est plus

visible par la vue. De la même façon, une commande INSERT peut insérer des lignes dans la relation de base qui ne satisfont par la condition WHERE et qui, du coup, ne sont pas visibles via la vue (ON CONFLICT UPDATE pourrait aussi impacter une ligne non visible au travers de la vue). La clause CHECK OPTION peut être utilisée pour empêcher que les commandes INSERT et UPDATE créent de telles lignes qui ne sont pas visibles au travers de la vue.

Si une vue modifiable automatiquement est marquée avec la propriété security_barrier, alors toutes les conditions de la clause WHERE (et toutes les conditions utilisant des opérateurs marqués LEAKPROOF) seront toujours évaluées avant les conditions ajoutées par l'utilisateur de la vue. Voir Section 41.5 pour les détails complets. Notez qu'à cause de ce comportement, les lignes qui ne sont pas renvoyées (parce qu'elles ne satisfont pas les conditions de la clause WHERE de l'utilisateur) pourraient quand même se trouver bloquées. EXPLAIN peut être utilisé pour voir les conditions appliquées au niveau de la relation (pas de verrou des lignes dans ce cas) et celles qui ne le sont pas.

Une vue plus complexe qui ne satisfait par toutes les conditions ci-dessus est par défaut en lecture seule : le système ne permettra ni insertion, ni mise à jour, ni suppression sur la vue. Vous pouvez obtenir le même effet qu'une vue modifiable en créant des triggers INSTEAD OF sur la vue. Ces triggers doivent convertir l'insertion, ... tentée sur la vue par l'action appropriée sur les autres tables. Pour plus d'informations, voir CREATE TRIGGER. Une autre possibilité revient à créer des règles (voir CREATE RULE). Cependant, en pratique, les triggers sont plus simples à comprendre et à utiliser correctement.

Notez que l'utilisateur réalisant l'insertion, la mise à jour ou la suppression sur la vue doit avoir les droits correspondants sur la vue. De plus, le propriétaire de la vue doit avoir les droits correspondants sur les relations sous-jacentes mais l'utilisateur réalisant la mise à jour n'a pas besoin de droits sur les relations sous-jacentes (voir Section 41.5).

Exemples

Créer une vue composée des comédies :

```
CREATE VIEW comedies AS
    SELECT *
    FROM films
    WHERE genre = 'Comédie';
```

Cette requête crée une vue contenant les colonnes de la table film au moment de la création de la vue. Bien que l'étoile (*) soit utilisée pour créer la vue, les colonnes ajoutées par la suite à la table film ne feront pas partie de la vue.

Créer une vue avec l'option LOCAL CHECK OPTION :

```
CREATE VIEW comedies_universelles AS
    SELECT *
    FROM comedies
    WHERE classification = 'U'
    WITH LOCAL CHECK OPTION;
```

Ceci créera une vue basée sur la vue comedies, ne montrant que les films pour lesquels kind = 'Comedy' et classification = 'U'. Toute tentative d'INSERT ou d'UPDATE d'une ligne dans la vue sera rejeté si la nouvelle ligne ne correspond pas à classification = 'U', mais le type du film (colonne genre) ne sera pas vérifié.

Créer une vue avec CASCADED CHECK OPTION :

```
CREATE VIEW pg_comedies AS
    SELECT *
```

```
    FROM comedies
    WHERE classification = 'PG'
    WITH CASCADED CHECK OPTION;
```

Ceci créera une vue qui vérifie les colonnes `kind` et `classification` de chaque nouvelle ligne.

Créer une vue avec un ensemble de colonnes modifiables et non modifiables :

```
CREATE VIEW comedies AS
    SELECT f.*,
           code_pays_a_nom(f.code_pays) AS pays,
           (SELECT avg(r.score)
            FROM utilisateurs_score r
            WHERE r.film_id = f.id) AS score_moyen
    FROM films f
    WHERE f.genre = 'Comedy';
```

Cette vue supportera les commandes `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE`. Toutes les colonnes de la table `films` seront modifiables, alors que les colonnes calculées, `pays` et `score_moyen` seront en lecture seule.

Créer une vue récursive consistant en des nombres 1 à 100 :

```
CREATE RECURSIVE VIEW public.nums_1_100 (n) AS
    VALUES (1)
UNION ALL
    SELECT n+1 FROM nums_1_100 WHERE n < 100;
```

Notez que, bien que le nom de la vue récursive est qualifié du schéma dans cette commande `CREATE`, sa propre référence interne n'est pas qualifiée du schéma. Ceci est dû au fait que le nom, implicitement créé, de la CTE ne peut pas être qualifié d'un schéma.

Compatibilité

Le standard SQL spécifie quelques possibilités supplémentaires pour l'instruction `CREATE VIEW` :

```
CREATE VIEW nom [ ( nom_colonne [, ...] ) ]
    AS requête
    [ WITH [ CASCADED | LOCAL ] CHECK OPTION ]
```

`CREATE OR REPLACE VIEW` est une extension PostgreSQL, tout comme le concept de vue temporaire. La clause `WITH ( ... )` est aussi une extension.

Voir aussi

ALTER VIEW, DROP VIEW, CREATE MATERIALIZED VIEW

DEALLOCATE

DEALLOCATE — Désaffecter (libérer) une instruction préparée

Synopsis

```
DEALLOCATE [ PREPARE ] { nom | ALL }
```

Description

`DEALLOCATE` est utilisé pour désaffecter une instruction SQL préparée précédemment. Une instruction préparée qui n'est pas explicitement libérée l'est automatiquement en fin de session.

Pour plus d'informations sur les instructions préparées, voir PREPARE.

Paramètres

`PREPARE`

Mot clé ignoré.

`nom`

Le nom de l'instruction préparée à désaffecter.

`ALL`

Désaffecte toutes les instructions préparées.

Compatibilité

Le standard SQL inclut une instruction `DEALLOCATE` qui n'est utilisée que pour le SQL imbriqué.

Voir aussi

EXECUTE, PREPARE

DECLARE

DECLARE — Définir un curseur

Synopsis

```
DECLARE nom [ BINARY ] [ INSENSITIVE ] [ [ NO ] SCROLL ]
    CURSOR [ { WITH | WITHOUT } HOLD ] FOR requête
```

Description

`DECLARE` permet à un utilisateur de créer des curseurs. Ils peuvent être utilisés pour récupérer un petit nombre de lignes à la fois à partir d'une requête plus importante. Après la création du curseur, les lignes sont récupérées en utilisant FETCH.

> **Note**
>
> Cette page décrit l'utilisation des curseurs au niveau de la commande SQL. Si vous voulez utiliser des curseurs dans une fonction PL/pgSQL, les règles sont différentes -- voir Section 43.7.

Paramètres

nom

Le nom du curseur à créer.

`BINARY`

Le curseur retourne les données au format binaire.

`INSENSITIVE`

Les données récupérées à partir du curseur ne doivent pas être affectées par les mises à jour des tables concernées par le curseur qui surviennent une fois que ce dernier est créé. Dans PostgreSQL, c'est le comportement par défaut ; ce mot-clé n'a aucun effet. Il est seulement accepté pour des raisons de compatibilité avec le standard SQL.

`SCROLL`
`NO SCROLL`

`SCROLL` indique une utilisation possible du curseur pour récupérer des lignes de façon non séquentielle (c'est-à-dire en remontant la liste). En fonction de la complexité du plan d'exécution de la requête, `SCROLL` peut induire des pertes de performance sur le temps d'exécution de la requête. `NO SCROLL` indique que le curseur ne peut pas être utilisé pour récupérer des lignes de façon non séquentielle. La valeur par défaut autorise la non-séquentialité du curseur dans certains cas ; ce n'est pas la même chose que de spécifier `SCROLL`. Voir la section intitulée « Notes » pour les détails.

`WITH HOLD`
`WITHOUT HOLD`

`WITH HOLD` (NDT : persistant) indique une utilisation possible du curseur après la validation de la transaction qui l'a créé. `WITHOUT HOLD` (NDT : volatil) interdit l'utilisation du curseur en dehors de la transaction qui l'a créé. `WITHOUT HOLD` est la valeur par défaut.

requête

Une commande SELECT ou VALUES qui fournira les lignes à renvoyer par le curseur.

Les mots clés BINARY, INSENSITIVE et SCROLL peuvent apparaître dans n'importe quel ordre.

Notes

Les curseurs normaux renvoient les données au format texte, le même que produirait un SELECT. L'option BINARY spécifie que le curseur doit renvoyer les données au format binaire. Ceci réduit les efforts de conversion pour le serveur et le client, au coût d'un effort particulier de développement pour la gestion des formats de données binaires dépendants des plateformes. Comme exemple, si une requête renvoie une valeur de un dans une colonne de type integer, vous obtiendrez une chaîne 1 avec un curseur par défaut. Avec un curseur binaire, vous obtiendrez un champ sur quatre octet contenant la représentation interne de la valeur (dans l'ordre big-endian).

Les curseurs binaires doivent être utilisés en faisant très attention. Beaucoup d'applications, incluant psql, ne sont pas préparées à gérer des curseurs binaires et s'attendent à ce que les données reviennent dans le format texte.

> **Note**
>
> Quand l'application cliente utilise le protocole des « requêtes étendues » pour exécuter la commande FETCH, le message Bind du protocole spécifie si les données sont à récupérer au format texte ou binaire. Ce choix surcharge la façon dont le curseur est défini. Le concept de curseur binaire est donc obsolète lors de l'utilisation du protocole des requêtes étendues -- tout curseur peut être traité soit en texte soit en binaire.

Si la clause WITH HOLD n'est pas précisée, le curseur créé par cette commande ne peut être utilisé qu'à l'intérieur d'une transaction. Ainsi, DECLARE sans WITH HOLD est inutile à l'extérieur d'un bloc de transaction : le curseur survivrait seulement jusqu'à la fin de l'instruction. PostgreSQL rapporte donc une erreur si cette commande est utilisée en dehors d'un bloc de transactions. On utilise BEGIN et COMMIT (ou ROLLBACK) pour définir un bloc de transaction.

Si la clause WITH HOLD est précisée, et que la transaction qui a créé le curseur est validée, ce dernier reste accessible par les transactions ultérieures de la session. Au contraire, si la transaction initiale est annulée, le curseur est supprimé. Un curseur créé avec la clause WITH HOLD est fermé soit par un appel explicite à la commande CLOSE, soit par la fin de la session. Dans l'implantation actuelle, les lignes représentées par un curseur persistant (WITH HOLD) sont copiées dans un fichier temporaire ou en mémoire afin de garantir leur disponibilité pour les transactions suivantes.

WITH HOLD n'est pas utilisable quand la requête contient déjà FOR UPDATE ou FOR SHARE.

L'option SCROLL est nécessaire à la définition de curseurs utilisés en récupération remontante (retour dans la liste des résultats, backward fetch), comme précisé par le standard SQL. Néanmoins, pour des raisons de compatibilité avec les versions antérieures, PostgreSQL autorise les récupérations remontantes sans que l'option SCROLL ne soit précisé, sous réserve que le plan d'exécution du curseur soit suffisamment simple pour être géré sans surcharge. Toutefois, il est fortement conseillé aux développeurs d'application ne pas utiliser les récupérations remontantes avec des curseurs qui n'ont pas été créés avec l'option SCROLL. Si NO SCROLL est spécifié, les récupérations remontantes sont toujours dévalidées.

Les parcours inverses sont aussi interdits lorsque la requête inclut les clauses FOR UPDATE et FOR SHARE ; donc SCROLL peut ne pas être indiqué dans ce cas.

> **Attention**
>
> Les curseurs scrollables pourraient donner des résultats inattendues s'ils font appel à des fonctions volatiles (voir Section 38.7). Quand une ligne précédemment récupérée est de nouveau récupérée, la fonction pourrait être ré-exécutée, amenant peut-être des résultats différentes de la première exécution. Il est préférable d'indiquer `NO SCROLL` pour une requête impliquant des fonctions volatiles. Si ce n'est pas pratique, un contournement revient à déclarer le curseur `WITH HOLD` et de valider la transaction avant de lire toute ligne de ce curseur. Cela forcera la sortie entière du cuseur à être matérialisée dans un stockage temporaire, pour que les fonctions volatiles soient exécutées exactement une fois pour chaque ligne.

Si la requête du curseur inclut les clauses `FOR UPDATE` ou `FOR SHARE`, alors les lignes renvoyées sont verrouillées au moment où elles sont récupérées, de la même façon qu'une commande SELECT standard avec ces options. De plus, les lignes renvoyées seront les versions les plus à jour ; du coup, ces options fournissent l'équivalent de ce que le standard SQL appelle un « curseur sensible ». (Indiquer `INSENSITIVE` avec soit `FOR UPDATE` soit `FOR SHARE` est une erreur.)

> **Attention**
>
> Il est généralement recommandé d'utiliser `FOR UPDATE` si le curseur doit être utilisé avec `UPDATE ... WHERE CURRENT OF` ou `DELETE ... WHERE CURRENT OF`. Utiliser `FOR UPDATE` empêche les autres sessions de modifier les lignes entre le moment où elles sont récupérées et celui où elles sont modifiées. Sans `FOR UPDATE`, une commande `WHERE CURRENT OF` suivante n'aura pas d'effet si la ligne a été modifiée depuis la création du curseur.
>
> Une autre raison d'utiliser `FOR UPDATE` est que, sans ce dernier, un appel suivant à `WHERE CURRENT OF` pourrait échouer si la requête curseur ne répond pas aux règles du standard SQL d'être « mise à jour simplement » (en particulier, le curseur doit référencer une seule table et ne pas utiliser de regroupement ou de tri comme `ORDER BY`). Les curseurs qui ne peuvent pas être mis à jour pourraient fonctionner, ou pas, suivant les détails du plan choisi ; dans le pire des cas, une application pourrait fonctionner lors des tests puis échouer en production. Si `FOR UPDATE` est indiqué, le curseur est garanti être modifiable.
>
> La principale raison de ne pas utiliser `FOR UPDATE` avec `WHERE CURRENT OF` est si vous avez besoin que le curseur soit déplaçable ou qu'il soit insensible aux mises à jour suivantes (c'est-à-dire qu'il continue à afficher les anciennes données). Si c'est un prérequis, faites très attention aux problèmes expliqués ci-dessus.

Le standard SQL ne mentionne les curseurs que pour le SQL embarqué. PostgreSQL n'implante pas l'instruction `OPEN` pour les curseurs ; un curseur est considéré ouvert à sa déclaration. Néanmoins, ECPG, le préprocesseur de SQL embarqué pour PostgreSQL, supporte les conventions du standard SQL relatives aux curseurs, dont celles utilisant les instructions `DECLARE` et `OPEN`.

Vous pouvez voir tous les curseurs disponibles en exécutant une requête sur la vue système `pg_cursors`.

Exemples

Déclarer un curseur :

```
DECLARE liahona CURSOR FOR SELECT * FROM films;
```

Voir FETCH pour plus d'exemples sur l'utilisation des curseurs.

Compatibilité

Le standard SQL indique que la sensibilité des curseurs aux mises à jour en parallèle des données récupérées est dépendante de l'implantation par défaut. Dans PostgreSQL, les curseurs n'ont pas ce comportement par défaut, mais peuvent le devenir en ajoutant `FOR UPDATE`. D'autres produits peuvent gérer cela différement.

Le standard SQL n'autorise les curseurs que dans le SQL embarqué et dans les modules. PostgreSQL permet une utilisation interactive des curseurs.

Le standard SQL autorise les curseurs à mettre à jour les données d'une table. Tous les curseurs PostgreSQL sont en lecture seule.

Les curseurs binaires sont une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CLOSE, FETCH, MOVE

DELETE

DELETE — Supprimer des lignes d'une table

Synopsis

```
[ WITH [ RECURSIVE ] requête_with [, ...] ]
DELETE FROM [ ONLY ] nom_table [ * ] [ [ AS ] alias ]
    [ USING element_from ]
    [ WHERE condition | WHERE CURRENT OF nom_curseur ]
    [ RETURNING * | expression_sortie [ [ AS ] output_name ]
 [, ...] ]
```

Description

`DELETE` supprime de la table spécifiée les lignes qui satisfont la clause `WHERE`. Si la clause `WHERE` est absente, toutes les lignes de la table sont supprimées. Le résultat est une table valide, mais vide.

> **Astuce**
>
> TRUNCATE fournit un mécanisme plus rapide de suppression de l'ensemble des lignes d'une table.

Il existe deux façons de supprimer des lignes d'une table en utilisant les informations d'autres tables de la base de données : les sous-sélections ou la spécification de tables supplémentaires dans la clause `USING`. La technique la plus appropriée dépend des circonstances.

La clause `RETURNING` optionnelle fait que `DELETE` calcule et renvoie le(s) valeur(s) basée(s) sur chaque ligne en cours de suppression. Toute expression utilisant les colonnes de la table et/ou les colonnes de toutes les tables mentionnées dans `USING` peut être calculée. La syntaxe de la liste `RETURNING` est identique à celle de la commande `SELECT`.

Il est nécessaire de posséder le droit `DELETE` sur la table pour en supprimer des lignes, et le droit `SELECT` sur toute table de la clause `USING` et sur toute table dont les valeurs sont lues dans la *`condition`*.

Paramètres

`requête_with`

La clause `WITH` vous permet de spécifier une ou plusieurs sous-requêtes qui peuvent être référencées par nom dans la requête`DELETE`. Voir Section 7.8 et SELECT pour les détails.

`nom_table`

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table dans laquelle il faut supprimer des lignes. Si `ONLY` est indiqué avant le nom de la table, les lignes supprimées ne concernent que la table nommée. Si `ONLY` n'est pas indiquée, les lignes supprimées font partie de la table nommée et de ses tables filles. En option, `*` peut être ajouté après le nom de la table pour indiquer explicitement que les tables filles doivent être inclues.

alias

Un nom de substitution pour la table cible. Quand un alias est fourni, il cache complètement le nom réel de la table. Par exemple, avec `DELETE FROM foo AS f`, le reste de l'instruction `DELETE` doit référencer la table avec `f` et non plus `foo`.

element_from

Une expression de table, qui permet de faire apparaître des colonnes d'autres tables dans la condition `WHERE`. Cela utilise la même syntaxe que la clause Clause `FROM` d'une instruction `SELECT` ; par exemple, un alias peut être spécifié pour un nom de table. Ne pas répéter la table cible comme un *element_from* sauf si vous souhaitez configurer une jointure avec elle-même (auquel cas elle doit apparaître avec un alias dans *element_from*).

condition

Une expression retournant une valeur de type `boolean`. Seules les lignes pour lesquelles cette expression renvoie `true` seront supprimées.

nom_curseur

Le nom du curseur à utiliser dans une condition `WHERE CURRENT OF`. La ligne à supprimer est la dernière ligne récupérée avec ce curseur. Le curseur doit être une requête sans regroupement sur la table cible du `DELETE`. Notez que `WHERE CURRENT OF` ne peut pas se voir ajouter de condition booléenne. Voir DECLARE pour plus d'informations sur l'utilisation des curseurs avec `WHERE CURRENT OF`.

expression_sortie

Une expression à calculer et renvoyée par la commande `DELETE` après chaque suppression de ligne. L'expression peut utiliser tout nom de colonne de la table nommée *nom_table* ou des tables listées dans la clause `USING`. Indiquez `*` pour que toutes les colonnes soient renvoyées.

nom_sortie

Un nom à utiliser pour une colonne renvoyée.

Sorties

En cas de succès, une commande `DELETE` renvoie une information de la forme

`DELETE` *nombre*

Le *nombre* correspond au nombre de lignes supprimées. Notez que ce nombre peut être inférieur au nombre de lignes qui satisfont la *condition* lorsque les lignes ont été supprimées via un trigger `BEFORE DELETE`. Si *nombre* vaut 0, aucune ligne n'a été supprimée par cette requête (ce qui n'est pas considéré comme une erreur).

Si la commande `DELETE` contient une clause `RETURNING`, le résultat sera similaire à celui d'une instruction `SELECT` contenant les colonnes et les valeurs définies dans la liste `RETURNING`, à partir de la liste des lignes supprimées par la commande.

Notes

PostgreSQL autorise les références à des colonnes d'autres tables dans la condition `WHERE` par la spécification des autres tables dans la clause `USING`. Par exemple, pour supprimer tous les films produits par un producteur donné :

```
DELETE FROM films USING producteurs
```

```
  WHERE id_producteur = producteurs.id AND producteurs.nom = 'foo';
```

Pour l'essentiel, une jointure est établie entre `films` et `producteurs` avec toutes les lignes jointes marquées pour suppression. Cette syntaxe n'est pas standard. Une façon plus standard de procéder consiste à utiliser une sous-selection :

```
DELETE FROM films
  WHERE id_producteur IN (SELECT id FROM producteur WHERE nom =
 'foo');
```

Dans certains cas, la jointure est plus facile à écrire ou plus rapide à exécuter que la sous-sélection.

Exemples

Supprimer tous les films qui ne sont pas des films musicaux :

```
DELETE FROM films WHERE genre <> 'Comédie musicale';
```

Effacer toutes les lignes de la table `films` :

```
DELETE FROM films;
```

Supprimer les tâches terminées tout en renvoyant le détail complet des lignes supprimées :

```
DELETE FROM taches WHERE statut = 'DONE' RETURNING *;
```

Supprimer la ligne de `taches` sur lequel est positionné le curseur `c_taches` :

```
DELETE FROM taches WHERE CURRENT OF c_taches;
```

Compatibilité

Cette commande est conforme au standard SQL, à l'exception des clauses `USING` et `RETURNING`, qui sont des extensions de PostgreSQL, comme la possibilité d'utiliser la clause `WITH` avec `DELETE`.

Voir aussi

TRUNCATE

DISCARD

DISCARD — Annuler l'état de la session

Synopsis

```
DISCARD { ALL | PLANS | SEQUENCES | TEMPORARY | TEMP }
```

Description

`DISCARD` libère les ressources internes associées avec une session de la base de données. Ces ressources sont normalement libérées à la fin de la session. Cette commande est intéressante pour réinitialiser l'état de la session partiellement ou complètement. Il existe plusieurs sous-commandes pour relâcher différents types de ressources. La variante `DISCARD ALL` comprend toutes les autres, et réinitialise aussi un état supplémentaire.

Paramètres

`PLANS`

Supprime tous les plans de requête en cache, forçant une nouvelle planification la prochaine fois que la requête préparée est utilisée.

`SEQUENCES`

Supprime du cache l'état des séquences, ceci incluant les informations `currval()`/`lastval()` ainsi que toutes les valeurs préallouées des séquences, qui n'ont pas encore été renvoyées par `nextval()`. (Voir CREATE SEQUENCE pour une description des valeurs préallouées des séquences.)

`TEMPORARY` or `TEMP`

Supprime toutes les tables temporaires créées dans la session actuelle.

`ALL`

Libère les ressources temporaires associées à cette session et réinitialise une session à son état d'origine. Actuellement, ceci a le même effet que la séquence d'instructions suivantes :

```
SET SESSION AUTHORIZATION DEFAULT;
RESET ALL;
DEALLOCATE ALL;
CLOSE ALL;
UNLISTEN *;
SELECT pg_advisory_unlock_all();
DISCARD PLANS;
DISCARD SEQUENCES;
DISCARD TEMP;
```

Notes

`DISCARD ALL` ne peut pas être utilisé dans un bloc de transaction.

Compatibilité

`DISCARD` est une extension PostgreSQL.

DO

DO — exécute un bloc de code anonyme

Synopsis

```
DO [ LANGUAGE nom_langage ] code
```

Description

`DO` exécute un bloc de code anonyme, autrement dit une fonction temporaire dans le langage de procédure indiqué.

Le bloc de code est traité comme le corps d'une fonction sans paramètre et renvoyant `void`. Il est analysé et exécuté une seule fois.

La clause `LANGUAGE` optionnelle est utilisable avant ou après le bloc de code.

Paramètres

code

Le code à exécuter. Il doit être spécifié comme une chaîne litérale, tout comme une fonction `CREATE FUNCTION`. L'utilisation de la syntaxe des guillemets dollar est recommandée.

nom_langage

Le nom du langage utilisé par le code. Par défaut à `plpgsql`.

Notes

Le langage de procédure utilisé doit déjà être installé dans la base de données avec l'instruction `CREATE LANGUAGE`. `plpgsql` est installé par défaut contrairement aux autres langages.

L'utilisateur doit avoir le droit `USAGE` sur le langage de procédures ou être un superutilisateur s'il ne s'agit pas d'un langage de confiance. Il s'agit des mêmes prérequis que pour la création d'une fonction dans ce langage.

Si `DO` est exécuté dans un bloc de transaction, alors le code de la procédure ne peut pas exécuter des instructions de contrôle de la transaction. Ce type d'instruction n'est autorisé que si `DO` est exécuté dans sa propre transaction.

Exemples

Donner les droits sur toutes les vues du schéma `public` au rôle `webuser` :

```
DO $$DECLARE r record;
BEGIN
    FOR r IN SELECT table_schema, table_name FROM
 information_schema.tables
             WHERE table_type = 'VIEW' AND table_schema = 'public'
    LOOP
```

```
        EXECUTE 'GRANT ALL ON ' || quote_ident(r.table_schema) ||
 '.' || quote_ident(r.table_name) || ' TO webuser';
    END LOOP;
END$$;
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DO` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE LANGUAGE

DROP ACCESS METHOD

DROP ACCESS METHOD — Supprimer une méthode d'accès

Synopsis

```
DROP ACCESS METHOD [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP ACCESS METHOD` supprime une méthode d'accès existante. Les superutilisateurs sont les seuls à pouvoir supprimer une méthode d'accès.

Paramètres

`IF EXISTS`

Dans le cas où la méthode d'accès n'existe pas, ce paramètre indique de renvoyer un message plutôt qu'une erreur.

name

Le nom de la méthode d'accès à supprimer.

`CASCADE`

Supprimer automatiquement les objets qui dépendent de la méthode d'accès (tels que classes d'opérateurs, familles d'opérateurs, index), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Empêche la suppression de la méthode d'accès s'il existe des objets qui en dépendent. C'est le comportement par défaut.

Exemples

Supprimer la méthode d'accès `heptree` :

```
DROP ACCESS METHOD heptree;
```

Compatibilité

`DROP ACCESS METHOD` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE ACCESS METHOD

DROP AGGREGATE

DROP AGGREGATE — Supprimer une fonction d'agrégat

Synopsis

```
DROP AGGREGATE [ IF EXISTS ] nom ( signature_agrégat ) [, ...]
 [ CASCADE | RESTRICT ]

where signature_agrégat is:

* |
[ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] |
[ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] ] ORDER BY [ mode_arg
 ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ]
```

Description

`DROP AGGREGATE` supprime une fonction d'agrégat. Pour exécuter cette commande, l'utilisateur courant doit être le propriétaire de la fonction.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

`nom`

Le nom (éventuellement qualifié du nom de schéma) d'une fonction d'agrégat.

`mode_arg`

Le mode d'un argument : `IN` ou `VARIADIC`. Si non précisé, la valeur par défaut est `IN`.

`nom_arg`

Le nom d'un argument. Notez que `DROP AGGREGATE` ne se préoccupe pas du nom de l'argument, puisque seul le type de donnée de l'argument est nécessaire pour déterminer l'identité de la fonction d'aggrégat.

`type_arg`

Un type de données en entrée avec lequel la fonction d'agrégat opère. Pour référencer une fonction d'agrégat sans arguments, écrivez `*` à la place de la liste des spécifications d'argument. Pour référencer une fonction d'agrégat d'ensemble trié, écrivez `ORDER BY` entre les spécifications des arguments directs et des arguments agrégés.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de la fonction d'agrégat sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La fonction d'agrégat n'est pas supprimée si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Notes

Les syntaxes alternatives pour référencer des agrégats de tri d'ensemble sont décrits sur ALTER AGGREGATE.

Exemples

Supprimer la fonction d'agrégat `mamoyenne` pour le type `integer` :

```
DROP AGGREGATE mamoyenne(integer);
```

Pour supprimer la fonction d'agrégat d'ensemble hypothétique `monrang`, qui prend une liste arbitraire de colonnes pour le tri et une liste de comparaison des arguments directs :

```
DROP AGGREGATE monrang(VARIADIC "any" ORDER BY VARIADIC "any");
```

Pour supprimer plusieurs fonctions d'agrégat en une seule commande :

```
DROP AGGREGATE myavg(integer), myavg(bigint);
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP AGGREGATE` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER AGGREGATE, CREATE AGGREGATE

DROP CAST

DROP CAST — Supprimer un transtypage

Synopsis

```
DROP CAST [ IF EXISTS ] (type_source AS type_cible) [ CASCADE |
 RESTRICT ]
```

Description

`DROP CAST` supprime un transtypage (conversion entre deux types de données) précédemment défini.

Seul le propriétaire du type de données source ou cible peut supprimer un transtypage. Les mêmes droits sont requis que pour la création d'un transtypage.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

`type_source`

Le nom du type de données source du transtypage.

`type_cible`

Le nom du type de données cible du transtypage.

`CASCADE`
`RESTRICT`

Ces mots clés n'ont pas d'effet car il n'y aucune dépendance dans les transtypages.

Exemples

Supprimer le transtypage du type `text` en type `int` :

```
DROP CAST (text AS int);
```

Compatibilité

La commande `DROP CAST` est conforme au standard SQL.

Voir aussi

CREATE CAST

DROP COLLATION

DROP COLLATION — supprime une collation

Synopsis

```
DROP COLLATION [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP COLLATION` supprime une collation que vous avez défini auparavant. Pour pouvoir supprimer une collation, vous devez en être propriétaire.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne génère pas d'erreur si la collation n'existe pas. Dans ce cas, un avertissement est généré.

nom

Le nom de la collation. Le nom de la collation peut être préfixé par le schéma.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets qui sont dépendants de la collation, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse de supprimer la collection si un quelconque objet en dépend. C'est l'option par défaut.

Exemples

Pour supprimer la collation nommée `allemand`:

```
DROP COLLATION allemand;
```

Compatibilité

La commande `DROP COLLATION` est conforme au standard SQL , sauf pour l'option `IF EXISTS` , qui est une extension PostgreSQL.

Voir également

ALTER COLLATION, CREATE COLLATION

DROP CONVERSION

DROP CONVERSION — Supprimer une conversion

Synopsis

```
DROP CONVERSION [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP CONVERSION` supprime une conversion précédemment définie. Seul son propriétaire peut supprimer une conversion.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom de la conversion (éventuellement qualifié du nom de schéma).

`CASCADE`
`RESTRICT`

Ces mots clés n'ont pas d'effet car il n'existe pas de dépendances sur les conversions.

Exemples

Supprimer la conversion nommée `mon_nom` :

```
DROP CONVERSION mon_nom;
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP CONVERSION` dans le standard SQL. Par contre, une instruction `DROP TRANSLATION` est disponible. Elle va de paire avec l'instruction `CREATE TRANSLATION` qui est similaire à l'instruction `CREATE CONVERSION` de PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER CONVERSION, CREATE CONVERSION

DROP DATABASE

DROP DATABASE — Supprimer une base de données

Synopsis

```
DROP DATABASE [ IF EXISTS ] nom
```

Description

La commande `DROP DATABASE` détruit une base de données. Elle supprime les entrées du catalogue pour la base et le répertoire contenant les données. Elle ne peut être exécutée que par le propriétaire de la base de données ou le superutilisateur. De plus, elle ne peut être exécutée si quelqu'un est connecté sur la base de données cible, y compris l'utilisateur effectuant la demande de suppression. (On peut se connecter à `postgres` ou à toute autre base de données pour lancer cette commande.)

`DROP DATABASE` ne peut pas être annulée. Il convient donc de l'utiliser avec précaution !

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

name

Le nom de la base de données à supprimer.

Notes

`DROP DATABASE` ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transactions.

Cette commande ne peut pas être exécutée en cas de connexion à la base de données cible. Il peut paraître plus facile d'utiliser le programme dropdb à la place, qui est un enrobage de cette commande.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP DATABASE` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE DATABASE, Variables d'environnement (Section 34.14)

DROP DOMAIN

DROP DOMAIN — Supprimer un domaine

Synopsis

```
DROP DOMAIN [ IF EXISTS ] nom [, ...]  [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP DOMAIN` supprime un domaine. Seul le propriétaire d'un domaine peut le supprimer.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) d'un domaine.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent du domaine (les colonnes de table, par exemple) sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Le domaine n'est pas supprimé si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer le domaine `boite` :

```
DROP DOMAIN boite;
```

Compatibilité

Cette commande est conforme au standard SQL, à l'exception de l'option `IF EXISTS` qui est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE DOMAIN, ALTER DOMAIN

DROP EVENT TRIGGER

DROP EVENT TRIGGER — supprimer un trigger sur événement

Synopsis

```
DROP EVENT TRIGGER [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP EVENT TRIGGER` supprime un trigger sur événement existant. Pour exécuter cette commande, l'utilisateur courant doit être le propriétaire du trigger sur événement.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne renvoie pas d'erreur si le trigger sur événement n'existe pas. Un message d'avertissement est renvoyé dans ce cas.

name

Le nom d'un trigger sur événement à supprimer.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets qui dépendent de ce trigger, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse de supprimer le trigger si des objets dependent de lui. C'est le comportement par défaut.

Exemples

Supprimer le trigger `balance` :

```
DROP EVENT TRIGGER balance;
```

Compatibilité

Il n'existe pas de commande `DROP EVENT TRIGGER` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE EVENT TRIGGER, ALTER EVENT TRIGGER

DROP EXTENSION

DROP EXTENSION — Supprime une extension

Synopsis

```
DROP EXTENSION [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP EXTENSION` supprime les extensions de la base de données. La suppression d'une extension entraine la suppression des objets inclus dans l'extension.

Vous devez être propriétaire de l'extension pour utiliser `DROP EXTENSION`.

Paramètres

`IF EXISTS`

Permet de ne pas retourner d'erreur si l'extension n'existe pas. Une simple notice est alors rapportée.

nom

Le nom d'une extension préalablement installée.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dont dépend cette extension, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Permet de spécifier que l'extension ne sera pas supprimée si des objets en dépendent (des objets autres que ses propres objets et autres que les autres extensions supprimées simultanément dans la même commande `DROP`). Il s'agit du comportement par défaut.

Exemples

Pour supprimer l'extension `hstore` de la base de données en cours:

```
DROP EXTENSION hstore;
```

Cette commande va échouer si parmi les objets de `hstore` certains sont en cours d'utilisation sur la base de données. Par exemple, si des tables ont des colonnes du type `hstore`. Dans ce cas de figure, ajoutez l'option cascade `CASCADE` pour forcer la suppression de ces objets.

Compatibilité

`DROP EXTENSION` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE EXTENSION, ALTER EXTENSION

DROP FOREIGN DATA WRAPPER

DROP FOREIGN DATA WRAPPER — Supprimer un wrapper de données distantes

Synopsis

```
DROP FOREIGN DATA WRAPPER [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE |
 RESTRICT ]
```

Description

`DROP FOREIGN DATA WRAPPER` supprime un wrapper de données distantes existant. Pour exécuter cette commande, l'utilisateur courant doit être le propriétaire du wrapper de données distantes.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne génère pas d'erreur si le wrapper de données distantes n'existe pas. Un avertissement est émis dans ce cas.

nom

Le nom d'un wrapper de données distantes existant.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dépendant du wrapper de données distantes (tels que les serveurs), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse de supprimer le wrapper de données distantes si un objet dépend de celui-ci. C'est le cas par défaut.

Exemples

Supprimer le wrapper de données distantes `dbi` :

```
DROP FOREIGN DATA WRAPPER dbi;
```

Compatibilité

`DROP FOREIGN DATA WRAPPER` est conforme à la norme ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED). La clause `IF EXISTS` est une extension PostgreSQL .

Voir aussi

CREATE FOREIGN DATA WRAPPER, ALTER FOREIGN DATA WRAPPER

DROP FOREIGN TABLE

DROP FOREIGN TABLE — Supprime une table distante

Synopsis

```
DROP FOREIGN TABLE [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP FOREIGN TABLE` supprime une table distante.

Vous devez être propriétaire de la table distante pour utiliser `DROP FOREIGN TABLE`.

Paramètres

`IF EXISTS`

Permet de ne pas retourner d'erreur si la table distante n'existe pas. Une simple notice est alors rapportée.

nom

Le nom de la table distante à supprimer. Il est aussi possible de spécifier le schéma qui contient cette table.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets qui dépendent de cette table distante (comme les vues par exemple), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Permet de spécifier que la table distante ne sera pas supprimée si des objets en dépendent. Il s'agit du comportement par défaut.

Exemples

Pour supprimer deux tables distantes, `films` et `distributeurs`:

```
DROP FOREIGN TABLE films, distributeurs;
```

Cette commande va échouer s'il existe des objets qui dépendent de `films` ou `distributeurs`. Par exemple, si des contraintes sont liées à des colonnes de `films`. Dans ce cas de figure, ajoutez l'option cascade `CASCADE` pour forcer la suppression de ces objets.

Compatibilité

Cette commande est conforme avec le standard ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED), aux exceptions prêtes que ce standard n'accepte la suppression que d'une table distante par commande, et de l'option `IF EXISTS`, qui est une spécificité de PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER FOREIGN TABLE, CREATE FOREIGN TABLE

DROP FUNCTION

DROP FUNCTION — Supprimer une fonction

Synopsis

```
DROP FUNCTION [ IF EXISTS ] nom [ ( [ [ modearg ] [ nomarg
 ] typearg [, ...] ] ) ] [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP FUNCTION` supprime la définition d'une fonction. Seul le propriétaire de la fonction peut exécuter cette commande. Les types d'argument de la fonction doivent être précisés car plusieurs fonctions peuvent exister avec le même nom et des listes différentes d'arguments.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la fonction. Si aucune liste d'argument n'est spécifiée, le nom doit être unique dans son schéma.

modearg

Le mode d'un argument : `IN`, `OUT`, `INOUT` ou `VARIADIC`. Sans précision, la valeur par défaut est `IN`. `DROP FUNCTION` ne s'intéresse pas aux arguments `OUT` car seuls ceux en entrée déterminent l'identité de la fonction. Il est ainsi suffisant de lister les arguments `IN`, `INOUT` et `VARIADIC`.

nomarg

Le nom d'un argument. `DROP FUNCTION` ne tient pas compte des noms des arguments car seuls les types de données sont nécessaires pour déterminer l'identité de la fonction.

typearg

Le(s) type(s) de données des arguments de la fonction (éventuellement qualifié(s) du nom du schéma).

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de la fonction (opérateurs ou déclencheurs) sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La fonction n'est pas supprimée si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer la fonction de calcul d'une racine carrée :

```
DROP FUNCTION sqrt(integer);
```

Supprimer plusieurs fonctions en une commande :

```
DROP FUNCTION sqrt(integer), sqrt(bigint);
```

Si le nom de fonction est unique dans son schéma, il peut être utilisé sans liste d'argument :

```
DROP FUNCTION update_employee_salaries;
```

Veuillez noter que c'est différent de :

```
DROP FUNCTION update_employee_salaries();
```

Qui se réfère à une fonction avec zéro argument, alors que la première variante peut se référer à une fonction ayant n'importe quel nombre d'arguments, y compris zéro, du moment que le nom est unique.

Compatibilité

Cette commande est conforme avec le standard SQL, avec ces extensions PostgreSQL :

- Le standard n'autorise qu'une seule fonction à être supprimée par commande.
- L'option `IF EXISTS`
- La possibilité de spécifier les modes et noms d'argument.

Voir aussi

CREATE FUNCTION, ALTER FUNCTION

DROP GROUP

DROP GROUP — Supprimer un rôle de base de données

Synopsis

```
DROP GROUP [ IF EXISTS ] nom [, ... ]
```

Description

`DROP GROUP` est désormais un alias de DROP ROLE.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP GROUP` dans le standard SQL.

Voir aussi

DROP ROLE

DROP INDEX

DROP INDEX — Supprimer un index

Synopsis

```
DROP INDEX [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
DROP INDEX [ CONCURRENTLY ] [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE |
 RESTRICT ]
```

Description

`DROP INDEX` supprime un index. Seul le propriétaire de l'index peut exécuter cette commande.

Paramètres

`CONCURRENTLY`

Supprime l'index sans verrouiller les lectures et les modifications (insertions, modifications, suppressions) sur la table de l'index. Un `DROP INDEX` standard acquiert un verrou de type `ACCESS EXCLUSIVE` sur la table, bloquant tous les autres accès jusqu'à ce que la suppression de l'index soit terminée. Avec cette option, la commande attends que toute transaction en conflit soit terminée.

Cette option pose quelques soucis. Un seul index peut être indiqué, et l'option `CASCADE` n'est pas autorisée. (Du coup, un index qui renforce une contrainte `UNIQUE` ou `PRIMARY KEY` ne peut pas être supprimée ainsi.) De plus, les commandes `DROP INDEX` standards sont exécutées dans un bloc de transaction, mais `DROP INDEX CONCURRENTLY` ne le peut pas. Enfin, les index sur des tables partitionnées ne peuvent pas être supprimés en utilisant cette option.

Pour les tables temporaires, `DROP INDEX` est toujours non concurrent car aucune autre session n'y a accès, et la suppression d'index non concurrent est moins coûteuse.

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer d'erreur si l'index n'existe pas. Un message d'information est envoyé dans ce cas.

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de l'index à supprimer.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de l'index sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

L'index n'est pas supprimé si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer l'index `title_idx` :

```
DROP INDEX title_idx;
```

Compatibilité

`DROP INDEX` est une extension PostgreSQL. Il n'est pas fait mention des index dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE INDEX

DROP LANGUAGE

DROP LANGUAGE — Supprimer un langage procédural

Synopsis

```
DROP [ PROCEDURAL ] LANGUAGE [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE |
 RESTRICT ]
```

Description

`DROP LANGUAGE` supprime la définition d'un langage procédural enregistré précédemment. Vous devez être un superutilisateur ou le propriétaire du langage pour utiliser `DROP LANGUAGE`.

> **Note**
>
> À partir de PostgreSQL 9.1, la plupart des langages procéduraux sont devenus des « extensions » et doivent du coup être supprimés avec la commande DROP EXTENSION, et non pas avec `DROP LANGUAGE`.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si le langage n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom du langage procédural à supprimer. Pour une compatibilité ascendante, le nom peut être entouré de guillemets simples.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent du langage (fonctions, par exemple) sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Le langage n'est pas supprimé si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer le langage procédural `plexemple` :

```
DROP LANGUAGE plexemple;
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP LANGUAGE` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER LANGUAGE, CREATE LANGUAGE

DROP MATERIALIZED VIEW

DROP MATERIALIZED VIEW — supprimer une vue matérialisée

Synopsis

```
DROP MATERIALIZED VIEW [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE |
 RESTRICT ]
```

Description

`DROP MATERIALIZED VIEW` supprime une vue matérialisée existante. Pour exécuter cette commande, vous devez être le propriétaire de la vue matérialisée.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne renvoie pas d'erreur si la vue matérialisée n'existe pas. Un message d'avertissement est renvoyé dans ce cas.

nom

Le nom de la vue matérialisée (potentiellement qualifié du schéma) à supprimer.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dépendant de la vue matérialisée (comme d'autres vues matérialisées ou des vues standards), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse de supprimer la vue matérialisée si des objets dependent de lui. C'est le comportement par défaut.

Exemples

Cette commande supprimera la vue matérialisée appelée `resume_commandes` :

```
DROP MATERIALIZED VIEW resume_commandes;
```

Compatibilité

`DROP MATERIALIZED VIEW` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE MATERIALIZED VIEW, ALTER MATERIALIZED VIEW, REFRESH MATERIALIZED VIEW

DROP OPERATOR

DROP OPERATOR — Supprimer un opérateur

Synopsis

```
DROP OPERATOR [ IF EXISTS ] nom ( { type_gauche | NONE } ,
 { type_droit | NONE } ) [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP OPERATOR` supprime un opérateur. Seul le propriétaire de l'opérateur peut exécuter cette commande.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

`nom`

Le nom de l'opérateur (éventuellement qualifié du nom du schéma) à supprimer.

`type_gauche`

Le type de données de l'opérande gauche de l'opérateur ; `NONE` est utilisé si l'opérateur n'en a pas.

`type_droit`

Le type de données de l'opérande droit de l'opérateur ; `NONE` est utilisé si l'opérateur n'en a pas.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de l'opérateur sont automatiquement supprimés (tels que les vues les utilisant), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

L'opérateur n'est pas supprimé si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer l'opérateur puissance `a^b` sur le type `integer` :

```
DROP OPERATOR ^ (integer, integer);
```

Supprimer l'opérateur de complément binaire `~b` sur le type `bit` :

```
DROP OPERATOR ~ (none, bit);
```

Supprimer l'opérateur unaire factorielle `x!` sur le type `bigint` :

```
DROP OPERATOR ! (bigint, none);
```

Supprimer de multiples opérateurs en une commande :

```
DROP OPERATOR ~ (none, bit), ! (bigint, none);
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP OPERATOR` dans le standard SQL.

Voir aussi

CREATE OPERATOR, ALTER OPERATOR

DROP OPERATOR CLASS

DROP OPERATOR CLASS — Supprimer une classe d'opérateur

Synopsis

```
DROP OPERATOR CLASS [ IF EXISTS ] nom USING méthode_index [ CASCADE
 | RESTRICT ]
```

Description

`DROP OPERATOR CLASS` supprime une classe d'opérateur. Seul le propriétaire de la classe peut la supprimer.

`DROP OPERATOR CLASS` ne supprime aucun des opérateurs et aucune des fonctions référencés par la classe. Si un index dépend de la classe d'opérateur, vous devez indiquer `CASCADE` pour que la suppression se fasse réellement.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

`nom`

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) d'une classe d'opérateur.

`méthode_index`

Le nom de la méthode d'accès aux index pour laquelle l'opérateur est défini.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de cette classe sont automatiquement supprimés (tels que les index), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La classe d'opérateur n'est pas supprimée si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Notes

`DROP OPERATOR CLASS` ne supprimera pas la famille d'opérateur contenant la classe, même si la famille en devient vide (en particulier, dans le cas où la famille a été implicitement créée par `CREATE OPERATOR CLASS`). Avoir une famille d'opérateur vide est sans risque. Pour plus de clareté, il est préférable de supprimer la famille avec `DROP OPERATOR FAMILY` ; ou encore mieux, utilisez `DROP OPERATOR FAMILY` dès le début.

Exemples

Supprimer la classe d'opérateur `widget_ops` des index de type arbre-balancé (B-tree) :

```
DROP OPERATOR CLASS widget_ops USING btree;
```

La commande échoue si un index utilise la classe d'opérateur. `CASCADE` permet de supprimer ces index simultanément.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP OPERATOR CLASS` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER OPERATOR CLASS, CREATE OPERATOR CLASS, DROP OPERATOR FAMILY

DROP OPERATOR FAMILY

DROP OPERATOR FAMILY — Supprimer une famille d'opérateur

Synopsis

```
DROP OPERATOR FAMILY [ IF EXISTS ] nom USING methode_indexage
 [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP OPERATOR FAMILY` supprime une famille d'opérateur existante. Pour exécuter cette commande, vous devez être le propriétaire de la famille d'opérateur.

`DROP OPERATOR FAMILY` inclut la suppression de toutes classes d'opérateur contenues dans la famille, mais elle ne supprime pas les opérateurs et fonctions référencées par la famille. Si des index dépendent des classes d'opérateur de la famille, vous devez ajouter `CASCADE` pour que la suppression réussisse.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si la famille d'opérateur n'existe pas. Un message de niveau « NOTICE » est enregistré dans ce cas.

`nom`

Le nom de la famille d'opérateur (quelque fois qualifié du schéma).

`methode_indexage`

Le nom de la méthode d'accès à l'index associée à la famille d'opérateur.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dépendant de cette famille d'opérateur, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse la suppression de la famille d'opérateur si des objets en dépendent. C'est la valeur par défaut.

Exemples

Supprimer la famille d'opérateur B-tree `float_ops` :

```
DROP OPERATOR FAMILY float_ops USING btree;
```

Cette commande échouera car il existe des index qui utilisent les classes d'opérateur de cette famille. Ajoutez `CASCADE` pour supprimer les index avec la famille d'opérateurs.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP OPERATOR FAMILY` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER OPERATOR FAMILY, CREATE OPERATOR FAMILY, ALTER OPERATOR CLASS, CREATE OPERATOR CLASS, DROP OPERATOR CLASS

DROP OWNED

DROP OWNED — Supprimer les objets de la base possédés par un rôle

Synopsis

```
DROP OWNED BY { nom | CURRENT_USER | SESSION_USER } [, ...]
 [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP OWNED` supprime tous les objets de la base qui ont pour propriétaire un des rôles spécifiés. Tout droit donné à un des rôles sur ces objets ainsi qu'aux objets partagés (bases de données, tablespaces) sera aussi supprimé.

Paramètres

nom

Le nom d'un rôle dont les objets seront supprimés et dont les droits seront révoqués.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets qui dépendent des objets affectés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse de supprimer les objets possédés par un rôle si un autre objet de la base dépend de ces objets. C'est la valeur par défaut.

Notes

`DROP OWNED` est souvent utilisé pour préparer la suppression d'un ou plusieurs rôles. Comme `DROP OWNED` affecte seulement les objets de la base en cours, il est généralement nécessaire d'exécuter cette commande dans chaque base contenant des objets appartenant au rôle à supprimer.

Utiliser l'option `CASCADE` pourrait demander la suppression d'objets appartenant à d'autres utilisateurs.

La commande REASSIGN OWNED est une alternative qui ré-affecte la propriété de tous les objets de la base possédés par un ou plusieurs rôles. Néanmoins, `REASSIGN OWNED` ne gère pas les droits des autre objets.

Les bases de données et les tablespaces appartenant au(x) rôle(s) ne seront pas supprimés.

Voir Section 21.4 pour plus d'informations.

Compatibilité

La commande `DROP OWNED` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

REASSIGN OWNED, DROP ROLE

DROP POLICY

DROP POLICY — supprimer une politique de sécurité définie pour une table

Synopsis

```
DROP POLICY [ IF EXISTS ] nom ON nom_table [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP POLICY` supprime la politique de sécurité de la table spécifiée. Notez bien, si la dernière politique est supprimée pour une table et que le niveau de sécurité est toujours activé, alors la politique par défaut (tout empêcher) est appliquée : plus aucune ligne n'est accessible ou modifiable. La commande `ALTER TABLE ... DISABLE ROW LEVEL SECURITY` peut être utilisée pour désactiver la politique de sécurité pour une table, indépendamment du fait que des politiques existent ou pas pour cette table.

Paramètres

`IF EXISTS`

Permet de ne pas générer d'erreur si la politique n'existe pas alors que l'on tente de la supprimer. Une notification est simplement renvoyée dans ce cas.

`nom`

Nom de la politique à supprimer.

`nom_table`

Nom de la table (éventuellement qualifiée par le schéma) de la table pour laquelle la politique est définie.

`CASCADE`
`RESTRICT`

Ces mots clés n'ont pas d'effet car il n'y a pas de dépendances sur les politiques de sécurité.

Exemples

Suppression d'une politique nommée `p1` d'une table nommée `ma_table` :

```
DROP POLICY p1 ON ma_table;
```

Compatibilité

`DROP POLICY` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE POLICY, ALTER POLICY

DROP PROCEDURE

DROP PROCEDURE — supprimer une procédure

Synopsis

```
DROP PROCEDURE [ IF EXISTS ] nom [ ( [ [ mode_argument ]
 [ nom_argument ] type_argument [, ...] ] ) ] [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP PROCEDURE` supprime la définition d'une procédure existante. Pour exécuter cette commande, l'utilisateur doit être le propriétaire de la procédure. Les types des arguments de la procédure doivent être spécifiés, car plusieurs procédures différentes peuvent coexister avec le même nom et des listes d'arguments différentes.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne génère pas d'erreur si la procédure n'existe pas. Une notification est fournie dans ce cas.

`nom`

Le nom d'une procédure existante (éventuellement qualifié par le schéma). Si aucune liste d'arguments n'est spécifiée, le nom doit être unique dans son schéma.

`mode_argument`

Le mode d'un argument : `IN` ou `VARIADIC`. Si non précisé, le défaut est `IN`.

`nom_arg`

Le nom d'un argument. Notez que `DROP PROCEDURE` ne fait pas vraiment attention aux noms des arguments, puisqu'il n'a besoin que des types des arguments pour déterminer la procédure.

`type_argument`

Les types de données des arguments de la procédure (éventuellement qualifiés par le schéma), s'il y en a.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets qui dépendent de la procédure, puis à leur tour tous les objets qui dépendent de ces objets. (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse de supprimer une procédure si un objet en dépend. C'est le comportement par défaut.

Exemples

```
DROP PROCEDURE do_db_maintenance();
```

Compatibilité

Cette commande se conforme au standard SQL, avec les extensions PostgreSQL suivantes :

- Le standard n'autorise qu'une seule procédure supprimée par commande.
- L'option `IF EXISTS`
- La capacité de spécifier les modes et noms des arguments

Voir aussi

CREATE PROCEDURE, ALTER PROCEDURE, DROP FUNCTION, DROP ROUTINE

DROP PUBLICATION

DROP PUBLICATION — supprime une: publication

Synopsis

```
DROP PUBLICATION [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP PUBLICATION` supprime une publication existante de la base.

Une publication ne peut être supprimée que par son propriétaire ou un superutilisateur.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne remonte pas d'erreur si la publication n'existe pas. Une note est affichée dans ce cas.

nom

Le nom d'une publication existante.

`CASCADE`
`RESTRICT`

Ces mots clés n'ont aucune effet, puisqu'il n'y a pas de dépendances sur les publications.

Exemples

Supprime une publication :

```
DROP PUBLICATION mypublication;
```

Compatibilité

`DROP PUBLICATION` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE PUBLICATION, ALTER PUBLICATION

DROP ROLE

DROP ROLE — Supprimer un rôle de base de données

Synopsis

```
DROP ROLE [ IF EXISTS ] nom [, ...]
```

Description

`DROP ROLE` supprime le(s) rôle(s) spécifié(s). Seul un superutilisateur peut supprimer un rôle de superutilisateur. Le droit `CREATEROLE` est nécessaire pour supprimer les autres rôles.

Un rôle ne peut pas être supprimé s'il est toujours référencé dans une base de données du groupe. Dans ce cas, toute tentative aboutit à l'affichage d'une erreur. Avant de supprimer un rôle, il est nécessaire de supprimer au préalable tous les objets qu'il possède (ou de modifier leur appartenance) et de supprimer tous les droits définis par ce rôle sur d'autres objets. Les commandes REASSIGN OWNED et DROP OWNED peuvent être utiles pour cela. Voir Section 21.4 pour plus de discussions sur ce sujet.

Néanmoins, il n'est pas nécessaire de supprimer toutes les appartenances de rôle impliquant ce rôle ; `DROP ROLE` supprime automatiquement toute appartenance du rôle cible dans les autres rôles et des autres rôles dans le rôle cible. Les autres rôles ne sont pas supprimés ou affectés.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom du rôle à supprimer.

Notes

PostgreSQL inclut un programme dropuser qui a la même fonctionnalité que cette commande (en fait, il appelle cette commande) mais qui est lancé à partir du shell.

Exemples

Supprimer un rôle :

```
DROP ROLE jonathan;
```

Compatibilité

Le standard SQL définit `DROP ROLE` mais il ne permet la suppression que d'un seul rôle à la fois et il spécifie d'autres droits obligatoires que ceux utilisés par PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE ROLE, ALTER ROLE, SET ROLE

DROP ROUTINE

DROP ROUTINE — Supprimer une routine

Synopsis

```
DROP ROUTINE [ IF EXISTS ] nom [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg
 ] type_arg [, ...] ] ) ] [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP ROUTINE` supprime la définition d'une routine existante, que ce soit une fonction d'agrégat, une fonction normale ou une procédure. Voir DROP AGGREGATE, DROP FUNCTION, et DROP PROCEDURE pour la description des paramètres, plus d'exemples, et de détails.

Exemples

Pour supprimer la routine `foo` pour le type `integer` :

```
DROP ROUTINE foo(integer);
```

Cette commande fonctionnera indépendamment du type de `foo` (fonction d'agrégat, fonction, procédure).

Compatibilité

Cette commande se conforme au standard SQL, avec ces extensions PostgreSQL :

- Le standard autorise aussi la suppression d'une routine par commande.
- L'option `IF EXISTS`
- La possibilité de spécifier les modes et noms des arguments
- Les fonctions d'agrégat sont une extension.

Voir aussi

DROP AGGREGATE, DROP FUNCTION, DROP PROCEDURE, ALTER ROUTINE

Notez qu'il n'existe pas de commande `CREATE ROUTINE`.

DROP RULE

DROP RULE — Supprimer une règle de réécriture

Synopsis

```
DROP RULE [ IF EXISTS ] nom ON nom_table [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP RULE` supprime une règle de réécriture.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

`nom`

Le nom de la règle à supprimer.

`nom_table`

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de la table ou vue sur laquelle s'applique la règle.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de la règle sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La règle n'est pas supprimée si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Suppression de la règle de réécriture `nouvellerègle` :

```
DROP RULE nouvellerègle ON matable;
```

Compatibilité

`DROP RULE` est une extension du langage par PostgreSQL comme tout le système de réécriture des requêtes.

Voir aussi

CREATE RULE, ALTER RULE

DROP SCHEMA

DROP SCHEMA — Supprimer un schéma

Synopsis

```
DROP SCHEMA [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP SCHEMA` supprime des schémas de la base de données.

Un schéma ne peut être supprimé que par son propriétaire ou par un superutilisateur. Son propriétaire peut supprimer un schéma et tous les objets qu'il contient quand bien même il ne possède pas tous les objets contenus dans ce schéma.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom du schéma.

`CASCADE`

Les objets (tables, fonctions...) contenus dans le schéma sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Le schéma n'est pas supprimé s'il contient des objets. Comportement par défaut.

Notes

Utiliser l'option `CASCADE` pourrait causer la suppression d'objets dans d'autres schémas que celui indiqué.

Exemples

Supprimer le schéma `mes_affaires` et son contenu :

```
DROP SCHEMA mes_affaires CASCADE;
```

Compatibilité

`DROP SCHEMA` est totalement compatible avec le standard SQL. Le standard n'autorise cependant pas la suppression de plusieurs schémas en une seule commande. L'option `IF EXISTS` est aussi une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER SCHEMA, CREATE SCHEMA

DROP SEQUENCE

DROP SEQUENCE — Supprimer une séquence

Synopsis

```
DROP SEQUENCE [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP SEQUENCE` permet de supprimer les générateurs de nombres séquentiels. Une séquence peut seulement être supprimée par son propriétaire ou par un superutilisateur.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom de la séquence (éventuellement qualifié du nom du schéma).

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de la séquence sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La séquence n'est pas supprimée si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer la séquence `serie` :

```
DROP SEQUENCE serie;
```

Compatibilité

`DROP SEQUENCE` est conforme au standard SQL. Cependant, le standard n'autorise pas la suppression de plusieurs séquences en une seule commande. De plus, l'option `IF EXISTS` est une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE SEQUENCE, ALTER SEQUENCE

DROP SERVER

DROP SERVER — Supprimer un descripteur de serveur distant

Synopsis

```
DROP SERVER [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP SERVER` supprime un descripteur de serveur distant existant. Pour exécuter cette commande, l'utilisateur courant doit être le propriétaire du serveur.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne génère pas d'erreur si le serveur n'existe pas. Un avertissement est émis dans ce cas.

nom

Nom d'un serveur existant.

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dépendant du serveur (tels que les correspondances d'utilisateur), ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse de supprimer le serveur si des objets en dépendent. C'est le cas par défaut.

Exemples

Supprimer un serveur `truc` s'il existe :

```
DROP SERVER IF EXISTS truc;
```

Compatibilité

`DROP SERVER` est conforme à la norme ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED). La clause `IF EXISTS` est une extension PostgreSQL .

Voir aussi

CREATE SERVER, ALTER SERVER

DROP STATISTICS

DROP STATISTICS — supprime une statistique étendue

Synopsis

```
DROP STATISTICS [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP STATISTICS` supprime le ou les objets statistiques étendues d'une base. Seul le propriétaire de l'objet statistiques, le propriétaire du schéma ou un superutilisateur pour supprimer un objet statistique.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne remonte pas d'erreur si l'objet statistiques n'existe pas. Une note est affichée dans ce cas.

nom

Le nom (éventuellement qualifié du nom du schéma) de l'objet statistiques à supprimer.

`CASCADE`
`RESTRICT`

Ces mots clés n'ont pas d'effet car il n'existe pas de dépendances pour les statistiques.

Exemples

Pour supprimer deux objets statistiques dans des schémas différents, sans échouer s'ils n'existent pas :

```
DROP STATISTICS IF EXISTS
    accounting.users_uid_creation,
    public.grants_user_role;
```

Compatibilité

Il n'y a pas de commande `DROP STATISTICS` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER STATISTICS, CREATE STATISTICS

DROP SUBSCRIPTION

DROP SUBSCRIPTION — supprimer une souscription

Synopsis

```
DROP SUBSCRIPTION [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP SUBSCRIPTION` supprime une souscription de l'instance de bases de données.

Une souscription peut seulement être supprimée par un superutilisateur.

`DROP SUBSCRIPTION` ne peut pas être exécutée dans un bloc de transaction si la souscription est associée à un slot de réplication. (Vous pouvez utiliser `ALTER SUBSCRIPTION` pour désinitialiser le slot.)

Paramètres

nom

Le nom d'une souscription à supprimer.

`CASCADE`
`RESTRICT`

Ces mots-clés n'ont pas d'effet car il n'y a pas de dépendances sur les souscriptions.

Notes

Lors de la suppression d'une souscription associée à un slot de réplication sur l'hôte distant (l'état normal), `DROP SUBSCRIPTION` se connectera à l'hôte distant et tentera de supprimer le slot de réplication. Ceci est nécessaire pour que les ressources allouées pour la souscription sur l'hôte distant soient supprimées. Si cela échoue, soit parce que l'hôte distant n'est pas atteignable soit parce que le slot de réplication distant ne peut être supprimé ou n'existe pas ou n'a jamais existé, la commande `DROP SUBSCRIPTION` échouera. Pour continuer avec cette situation, tout d'abord désactivez la souscription en exécutant `ALTER SUBSCRIPTION ... DISABLE`, puis dissociez la souscription du slot de réplication en exécutant la commande `ALTER SUBSCRIPTION ... SET (slot_name = NONE)`. Après cela, `DROP SUBSCRIPTION` ne tentera plus d'actions sur l'hôte distant. Notez que si le slot de réplication distant existe toujours, il devra être supprimé manuellement. Sinon il continuera à conserver des WAL et pourrait éventuellement être la cause du remplissage du disque. Voir aussi Section 31.2.1.

Si une souscription est associée avec un slot de réplication, `DROP SUBSCRIPTION` ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transaction.

Exemples

Supprimer une souscription :

```
DROP SUBSCRIPTION mysub;
```

Compatibilité

`DROP SUBSCRIPTION` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE SUBSCRIPTION, ALTER SUBSCRIPTION

DROP TABLE

DROP TABLE — Supprimer une table

Synopsis

```
DROP TABLE [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP TABLE` supprime des tables de la base de données. Seuls le propriétaire de la table, le propriétaire du schéma et un superutilisateur peuvent détruire une table. DELETE et TRUNCATE sont utilisées pour supprimer les lignes d'une table sans détruire la table.

`DROP TABLE` supprime tout index, règle, déclencheur ou contrainte qui existe sur la table cible. Néanmoins, pour supprimer une table référencée par une vue ou par une contrainte de clé étrangère d'une autre table, `CASCADE` doit être ajouté. (`CASCADE` supprime complètement une vue dépendante mais dans le cas de la clé étrangère, il ne supprime que la contrainte, pas l'autre table.)

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom de la table à supprimer (éventuellement qualifié du nom du schéma).

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de la table (vues, par exemple) sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La table n'est pas supprimée si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer les deux tables `films` et `distributeurs` :

```
DROP TABLE films, distributeurs;
```

Compatibilité

Cette commande est conforme au standard SQL. Cependant, le standard n'autorise pas la suppression de plusieurs tables en une seule commande. De plus, l'option `IF EXISTS` est une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER TABLE, CREATE TABLE

DROP TABLESPACE

DROP TABLESPACE — Supprimer un tablespace

Synopsis

```
DROP TABLESPACE [ IF EXISTS ] nom
```

Description

`DROP TABLESPACE` supprime un tablespace du système.

Un tablespace ne peut être supprimé que par son propriétaire ou par un superutilisateur. Le tablespace doit être vide de tout objet de base de données avant sa suppression. Même si le tablespace ne contient plus d'objets de la base de données courante, il est possible que des objets d'autres bases de données l'utilisent. De plus, si le tablespace se trouve parmi les tablespaces du paramètre temp_tablespaces d'une session active, la commande `DROP` pourrait échouer à cause de fichiers temporaires stockés dans le tablespace.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom du tablespace.

Notes

`DROP TABLESPACE` ne peut pas être exécuté à l'intérieur d'un bloc de transactions.

Exemples

Supprimer le tablespace `mes_affaires` :

```
DROP TABLESPACE mes_affaires;
```

Compatibilité

`DROP TABLESPACE` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE TABLESPACE, ALTER TABLESPACE

DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION

DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION — Supprimer une configuration de recherche plein texte

Synopsis

```
DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE |
 RESTRICT ]
```

Description

`DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION` supprime une configuration existante de la recherche plein texte. Pour exécuter cette commande, vous devez être le propriétaire de la configuration.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si la configuration de recherche plein texte n'existe pas. Un message de niveau « NOTICE » est enregistré dans ce cas.

name

Le nom de la configuration de recherche plein texte (quelque fois qualifié du schéma).

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dépendant de cette configuration de recherche plein texte, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse la suppression de la configuration de recherche plein texte si des objets en dépendent. C'est la valeur par défaut.

Exemples

Supprimer la configuration de recherche plein texte `my_english` :

```
DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION my_english;
```

Cette commande échouera s'il existe des index qui référencent la configuration dans des appels `to_tsvector`. Ajoutez `CASCADE` pour supprimer ces index avec la configuration de recherche plein texte.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP TEXT SEARCH CONFIGURATION` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION, CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION

DROP TEXT SEARCH DICTIONARY

DROP TEXT SEARCH DICTIONARY — Supprimer un dictionnaire de recherche plein texte

Synopsis

```
DROP TEXT SEARCH DICTIONARY [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE |
 RESTRICT ]
```

Description

`DROP TEXT SEARCH DICTIONARY` supprime un dictionnaire existant de la recherche plein texte. Pour exécuter cette commande, vous devez être le propriétaire du dictionnaire.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si le dictionnaire de recherche plein texte n'existe pas. Un message de niveau « NOTICE » est enregistré dans ce cas.

name

Le nom du dictionnaire de recherche plein texte (quelque fois qualifié du schéma).

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dépendant de ce dictionnaire de recherche plein texte, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse la suppression du dictionnaire de recherche plein texte si des objets en dépendent. C'est la valeur par défaut.

Exemples

Supprimer le dictionnaire de recherche plein texte `english` :

```
DROP TEXT SEARCH DICTIONARY english;
```

Cette commande échouera s'il existe des configurations qui utilisent ce dictionnaire. Ajoutez `CASCADE` pour supprimer ces configurations avec le dictionnaire de recherche plein texte.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP TEXT SEARCH DICTIONARY` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY, CREATE TEXT SEARCH DICTIONARY

DROP TEXT SEARCH PARSER

DROP TEXT SEARCH PARSER — Supprimer un analyseur de recherche plein texte

Synopsis

```
DROP TEXT SEARCH PARSER [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP TEXT SEARCH PARSER` supprime un analyseur existant de la recherche plein texte. Pour exécuter cette commande, vous devez être superutilisateur.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si l'analyseur de recherche plein texte n'existe pas. Un message de niveau « NOTICE » est enregistré dans ce cas.

name

Le nom de l'analyseur de recherche plein texte (quelque fois qualifié du schéma).

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dépendant de l'analyseur de recherche plein texte, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse la suppression de l'analyseur de recherche plein texte si des objets en dépendent. C'est la valeur par défaut.

Exemples

Supprimer l'analyseur de recherche plein texte `mon_analyseur` :

```
DROP TEXT SEARCH PARSER mon_analyseur;
```

Cette commande échouera s'il existe des configurations qui utilisent ce dictionnaire. Ajoutez `CASCADE` pour supprimer ces configurations avec l'analyseur de recherche plein texte.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP TEXT SEARCH PARSER` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER TEXT SEARCH PARSER, CREATE TEXT SEARCH PARSER

DROP TEXT SEARCH TEMPLATE

DROP TEXT SEARCH TEMPLATE — Supprimer un modèle de recherche plein texte

Synopsis

```
DROP TEXT SEARCH TEMPLATE [ IF EXISTS ] nom [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP TEXT SEARCH TEMPLATE` supprime un modèle existant de la recherche plein texte. Pour exécuter cette commande, vous devez superutilisateur.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne renvoie pas une erreur si le modèle de recherche plein texte n'existe pas. Un message de niveau « NOTICE » est enregistré dans ce cas.

name

Le nom du modèle de recherche plein texte (quelque fois qualifié du schéma).

`CASCADE`

Supprime automatiquement les objets dépendant de ce modèle de recherche plein texte, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Refuse la suppression du modèle de recherche plein texte si des objets en dépendent. C'est la valeur par défaut.

Exemples

Supprimer le modèle de recherche plein texte `thesaurus` :

```
DROP TEXT SEARCH TEMPLATE thesaurus;
```

Cette commande échouera s'il existe des dictionnaires qui utilisent ce modèles. Ajoutez `CASCADE` pour supprimer ces dictionnaires avec le modèle de recherche plein texte.

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `DROP TEXT SEARCH TEMPLATE` dans le standard SQL.

Voir aussi

ALTER TEXT SEARCH TEMPLATE, CREATE TEXT SEARCH TEMPLATE

DROP TRANSFORM

DROP TRANSFORM — supprime une transformation

Synopsis

```
DROP TRANSFORM [ IF EXISTS ] FOR nom_type
LANGUAGE nom_lang [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP TRANSFORM` supprime une transformation définie précédement.

Pour pouvoir supprimer une transformation, vous devez être propriétaire du type et du langage. Ce sont les mêmes droits nécessaires lors de la création d'une transformation.

Paramètres

`IF EXISTS`

Permet de ne pas générer d'erreur si la transformation n'existe pas alors qu'on tente de la supprimer. Une notification est simplement renvoyée dans ce cas.

`nom_type`

Le nom du type de données de la transformation.

`nom_lang`

Le nom du langage de la transformation.

`CASCADE`

Supprime automatiquement tous les objets dépendants de la transformation, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Si des objets sont dépendants de la transformation, elle ne pourra pas être supprimée. Ce comportement est celui par défaut.

Exemples

Pour supprimer une relation du type `hstore` et du langage `plpythonu` :

```
DROP TRANSFORM FOR hstore LANGUAGE plpythonu;
```

Compatibilité

Cette forme de `DROP TRANSFORM` est une extension PostgreSQL. Voir CREATE TRANSFORM pour plus de détails.

Voir aussi

CREATE TRANSFORM

DROP TRIGGER

DROP TRIGGER — Supprimer un déclencheur

Synopsis

```
DROP TRIGGER [ IF EXISTS ] nom ON nom_table [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP TRIGGER` supprime la définition d'un déclencheur. Seul le propriétaire de la table sur laquelle le déclencheur est défini peut exécuter cette commande.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

`nom`

Le nom du déclencheur à supprimer.

`nom_table`

Le nom de la table (éventuellement qualifié du nom du schéma) sur laquelle le déclencheur est défini.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent du déclencheur sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Le déclencheur n'est pas supprimé si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Destruction du déclencheur `si_dist_existe` de la table `films` :

```
DROP TRIGGER si_dist_existe ON films;
```

Compatibilité

L'instruction `DROP TRIGGER` de PostgreSQL est incompatible avec le standard SQL. Dans le standard, les noms de déclencheurs ne se définissent pas par rapport aux tables. La commande est donc simplement `DROP TRIGGER` *`nom`*.

Voir aussi

CREATE TRIGGER

DROP TYPE

DROP TYPE — Supprimer un type de données

Synopsis

```
DROP TYPE [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP TYPE` supprime un type de données utilisateur. Seul son propriétaire peut le supprimer.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom du type de données (éventuellement qualifié du nom de schéma) à supprimer.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent du type (colonnes de table, fonctions, opérateurs...) sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

Le type n'est pas supprimé si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer le type de données `boite` :

```
DROP TYPE boite;
```

Compatibilité

Cette commande est similaire à celle du standard SQL en dehors de l'option `IF EXISTS` qui est une extension PostgreSQL. La majorité de la commande `CREATE TYPE` et les mécanismes d'extension de type de données de PostgreSQL diffèrent du standard.

Voir aussi

ALTER TYPE, CREATE TYPE

DROP USER

DROP USER — Supprimer un rôle de base de données

Synopsis

```
DROP USER [ IF EXISTS ] nom [, ...]
```

Description

`DROP USER` est une autre façon de faire un DROP ROLE.

Compatibilité

L'instruction `DROP USER` est une extension PostgreSQL. Le standard SQL laisse la définition des utilisateurs à l'implantation.

Voir aussi

DROP ROLE

DROP USER MAPPING

DROP USER MAPPING — Supprimer une correspondance d'utilisateur pour un serveur distant

Synopsis

```
DROP USER MAPPING [ IF EXISTS ] FOR { nom_utilisateur | USER |
 CURRENT_USER | PUBLIC } SERVER nom_serveur
```

Description

`DROP USER MAPPING` supprime une correspondance d'utilisateur existant pour un serveur distant.

Le propriétaire d'un serveur distant peut supprimer les correspondances d'utilisateur pour ce serveur pour n'importe quel utilisateur. Par ailleurs, un utilisateur peut supprimer une correspondance d'utilisateur pour son propre nom d'utilisateur s'il a reçu le droit `USAGE` sur le serveur.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne génère pas d'erreur si la correspondance d'utilisateur n'existe pas. Un avertissement est émis dans ce cas.

`nom_utilisateur`

Nom d'utilisateur de la correspondance. `CURRENT_USER` et `USER` correspondent au nom de l'utilisateur courant. `PUBLIC` est utilisé pour correspondre à tous les noms d'utilisateurs présents et futurs du système.

`nom_serveur`

Nom du serveur de la correspondance d'utilisateur.

Exemples

Supprimer une correspondance d'utilisateur `bob`, sur le serveur `truc` si elle existe :

```
DROP USER MAPPING IF EXISTS FOR bob SERVER truc;
```

Compatibilité

`DROP USER MAPPING` est conforme à la norme ISO/IEC 9075-9 (SQL/MED). La clause `IF EXISTS` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE USER MAPPING, ALTER USER MAPPING

DROP VIEW

DROP VIEW — Supprimer une vue

Synopsis

```
DROP VIEW [ IF EXISTS ] nom [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

`DROP VIEW` supprime une vue existante. Seul le propriétaire de la vue peut exécuter cette commande.

Paramètres

`IF EXISTS`

Ne pas renvoyer une erreur si l'agrégat n'existe pas. Un message d'avertissement est affiché dans ce cas.

nom

Le nom de la vue (éventuellement qualifié du nom de schéma) à supprimer.

`CASCADE`

Les objets qui dépendent de la vue (d'autres vues, par exemple) sont automatiquement supprimés, ainsi que tous les objets dépendants de ces objets (voir Section 5.13).

`RESTRICT`

La vue n'est pas supprimée si un objet en dépend. Comportement par défaut.

Exemples

Supprimer la vue `genre` :

```
DROP VIEW genre;
```

Compatibilité

Cette commande est conforme au standard SQL. Cependant, le standard n'autorise pas la suppression de plusieurs vues en une seule commande. De plus, l'option `IF EXISTS` est une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

ALTER VIEW, CREATE VIEW

END

END — Valider la transaction en cours

Synopsis

```
END [ WORK | TRANSACTION ]
```

Description

`END` valide la transaction en cours. Toutes les modifications réalisées lors de la transaction deviennent visibles pour les autres utilisateurs et il est garanti que les données ne seront pas perdues si un arrêt brutal survient. Cette commande est une extension PostgreSQL équivalente à COMMIT.

Paramètres

`WORK`
`TRANSACTION`

Mots clés optionnels. Ils n'ont pas d'effet.

Notes

ROLLBACK est utilisé pour annuler une transaction.

Lancer `END` à l'extérieur d'une transaction n'a aucun effet mais provoque un message d'avertissement.

Exemples

Valider la transaction en cours et rendre toutes les modifications persistantes :

```
END;
```

Compatibilité

`END` est une extension PostgreSQL fournissant une fonctionnalité équivalente à COMMIT, spécifié dans le standard SQL.

Voir aussi

BEGIN, COMMIT, ROLLBACK

EXECUTE

EXECUTE — Exécuter une instruction préparée

Synopsis

```
EXECUTE nom [ (paramètre [, ...] ) ]
```

Description

EXECUTE est utilisé pour exécuter une instruction préparée au préalable. Comme les instructions préparées existent seulement pour la durée d'une session, l'instruction préparée doit avoir été créée par une instruction PREPARE exécutée plus tôt dans la session en cours.

Si l'instruction PREPARE qui crée l'instruction est appelée avec des paramètres, un ensemble compatible de paramètres doit être passé à l'instruction EXECUTE, sinon une erreur est levée. Contrairement aux fonctions, les instructions préparées ne sont pas surchargées en fonction de leur type ou du nombre de leurs paramètres ; le nom d'une instruction préparée doit être unique au sein d'une session.

Pour plus d'informations sur la création et sur l'utilisation des instructions préparées, voir PREPARE.

Paramètres

nom

Le nom de l'instruction préparée à exécuter.

paramètre

La valeur réelle du paramètre d'une instruction préparée. Ce paramètre doit être une expression ramenant une valeur dont le type est compatible avec celui spécifié pour ce paramètre positionnel dans la commande PREPARE qui a créé l'instruction préparée.

Sorties

La sortie renvoyée par la commande EXECUTE est celle de l'instruction préparée, et non celle de la commande EXECUTE.

Exemples

Des exemples sont donnés dans la section la section intitulée « Exemples » de la documentation de PREPARE.

Compatibilité

Le standard SQL inclut une instruction EXECUTE qui n'est utilisée que dans le SQL embarqué. La syntaxe utilisée par cette version de l'instruction EXECUTE diffère quelque peu.

Voir aussi

DEALLOCATE, PREPARE

EXPLAIN

EXPLAIN — Afficher le plan d'exécution d'une instruction

Synopsis

```
EXPLAIN [ ( option [, ...] ) ] instruction
EXPLAIN [ ANALYZE ] [ VERBOSE ] instruction

où option est :

    ANALYZE [ boolean ]
    VERBOSE [ boolean ]
    COSTS [ boolean ]
    BUFFERS [ boolean ]
    TIMING [ boolean ]
    SUMMARY [ boolean ]
    FORMAT { TEXT | XML | JSON | YAML }
```

Description

Cette commande affiche le plan d'exécution que l'optimiseur de PostgreSQL engendre pour l'instruction fournie. Le plan d'exécution décrit le parcours de la (des) table(s) utilisée(s) dans la requête -- parcours séquentiel, parcours d'index, etc. -- . Si plusieurs tables sont référencées, il présente également les algorithmes de jointures utilisés pour rassembler les lignes issues des différentes tables.

La partie la plus importante de l'affichage concerne l'affichage des coûts estimés d'exécution. Ils représentent l'estimation faite par le planificateur des temps d'exécution de la requête (mesuré en une unité de coût arbitraire bien que conventionnellement ce sont des lectures de page disque). Deux nombres sont affichés : le coût de démarrage, écoulé avant que la première ligne soit renvoyée, et le coût d'exécution total, nécessaire au renvoi de toutes les lignes. Pour la plupart des requêtes, le coût qui importe est celui d'exécution totale. Mais dans certains cas, tel que pour une sous-requête dans la clause `EXISTS`, le planificateur choisira le coût de démarrage le plus court, et non celui d'exécution totale (car, de toute façon, l'exécuteur s'arrête après la récupération d'une ligne). De même, lors de la limitation des résultats à retourner par une clause `LIMIT`, la planificateur effectue une interpolation entre les deux coûts limites pour choisir le plan réellement le moins coûteux.

L'option `ANALYZE` impose l'exécution de la requête en plus de sa planification. De ce fait, les statistiques d'exécution réelle sont ajoutées à l'affichage, en incluant le temps total écoulé à chaque nœud du plan (en millisecondes) et le nombre total de lignes renvoyées. C'est utile pour vérifier la véracité des informations fournies par le planificateur.

> **Important**
>
> Il ne faut pas oublier que l'instruction est réellement exécutée avec l'option `ANALYZE`. Bien qu'`EXPLAIN` inhibe l'affichage des retours d'une commande `SELECT`, les autres effets de l'instruction sont présents. Si `EXPLAIN ANALYZE` doit être utilisé sur une instruction `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE` `CREATE TABLE AS` ou `EXECUTE` sans que la commande n'affecte les données, l'approche suivante peut être envisagée :
>
> ```
> BEGIN;
> EXPLAIN ANALYZE ...;
> ROLLBACK;
> ```

Seules les options ANALYZE et VERBOSE peuvent être utilisées et dans cet ordre seulement si la liste d'options entre parenthèses n'est pas utilisé. Avant PostgreSQL 9.0, la seule syntaxe supportée était celle sans parenthèses. Les nouvelles options ne seront supportées que par la nouvelle syntaxe, celle avec les parenthèses.

Paramètres

ANALYZE

Exécute la commande et affiche les temps d'exécution réels et d'autres statistiques. Ce paramètre est par défaut à FALSE.

VERBOSE

Affiche des informations supplémentaires sur le plan. Cela inclut la liste des colonnes en sortie pour chaque nœud du plan, les noms des tables et fonctions avec le nom du schéma, les labels des variables dans les expressions avec des alias de tables et le nom de chaque trigger pour lesquels les statistiques sont affichées. Ce paramètre est par défaut à FALSE.

COSTS

Inclut des informations sur le coût estimé au démarrage et au total de chaque nœud du plan, ainsi que le nombre estimé de lignes et la largeur estimée de chaque ligne. Ce paramètre est par défaut à TRUE.

BUFFERS

Inclut des informations sur l'utilisation des tampons. Spécifiquement, inclut le nombre de blocs partagés lus dans la cache, lus en dehors du cache, modifiés et écrits, le nombre de blocs locaux lus dans le cache, lus en dehors du cache, modifiés, et écrits, et le nombre de blocs temporaires lus et écrits. Le terme *hit* signifie que la lecture a été évitée car le bloc se trouvait déjà dans le cache. Les blocs partagés contiennent les données de tables et index standards ; les blocs locaux contiennent les tables et index temporaires ; les blocs temporaires contiennent les données de travail à court terme, comme les tris, les hachages, les nœuds Materialize, et des cas similaires. Le nombre de blocs modifiés (*dirtied*) indique le nombre de blocs précédemment propres qui ont été modifiés par cette requeête ; le nombre de blocs écrits (*written*) indique le nombre de blocs déjà modifiés qui a été enlevé du cache pour être écrit sur disque lors de l'exécution de cette requête. Le nombre de blocs affichés pour un nœud de niveau supérieur inclut ceux utilisés par tous ses enfants. Dans le format texte, seules les valeurs différentes de zéro sont affichées. Ce paramètre peut seulement être utilisé si ANALYZE est aussi activé. Sa valeur par défaut est FALSE.

TIMING

Inclut le temps réel de démarrage et le temps réel passé dans le nœud en sortie. La surcharge de la lecture répétée de l'horloge système peut ralentir la requête de façon significative sur certains systèmes, et donc il est utile de pouvoir configurer ce paramètre à FALSE quand seuls le décompte réel des lignes est nécessaire. La durée d'exécution complète de la commande est toujours mesurée, même si le chonométrage des nœuds est désactivé avec cette option. Ce paramètre peut seulement être utilisé quand l'option ANALYZE est aussi activée. La valeur par défaut est TRUE.

SUMMARY

Inclut des informations résumées (par exemple : information de temps total) après le plan de la requête. Les informations résumées sont inclues par défaut quand ANALYZE est utilisé mais sinon ne sont pas inclues par défaut, mais peuvent être activées avec cette option. Le temps de planification dans EXPLAIN EXECUTE inclue le temps nécessaire pour récupérer le plan du cache ainsi que le temps nécessaire pour le replanifier, si nécessaire.

`FORMAT`

Indique le format de sortie. Il peut valoir TEXT, XML, JSON ou YAML. Toutes les sorties contiennent les mêmes informations, mais les programmes pourront plus facilement traiter les sorties autres que TEXT. Ce paramètre est par défaut à `TEXT`.

`boolean`

Spécifie si l'option sélectionnée doit être activée ou désactivée. Vous pouvez écrire `TRUE`, `ON` ou `1` pour activer l'option, et `FALSE`, `OFF` ou `0` pour la désactiver. La valeur de type *`boolean`* peut aussi être omise, auquel cas la valeur sera `TRUE`.

`instruction`

Toute instruction `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`, `VALUES EXECUTE`, `DECLARE`, `CREATE TABLE AS` ou `CREATE MATERIALIZED VIEW AS` dont le plan d'exécution est souhaité.

Sorties

La sortie de la commande est une description textuelle du plan sélectionné pour la *`requête`*, annotée en option des statistiques d'exécution. Section 14.1 décrit les informations fournies.

Notes

Pour permettre au planificateur de requêtes de PostgreSQL de prendre des décisions en étant raisonnablement informé pour l'optimisation des requêtes, les données du catalogue `pg_statistic` doivent être à jour pour toutes les tables utilisées dans la requête. Habituellement, le démon autovacuum s'en chargera automatiquement. Mais si une table a eu récemment des changements importants dans son contenu, vous pourriez avoir besoin de lancer un ANALYZE manuel plutôt que d'attendre que l'autovacuum s'occupe des modifications.

Pour mesurer le coût d'exécution de chaque nœud dans le plan d'exécution, l'implémentation actuelle de la commande `EXPLAIN ANALYZE` ajoute une surcharge de profilage à l'exécution de la requête. En résultat, exécuter `EXPLAIN ANALYZE` sur une requête peut parfois prendre un temps significativement plus long que l'exécution de la requête. La durée supplémentaire dépend de la nature de la requête ainsi que de la plateforme utilisée. Le pire des cas survient pour les nœuds du plan nécessitant en eux-même peu de durée d'exécution par exécution et sur les machines disposant d'appels systèmes relativement lents pour obtenir l'heure du jour.

Exemples

Afficher le plan d'une requête simple sur une table d'une seule colonne de type `integer` et 10000 lignes :

```
EXPLAIN SELECT * FROM foo;

                        QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------
 Seq Scan on foo  (cost=0.00..155.00 rows=10000 width=4)
(1 row)
```

Voici le même plan, mais formaté avec JSON :

```
EXPLAIN (FORMAT JSON) SELECT * FROM foo;
           QUERY PLAN
--------------------------------
```

```
 [                             +
   {                           +
     "Plan": {                 +
       "Node Type": "Seq Scan",+
       "Relation Name": "foo", +
       "Alias": "foo",         +
       "Startup Cost": 0.00,   +
       "Total Cost": 155.00,   +
       "Plan Rows": 10000,     +
       "Plan Width": 4         +
     }                         +
   }                           +
 ]
(1 row)
```

S'il existe un index et que la requête contient une condition `WHERE` indexable, `EXPLAIN` peut afficher un plan différent :

```
EXPLAIN SELECT * FROM foo WHERE i = 4;

                         QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------
 Index Scan using fi on foo  (cost=0.00..5.98 rows=1 width=4)
   Index Cond: (i = 4)
(2 rows)
```

Voici le même plan, mais formaté avec YAML :

```
EXPLAIN (FORMAT YAML) SELECT * FROM foo WHERE i='4';
          QUERY PLAN
------------------------------
 - Plan:                      +
     Node Type: "Index Scan"  +
     Scan Direction: "Forward"+
     Index Name: "fi"         +
     Relation Name: "foo"     +
     Alias: "foo"             +
     Startup Cost: 0.00       +
     Total Cost: 5.98         +
     Plan Rows: 1             +
     Plan Width: 4            +
     Index Cond: "(i = 4)"
(1 row)
```

L'obtention du format XML est laissé en exercice au lecteur.

Voici le même plan avec les coûts supprimés :

```
EXPLAIN (COSTS FALSE) SELECT * FROM foo WHERE i = 4;

        QUERY PLAN
---------------------------
 Index Scan using fi on foo
   Index Cond: (i = 4)
```

```
(2 rows)
```

Exemple de plan de requête pour une requête utilisant une fonction d'agrégat :

```
EXPLAIN SELECT sum(i) FROM foo WHERE i < 10;

                              QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------------------
 Aggregate  (cost=23.93..23.93 rows=1 width=4)
   ->  Index Scan using fi on foo  (cost=0.00..23.92 rows=6
 width=4)
         Index Cond: (i < 10)
(3 rows)
```

Exemple d'utilisation de `EXPLAIN EXECUTE` pour afficher le plan d'exécution d'une requête préparée :

```
PREPARE query(int, int) AS SELECT sum(bar) FROM test
    WHERE id > $1 AND id < $2
    GROUP BY foo;

EXPLAIN ANALYZE EXECUTE query(100, 200);

                                                              QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------------------------------------
 HashAggregate  (cost=9.54..9.54 rows=1 width=8) (actual
 time=0.156..0.161 rows=11 loops=1)
   Group Key: foo
   ->  Index Scan using test_pkey on test  (cost=0.29..9.29 rows=50
 width=8) (actual time=0.039..0.091 rows=99 loops=1)
         Index Cond: ((id > $1) AND (id < $2))
 Planning time: 0.197 ms
 Execution time: 0.225 ms
(6 rows)
```

Il est évident que les nombres présentés ici dépendent du contenu effectif des tables impliquées. De plus, les nombres, et la stratégie sélectionnée elle-même, peuvent différer en fonction de la version de PostgreSQL du fait des améliorations apportées au planificateur. Il faut également savoir que la commande `ANALYZE` calcule les statistiques des données à partir d'extraits aléatoires ; il est de ce fait possible que les coûts estimés soient modifiés après l'exécution de cette commande, alors même la distribution réelle des données dans la table n'a pas changé.

Compatibilité

L'instruction `EXPLAIN` n'est pas définie dans le standard SQL.

Voir aussi

ANALYZE

FETCH

FETCH — Récupérer les lignes d'une requête à l'aide d'un curseur

Synopsis

```
FETCH [ direction ] [ FROM | IN ] nom_curseur

où direction peut être :

    NEXT
    PRIOR
    FIRST
    LAST
    ABSOLUTE nombre
    RELATIVE nombre
    nombre
    ALL
    FORWARD
    FORWARD nombre
    FORWARD ALL
    BACKWARD
    BACKWARD nombre
    BACKWARD ALL
```

Description

`FETCH` récupère des lignes en utilisant un curseur précédemment ouvert.

À un curseur est associée une position associée utilisée par `FETCH`. Le curseur peut être positionné avant la première ligne du résultat de la requête, sur une ligne particulière du résultat ou après la dernière ligne du résultat. À sa création, le curseur est positionné avant la première ligne. Après récupération de lignes, le curseur est positionné sur la ligne la plus récemment récupérée. Si `FETCH` atteint la fin des lignes disponibles, il est positionné après la dernière ligne ou avant la première ligne dans le cas d'une récupération remontante. `FETCH ALL` ou `FETCH BACKWARD ALL` positionne toujours le curseur après la dernière ligne ou avant la première ligne.

Les formes `NEXT`, `PRIOR`, `FIRST`, `LAST`, `ABSOLUTE`, `RELATIVE` récupèrent une seule ligne après déplacement approprié du curseur. Si cette ligne n'existe pas, un résultat vide est renvoyé et le curseur est positionné avant la première ligne ou après la dernière ligne, en fonction du sens de la progression.

Les formes utilisant `FORWARD` et `BACKWARD` récupèrent le nombre de lignes indiqué en se déplaçant en avant ou en arrière, laissant le curseur positionné sur la dernière ligne renvoyée (ou après/avant toutes les lignes si *`nombre`* dépasse le nombre de lignes disponibles).

`RELATIVE 0`, `FORWARD 0` et `BACKWARD 0` récupèrent tous la ligne actuelle sans déplacer le curseur, c'est-à-dire qu'ils effectuent une nouvelle récupération de la ligne dernièrement récupérée. La commande réussit sauf si le curseur est positionné avant la première ligne ou après la dernière ligne ; dans ce cas, aucune ligne n'est renvoyée.

> **Note**
>
> Cette page décrit l'utilisation des curseurs au niveau de la commande SQL. Si vous voulez utiliser des curseurs dans une fonction PL/pgSQL, les règles sont différentes -- voir Section 43.7.3.

Paramètres

direction

La direction et le nombre de lignes à récupérer. Ce paramètre peut prendre les valeurs suivantes :

`NEXT`

La ligne suivante est récupérée. C'est le comportement par défaut si *direction* est omis.

`PRIOR`

La ligne précédente est récupérée.

`FIRST`

La première ligne de la requête est récupérée. C'est identique à `ABSOLUTE 1`.

`LAST`

La dernière ligne de la requête est récupérée. C'est identique à `ABSOLUTE -1`.

`ABSOLUTE` *nombre*

La *nombre*-ième ligne de la requête est récupérée, ou la `abs(`*nombre*`)`-ième ligne à partir de la fin si *nombre* est négatif. Le curseur est positionné avant la première ligne ou après la dernière si *nombre* est en dehors des bornes ; en particulier, `ABSOLUTE 0` le positionne avant la première ligne.

`RELATIVE` *nombre*

La *nombre*-ième ligne suivante est récupérée, ou la `abs(`*nombre*`)`-ième ligne précédente si *nombre* est négatif. `RELATIVE 0` récupère de nouveau la ligne courante, si elle existe.

nombre

Les *nombre* lignes suivantes sont récupérées. C'est identique à `FORWARD` *nombre*.

`ALL`

Toutes les lignes restantes sont récupérées. C'est identique à `FORWARD ALL`).

`FORWARD`

La ligne suivante est récupérée. C'est identique à `NEXT`.

`FORWARD` *nombre*

Les *nombre* lignes suivantes sont récupérées. `FORWARD 0` récupère de nouveau la ligne courante.

`FORWARD ALL`

Toutes les lignes restantes sont récupérées.

BACKWARD

La ligne précédente est récupérée. C'est identique à PRIOR.

BACKWARD *nombre*

Les *nombre* lignes précédentes sont récupérées (parcours inverse). BACKWARD 0 récupère de nouveau la ligne courante.

BACKWARD ALL

Toutes les lignes précédentes sont récupérées (parcours inverse).

nombre

Constante de type entier éventuellement signé, qui précise l'emplacement ou le nombre de lignes à récupérer. Dans le cas de FORWARD et BACKWARD, préciser une valeur négative pour *nombre* est équivalent à modifier le sens de FORWARD et BACKWARD.

nom_curseur

Le nom d'un curseur ouvert.

Sorties

En cas de succès, une commande FETCH renvoie une balise de commande de la forme

FETCH *nombre*

Le *nombre* est le nombre de lignes récupérées (éventuellement zéro). Dans psql, la balise de commande n'est pas réellement affichée car psql affiche à la place les lignes récupérées.

Notes

Le curseur doit être déclaré avec l'option SCROLL si les variantes de FETCH autres que FETCH NEXT ou FETCH FORWARD avec un nombre positif sont utilisées. Pour les requêtes simples, PostgreSQL autorise les parcours inverses à partir de curseurs non déclarés avec SCROLL. il est toutefois préférable de ne pas se fonder sur ce comportement. Si le curseur est déclaré avec NO SCROLL, aucun parcours inverse n'est autorisé.

Les récupérations ABSOLUTE ne sont pas plus rapides que la navigation vers la ligne désirée par déplacement relatif : de toute façon, l'implantation sous-jacente doit parcourir toutes les lignes intermédiaires. Les récupérations absolues négatives font même pis : la requête doit être lue jusqu'à la fin pour trouver la dernière ligne, puis relue en sens inverse à partir de là. Néanmoins, remonter vers le début de la requête (comme avec FETCH ABSOLUTE 0) est rapide.

DECLARE est utilisé pour définir un curseur. MOVE est utilisé pour modifier la position du curseur sans récupérer les données.

Exemples

Parcourir une table à l'aide d'un curseur :

```
BEGIN WORK;

-- Initialiser le curseur :
DECLARE liahona SCROLL CURSOR FOR SELECT * FROM films;
```

```
-- Récupèrer les 5 premières lignes du curseur liahona :
FETCH FORWARD 5 FROM liahona;

 code  |          titre          | did | date_prod  |   genre  |
 longueur
-------+-------------------------+-----+------------+----------
+-----------
 BL101 | The Third Man           | 101 | 1949-12-23 | Drama    |
 01:44
 BL102 | The African Queen       | 101 | 1951-08-11 | Romantic |
 01:43
 JL201 | Une Femme est une Femme | 102 | 1961-03-12 | Romantic |
 01:25
 P_301 | Vertigo                 | 103 | 1958-11-14 | Action   |
 02:08
 P_302 | Becket                  | 103 | 1964-02-03 | Drama    |
 02:28

-- Récupèrer la ligne précédente :
FETCH PRIOR FROM liahona;

 code  |  titre  | did | date_prod  |  genre |  longueur
-------+---------+-----+------------+--------+-----------
 P_301 | Vertigo | 103 | 1958-11-14 | Action | 02:08

-- Fermer le curseur et terminer la transaction:
CLOSE liahona;
COMMIT WORK;
```

Compatibilité

Le standard SQL ne définit FETCH que pour une utilisation en SQL embarqué. La variante de FETCH décrite ici renvoie les données comme s'il s'agissait du résultat d'un SELECT plutôt que de le placer dans des variables hôtes. À part cela, FETCH est totalement compatible avec le standard SQL.

Les formes de FETCH qui impliquent FORWARD et BACKWARD, ainsi que les formes FETCH *nombre* et FETCH ALL, dans lesquelles FORWARD est implicite, sont des extensions PostgreSQL.

Le standard SQL n'autorise que FROM devant le nom du curseur ; la possibilité d'utiliser IN, ou de les laisser, est une extension.

Voir aussi

CLOSE, DECLARE, MOVE

GRANT

GRANT — Définir les droits d'accès

Synopsis

```
GRANT { { SELECT | INSERT | UPDATE | DELETE | TRUNCATE | REFERENCES
 | TRIGGER }
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON { [ TABLE ] nom_table [, ...]
         | ALL TABLES IN SCHEMA nom_schéma [, ...] }
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { { SELECT | INSERT | UPDATE | REFERENCES } ( nom_colonne
 [, ...] )
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] ( nom_colonne [, ...] ) }
    ON [ TABLE ] nom_table [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { { USAGE | SELECT | UPDATE }
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON { SEQUENCE nom_séquence [, ...]
         | ALL SEQUENCES IN SCHEMA nom_schéma [, ...] }
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { { CREATE | CONNECT | TEMPORARY | TEMP } [, ...] | ALL
 [ PRIVILEGES ] }
    ON DATABASE nom_base [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON DOMAIN nom_domaine [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON FOREIGN DATA WRAPPER nom_fdw [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON FOREIGN SERVER nom_serveur [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { EXECUTE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON { { FUNCTION | PROCEDURE | ROUTINE } nom_routine
 [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [, ...] ] ) ] [, ...]
         | ALL { FUNCTIONS | PROCEDURES | ROUTINES } IN
 SCHEMA nom_schéma [, ...] }
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON LANGUAGE nom_lang [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { { SELECT | UPDATE } [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON LARGE OBJECT loid [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]
```

```
GRANT { { CREATE | USAGE } [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON SCHEMA nom_schéma [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { CREATE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON TABLESPACE tablespace_name [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON TYPE nom_type [, ...]
    TO spécification_rôle [, ...] [ WITH GRANT OPTION ]

GRANT nom_role [, ...] TO spécification_rôle [, ...]
    [ WITH ADMIN OPTION ]
    [ GRANTED BY spécification_rôle ]

où spécification_rôle peut valoir :

    [ GROUP ] nom_rôle
  | PUBLIC
  | CURRENT_USER
  | SESSION_USER
```

Description

La commande GRANT a deux variantes basiques : la première donne des droits sur un objet de la base de données (table, colonne, vue, table distante, séquence, base de données, wrapper de données distantes, serveur distant, fonction, procédure, langage de procédure, schéma ou espace logique), la seconde gère les appartenances à un rôle. Ces variantes sont assez similaires mais somme toute assez différentes pour être décrites séparément.

GRANT sur les objets de la base de données

Cette variante de la commande GRANT donne des droits spécifiques sur un objet de la base de données a un ou plusieurs rôles. Ces droits sont ajoutés à ceux déjà possédés, s'il y en a.

Il existe aussi une option pour donner les droits sur tous les objets d'un même type sur un ou plusieurs schémas. Cette fonctionnalité n'est actuellement proposée que pour les tables, séquences, fonctions et procédures. ALL TABLES affecte aussi les vues et tables distantes, tout comme la commande GRANT pour un objet spécifique. ALL FUNCTIONS affecte aussi les fonctions d'agrégats mais pas les procédures, là-aussi tout comme la commande GRANT pour un objet spécifique.

Le mot clé PUBLIC indique que les droits sont donnés à tous les rôles, y compris ceux créés ultérieurement. PUBLIC peut être vu comme un groupe implicitement défini qui inclut en permanence tous les rôles. Un rôle particulier dispose de la somme des droits qui lui sont acquis en propre, des droits de tout rôle dont il est membre et des droits donnés à PUBLIC.

Si WITH GRANT OPTION est précisé, celui qui reçoit le droit peut le transmettre à son tour (NDT : par la suite on parlera d'« option de transmission de droit », là où en anglais il est fait mention de « grant options »). Sans l'option GRANT, l'utilisateur ne peut pas le faire. Cette option ne peut pas être donnée à PUBLIC.

Il n'est pas nécessaire d'accorder des droits au propriétaire d'un objet (habituellement l'utilisateur qui l'a créé) car, par défaut, le propriétaire possède tous les droits. (Le propriétaire peut toutefois choisir de révoquer certains de ses propres droits.)

Le droit de supprimer un objet ou de modifier sa définition n'est pas configurable avec cette commande. Il est spécifique au propriétaire de l'objet. Ce droit ne peut ni être donné ni supprimé. Néanmoins,

il est possible d'avoir le même effet en rendant un utilisateur membre du rôle qui possède cet object ou en le supprimant de ce rôle. Le propriétaire a aussi implicitement les options de transmission de droits pour l'objet.

PostgreSQL donne des droits par défaut sur certains types d'objets à PUBLIC. Aucun droit n'est donné à PUBLIC par défaut sur les tables les colonnes de table, les séquences, les wrappers de données distantes, les serveurs distants, les large objects, les schémas, et les tablespaces. Pour les autres types d'objets, les droits par défaut donnés et tablespaces. Pour les autres types, les droits par défaut donnés à PUBLIC sont les suivants : CONNECT et TEMPORARY (création de tables temporaires) pour les bases de données ; EXECUTE pour les fonctions et procédures stockées ; USAGE pour les langages et les types de données (incluant les domaines). Le propriétaire de l'objet peut, bien sûr, utiliser REVOKE pour enlever les droits par défaut et les droits donnés après coup. (Pour un maximum de sécurité, REVOKE est lancé dans la même transaction que la création de l'objet ; ainsi, il n'y a pas de laps de temps pendant lequel un autre utilisateur peut utiliser l'objet.) De plus, cette configuration des droits par défaut peut être modifiée en utilisant la commande ALTER DEFAULT PRIVILEGES.

Les droits possibles sont :

SELECT

Autorise SELECT sur toutes les colonnes, ou sur les colonnes listées spécifiquement, de la table, vue ou séquence indiquée. Autorise aussi l'utilisation de COPY TO. De plus, ce droit est nécessaire pour référencer des valeurs de colonnes existantes avec UPDATE ou DELETE. Pour les séquences, ce droit autorise aussi l'utilisation de la fonction currval. Pour les « Large Objects », ce droit permet la lecture de l'objet.

INSERT

Autorise INSERT d'une nouvelle ligne dans la table indiquée. Si des colonnes spécifiques sont listées, seules ces colonnes peuvent être affectées dans une commande INSERT, (les autres colonnes recevront par conséquent des valeurs par défaut). Autorise aussi COPY FROM.

UPDATE

Autorise UPDATE sur toute colonne de la table spécifiée, ou sur les colonnes spécifiquement listées. (En fait, toute commande UPDATE non triviale nécessite aussi le droit SELECT car elle doit référencer les colonnes pour déterminer les lignes à mettre à jour et/ou calculer les nouvelles valeurs des colonnes.) SELECT ... FOR UPDATE et SELECT ... FOR SHARE requièrent également ce droit sur au moins une colonne en plus du droit SELECT. Pour les séquences, ce droit autorise l'utilisation des fonctions nextval et setval. Pour les « Large Objects », ce droit permet l'écriture et le tronquage de l'objet.

DELETE

Autorise DELETE d'une ligne sur la table indiquée. (En fait, toute commande DELETE non triviale nécessite aussi le droit SELECT car elle doit référencer les colonnes pour déterminer les lignes à supprimer.)

TRUNCATE

Autorise TRUNCATE sur la table indiquée.

REFERENCES

Ce droit est requis sur les colonnes de référence et les colonnes qui référencent pour créer une contrainte de clé étrangère. Le droit peut être accordé pour toutes les colonnes, ou seulement des colonnes spécifiques.

TRIGGER

Autorise la création d'un déclencheur sur la table indiquée. (Voir l'instruction CREATE TRIGGER.)

`CREATE`

Pour les bases de données, autorise la création de nouveaux schémas et de nouvelles publications dans la base de données.

Pour les schémas, autorise la création de nouveaux objets dans le schéma. Pour renommer un objet existant, il est nécessaire d'en être le propriétaire *et* de posséder ce droit sur le schéma qui le contient.

Pour les tablespaces, autorise la création de tables, d'index et de fichiers temporaires dans le tablespace et autorise la création de bases de données utilisant ce tablespace par défaut. (Révoquer ce privilège ne modifie pas l'emplacement des objets existants.)

`CONNECT`

Autorise l'utilisateur à se connecter à la base indiquée. Ce droit est vérifié à la connexion (en plus de la vérification des restrictions imposées par `pg_hba.conf`).

`TEMPORARY`
`TEMP`

Autorise la création de tables temporaires lors de l'utilisation de la base de données spécifiée.

`EXECUTE`

Autorise l'utilisation de la fonction ou procédure indiquée et l'utilisation de tout opérateur défini sur la fonction. C'est le seul type de droit applicable aux fonctions et procédures. La syntaxe `FUNCTION` fonctionne aussi pour les fonctions d'agrégat. De plus, vous pouvez utiliser `ROUTINE` pour faire référence à une fonction, une fonction d'agrégat ou un procédure.

`USAGE`

Pour les langages procéduraux, autorise l'utilisation du langage indiqué pour la création de fonctions. C'est le seul type de droit applicable aux langages procéduraux.

Pour les schémas, autorise l'accès aux objets contenus dans le schéma indiqué (en supposant que les droits des objets soient respectés). Cela octroie, pour l'essentiel, au bénéficiaire le droit de « consulter » les objets contenus dans ce schéma. Sans ce droit, il est toujours possible de voir les noms des objets en lançant des requêtes sur les tables système. De plus, après avoir révoqué ce droit, les processus serveur existants pourraient recevoir des requêtes qui ont déjà réalisé cette recherche auparavant, donc ce n'est pas un moyen complètement sécurisé d'empêcher l'accès aux objets.

Pour les séquences, ce droit autorise l'utilisation des fonctions `currval` et `nextval`.

Pour les types et domaines, ce droit autorise l'utilisation du type ou du domaine dans la création de tables, procédures stockées et quelques autres objets du schéma. (Notez qu'il ne contrôle pas un « usage » général du type, comme les valeurs du type apparaissant dans les requêtes. Il empêche seulement les objets d'être créés s'ils dépendent de ce type. Le but principal de ce droit est de contrôler les utilisateurs pouvant créer des dépendances sur un type, ce qui peut empêcher le propriétaire de changer le type après coup.)

Pour des wrappers de données distantes, ce droit autorise la création de nouveaux serveurs utilisant ce wrapper.

Pour les serveurs, ce privilège autorise la création de tables étrangères utilisant le serveur. Les rôles recevant ce privilège pourraient également créer, modifier ou supprimer leurs propres correspondances d'utilisateurs associées à ce serveur.

`ALL PRIVILEGES`

Octroie tous les droits disponibles en une seule opération. Le mot clé `PRIVILEGES` est optionnel sous PostgreSQL mais est requis dans le standard SQL.

Les droits requis par les autres commandes sont listés sur les pages de référence de ces commandes.

GRANT sur les rôles

Cette variante de la commande GRANT définit l'appartenance d'un (ou plusieurs) rôle(s) à un autre. L'appartenance à un rôle est importante car elle offre tous les droits accordés à un rôle à l'ensemble de ses membres.

Si WITH ADMIN OPTION est spécifié, le membre peut à la fois en octroyer l'appartenance à d'autres rôles, et la révoquer. Sans cette option, les utilisateurs ordinaires ne peuvent pas le faire. Un rôle ne dispose pas de l'option WITH ADMIN OPTION lui-même mais il peut donner ou enlever son appartenance à partir d'une session où l'utilisateur correspond au rôle. Les superutilisateurs peuvent donner ou supprimer l'appartenance à tout rôle. Les rôles disposant de l'attribut CREATEROLE peuvent donner ou supprimer l'appartenance à tout rôle qui n'est pas un superutilisateur.

Si GRANTED BY est utilisé, l'ajout du droit est enregistré comme étant fait avec le rôle indiqué. Seuls les superutilisateurs peuvent utiliser cette option, sauf quand le nom indiqué est le même que celui qui exécute la commande.

Contrairement au cas avec les droits, l'appartenance à un rôle ne peut pas être donné à PUBLIC. Notez aussi que ce format de la commande n'autorise pas le mot GROUP dans *spécification_rôle*.

Notes

La commande REVOKE est utilisée pour retirer les droits d'accès.

Depuis PostgreSQL 8.1, le concept des utilisateurs et des groupes a été unifié en un seul type d'entité appelé rôle. Il n'est donc plus nécessaire d'utiliser le mot clé GROUP pour indiquer si le bénéficiaire est un utilisateur ou un groupe. GROUP est toujours autorisé dans cette commande mais est ignoré.

Un utilisateur peut exécuter des SELECT, INSERT, etc. sur une colonne si il a le privilège soit sur cette colonne spécifique, soit sur la table entière. Donner un privilège de table puis le révoquer pour une colonne ne fera pas ce que vous pourriez espérer : l'autorisation au niveau de la table n'est pas affectée par une opération au niveau de la colonne.

Quand un utilisateur, non propriétaire d'un objet, essaie d'octroyer des droits sur cet objet, la commande échoue si l'utilisateur n'a aucun droit sur l'objet. Tant que des privilèges existent, la commande s'exécute, mais n'octroie que les droits pour lesquels l'utilisateur dispose de l'option de transmission. Les formes GRANT ALL PRIVILEGES engendrent un message d'avertissement si aucune option de transmission de droit n'est détenue, tandis que les autres formes n'engendrent un message que lorsque les options de transmission du privilège concerné par la commande ne sont pas détenues. (Cela s'applique aussi au propriétaire de l'objet, mais comme on considère toujours que ce dernier détient toutes les options de transmission, le problème ne se pose jamais.)

Les superutilisateurs de la base de données peuvent accéder à tous les objets sans tenir compte des droits qui les régissent. Cela est comparable aux droits de root sur un système Unix. Comme avec root, il est déconseillé d'opérer en tant que superutilisateur, sauf en cas d'impérieuse nécessité.

Si un superutilisateur lance une commande GRANT ou REVOKE, tout se passe comme si la commande était exécutée par le propriétaire de l'objet concerné. Les droits octroyés par cette commande semblent ainsi l'avoir été par le propriétaire de l'objet. (L'appartenance à rôle, elle, semble être donnée par le rôle conteneur.)

GRANT et REVOKE peuvent aussi être exécutées par un rôle qui n'est pas le propriétaire de l'objet considéré, mais est membre du rôle propriétaire de l'objet, ou membre du rôle titulaire du privilège WITH GRANT OPTION sur cet objet. Dans ce cas, les droits sont enregistrés comme donnés par le rôle propriétaire de l'objet ou titulaire du privilège WITH GRANT OPTION. Par exemple, si la table t1 appartient au rôle g1, dont le rôle u1 est membre, alors u1 peut donner les droits sur t1 à u2, mais ces droits apparaissent octroyés directement par g1. Tout autre membre du rôle g1 peut les révoquer par la suite.

Si le rôle qui exécute `GRANT` détient, de manière indirecte, les droits souhaités à travers plus d'un niveau d'appartenance, il est difficile de prévoir le rôle reconnu comme fournisseur du privilège. Dans de tels cas, le meilleur moyen d'utiliser `SET ROLE` est de devenir le rôle qui doit octroyer les droits.

Donner un droit sur une table n'étend pas automatiquement les droits sur les séquences utilisées par cette table, ceci incluant les séquences liées par des colonnes de type `SERIAL`. Les droits sur les séquences doivent être donnés séparément.

La commande `\dp` de psql permet d'obtenir des informations sur les droits existants pour les tables et colonnes, par exemple :

```
=> \z matable
                              Access privileges
 Schema |  Name   | Type  |   Access privileges   | Column access
 privileges
--------+---------+-------+-----------------------
+-------------------------
 public | mytable | table | miriam=arwdDxt/miriam | col1:
                          : =r/miriam             :   miriam_rw=rw/
miriam
                          : admin=arw/miriam
(1 row)
```

Les entrées affichées par `\dp` sont interprétées ainsi :

```
      rolename=xxxx -- privileges granted to a role
              =xxxx -- privileges granted to PUBLIC


                  r -- SELECT ("lecture")
                  w -- UPDATE ("écriture")
                  a -- INSERT ("ajout")
                  d -- DELETE
                  D -- TRUNCATE
                  x -- REFERENCES
                  t -- TRIGGER
                  X -- EXECUTE
                  U -- USAGE
    C -- CREATE
    c -- CONNECT
                  T -- TEMPORARY
             arwdDxt -- ALL PRIVILEGES (pour les tables, varie pour
 les autres objets)
                  * -- option de transmission du privilège qui
 précède

              /yyyy -- role qui a donné le droit
```

L'exemple ci-dessus présente ce que voit l'utilisatrice `miriam` après la création de la table `matable` et l'exécution de :

```
GRANT SELECT ON matable TO PUBLIC;
GRANT SELECT, UPDATE, INSERT ON matable TO admin;
GRANT SELECT (col1), UPDATE (col1) ON matable TO miriam_rw;
```

Pour les objects non-tables, il y a d'autres commandes `\d` qui peuvent afficher leurs privilèges.

Si la colonne « Access privileges » est vide pour un objet donné, cela signifie que l'objet possède les droits par défaut (c'est-à-dire que la colonne des droits est NULL). Les droits par défaut incluent toujours les droits complets pour le propriétaire et peuvent inclure quelques droits pour PUBLIC en fonction du type d'objet comme cela est expliqué plus haut. Le premier GRANT ou REVOKE sur un objet instancie les droits par défaut (produisant, par exemple, {=,miriam=arwdDxt/miriam}) puis les modifie en fonction de la requête spécifiée. Les entrées sont affichées en « Privilèges d'accès aux colonnes » seulement pour les colonnes qui ont des privilèges différents de ceux par défaut. (Notez que, dans ce but, « default privileges » signifie toujours les droits par défaut inhérents au type de l'objet. Un objet dont les droits ont été modifiés avec la commande ALTER DEFAULT PRIVILEGES sera toujours affiché avec une entrée de droit effective qui inclut les effets de la commande ALTER.)

Les options de transmission de privilèges implicites du propriétaire ne sont pas indiquées dans l'affichage des droits d'accès. Une * apparaît uniquement lorsque les options de transmission ont été explicitement octroyées.

Exemples

Donner le droit d'insertion à tous les utilisateurs sur la table films :

```
GRANT INSERT ON films TO PUBLIC;
```

Donner tous les droits possibles à l'utilisateur manuel sur la vue genres :

```
GRANT ALL PRIVILEGES ON genres TO manuel;
```

Bien que la commande ci-dessus donne tous les droits lorsqu'elle est exécutée par un superutilisateur ou par le propriétaire de genres, exécutée par quelqu'un d'autre, elle n'accorde que les droits pour lesquels cet utilisateur possède l'option de transmission.

Rendre joe membre de admins :

```
GRANT admins TO joe;
```

Compatibilité

Conformément au standard SQL, le mot clé PRIVILEGES est requis dans ALL PRIVILEGES. Le standard SQL n'autorise pas l'initialisation des droits sur plus d'un objet par commande.

PostgreSQL autorise un propriétaire d'objet à révoquer ses propres droits ordinaires : par exemple, le propriétaire d'un objet peut le placer en lecture seule pour lui-même en révoquant ses propres droits INSERT, UPDATE, DELETE et TRUNCATE. Le standard SQL ne l'autorise pas. La raison en est que PostgreSQL traite les droits du propriétaire comme ayant été donnés par le propriétaire ; il peut, de ce fait, aussi les révoquer. Dans le standard SQL, les droits du propriétaire sont donnés par une entité « _SYSTEM ». N'étant pas « _SYSTEM », le propriétaire ne peut pas révoquer ces droits.

D'après le standard SQL, les options de cette commande peuvent être données à PUBLIC ; PostgreSQL supporte seulement l'ajout des options de droits aux rôles.

Le standard SQL autorise l'utilisation de l'option GRANTED BY pour toutes les formes de GRANT. PostgreSQL l'accepte uniquement pour rendre un rôle membre d'un autre rôle, et même là, seuls les superutilisateurs peuvent l'utiliser.

Le standard SQL fournit un droit USAGE sur d'autres types d'objet : jeux de caractères, collations, conversions.

Dans le standard SQL, seules les séquences ont un droit USAGE qui contrôle l'utilisation de l'expression NEXT VALUE FOR, un équivalent de la fonction nextval dans PostgreSQL. Les droits SELECT

et UPDATE des séquences sont une extension de PostgreSQL. L'application du droit USAGE de la séquence à la fonction currval est aussi une extension PostgreSQL (comme l'est la fonction elle-même).

Les droits sur les bases de données, tablespaces, langages, schémas et séquences sont des extensions PostgreSQL.

Voir aussi

REVOKE, ALTER DEFAULT PRIVILEGES

IMPORT FOREIGN SCHEMA

IMPORT FOREIGN SCHEMA — importe les définitions d'une table d'une instance différente

Synopsis

```
IMPORT FOREIGN SCHEMA schema_distant
    [ { LIMIT TO | EXCEPT } ( nom_table [, ...] ) ]
    FROM SERVER nom_serveur
    INTO schema_local
    [ OPTIONS ( option 'valeur' [, ... ] ) ]
```

Description

`IMPORT FOREIGN SCHEMA` crée une table externe qui représente une table existant dans une autre instance. L'utilisateur qui lance la commande sera propriétaire de la nouvelle table externe. La table sera créée avec des définition de colonnes et options en cohérence avec ce qui est définit pour l'instance distante.

Par défaut, toutes les tables et vues, existantes dans un schéma particulier de l'instance distante, sont importées. Il est possible de limiter la liste des tables à un sous ensemble, ou d'exclure des tables spécifiques. Les nouvelles tables externes sont toutes créées dans le schéma cible, qui doit déjà exister.

Pour utiliser `IMPORT FOREIGN SCHEMA`, l'utilisateur doit avoir le droit `USAGE` sur l'instance distante, ainsi que le droit `CREATE` sur le schéma cible.

Paramètres

schema_distant

C'est le schéma distant depuis lequel on réalise l'import. La signification spécifique d'un schéma distant dépend du wrapper de données distantes (foreign data wrapper) en cours d'utilisation.

`LIMIT TO ( nom_table [, ...] )`

Importe seulement les tables distantes qui ont été spécifiées. Toutes les autres tables du schéma distant seront ignorées.

`EXCEPT ( nom_table [, ...] )`

Exclut toutes les tables distantes qui ont été spécifiées. Toutes les tables du schéma distant seront importées sauf celles définies dans cette liste.

nom_serveur

Le serveur distant depuis lequel on importe.

schéma_local

Le schéma dans lequel sont créées les tables externes pour y importer les données distantes.

`OPTIONS ( option 'valeur' [, ...] )`

Options à utiliser lors de l'import. Les noms et valeurs autorisés d'options sont spécifiques à chaque wrapper de données distantes.

Exemples

On importe la définition des tables depuis un schéma distant `films_distants` du serveur `serveur_film`, en créant une table étrangère dans le schéma local `films` :

```
IMPORT FOREIGN SCHEMA films_distants
    FROM SERVER serveur_film INTO films;
```

Comme précédemment mais en important seulement les deux tables `acteurs` et `réalisateurs` (s'ils existent) :

```
IMPORT FOREIGN SCHEMA films_distants LIMIT TO (acteurs,
 réalisateurs)
    FROM SERVER serveur_film INTO films;
```

Compatibilité

La commande `IMPORT FOREIGN SCHEMA` se conforme au standard SQL standard, sauf sur la clause `OPTIONS` qui est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE FOREIGN TABLE, CREATE SERVER

INSERT

INSERT — Insérer de nouvelles lignes dans une table

Synopsis

```
[ WITH [ RECURSIVE ] requête_with [, ...] ]
INSERT INTO nom_table [ AS alias ] [ ( nom_colonne [, ...] ) ]
    [ OVERRIDING { SYSTEM | USER } VALUE ]
    { DEFAULT VALUES | VALUES ( { expression | DEFAULT } [, ...] )
 [, ...] | requête }
    [ ON CONFLICT [ cible_conflit ] action_conflit ]
    [ RETURNING * | expression_sortie [ [ AS ] nom_sortie ]
 [, ...] ]

où cible_conflit peut valoir :

    ( { nom_colonne_index | ( expression_index ) }
 [ COLLATE collation ] [ classe_operateur ] [, ...] )
 [ WHERE predicat_index ]
    ON CONSTRAINT nom_contrainte

et action_conflit peut valoir :

    DO NOTHING
    DO UPDATE SET { nom_colonne = { expression | DEFAULT } |
                    ( nom_colonne [, ...] ) = [ ROW ]
 ( { expression | DEFAULT } [, ...] ) |
                    ( nom_colonne [, ...] ) = ( sous-SELECT )
                  } [, ...]
              [ WHERE condition ]
```

Description

`INSERT` insère de nouvelles lignes dans une table. Vous pouvez insérer une ou plusieurs lignes spécifiées par les expressions de valeur, ou zéro ou plusieurs lignes provenant d'une requête.

L'ordre des noms des colonnes n'a pas d'importance. Si aucune liste de noms de colonnes n'est donnée, toutes les colonnes de la table sont utilisée dans l'ordre de leur déclaration (les *`N`* premiers noms de colonnes si seules *`N`* valeurs de colonnes sont fournies dans la clause `VALUES` ou dans la *`requête`*). Les valeurs fournies par la clause `VALUES` ou par la *`requête`* sont associées à la liste explicite ou implicite des colonnes de gauche à droite.

Chaque colonne absente de la liste, implicite ou explicite, des colonnes se voit attribuer sa valeur par défaut, s'il y en a une, ou NULL dans le cas contraire.

Un transtypage automatique est entrepris lorsque l'expression d'une colonne ne correspond pas au type de donnée déclaré.

Des `INSERT` dans des tables pour lesquelles il manque des index d'unicité ne seront pas bloqués par des activités concurrentes. Les tables avec des index d'unicité pourraient bloquer si des sessions concurrentes réalisent des actions qui verrouillent ou modifient des lignes correspondant aux valeurs en cours d'insertion dans l'index ; les détails sont disponibles dans Section 61.5. `ON CONFLICT` peut être utilisé pour indiquer une action alternative lorsqu'une erreur sur une contrainte unique ou une contrainte d'exclusion est levée (voir Clause `ON CONFLICT` ci-dessous).

La clause RETURNING optionnelle fait que INSERT calcule et renvoie le(s) valeur(s) basée(s) sur chaque ligne en cours d'insertion (ou mises à jour si une clause ON CONFLICT DO UPDATE a été utilisée). C'est principalement utile pour obtenir les valeurs qui ont été fournies par défaut, comme un numéro de séquence. Néanmoins, toute expression utilisant les colonnes de la table est autorisée. La syntaxe de la liste RETURNING est identique à celle de la commande SELECT. Seules les lignes qui ont été insérées ou mises à jour avec succès sont retournées. Par exemple, si une ligne a été verrouillée mais non mise à jour parce que la *condition* de la clause ON CONFLICT DO UPDATE ... WHERE n'a pas été satisfaite, la ligne ne sera pas renvoyée.

Vous devez avoir le droit INSERT sur une table pour insérer des données dedans. Si ON CONFLICT DO UPDATE est indiqué, le droit UPDATE est aussi requis.

Si une liste de colonnes est indiquée, vous avez seulement besoin d'avoir le droit INSERT sur les colonnes spécifiées. De la même manière, lorsque ON CONFLICT DO UPDATE est indiqué, vous avez seulement besoin d'avoir le droit UPDATE sur les colonnes qui sont listées comme à mettre à jour. Cependant, ON CONFLICT DO UPDATE exige également le droit SELECT sur toutes les colonnes dont les valeurs sont lues dans l'expression de ON CONFLICT DO UPDATE ou la *condition*.

L'utilisation de la clause RETURNING requiert le droit SELECT sur toutes les colonnes mentionnées dans RETURNING. Si vous utilisez la clause *requête* pour insérer des lignes à partir d'une requête, vous avez bien sûr besoin d'avoir le droit SELECT sur toutes les tables ou colonnes référencées dans la requête.

Paramètres

Insertion

Cette section concerne les paramètres qui peuvent être utilisés lors de l'insertion de nouvelles lignes. Les paramètres *exclusivement* utilisés avec la clause ON CONFLICT sont décrits séparément.

requête_with

La clause WITH vous permet de spécifier une ou plusieurs sous-requêtes qui peuvent être référencées par leur nom dans la commande INSERT. Voir Section 7.8 et SELECT pour les détails.

Il est possible que la *requête* (commande SELECT) contienne également une clause WITH. Dans un tel cas, les deux ensembles de *requête_with* peuvent être référencés à l'intérieur de *requête*, mais le second prime dans la mesure où il est plus proche.

nom_table

Le nom (éventuellement préfixé du schéma) d'une table existante.

alias

Un nom de substitution pour *nom_table*. Lorsqu'un alias est indiqué, il masque complètement le nom actuel de la table. Ceci est particulièrement utile lorsque ON CONFLICT DO UPDATE fait référence à une table nommée excluded, puisque sinon ce nom serait utilisé pour le nom de la table spéciale représentant la ligne proposée à l'insertion.

nom_colonne

Le nom d'une colonne dans la table nommée par *nom_table*. Le nom de la colonne peut être qualifié avec un nom de sous-champ ou un indice de tableau, si besoin. (L'insertion uniquement dans certains champs d'une colonne composite positionne les autres champs à NULL.) Lorsque vous référencez une colonne avec ON CONFLICT DO UPDATE, n'incluez pas le nom de la table dans la spécification de la colonne. Par exemple, INSERT INTO nom_table ... ON CONFLICT DO UPDATE tab SET nom_table.col = 1 est invalide (ceci est conforme au comportement général pour la commande UPDATE).

`OVERRIDING SYSTEM VALUE`

Sans cette clause, spécifier une valeur explicite (autre que (`DEFAULT`) pour une colonne d'identité définie comme `GENERATED ALWAYS` retourne une erreur. Cette clause passe outre cette restriction. restriction.

`OVERRIDING USER VALUE`

Si cette clause est spécifiée, alors toute valeur fournir pour les colonnes d'identité définies comme `GENERATED BY DEFAULT` sont ignorées et les valeurs par défaut générée par la séquence sont appliquées.

Cette clause est utile par exemple lors de la copie de valeur entre des tables. Écrire `INSERT INTO tbl2 OVERRIDING USER VALUE SELECT * FROM tbl1` copiera de `tbl1` toutes les colonnes de `tbl2` qui ne sont pas des colonnes d'identité dans `tbl2` alors que des valeurs pour les colonnes d'identité dans `tbl2` seront générées par les séquences associées avec `tbl2`.

`DEFAULT VALUES`

Toutes les colonnes seront remplies avec leur valeur par défaut. (Une clause `OVERRIDING` n'est pas permise dans cette forme.)

`expression`

Une expression ou valeur à assigner à la colonne correspondante.

`DEFAULT`

La colonne correspondante sera remplie avec sa valeur par défaut.

`requête`

Une requête (commande `SELECT`) qui fournit les lignes à insérer. Référez-vous à la commande SELECT pour une description de la syntaxe.

`expression_sortie`

Une expression à calculer et à retourner par la commande `INSERT` après que chaque ligne soit insérée ou mise à jour. L'expression peut utiliser n'importe quel nom de colonnes de la table nommée *`nom_table`*. Écrivez `*` pour renvoyer toutes les colonnes de(s) ligne(s) insérée(s) ou mise(s) à jour.

`nom_sortie`

Un nom à utiliser pour une colonne renvoyée.

Clause `ON CONFLICT`

La clause optionelle `ON CONFLICT` indique une action alternative lors d'une erreur de violation d'une contrainte unique ou d'exclusion. Pour chaque ligne individuelle proposée pour l'insertion, soit l'insertion est effectuée, soit si une contrainte *arbitrale* ou un index indiqué par *`cible_conflit`* est violé, l'action alternative *`cible_conflit`* est effectuée. `ON CONFLICT DO NOTHING` évite simplement d'insérer une ligne comme action alternative. Comme action alternative, `ON CONFLICT DO UPDATE` met à jour la ligne existante en conflit avec la ligne proposée pour l'insertion.

`cible_conflit` peut effectuer une *inférence d'un index unique*. L'inférence consiste à indiquer un ou plusieurs *`nom_colonne_index`* et/ou *`expression_index`*. Tous les index uniques de *`nom_table`* qui, indépendamment de l'ordre, contiennent exactement les colonnes/ expressions *`cible_conflit`* spécifiées sont inférés (choisis) comme index arbitraux. Si un *`predicat_index`* est indiqué, il doit, comme une condition supplémentaire pour l'inférence,

satisfaire les index arbitraux. Notez que cela signifie qu'un index unique non partiel (un index unique sans prédicat) sera inféré (et donc utilisé par `ON CONFLICT`) si un tel index remplissant l'ensemble des autres critères est disponible. Si une tentative d'inférence est impossible, une erreur est levée.

`ON CONFLICT DO UPDATE` garantit un traitement atomique de `INSERT` ou de `UPDATE` ; dans la mesure où il n'y a pas d'erreur indépendante, l'un de ces deux traitements est garanti, y compris en cas d'accès concurrents. Ceci est aussi connu sous le nom d'*UPSERT* (« UPDATE ou INSERT »).

cible_conflit

Indique les conflits `ON CONFLICT` entrainant l'action alternative en choisissant les *index arbitraux*. Soit effectue l'*inférence d'un index unique*, soit nomme une contrainte explicitement. Pour `ON CONFLICT DO NOTHING`, l'indication de *cible_conflit* est facultatif ; s'il est omis, les conflits avec toutes les contraintes utilisables (et index uniques) sont retenus. Pour `ON CONFLICT DO UPDATE`, *cible_conflit* *doit* être indiqué.

action_conflit

action_conflit indique une action alternative à `ON CONFLICT`. Elle peut être soit une clause `DO NOTHING`, soit une clause `DO UPDATE` indiquant le détail exact de l'action `UPDATE` à effectuer en cas de conflit. Les clauses `SET` et `UPDATE` dans `ON CONFLICT DO UPDATE` ont accès à la ligne existante en utilisant le nom de la table (ou un alias), et à la ligne proposée à l'insertion en utilisant la table spéciale de nom `excluded`. Le droit `SELECT` est requis sur l'ensemble des colonnes de la table cible où les colonnes correspondantes de `excluded` sont lues.

Notez que les effets de tous les trigegrs par ligne `BEFORE INSERT` sont reflétés dans les valeurs de `excluded`, dans la mesure où ces effets peuvent avoir contribués à la ligne exclue de l'insertion.

nom_colonne_index

Le nom d'une colonne de *nom_table*. Utilisé pour inférer les index arbitraux. Suit le format de `CREATE INDEX`. Le droit `SELECT` sur *nom_colonne_index* est nécessaire.

expression_index

Similaire à *nom_colonne_index*, mais utilisé pour inférer les expressions sur les colonnes de *nom_table* apparaissant dans les définitions de l'index (pas de simples colonnes). Suit le format de `CREATE INDEX`. Le droit `SELECT` sur toutes les colonnes apparaissant dans *expression_index* est nécessaire.

collation

Lorsque mentionné, indique que la colonne *nom_colonne_index* correspondante ou *expression_index* utilise une collation particulière pour être mis en correspondance durant l'inférence. Typiquement, ceci est omis, dans la mesure où les collations n'ont généralement pas d'incidence sur la survenu ou non d'une violation de contrainte. Suit le format de `CREATE INDEX`.

classe_operateur

Lorsque mentionné, elle indique que la colonne *nom_colonne_index* correspondante ou *expression_index* utilise une classe d'opérateur en particulier pour être mis en correspondance durant l'inférence. Typiquement, ceci est omis, dans la mesure où les sémantiques d'*égalité* sont souvent équivalentes entre les différents types de classes d'opérateurs, ou parce qu'il est suffisant de s'appuyer sur le fait que les définitions d'index uniques ont une définition pertinente de l'égalité. Suit le format de `CREATE INDEX`.

predicat_index

Utilisé pour permettre l'inférence d'index uniques partiels. Tous les index qui satisfont le prédicat (qui ne sont pas nécessairement des index partiels) peuvent être inférés. Suit le format de `CREATE`

INDEX. Le droit SELECT sur toutes les colonnes apparaissant dans *predicat_index* est nécessaire.

nom_contrainte

Spécifie explicitement une *contrainte* arbitrale par nom, plutôt que d'inférer une contrainte par nom ou index.

condition

Une expression qui renvoie une valeur de type boolean. Seules les lignes pour lesquelles cette expression renvoie true seront mises à jour, bien que toutes les lignes seront verrouillées lorsque l'action ON CONFLICT DO UPDATE est prise. Notez que *condition* est évaluée en dernier, après qu'un conflit ait été identifié comme un candidat à la mise à jour.

Notez que les contraintes d'exclusion ne sont pas supportées comme arbitres avec ON CONFLICT DO UPDATE. Dans tous les cas, seules les contraintes NOT DEFERRABLE et les index uniques sont supportés comme arbitres.

La commande INSERT avec une clause ON CONFLICT DO UPDATE est une instruction déterministe. Ceci signifie que la commande ne sera pas autorisée à modifier n'importe quelle ligne individuelle plus d'une fois ; une erreur de violation de cardinalité sera levée si cette situation arrive. Les lignes proposées à l'insertion ne devraient pas avoir de duplication les unes par rapport aux autres relativement aux attributs contraints par un index arbitral ou une contrainte.

Notez qu'il n'y a pas de support d'une clause ON CONFLICT DO UPDATE d'un INSERT appliquée à une table partitionnée pour mettre à jour la clé de partitionnement d'une ligne en conflit qui causerait le déplacement de la ligne dans une nouvelle partition.

> **Astuce**
>
> Il est souvent préférable d'utiliser l'inférence d'un index unique plutôt que de nommer une contrainte directement en utilisant ON CONFLICT ON CONSTRAINT *nom_contrainte*. L'inférence continuera de fonctionner correctement lorsque l'index sous-jacent est remplacé par un autre plus ou moins équivalent de manière recouvrante, par exemple en utilisant CREATE UNIQUE INDEX ... CONCURRENTLY avant de supprimer l'index remplacé.

Sorties

En cas de succès, la commande INSERT renvoie un code de la forme

```
INSERT oid nombre
```

nombre correspond au nombre de lignes insérées ou mises à jour. Si *nombre* vaut exactement un et que la table cible contient des OID, alors *oid* est l'OID affecté à la ligne insérée. La ligne unique doit avoir été insérée plutôt que mise à jour. Sinon, *oid* vaut zéro.

Si la commande INSERT contient une clause RETURNING, le résultat sera similaire à celui d'une instruction SELECT contenant les colonnes et les valeurs définies dans la liste RETURNING, à partir de la liste des lignes insérées ou mises à jour par la commande.

Notes

Si la table spécifiée est une table partitionnée, chaque ligne est redirigée vers la partition appropriée et insérée dedans. Si la table spécifiée est une partition, une erreur sera remontée si une des lignes en entrée viole la contrainte de partition.

Exemples

Insérer une ligne dans la table `films` :

```
INSERT INTO films
 VALUES ('UA502', 'Bananas', 105, '1971-07-13', 'Comédie', '82
 minutes');
```

Dans l'exemple suivant, la colonne `longueur` est omise et prend donc sa valeur par défaut :

```
INSERT INTO films (code, titre, did, date_prod, genre)
    VALUES ('T_601', 'Yojimbo', 106, '1961-06-16', 'Drame');
```

L'exemple suivant utilise la clause `DEFAULT` pour les colonnes date plutôt qu'une valeur précise :

```
INSERT INTO films VALUES
    ('UA502', 'Bananas', 105, DEFAULT, 'Comédie', '82 minutes');
INSERT INTO films (code, titre, did, date_prod, genre)
    VALUES ('T_601', 'Yojimbo', 106, DEFAULT, 'Drame');
```

Insérer une ligne constituée uniquement de valeurs par défaut :

```
INSERT INTO films DEFAULT VALUES;
```

Pour insérer plusieurs lignes en utilisant la syntaxe multi-lignes `VALUES` :

```
INSERT INTO films (code, titre, did, date_prod, genre) VALUES
    ('B6717', 'Tampopo', 110, '1985-02-10', 'Comedy'),
    ('HG120', 'The Dinner Game', 140, DEFAULT, 'Comedy');
```

Insérer dans la table `films` des lignes extraites de la table `tmp_films` (la disposition des colonnes est identique dans les deux tables) :

```
INSERT INTO films SELECT * FROM tmp_films WHERE date_prod <
 '2004-05-07';
```

Insérer dans des colonnes de type tableau :

```
-- Créer un jeu de 3 cases sur 3
INSERT INTO tictactoe (game, board[1:3][1:3])
    VALUES (1, '{{" "," "," "},{" "," "," "},{" "," "," "}}');
-- Les indices de l'exemple ci-dessus ne sont pas vraiment
 nécessaires
INSERT INTO tictactoe (game, board)
    VALUES (2, '{{X," "," "},{" ",O," "},{" ",X," "}}');
```

Insérer une ligne simple dans la table `distributeurs`, en renvoyant le numéro de séquence généré par la clause `DEFAULT` :

```
INSERT INTO distributeurs (did, dnom) VALUES (DEFAULT, 'XYZ
 Widgets')
   RETURNING did;
```

Augmenter le nombre de ventes du vendeur qui gère le compte Acme Corporation, et enregistrer la ligne complètement mise à jour avec l'heure courante dans une table de traçage :

```
WITH upd AS (
  UPDATE employees SET sales_count = sales_count + 1 WHERE id =
    (SELECT sales_person FROM accounts WHERE name = 'Acme
 Corporation')
    RETURNING *
)
INSERT INTO employees_log SELECT *, current_timestamp FROM upd;
```

Insérer ou mettre à jour de nouveaux distributeurs comme approprié. Suppose qu'un index unique a été défini qui contraint les valeurs apparaissant dans la colonne `did`. Notez que la table spéciale `excluded` est utilisée pour référencer les valeurs proposées à l'origine pour l'insertion :

```
INSERT INTO distributeurs (did, dnom)
    VALUES (5, 'Gizmo Transglobal'), (6, 'Associated Computing,
 Inc')
    ON CONFLICT (did) DO UPDATE SET dnom = EXCLUDED.dnom;
```

Insérer un distributeur, ou ne fait rien pour les lignes proposées à l'insertion lorsqu'une ligne existante, exclue (une ligne avec une contrainte correspondante sur une ou plusieurs colonnes après que les triggers après ou avant se soient déclenchés) existe. L'exemple suppose qu'un index unique a été défini qui contraint les valeurs apparaissant dans la colonne `did` :

```
INSERT INTO distributeurs (did, dnom) VALUES (7, 'Redline GmbH')
    ON CONFLICT (did) DO NOTHING;
```

Insérer ou mettre à jour de nouveaux distributeurs comme approprié. L'exemple suppose qu'un index unique a été défini qui contraint les valeurs apparaissant dans la colonne `did`. La clause `WHERE` est utilisée pour limiter les lignes mises à jour (toutes les lignes existantes non mises à jour seront tout de même verrouillées) :

```
-- Ne pas mettre à jour les distributeurs existants avec un certain
 code postal
INSERT INTO distributeurs AS d (did, dnom) VALUES (8, 'Anvil
 Distribution')
    ON CONFLICT (did) DO UPDATE
    SET dnom = EXCLUDED.dnom || ' (précédemment ' || d.dnom || ')'
    WHERE d.code_postal <> '21201';

-- Nomme une contrainte directement dans l'instruction (utilise
-- l'index associé pour décider de prendre l'action DO NOTHING)
INSERT INTO distributeurs (did, dnom) VALUES (9, 'Antwerp Design')
    ON CONFLICT ON CONSTRAINT distributeurs_pkey DO NOTHING;
```

Insérer un nouveau distributeur si possible ; sinon `DO NOTHING`. L'exemple suppose qu'un index unique a été défini qui contraint les valeurs apparaissant dans la colonne `did` à un sous-ensemble des lignes où la colonne booléenne `est_actif` est évaluée à `true` :

```
-- Cette instruction pourrait inférer un index unique partiel sur
 "did"
-- avec un prédicat de type "WHERE est_actif", mais il pourrait
 aussi
-- juste utiliser une contrainte unique régulière sur "did"
INSERT INTO distributeurs (did, dnom) VALUES (10, 'Conrad
 International')
    ON CONFLICT (did) WHERE est_actif DO NOTHING;
```

Compatibilité

`INSERT` est conforme au standard SQL, sauf la clause `RETURNING` qui est une extension PostgreSQL, comme la possibilité d'utiliser la clause `WITH` avec l'instruction `INSERT`, et de spécifier une action alternative avec `ON CONFLICT`. Le standard n'autorise toutefois pas l'omission de la liste des noms de colonnes alors qu'une valeur n'est pas affectée à chaque colonne, que ce soit à l'aide de la clause `VALUES` ou à partir de la *`requête`*.

The SQL standard spécifie que `OVERRIDING SYSTEM VALUE` ne peut être spécifié que si une colonne d'identité qui est toujours générée existe. PostgreSQL autorise cette clause dans tous les cas et l'ignore si elle ne s'applique pas.

Les limitations possibles de la clause *`requête`* sont documentées sous SELECT.

LISTEN

LISTEN — Attendre une notification

Synopsis

```
LISTEN canal
```

Description

`LISTEN` enregistre la session courante comme listener du canal de notification *`canal`*. Si la session courante est déjà enregistrée comme listener de ce canal de notification, il ne se passe rien de plus.

À chaque appel de la commande `NOTIFY` *`canal`*, que ce soit par cette session ou par une autre connectée à la même base de données, toutes les sessions attendant sur ce canal en sont avisées et chacune en avise en retour son client. Voir `NOTIFY` pour plus d'informations.

La commande `UNLISTEN` permet d'annuler l'enregistrement d'une session comme listener d'un canal de notification. Les enregistrements d'écoute d'une session sont automatiquement effacés lorsque la session se termine.

La méthode utilisé par un client pour détecter les événements de notification dépend de l'interface de programmation PostgreSQL qu'il utilise. Avec la bibliothèque libpq, l'application exécute `LISTEN` comme une commande SQL ordinaire, puis appelle périodiquement la fonction `PQnotifies` pour savoir si un événement de notification est reçu. Les autres interfaces, telle libpgtcl, fournissent des méthodes de plus haut niveau pour gérer les événements de notification ; en fait, avec libpgtcl, le développeur de l'application n'a même pas à lancer `LISTEN` ou `UNLISTEN` directement. Tous les détails se trouvent dans la documentation de l'interface utilisée.

NOTIFY décrit plus en détails l'utilisation de `LISTEN` et `NOTIFY`.

Paramètres

`canal`

Le nom d'un canal de notification (tout identifiant).

Notes

`LISTEN` prend effet à la validation de la transaction. Si `LISTEN` ou `UNLISTEN` est exécuté dans une transaction qui sera ensuite annulée, l'ensemble des canaux de notification écoutés sera inchangé.

Une transaction qui a exécuté `LISTEN` ne peut pas être préparée pour la validation en deux phases.

Exemples

Configurer et exécuter une séquence listen/notify à partir de psql :

```
LISTEN virtual;
NOTIFY virtual;
Notification asynchrone "virtual" reçue en provenance du processus
 serveur de PID 8448.
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `LISTEN` dans le standard SQL.

Voir aussi

NOTIFY, UNLISTEN

LOAD

LOAD — Charger une bibliothèque partagée

Synopsis

```
LOAD 'fichier'
```

Description

Cette commande charge une bibliothèque partagée dans l'espace d'adressage de PostgreSQL. Si le fichier a déjà été chargé, la commande ne fait rien. Les fichiers des bibliothèques partagées contenant des fonctions C sont automatiquement chargés à chaque fois qu'une de leur fonctions est appelée. Du coup, un appel explicite à LOAD est habituellement seulement nécessaire pour charger une bibliothèque qui modifie le comportement du serveur via des « points d'accroche » plutôt qu'en fournissant un ensemble de fonctions.

Le nom du fichier de la bibliothèque est typiquement donné sous la forme d'un simple nom de fichier, qui est cherché dans le chemin de recherches des bibliothèques du serveur (configuré avec dynamic_library_path). Il peut aussi être donné sous la forme d'un nom complet. Quelque soit le cas, l'extension du nom de fichier pour les bibliothèques partagées de la plateforme peut être omise. Voir Section 38.10.1 pour plus d'informations sur ce sujet.

Les utilisateurs normaux peuvent seulement utiliser LOAD avec des bibliothèques situées dans $libdir/plugins/ -- le *nom_fichier* indiqué doit commencer avec cette chaîne exacte. (Il est de la responsabilité de l'administrateur de bases de données de s'assurer que seules des bibliothèques « sûres » y sont installées.)

Compatibilité

LOAD est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE FUNCTION

LOCK

LOCK — verrouiller une table

Synopsis

```
LOCK [ TABLE ] [ ONLY ] nom [ * ] [, ...] [ IN mode_verrou MODE ]
 [ NOWAIT ]

où mode_verrou peut être :

    ACCESS SHARE | ROW SHARE | ROW EXCLUSIVE | SHARE UPDATE
 EXCLUSIVE | SHARE | SHARE ROW EXCLUSIVE | EXCLUSIVE | ACCESS
 EXCLUSIVE
```

Description

`LOCK TABLE` prend un verrou de niveau table, attendant si nécessaire que tout verrou conflictuel soit relâché. Si `NOWAIT` est spécifié, `LOCK TABLE` n'attend pas l'acquisition du verrou désiré : s'il ne peut pas être obtenu immédiatement, la commande est annulée et une erreur est émise. Une fois obtenu, le verrou est conservé jusqu'à la fin de la transaction en cours. (Il n'y a pas de commande `UNLOCK TABLE` ; les verrous sont systématiquement relâchés à la fin de la transaction.)

Quand une vue est verrouillée, toutes les relations apparaissant dans la requête de définition de la vue sont aussi verrouillée récursivement avec le même mode de verrou.

Lors de l'acquisition automatique de verrous pour les commandes qui référencent des tables, PostgreSQL utilise toujours le mode de verrou le moins restrictif possible. `LOCK TABLE` est utilisable lorsqu'il est nécessaire d'obtenir des verrous plus restrictifs.

Soit, par exemple, une application qui exécute une transaction de niveau d'isolation `READ COMMITTED`. Pour s'assurer que les données de la table sont immuables pendant toute la durée de la transaction, un verrou `SHARE` de niveau table peut être obtenu avant d'effectuer la requête. Cela empêche toute modification concurrente des données. Cela assure également que toute lecture intervenant ensuite sur la table accède à la même vue des données validées. En effet, un verrou `SHARE` entre en conflit avec le verrou `ROW EXCLUSIVE` pris par les modificateurs et l'instruction `LOCK TABLE` *`nom`* `IN SHARE MODE` attend que tout détenteur concurrent de verrous de mode `ROW EXCLUSIVE` valide ou annule. De ce fait, une fois le verrou obtenu, il ne reste aucune écriture non validée en attente ; de plus, aucune ne peut commencer tant que le verrou acquis n'est pas relâché.

Pour obtenir un effet similaire lors de l'exécution d'une transaction de niveau d'isolation `REPEATABLE READ` ou `SERIALIZABLE`, il est nécessaire d'exécuter l'instruction `LOCK TABLE` avant toute instruction `SELECT` ou de modification de données. La vue des données utilisée par une transaction `REPEATABLE READ` or `SERIALIZABLE` est figée au moment où débute la première instruction `SELECT` ou de modification des données. Un `LOCK TABLE` ultérieur empêche encore les écritures concurrentes -- mais il n'assure pas que la transaction lit les dernières données validées.

Si une telle transaction modifie les données de la table, elle doit utiliser le mode de verrou `SHARE ROW EXCLUSIVE` au lieu du mode `SHARE`. Cela assure l'exécution d'une seule transaction de ce type à la fois. Sans cela, une situation de verrou mort est possible : deux transactions peuvent acquérir le mode `SHARE` et être ensuite incapables d'acquérir aussi le mode `ROW EXCLUSIVE` pour réellement effectuer leurs mises à jour. (Les verrous d'une transaction ne sont jamais en conflit. Une transaction peut de ce fait acquérir le mode `ROW EXCLUSIVE` alors qu'elle détient le mode `SHARE` -- mais pas si une autre transaction détient le mode `SHARE`.) Pour éviter les verrous bloquants, il est préférable que toutes les transactions qui acquièrent des verrous sur les mêmes objets le fassent dans le même ordre.

De plus si de multiples modes de verrous sont impliqués pour un même objet, le verrou de mode le plus restrictif doit être acquis le premier.

Plus d'informations sur les modes de verrou et les stratégies de verrouillage sont disponibles dans Section 13.3.

Paramètres

nom

Le nom d'une table à verrouiller (éventuellement qualifié du nom du schéma). Si ONLY est précisé avant le nom de la table, seule cette table est verrouillée. Dans le cas contraire, la table et toutes ses tables filles (si elle en a) sont verrouillées. En option, * peut être placé après le nom de la table pour indiquer explicitement que les tables filles sont inclues.

La commande LOCK a, b; est équivalente à LOCK a; LOCK b;. Les tables sont verrouillées une par une dans l'ordre précisé par la commande LOCK TABLE.

modeverrou

Le mode de verrou précise les verrous avec lesquels ce verrou entre en conflit. Les modes de verrou sont décrits dans Section 13.3.

Si aucun mode de verrou n'est précisé, ACCESS EXCLUSIVE, mode le plus restrictif, est utilisé.

NOWAIT

LOCK TABLE n'attend pas que les verrous conflictuels soient relâchés : si le verrou indiqué ne peut être acquis immédiatement sans attente, la transaction est annulée.

Notes

LOCK TABLE ... IN ACCESS SHARE MODE requiert les droits SELECT sur la table cible. LOCK TABLE ... IN ROW EXCLUSIVE MODE requiert des droits INSERT, UPDATE, DELETE, ou TRUNCATE sur la table cible. Toutes les autres formes de LOCK requièrent au moins un des droits UPDATE, DELETE et TRUNCATE au niveau table.

L'utilisateur réalisant un verrou sur la vue doit avoir le droit correspondant sur la vue. De plus, le propriétaire de la vue doit avoir les droits correspondants sur les relations de base sous-jacentes mais l'utilisateur réalisant le verrou n'a pas besoin de ces droits.

LOCK TABLE est inutile à l'extérieur d'un bloc de transaction : le verrou est détenu jusqu'à la fin de l'instruction. Du coup, PostgreSQL renvoie une erreur si LOCK est utilisé en dehors d'un bloc de transaction. Utilisez BEGIN et COMMIT (ou ROLLBACK) pour définir un bloc de transaction.

LOCK TABLE ne concernent que les verrous de niveau table. Les noms de mode contenant ROW sont donc tous mal nommés. Ces noms de modes doivent généralement être compris comme indiquant l'intention de l'utilisateur d'acquérir des verrous de niveau ligne à l'intérieur de la table verrouillée. Le mode ROW EXCLUSIVE est également un verrou de table partageable. Tous les modes de verrou ont des sémantiques identiques en ce qui concerne LOCK TABLE ; ils ne diffèrent que dans les règles de conflit entre les modes. Pour des informations sur la façon d'acquérir un vrai verrou de niveau ligne, voir Section 13.3.2 et la section intitulée « Clause de verrouillage » dans la documentation de référence de SELECT.

Exemples

Obtenir un verrou SHARE sur une table avec clé primaire avant de réaliser des insertions dans une table disposant de la clé étrangère :

```
BEGIN WORK;
LOCK TABLE films IN SHARE MODE;
SELECT id FROM films
    WHERE nom = 'Star Wars : Episode I - La menace fantôme';
-- Effectuer un ROLLBACK si aucun enregistrement n'est retourné
INSERT INTO commentaires_films VALUES
    (_id_, 'SUPER ! Je l''attendais depuis si longtemps !');
COMMIT WORK;
```

Prendre un verrou SHARE ROW EXCLUSIVE sur une table avec clé primaire lors du début des opérations de suppression :

```
BEGIN WORK;
LOCK TABLE films IN SHARE ROW EXCLUSIVE MODE;
DELETE FROM commentaires_films WHERE id IN
    (SELECT id FROM films WHERE score < 5);
DELETE FROM films WHERE score < 5;
COMMIT WORK;
```

Compatibilité

LOCK TABLE n'existe pas dans le standard SQL. À la place, il utilise SET TRANSACTION pour spécifier les niveaux de concurrence entre transactions. PostgreSQL en dispose également ; voir SET TRANSACTION pour les détails.

À l'exception des modes de verrous ACCESS SHARE, ACCESS EXCLUSIVE et SHARE UPDATE EXCLUSIVE, les modes de verrou PostgreSQL et la syntaxe LOCK TABLE sont compatibles avec ceux présents dans Oracle.

MOVE

MOVE — positionner un curseur

Synopsis

```
MOVE [ direction ] [ FROM | IN ] nom_curseur

où direction peut faire partie de :

    NEXT
    PRIOR
    FIRST
    LAST
    ABSOLUTE nombre
    RELATIVE nombre
    nombre
    ALL
    FORWARD
    FORWARD nombre
    FORWARD ALL
    BACKWARD
    BACKWARD nombre
    BACKWARD ALL
```

Description

`MOVE` repositionne un curseur sans retourner de donnée. `MOVE` fonctionne exactement comme la commande `FETCH` à la différence que `MOVE` ne fait que positionner le curseur et ne retourne aucune ligne.

Les paramètres de la commande `MOVE` sont identiques à ceux de la commande `FETCH`. FETCH contient les détails de syntaxe et d'utilisation.

Sortie

En cas de réussite, une commande `MOVE` retourne une balise de commande de la forme

```
MOVE compteur
```

`compteur` est le nombre de lignes qu'une commande `FETCH` avec les mêmes paramètres aurait renvoyée (éventuellement zéro).

Exemples

```
BEGIN WORK;
DECLARE liahona CURSOR FOR SELECT * FROM films;

-- Saute les 5 premières lignes :
MOVE FORWARD 5 IN liahona;
MOVE 5

-- Récupère la 6ème ligne à partir du curseur liahona :
```

```
FETCH 1 FROM liahona;
 code  | titre  | did | date_prod  | genre  |  longueur
-------+--------+-----+------------+--------+-----------
 P_303 | 48 Hrs | 103 | 1982-10-22 | Action | 01:37
(1 row)

-- Ferme le curseur liahona et termine la transaction :
CLOSE liahona;
COMMIT WORK;
```

Compatibilité

Il n'existe pas d'instruction `MOVE` dans le standard SQL.

Voir aussi

CLOSE, DECLARE, FETCH

NOTIFY

NOTIFY — engendrer une notification

Synopsis

```
NOTIFY canal [ , charge ]
```

Description

La commande NOTIFY envoie une notification avec une chaîne de « charge » supplémentaire à chaque application cliente qui a exécuté précédemment la commande LISTEN *canal* dans la base de données courante pour le nom du canal indiqué. Les notifications sont visibles par tous les utilisateurs.

NOTIFY fournit un mécanisme simple de communication interprocessus pour tout ensemble de processus accédant à la même base de données PostgreSQL. Une chaîne de charge peut être envoyée avec la notification, et des mécanismes de plus haut niveau permettant de passer des données structurées peuvent être construits en utilisant les tables de la base de données.

L'information passée au client pour une notification inclut le nom de la notification et le PID du processus serveur de la session le notifiant.

C'est au concepteur de la base de données de définir les noms de notification utilisés dans une base de données précise et la signification de chacun. Habituellement, le nom du canal correspond au nom d'une table dans la base de données. L'événement notify signifie essentiellement « J'ai modifié cette table, jetez-y un œil pour vérifier ce qu'il y a de nouveau ». Mais cette association n'est pas contrôlée par les commandes NOTIFY et LISTEN. Un concepteur de bases de données peut, par exemple, utiliser plusieurs noms de canal différents pour signaler différentes sortes de modifications au sein d'une même table. Sinon, la chaîne de charge peut être utilisée pour différencier plusieurs cas.

Lorsque NOTIFY est utilisé pour signaler des modifications sur une table particulière, une technique de programmation utile est de placer le NOTIFY dans un trigger sur instruction déclenchée par les mises à jour de la table. De cette façon, la notification est automatique lors d'une modification de la table et le programmeur de l'application ne peut accidentellement oublier de le faire.

NOTIFY interagit fortement avec les transactions SQL. Primo, si un NOTIFY est exécuté à l'intérieur d'une transaction, les événements notify ne sont pas délivrés avant que la transaction ne soit validée, et à cette condition uniquement. En effet, si la transaction est annulée, les commandes qu'elle contient n'ont aucun effet, y compris NOTIFY. Cela peut toutefois s'avérer déconcertant pour quiconque s'attend à une délivrance immédiate des notifications.

Secondo, si une session à l'écoute reçoit un signal de notification alors qu'une transaction y est active, la notification n'est pas délivrée au client connecté avant la fin de cette transaction (par validation ou annulation). Là encore, si une notification est délivrée à l'intérieur d'une transaction finalement annulée, on pourrait espérer annuler cette notification par quelque moyen -- mais le serveur ne peut pas « reprendre » une notification déjà envoyée au client. C'est pourquoi les notifications ne sont délivrés qu'entre les transactions. Il est, de ce fait, important que les applications qui utilisent NOTIFY pour l'envoi de signaux en temps réel conservent des transactions courtes.

Si le même nom de canal est signalé plusieurs fois à partir de la même transaction avec des chaînes de charge identiques, le serveur de bases de données peut décider de délivrer une seule notification. Par contre, les notifications avec des chaînes de charges distinctes seront toujours délivrées par des notifications distinctes. De façon similaire, les notifications provenant de différentes transactions ne seront jamais regroupées en une seule notification. Sauf pour supprimer des instances ultérieures de notifications dupliquées, la commande NOTIFY garantie que les notifications de la même transaction

seront délivrées dans l'ordre où elles ont été envoyées. Il est aussi garantie que les messages de transactions différentes seront délivrées dans l'ordre dans lequel les transactions ont été validées.

Il est courant qu'un client qui exécute `NOTIFY` écoute lui-même des notifications de même canal. Dans ce cas, il récupère une notification, comme toutes les autres sessions en écoute. Suivant la logique de l'application, cela peut engendre un travail inutile, par exemple lire une table de la base de données pour trouver les mises à jour que cette session a elle-même écrites. Il est possible d'éviter ce travail supplémentaire en vérifiant si le PID du processus serveur de la session notifiante (fourni dans le message d'événement de la notification) est le même que le PID de la session courante (disponible à partir de libpq). S'ils sont identiques, la notification est le retour du travail actuel et peut être ignorée.

Paramètres

`canal`

Nom du canal à signaler (identifiant quelconque).

`charge`

La chaîne de « charge » à communiquer avec la notification. Elle doit être spécifiée comme une chaîne litérale. Dans la configuration par défaut, elle doit avoir une taille inférieure à 8000 octets. (Si des données binaires ou de tailles plus importantes doivent être communiquées, il est mieux de les placer dans une table de la base et d'envoyer la clé correspondant à l'enregistrement.)

Notes

Il existe une queue qui récupère les notifications qui ont été envoyées mais pas encore traitées par les sessions en écoute. Si la queue est remplie, les transactions appelant `NOTIFY` échoueront à la validation. La queue est assez large (8 Go dans une installation standard) et devrait être suffisamment bien taillée dans la majorité des cas. Néanmoins, aucun nettoyage ne peut se faire si une session exécute `LISTEN` puis entre en transaction pendant une longue période. Une fois qu'une queue est à moitié pleine, des messages d'avertissements seront envoyés dans les traces indiquant la session qui empêche le nettoyage. Dans ce cas, il faut s'assurer que la session termine sa transaction en cours pour que le nettoyage puisse se faire.

La fonction `pg_notification_queue_usage` renvoie la fraction de queue actuellement occupée par des notifications en attente. Voir Section 9.25 pour plus d'informations.

Une transaction qui a exécuté `NOTIFY` ne peut pas être préparée pour une validation en deux phases.

pg_notify

Pour envoyer une notification, vous pouvez aussi utiliser la fonction `pg_notify(text, text)`. La fonction prend en premier argument le nom du canal et en second la charge. La fonction est bien plus simple à utiliser que la commande `NOTIFY` si vous avez besoin de travailler avec des noms de canaux et des charges non constants.

Exemples

Configurer et exécuter une séquence listen/notify à partir de psql :

```
LISTEN virtual;
NOTIFY virtual;
Asynchronous notification "virtual" received from server process
 with PID 8448.
NOTIFY virtual, 'This is the payload';
Asynchronous notification "virtual" with payload "This is the
 payload" received from server process with PID 8448.
```

```
LISTEN foo;
SELECT pg_notify('fo' || 'o', 'pay' || 'load');
Asynchronous notification "foo" with payload "payload" received
 from server process with PID 14728.
```

Compatibilité

Il n'y a pas d'instruction `NOTIFY` dans le standard SQL.

Voir aussi

LISTEN, UNLISTEN

PREPARE

PREPARE — prépare une instruction pour exécution

Synopsis

```
PREPARE nom [ (type_données [, ...] ) ] AS instruction
```

Description

PREPARE crée une instruction préparée. Une instruction préparée est un objet côté serveur qui peut être utilisé pour optimiser les performances. Quand l'instruction PREPARE est exécutée, l'instruction spécifiée est lue, analysée et réécrite. Quand une commande EXECUTE est lancée par la suite, l'instruction préparée est planifiée et exécutée. Cette division du travail évite une analyse répétitive tout en permettant au plan d'exécution de dépendre des valeurs spécifiques du paramètre.

Les instructions préparées peuvent prendre des paramètres : les valeurs sont substituées dans l'instruction lorsqu'elle est exécutée. Lors de la création de l'instruction préparée, faites référence aux paramètres suivant leur position, $1, $2, etc. Une liste correspondante des types de données des paramètres peut être spécifiée si vous le souhaitez. Quand le type de donnée d'un paramètre n'est pas indiqué ou est déclaré comme inconnu (unknown), le type est inféré à partir du contexte dans lequel le paramètre est référencé en premier (si possible). Lors de l'exécution de l'instruction, indiquez les valeurs réelles de ces paramètres dans l'instruction EXECUTE. Référez-vous à EXECUTE pour plus d'informations à ce sujet.

Les instructions préparées sont seulement stockées pour la durée de la session en cours. Lorsque la session se termine, l'instruction préparée est oubliée et, du coup, elle doit être recréée avant d'être utilisée de nouveau. Ceci signifie aussi qu'une seule instruction préparée ne peut pas être utilisée par plusieurs clients de bases de données simultanément ; néanmoins, chaque client peut créer sa propre instruction préparée à utiliser. L'instruction préparée peut être supprimés manuellement en utilisant la commande DEALLOCATE.

Les instructions préparées sont principalement intéressantes quand une seule session est utilisée pour exécuter un grand nombre d'instructions similaires. La différence de performances est potentiellement significative si les instructions sont complexes à planifier ou à réécrire, par exemple, si la requête implique une jointure de plusieurs tables ou requiert l'application de différentes règles. Si l'instruction est relativement simple à planifier ou à réécrire mais assez coûteuse à exécuter, l'avantage de performance des instructions préparées est moins net.

Paramètres

nom

Un nom quelconque donné à cette instruction préparée particulière. Il doit être unique dans une session et est utilisé par la suite pour exécuter ou désallouer cette instruction préparée.

type_données

Le type de données d'un paramètre de l'instruction préparée. Si le type de données d'un paramètre particulier n'est pas spécifié ou est spécifié comme étant inconnu (unknown), il sera inferré à partir du contexte dans lequel le paramètre est référencé en premier. Pour référencer les paramètres de l'instruction préparée, utilisez $1, $2, etc.

instruction

Toute instruction SELECT, INSERT, UPDATE, DELETE ou VALUES.

Notes

Les instructions préparées peuvent utiliser des plans génériques plutôt que de planifier à chaque fois pour chaque valeur fournie à `EXECUTE`. La planification survient immédiatement pour les requêtes préparées sans paramètre ; dans les autres cas, cela survient après que cinq ou plus d'exécutions ont produit des plans dont le coût estimé moyen (incluant l'optimisation) est plus important que le coût du plan générique. Une fois qu'un plan générique est choisi, il est utilisé pendant toute la vie de la requête préparée. Utiliser `EXECUTE` avec des valeurs rares dans des colonnes contenant de nombreuses valeurs dupliquées peut générer des plans personnalisés bien moins coûteux que le plan générique, même en prenant en compte le coût d'optimisation, à tel point que le plan générique ne sera jamais utilisé.

Un plan générique suppose que chaque valeur fournie à `EXECUTE` est une des valeurs distinctes de la colonne et que les valeurs de la colonne sont uniformément distribuées. Par exemple, si les statistiques enregistrent trois valeurs distinctes, un plan générique suppose qu'une comparaison d'égalité sur cette colonne correspondra à un tiers des lignes traitées. Les statistiques sur les colonnes autorisent aussi les plans génériques à calculer précisément la sélectivité des colonnes uniques. Les comparaisons sur des colonnes distribuées non uniformément et la spécification des valeurs inexistantes affectent le coût moyen du plan, et de ce fait si et quand un plan générique est choisi.

Pour examiner le plan de requête que PostgreSQL utilise pour une instruction préparée, utilisez EXPLAIN, autrement dit `EXPLAIN EXECUTE`. Si un plan générique est utilisé, il contiendra des symboles $*n*, alors qu'un plan personnalisé contiendra les valeurs fournies pour les paramètres. Les estimations de nombre de lignes dans le plan générique reflètent la sélectivité calculée pour les paramètres.

Pour plus d'informations sur la planification de la requête et les statistiques récupérées par PostgreSQL dans ce but, voir la documentation de ANALYZE.

Bien que le but principal d'une requête préparée est déviter une analyse et une planification répétée, PostgreSQL forcera une nouvelle analyse et une nouvelle planification de la requête à chaque fois que les objets de la base utilisés dans la requête auront vus leur définition modifiée (requête DDL) depuis la dernière utilisation de la requête préparée. De plus, si la valeur de search_path change d'une exécution à l'autre, la requête sera de nouveau analysée d'après la nouvelle valeur du paramètre `search_path`. (Ce dernier comportement est nouveau depuis PostgreSQL 9.3.) Ces règles font d'une requête préparée l'équivalent sémantique de la soumission sans fin de la même requête, avec de meilleures performances si aucun objet n'est modifié, tout spécialement si le meilleur plan reste le même au travers des utilisations. Un exemple d'un cas où l'équivalence sémantique n'est pas parfaite est que, si la requête fait référence à une table dont le nom n'est pas qualifié du nom du schéma et qu'une nouvelle table de même nom est créée dans un schéma apparaissant avant dans le paramètre `search_path`, aucune nouvelle analyse n'intervient vu qu'aucun objet de la requête n'a été modifié. Néanmoins, si une autre modification force une nouvelle analyse, la nouvelle table sera référencée dans les utilisations suivantes.

Vous pouvez voir toutes les instructions préparées disponibles dans la session en exécutant une requête sur la vue système `pg_prepared_statements`.

Exemples

Crée une instruction préparée pour une instruction `INSERT`, puis l'exécute :

```
PREPARE fooplan (int, text, bool, numeric) AS
    INSERT INTO foo VALUES($1, $2, $3, $4);
EXECUTE fooplan(1, 'Hunter Valley', 't', 200.00);
```

Crée une instruction préparée pour une instruction `SELECT`, puis l'exécute :

```
PREPARE usrrptplan (int) AS
```

```
    SELECT * FROM users u, logs l WHERE u.usrid=$1 AND
 u.usrid=l.usrid
    AND l.date = $2;
EXECUTE usrrptplan(1, current_date);
```

Notez que le type de données du deuxième paramètre n'est pas indiqué, donc il est déduit du contexte dans lequel $2 est utilisé.

Compatibilité

Le standard SQL inclut une instruction PREPARE mais il est seulement utilisé en SQL embarqué. Cette version de l'instruction PREPARE utilise aussi une syntaxe quelque peu différente.

Voir aussi

DEALLOCATE, EXECUTE

PREPARE TRANSACTION

PREPARE TRANSACTION — prépare la transaction en cours pour une validation en deux phases

Synopsis

```
PREPARE TRANSACTION id_transaction
```

Description

`PREPARE TRANSACTION` prépare la transaction courante en vue d'une validation en deux phases. À la suite de cette commande, la transaction n'est plus associée à la session courante ; au lieu de cela, son état est entièrement stocké sur disque. La probabilité est donc forte qu'elle puisse être validée avec succès, y compris en cas d'arrêt brutal de la base de données avant la demande de validation.

Une fois préparée, une transaction peut être validée ou annulée ultérieurement par, respectivement, COMMIT PREPARED et ROLLBACK PREPARED. Ces commandes peuvent être exécutées à partir d'une session quelconque. Il n'est pas nécessaire de le faire depuis celle qui a exécuté la transaction initiale.

Du point de vue de la session l'initiant, `PREPARE TRANSACTION` diffère peu de la commande `ROLLBACK` : après son exécution, il n'y a plus de transaction active et les effets de la transaction préparée ne sont plus visibles. (Les effets redeviendront visibles si la transaction est validée.)

Si la commande `PREPARE TRANSACTION` échoue, quelqu'en soit la raison, elle devient une commande `ROLLBACK` : la transaction courante est annulée.

Paramètres

id_transaction

Un identifiant arbitraire de la transaction pour les commandes `COMMIT PREPARED` et `ROLLBACK PREPARED`. L'identifiant, obligatoirement de type chaîne littérale, doit être d'une longueur inférieure à 200 octets. Il ne peut être identique à un autre identifiant de transaction préparée.

Notes

`PREPARE TRANSACTION` n'a pas pour but d'être utilisé dans des applications ou des sessions interactives. Son but est de permettre à un gestionnaire de transactions externe pour réaliser des transactions globales atomiques au travers de plusieurs bases de données ou de ressources transactionnelles. Sauf si vous écrivez un gestionnaire de transactions, vous ne devriez probablement pas utiliser `PREPARE TRANSACTION`.

Cette commande doit être utilisée dans un bloc de transaction, initié par BEGIN.

Il n'est actuellement pas possible de préparer (`PREPARE`) une transaction qui a exécuté des opérations impliquant des tables temporaires ou le schéma temporaire de la session, ou qui a créé des curseurs `WITH HOLD`, ou qui a exécuté `LISTEN`, `UNLISTEN` ou `NOTIFY`. Ces fonctionnalités sont trop intégrées à la session en cours pour avoir la moindre utilité dans une transaction préparée.

Si la transaction a modifié des paramètres en exécution à l'aide de la commande `SET` (sans l'option `LOCAL`), ces effets persistent au-delà du `PREPARE TRANSACTION` et ne seront pas affectés par les commandes `COMMIT PREPARED` et `ROLLBACK PREPARED`. Du coup, dans ce cas, `PREPARE TRANSACTION` agit plus comme `COMMIT` que comme `ROLLBACK`.

Toutes les transactions préparées disponibles sont listées dans la vue système `pg_prepared_xacts`.

> **Attention**
>
> Il est préférable de ne pas conserver trop longtemps des transactions préparées dans cet état ; cela compromet, par exemple, les possibilités de récupération de l'espace par `VACUUM`, et dans certains cas extrêmes peut causer l'arrêt de la base de données pour empêcher une réutilisation d'identifiants de transactions (voir Section 24.1.5). Il ne faut pas oublier non plus qu'une telle transaction maintient les verrous qu'elle a posé. L'usage principal de cette fonctionnalité consiste à valider ou annuler une transaction préparée dès lors qu'un gestionnaire de transactions externe a pu s'assurer que les autres bases de données sont préparées à la validation.
>
> Si vous n'avez pas configuré un gestionnaire de transactions externe pour gérer les transactions préparées et vous assurer qu'elles sont fermées rapidement, il est préférable de désactiver la fonctionnalité des transactions préparées en configurant max_prepared_transactions à zéro. Ceci empêchera toute création accidentelle de transactions préparées qui pourraient alors être oubliées, ce qui finira par causer des problèmes.

Exemples

Préparer la transaction en cours pour une validation en deux phases en utilisant `foobar` comme identifiant de transaction :

```
PREPARE TRANSACTION 'foobar';
```

Compatibilité

`PREPARE TRANSACTION` est une extension PostgreSQL. Elle est conçue pour être utilisée par des systèmes extérieurs de gestion des transactions. Certains de ceux-là sont couverts par des standards (tels que X/Open XA), mais la partie SQL de ces systèmes n'est pas standardisée.

Voir aussi

COMMIT PREPARED, ROLLBACK PREPARED

REASSIGN OWNED

REASSIGN OWNED — Modifier le propriétaire de tous les objets de la base appartenant à un rôle spécifique

Synopsis

```
REASSIGN OWNED BY { ancien_rôle | CURRENT_USER | SESSION_USER }
 [, ...]
               TO { nouveau_rôle | CURRENT_USER | SESSION_USER }
```

Description

`REASSIGN OWNED` demande au système de changer le propriétaire certains objets de la base. Les objets appartenant à l'un des *`old_role`* auront ensuite comme propriétaire *`new_role`*.

Paramètres

`ancien_rôle`

Le nom d'un rôle. Tous les objets de la base à l'intérieur de la base de connexion et tous les objets partagés (bases de données, tablespaces), dont le rôle est propriétaire, seront la propriété de *`nouveau_rôle`*.

`nouveau_rôle`

Le nom du rôle qui sera le nouveau propriétaire des objets affectés.

Notes

`REASSIGN OWNED` est souvent utilisé pour préparer à la suppression de un ou plusieurs rôles. Comme `REASSIGN OWNED` n'affecte pas les objets des autres bases, il est généralement nécessaire d'exécuter cette commande pour chaque base contenant des objets dont le rôle à supprimer est propriétaire.

`REASSIGN OWNED` nécessite des droits sur le rôle source et sur le rôle cible.

La commande DROP OWNED est une alternative qui supprime tous les objets de la base possédés par un ou plusieurs rôles.

La commande `REASSIGN OWNED` ne modifie pas les droits donnés aux *`ancien_rôle`* pour les objets dont il n'est pas propriétaire. De même, elle ne modifie pas les droits par défaut ajoutés avec `ALTER DEFAULT PRIVILEGES`. Utilisez `DROP OWNED` pour supprimer ces droits.

Voir Section 21.4 pour plus de détails.

Compatibilité

L'instruction `REASSIGN OWNED` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

DROP OWNED, DROP ROLE, ALTER DATABASE

REFRESH MATERIALIZED VIEW

REFRESH MATERIALIZED VIEW — remplacer le contenu d'une vue matérialisée

Synopsis

```
REFRESH MATERIALIZED VIEW [ CONCURRENTLY ] nom
    [ WITH [ NO ] DATA ]
```

Description

`REFRESH MATERIALIZED VIEW` remplace le contenu entier d'une vue matérialisée. Pour exécuter cette commande, vous devez être le propriétaire de la vue matérialisée. L'ancien contenu est supprimé. Si `WITH DATA` est ajouté, la requête de la vue est exécutée pour fournir les nouvelles données et la vue matérialisée est laissé dans un état parcourable. Si `WITH NO DATA` est indiqué, aucune nouvelle donnée n'est générée et la vue matérialisée est laissée dans un état non parcourable.

`CONCURRENTLY` et `WITH NO DATA` ne peuvent pas être utilisées ensemble.

Paramètres

`CONCURRENTLY`

Rafraichit les données de la vue matérialisée sans bloquer les lectures de la vue matérialisée. Sans cette option, un rafraichissement des données qui affecte un grand nombre de lignes aura tendance à utiliser moins de ressources et à se terminer plus rapidement, mais pourrait bloquer les autres connexions qui essaieraient de lire la vue matérialisée. Cette option pourrait être plus rapide dans les cas où le nombre de lignes mises à jour est plus petit.

Cette option est seulement autorisée s'il existe au moins un index `UNIQUE` sur la vue matérialisée utilisant uniquement les noms de colonnes et incluant toutes les lignes ; autrement dit, cela ne peut pas être un index fonctionnel ou partiel (incluant une clause `WHERE`).

Cette option ne peut pas être utilisée dans la vue matérialisée n'est pas déjà peuplée.

Même avec cette option, seul un `REFRESH` peut être exécuté à un instant t sur une vue matérialisé.

nom

Ne renvoie pas d'erreur si la vue matérialisée n'existe pas. Un message d'avertissement est renvoyé dans ce cas.

Notes

S'il existe une clause `ORDER BY` dans la requête de définition de la vue, le contenu original de la vue matérialisée sera trié de cette façon. Cependant, `REFRESH MATERIALIZED VIEW` ne garantit pas de préserver cet ordre.

Exemples

Cette commande remplacera le contenu de la vue matérialisée `resume_commandes` en utilisant la requête indiquée dans la définition de la vue matérialisée et en la laissant dans un état parcourable :

```
REFRESH MATERIALIZED VIEW resume_commandes;
```

Cette commande libèrera le stockage associé avec la vue matérialisée `stats_base_annuel` et la laissera dans un état non parcourable :

```
REFRESH MATERIALIZED VIEW stats_base_annuel WITH NO DATA;
```

Compatibilité

`REFRESH MATERIALIZED VIEW` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

CREATE MATERIALIZED VIEW, ALTER MATERIALIZED VIEW, DROP MATERIALIZED VIEW

REINDEX

REINDEX — reconstruit les index

Synopsis

```
REINDEX [ ( VERBOSE ) ] { INDEX | TABLE | SCHEMA | DATABASE |
 SYSTEM } nom
```

Description

`REINDEX` reconstruit un index en utilisant les données stockées dans la table, remplaçant l'ancienne copie de l'index. Il y a plusieurs raisons pour utiliser `REINDEX` :

- Un index a été corrompu et ne contient plus de données valides. Bien qu'en théorie, ceci ne devrait jamais arriver, en pratique, les index peuvent se corrompre à cause de bogues dans le logiciel ou d'échecs matériels. `REINDEX` fournit une méthode de récupération.

- L'index en question a « explosé », c'est-à-dire qu'il contient beaucoup de pages d'index mortes ou presque mortes. Ceci peut arriver avec des index B-tree dans PostgreSQL sous certains modèles d'accès inhabituels. `REINDEX` fournit un moyen de réduire la consommation d'espace de l'index en écrivant une nouvelle version de l'index sans les pages mortes. Voir Section 24.2 pour plus d'informations.

- Vous avez modifié un paramètre de stockage (par exemple, fillfactor) pour un index et vous souhaitez vous assurer que la modification a été prise en compte.

- La construction d'un index avec l'option `CONCURRENTLY` a échoué, laissant un index « invalide ». De tels index sont inutiles donc il est intéressant d'utiliser `REINDEX` pour les reconstruire. Notez que `REINDEX` n'exécutera pas une construction en parallèle. Pour construire l'index sans interférer avec le système en production, vous devez supprimer l'index et ré-exécuter la commande `CREATE INDEX CONCURRENTLY`.

Paramètres

`INDEX`

Recrée l'index spécifié.

`TABLE`

Recrée tous les index de la table spécifiée. Si la table a une seconde table « TOAST », elle est aussi réindexée.

`SCHEMA`

Recrée tous les index du schéma spécifié. Si une table de ce schéma a une table secondaire (« TOAST »), elle est aussi réindexée. Les index sur les catalogues systèmes partagées sont aussi traités. Cette forme de `REINDEX` ne peut pas être exécutée dans un bloc de transaction.

`DATABASE`

Recrée tous les index de la base de données en cours. Les index sur les catalogues système partagés sont aussi traités. Cette forme de `REINDEX` ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transaction.

SYSTEM

Recrée tous les index des catalogues système à l'intérieur de la base de données en cours. Les index sur les catalogues système partagés sont aussi inclus. Les index des tables utilisateur ne sont pas traités. Cette forme de REINDEX ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transaction.

nom

Le nom de l'index, de la table ou de la base de données spécifique à réindexer. Les noms de table et d'index peuvent être qualifiés du nom du schéma. Actuellement, REINDEX DATABASE et REINDEX SYSTEM ne peuvent réindexer que la base de données en cours, donc ce paramètre doit correspondre au nom de la base de données en cours.

VERBOSE

Affiche un message de progression à chaque index traité.

Notes

Si vous suspectez la corruption d'un index sur une table utilisateur, vous pouvez simplement reconstruire cet index, ou tous les index de la table, en utilisant REINDEX INDEX ou REINDEX TABLE.

Les choses sont plus difficiles si vous avez besoin de récupérer la corruption d'un index sur une table système. Dans ce cas, il est important pour le système de ne pas avoir utilisé lui-même un des index suspects. (En fait, dans ce type de scénario, vous pourriez constater que les processus serveur s'arrêtent brutalement au lancement du service, en cause l'utilisation des index corrompus.) Pour récupérer proprement, le serveur doit être lancé avec l'option -P, qui inhibe l'utilisation des index pour les recherches dans les catalogues système.

Une autre façon est d'arrêter le serveur et de relancer le serveur PostgreSQL en mode simple utilisateur avec l'option -P placée sur la ligne de commande. Ensuite, REINDEX DATABASE, REINDEX SYSTEM, REINDEX TABLE ou REINDEX INDEX peuvent être lancés suivant ce que vous souhaitez reconstruire. En cas de doute, utilisez la commande REINDEX SYSTEM pour activer la reconstruction de tous les index système de la base de données. Enfin, quittez la session simple utilisateur du serveur et relancez le serveur en mode normal. Voir la page de référence de postgres pour plus d'informations sur l'interaction avec l'interface du serveur en mode simple utilisateur.

Une session standard du serveur peut aussi être lancée avec -P dans les options de la ligne de commande. La méthode pour ce faire varie entre les clients mais dans tous les clients basés sur libpq, il est possible de configurer la variable d'environnement PGOPTIONS à -P avant de lancer le client. Notez que, bien que cette méthode ne verrouille pas les autres clients, il est conseillé d'empêcher les autres utilisateurs de se connecter à la base de données endommagée jusqu'à la fin des réparations.

REINDEX est similaire à une suppression et à une nouvelle création de l'index. Dans les faits, le contenu de l'index est complètement recréé. Néanmoins, les considérations de verrouillage sont assez différentes. REINDEX verrouille les écritures mais pas les lectures de la table mère de l'index. Il positionne également un verrou de type ACCESS EXCLUSIVE sur l'index en cours de traitement, ce qui bloque les lectures qui tentent de l'utiliser. Au contraire, DROP INDEX prends temporairement un verrou de type ACCESS EXCLUSIVE sur la table parent, bloquant ainsi écritures et lectures. Le CREATE INDEX qui suit verrouille les écritures mais pas les lectures ; comme l'index n'existe pas, aucune lecture ne peut être tentée, signifiant qu'il n'y a aucun blocage et que les lectures sont probablement forcées de réaliser des parcours séquentiels complets.

Ré-indexer un seul index ou une seule table requiert d'être le propriétaire de cet index ou de cette table. Ré-indexer un schéma ou une base de données requiert d'être le propriétaire du schéma ou de la base de données. Notez que, du coup, il est parfois possible pour des utilisateurs standards de reconstruire les index de tables dont ils ne sont pas propriétaires Néanmoins, il existe une exception spéciale, quand REINDEX DATABASE, REINDEX SCHEMA ou REINDEX SYSTEM est exécuté par un utilisateur

standard, les index sur les catalogues partagés seront ignorés sauf si l'utilisateur possède le catalogue (ce qui ne sera généralement pas le cas). Bien sûr, les superutilisateurs peuvent toujours tout ré-indexer.

Ré-indexer les tables partitionnées ou les index partitionnés n'est pas supporté. Par contre, chaque partition individuelle peut être ré-indexée séparément.

Exemples

Reconstruit un index simple :

```
REINDEX INDEX my_index;
```

Recrée les index sur la table `ma_table` :

```
REINDEX TABLE ma_table;
```

Reconstruit tous les index d'une base de données particulière sans faire confiance à la validité des index système :

```
$ export PGOPTIONS="-P"
$ psql broken_db
...
broken_db=> REINDEX DATABASE broken_db;
broken_db=> \q
```

Compatibilité

Il n'existe pas de commande `REINDEX` dans le standard SQL.

RELEASE SAVEPOINT

RELEASE SAVEPOINT — détruit un point de sauvegarde précédemment défini

Synopsis

```
RELEASE [ SAVEPOINT ] nom_pointsauvegarde
```

Description

`RELEASE SAVEPOINT` détruit un point de sauvegarde défini précédemment dans la transaction courante.

La destruction d'un point de sauvegarde le rend indisponible comme point de retour. C'est, pour l'utilisateur, le seul comportement visible. Elle ne défait pas les commandes exécutées après l'établissement du point de sauvegarde (pour cela, voir ROLLBACK TO SAVEPOINT). Détruire un point de sauvegarde quand il n'est plus nécessaire peut permettre au système de récupérer certaines ressources sans attendre la fin de la transaction.

`RELEASE SAVEPOINT` détruit aussi tous les points de sauvegarde créés ultérieurement au point de sauvegarde indiqué.

Paramètres

`nom_pointsauvegarde`

Le nom du point de sauvegarde à détruire.

Notes

Spécifier un nom de point de sauvegarde qui n'a pas été défini est une erreur.

Il n'est pas possible de libérer un point de sauvegarde lorsque la transaction est dans un état d'annulation.

Si plusieurs points de transaction ont le même nom, seul le plus récemment défini et non libéré est libéré. Des commandes répétées libéreront progressivement les anciens points de transaction.

Exemples

Pour établir puis détruire un point de sauvegarde :

```
BEGIN;
    INSERT INTO table1 VALUES (3);
    SAVEPOINT mon_pointsauvegarde;
    INSERT INTO table1 VALUES (4);
    RELEASE SAVEPOINT mon_pointsauvegarde;
COMMIT;
```

La transaction ci-dessus insère à la fois 3 et 4.

Compatibilité

Cette commande est conforme au standard SQL. Le standard impose le mot clé `SAVEPOINT` mais PostgreSQL autorise son omission.

Voir aussi

BEGIN, COMMIT, ROLLBACK, ROLLBACK TO SAVEPOINT, SAVEPOINT

RESET

RESET — réinitialise un paramètre d'exécution à sa valeur par défaut

Synopsis

```
RESET paramètre_configuration
RESET ALL
```

Description

`RESET` réinitialise les paramètres d'exécution à leur valeur par défaut. `RESET` est une alternative à

```
SET paramètre_configuration TO DEFAULT
```

On pourra se référer à SET pour plus de détails.

La valeur par défaut est définie comme la valeur qu'aurait la variable si aucune commande `SET` n'avait modifié sa valeur pour la session en cours. La source effective de cette valeur peut être dans les valeurs par défaut compilées, le fichier de configuration, les options de la ligne de commande ou les paramétrages spécifiques à la base de données ou à l'utilisateur. Ceci est subtilement différent de le définir comme « la valeur qu'a le paramètre au lancement de la session » parce que, si la valeur provenait du fichier de configuration, elle sera annulée par ce qui est spécifié maintenant dans le fichier de configuration. Voir Chapitre 19 pour les détails.

Le comportement transactionnel de `RESET` est identique à celui de la commande `SET` : son effet sera annulée par une annulation de la transaction.

Paramètres

`paramètre_configuration`

Nom d'un paramètre configurable. Les paramètres disponibles sont documentés dans Chapitre 19 et sur la page de référence SET.

`ALL`

Réinitialise tous les paramètres configurables à l'exécution.

Exemples

Pour réinitialiser `timezone` :

```
RESET timezone;
```

Compatibilité

`RESET` est une extension de PostgreSQL.

Voir aussi

SET, SHOW

REVOKE

REVOKE — supprime les droits d'accès

Synopsis

```
REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { { SELECT | INSERT | UPDATE | DELETE | TRUNCATE | REFERENCES |
 TRIGGER }
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON { [ TABLE ] nom_table [, ...]
         | ALL TABLES IN SCHEMA nom_schéma [, ...] }
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { { SELECT | INSERT | UPDATE | REFERENCES } ( nom_colonne
 [, ...] )
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] ( nom_colonne [, ...] ) }
    ON [ TABLE ] nom_table [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { { USAGE | SELECT | UPDATE }
    [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON { SEQUENCE nom_séquence [, ...]
         | ALL SEQUENCES IN SCHEMA nom_schéma [, ...] }
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { { CREATE | CONNECT | TEMPORARY | TEMP } [, ...] | ALL
 [ PRIVILEGES ] }
    ON DATABASE nom_base [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON DOMAIN nom_domaine [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON FOREIGN DATA WRAPPER nom_fdw [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON FOREIGN SERVER nom_serveur [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]
```

```
REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { EXECUTE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON { { FUNCTION | PROCEDURE | ROUTINE } nom_fonction
 [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [, ...] ] ) ] [, ...]
         | ALL { FUNCTIONS | PROCEDURES | ROUTINES } IN
 SCHEMA nom_schéma [, ...] }
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON LANGUAGE nom_lang [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { { SELECT | UPDATE } [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON LARGE OBJECT loid [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { { CREATE | USAGE } [, ...] | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON SCHEMA nom_schéma [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { CREATE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON TABLESPACE nom_tablespace [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ GRANT OPTION FOR ]
    { USAGE | ALL [ PRIVILEGES ] }
    ON TYPE nom_type [, ...]
    FROM spécification_rôle [, ...]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

REVOKE [ ADMIN OPTION FOR ]
    nom_role [, ...] FROM spécification_rôle [, ...]
    [ GRANTED BY spécification_rôle ]
    [ CASCADE | RESTRICT ]

où role_specification fait partie de :

    [ GROUP ] role_name
  | PUBLIC
  | CURRENT_USER
  | SESSION_USER
```

Description

La commande REVOKE retire des droits précédemment attribués à un ou plusieurs rôles. Le mot clé PUBLIC fait référence au groupe implicitement défini de tous les rôles.

Voir la description de la commande GRANT pour connaître la signification des types de droits.

Notez qu'un rôle possède la somme des droits qui lui ont été donnés directement, des droits qui ont été donnés à un rôle dont il est membre et des droits donnés à PUBLIC. Du coup, par exemple, retirer les droits de SELECT à PUBLIC ne veut pas nécessairement dire que plus aucun rôle n'a le droit de faire de SELECT sur l'objet : ceux qui en avaient obtenu le droit directement ou via un autre rôle l'ont toujours. De même, révoquer SELECT d'un utilisateur ne l'empêchera peut-être pas d'utiliser SELECT si PUBLIC ou un autre de ses rôle a toujours les droits SELECT.

Si GRANT OPTION FOR est précisé, seul l'option de transmission de droit (grant option) est supprimée, pas le droit lui même. Sinon, le droit et l'option de transmission de droits sont révoqués.

Si un utilisateur détient un privilège avec le droit de le transmettre, et qu'il l'a transmis à d'autres utilisateurs, alors les droits de ceux-ci sont appelés des droits dépendants. Si les droits ou le droit de transmettre du premier utilisateur sont supprimés, et que des droits dépendants existent, alors ces droits dépendants sont aussi supprimés si l'option CASCADE est utilisée. Dans le cas contraire, la suppression de droits est refusée. Cette révocation récursive n'affecte que les droits qui avaient été attribués à travers une chaîne d'utilisateurs traçable jusqu'à l'utilisateur qui subit la commande REVOKE. Du coup, les utilisateurs affectés peuvent finalement garder le droit s'il avait aussi été attribué via d'autres utilisateurs.

En cas de révocation des droits sur une table, les droits sur les colonnes correspondantes (s'il y en a) sont automatiquement révoqués pour toutes les colonnes de la table en même temps. D'un autre côté, si un rôle a des droits sur une table, supprimer les mêmes droits pour des colonnes individuelles n'aura aucun effet.

Lors de la révocation de l'appartenance d'un rôle, GRANT OPTION est appelé ADMIN OPTION mais le comportement est similaire. Cette syntaxe de la commande autorise aussi une option GRANTED BY mais cette option est actuellement ignorée (sauf pour vérifier l'existence du rôle nommé). Notez aussi que cette forme de la commande ne permet pas le mot GROUP. dans *role_specification*.

Notes

Utilisez la commande \dp de psql pour afficher les droits donnés sur des tables et colonnes. Voir GRANT pour plus d'informations sur le format. Pour les objets qui ne sont pas des tables, il existe d'autres commandes \d qui peuvent afficher leurs droits.

Un utilisateur ne peut révoquer que les droits qu'il a donnés directement. Si, par exemple, un utilisateur A a donné un droit et la possibilité de le transmettre à un utilisateur B, et que B à son tour l'a donné à C, alors A ne peut pas retirer directement le droit de C. À la place, il peut supprimer le droit de transmettre à B et utiliser l'option CASCADE pour que le droit soit automatiquement supprimé à C. Autre exemple, si A et B ont donné le même droit à C, A peut révoquer son propre don de droit mais pas celui de B, donc C dispose toujours de ce droit.

Lorsqu'un utilisateur, non propriétaire de l'objet, essaie de révoquer (REVOKE) des droits sur l'objet, la commande échoue si l'utilisateur n'a aucun droit sur l'objet. Tant que certains droits sont disponibles, la commande s'exécute mais ne sont supprimés que les droits dont l'utilisateur a l'option de transmission. La forme REVOKE ALL PRIVILEGES affiche un message d'avertissement si les options de transmissions pour un des droits nommés spécifiquement dans la commande ne sont pas possédés. (En principe, ces instructions s'appliquent aussi au propriétaire de l'objet mais comme le propriétaire est toujours traité comme celui détenant toutes les options de transmission, ces cas n'arrivent jamais.)

Si un superutilisateur choisit d'exécuter une commande GRANT ou REVOKE, la commande est exécutée comme si elle était lancée par le propriétaire de l'objet affecté. Comme tous les droits proviennent du propriétaire d'un objet (directement ou via une chaîne de transmissions de droits), un superutilisateur peut supprimer tous les droits sur un objet mais cela peut nécessiter l'utilisation de CASCADE comme expliqué précédemment.

REVOKE peut aussi être effectué par un rôle qui n'est pas le propriétaire de l'objet affecté mais qui est un membre du rôle qui possède l'objet ou qui est un membre d'un rôle qui détient les droits WITH GRANT OPTION sur cet objet. Dans ce cas, la commande est exécutée comme si elle avait été exécutée

par le rôle qui possède réellement l'objet ou détient les droits `WITH GRANT OPTION`. Par exemple, si la table `t1` est possédée par le rôle `g1`, dont le rôle `u1` est membre, alors `u1` peut supprimer des droits sur `t1` qui sont enregistrés comme donnés par `g1`. Ceci incluera les dons de droits effectués par `u1` ainsi que ceux effectués par les autres membres du rôle `g1`.

Si le rôle exécutant `REVOKE` détient les droits indirectement via plus d'un chemin d'appartenance, le rôle indiqué comme ayant effectué la commande est non déterminable à l'avance. Dans de tels cas, il est préférable d'utiliser `SET ROLE` pour devenir le rôle que vous souhaitez voir exécuter la commande `REVOKE`. Ne pas faire cela peut avoir comme résultat de supprimer des droits autres que ceux que vous vouliez, voire même de ne rien supprimer du tout.

Exemples

Enlève au groupe public le droit d'insérer des lignes dans la table `films` :

```
REVOKE INSERT ON films FROM PUBLIC;
```

Supprime tous les droits de l'utilisateur `manuel` sur la vue `genres` :

```
REVOKE ALL PRIVILEGES ON genres FROM manuel;
```

Notez que ceci signifie en fait « révoque tous les droits que j'ai donné ».

Supprime l'appartenance de l'utilisateur `joe` au rôle `admins` :

```
REVOKE admins FROM joe;
```

Compatibilité

La note de compatibilité de la commande GRANT s'applique par analogie à `REVOKE`. Les mots clés `RESTRICT` ou `CASCADE` sont requis d'après le standard, mais PostgreSQL utilise `RESTRICT` par défaut.

Voir aussi

GRANT

ROLLBACK

ROLLBACK — annule la transaction en cours

Synopsis

```
ROLLBACK [ WORK | TRANSACTION ]
```

Description

`ROLLBACK` annule la transaction en cours et toutes les modifications effectuées lors de cette transaction.

Paramètres

`WORK`
`TRANSACTION`

Mots clés optionnels. Ils sont sans effet.

Notes

L'utilisation de la commande COMMIT permet de terminer une transaction avec succès.

Exécuter `ROLLBACK` en dehors d'un bloc de transaction cause l'émission d'un message d'avertissement mais n'a pas d'autres effets.

Exemples

Pour annuler toutes les modifications :

```
ROLLBACK;
```

Compatibilité

Le standard SQL spécifie seulement les deux formes `ROLLBACK` et `ROLLBACK WORK`. à part cela, cette commande est totalement compatible.

Voir aussi

BEGIN, COMMIT, ROLLBACK TO SAVEPOINT

ROLLBACK PREPARED

ROLLBACK PREPARED — annule une transaction précédemment préparée en vue d'une validation en deux phases

Synopsis

```
ROLLBACK PREPARED id_transaction
```

Description

`ROLLBACK PREPARED` annule une transaction préparée.

Paramètres

`id_transaction`

L'identifiant de la transaction à annuler.

Notes

Pour annuler une transaction préparée, il est impératif d'être soit l'utilisateur qui a initié la transaction, soit un superutilisateur. Il n'est, en revanche, pas nécessaire d'être dans la session qui a initié la transaction.

Cette commande ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transaction. La transaction préparée est annulée immédiatement.

Toutes les transactions préparées disponibles sont listées dans la vue système `pg_prepared_xacts`.

Exemples

Annuler la transaction identifiée par `foobar` :

```
ROLLBACK PREPARED 'foobar';
```

Compatibilité

L'instruction `ROLLBACK PREPARED` est une extension PostgreSQL. Elle est destinée à être utilisée par des systèmes tiers de gestion des transactions, dont le fonctionnement est parfois standardisé (comme X/Open XA), mais la portion SQL de ces systèmes ne respecte pas le standard.

Voir aussi

PREPARE TRANSACTION, COMMIT PREPARED

ROLLBACK TO SAVEPOINT

ROLLBACK TO SAVEPOINT — annule les instructions jusqu'au point de sauvegarde

Synopsis

```
ROLLBACK [ WORK | TRANSACTION ] TO
 [ SAVEPOINT ] nom_pointsauvegarde
```

Description

Annule toutes les commandes qui ont été exécutées après l'établissement du point de sauvegarde. Le point de sauvegarde reste valide. Il est possible d'y d'y revenir encore si cela s'avérait nécessaire.

`ROLLBACK TO SAVEPOINT` détruit implicitement tous les points de sauvegarde établis après le point de sauvegarde indiqué.

Paramètres

`nom_pointsauvegarde`

Le point de sauvegarde où retourner.

Notes

RELEASE SAVEPOINT est utilisé pour détruire un point de sauvegarde sans annuler les effets de commandes exécutées après son établissement.

Spécifier un nom de point de sauvegarde inexistant est une erreur.

Les curseurs ont un comportement quelque peu non transactionnel en ce qui concerne les points de sauvegarde. Tout curseur ouvert à l'intérieur d'un point de sauvegarde est fermé lorsque le point de sauvegarde est rejoint. Si un curseur précédemment ouvert est affecté par une commande `FETCH` ou `MOVE` à l'intérieur d'un point de sauvegarde rejoint par la suite, la position du curseur reste celle obtenue par `FETCH` (c'est-à-dire que le déplacement du curseur dû au `FETCH` n'est pas annulé). La fermeture d'un curseur n'est pas non plus remise en cause par une annulation. Néanmoins, certains effets de bord causés par la requête du curseur (comme les effets de bord des fonctions volatiles appelées par la requête) *sont* annulés s'ils surviennent lors d'un point de sauvegarde qui est annulé plus tard. Un curseur dont l'exécution provoque l'annulation d'une transaction est placé dans un état non exécutable. De ce fait, alors même que la transaction peut être restaurée par `ROLLBACK TO SAVEPOINT`, le curseur ne peut plus être utilisé.

Exemples

Pour annuler les effets des commandes exécutées après l'établissement de `mon_pointsauvegarde` :

```
ROLLBACK TO SAVEPOINT mon_pointsauvegarde;
```

La position d'un curseur n'est pas affectée par l'annulation des points de sauvegarde :

```
BEGIN;
```

```
DECLARE foo CURSOR FOR SELECT 1 UNION SELECT 2;

SAVEPOINT foo;

FETCH 1 FROM foo;
 ?column?
----------
        1

ROLLBACK TO SAVEPOINT foo;

FETCH 1 FROM foo;
 ?column?
----------
        2

COMMIT;
```

Compatibilité

Le standard SQL spécifie que le mot clé `SAVEPOINT` est obligatoire mais PostgreSQL et Oracle autorisent son omission. SQL n'autorise que `WORK`, pas `TRANSACTION`, après `ROLLBACK`. De plus, SQL dispose d'une clause optionnelle `AND [ NO ] CHAIN` qui n'est actuellement pas supportée par PostgreSQL. Pour le reste, cette commande est conforme au standard SQL.

Voir aussi

BEGIN, COMMIT, RELEASE SAVEPOINT, ROLLBACK, SAVEPOINT

SAVEPOINT

SAVEPOINT — définit un nouveau point de sauvegarde à l'intérieur de la transaction en cours

Synopsis

```
SAVEPOINT nom_pointsauvegarde
```

Description

`SAVEPOINT` établit un nouveau point de sauvegarde à l'intérieur de la transaction en cours.

Un point de sauvegarde est une marque spéciale à l'intérieur d'une transaction qui autorise l'annulation de toutes les commandes exécutées après son établissement, restaurant la transaction dans l'état où elle était au moment de l'établissement du point de sauvegarde.

Paramètres

`nom_pointsauvegarde`

Le nom du nouveau point de sauvegarde. Si des points de sauvegarde de même nom existent déjà, ils deviendront inaccessibles jusqu'à ce que les points de sauvegarde de même nom mais plus récents ne soient libérés.

Notes

Utilisez ROLLBACK TO SAVEPOINT pour annuler un point de sauvegarde. Utilisez RELEASE SAVEPOINT pour détruire un point de sauvegarde, conservant l'effet des commandes exécutées après son établissement.

Les points de sauvegarde peuvent seulement être établis à l'intérieur d'un bloc de transaction. Plusieurs points de sauvegarde peuvent être définis dans une transaction.

Exemples

Pour établir un point de sauvegarde et annuler plus tard les effets des commandes exécutées après son établissement :

```
BEGIN;
    INSERT INTO table1 VALUES (1);
    SAVEPOINT mon_pointsauvegarde;
    INSERT INTO table1 VALUES (2);
    ROLLBACK TO SAVEPOINT mon_pointsauvegarde;
    INSERT INTO table1 VALUES (3);
COMMIT;
```

La transaction ci-dessus insère les valeurs 1 et 3, mais pas 2.

Pour établir puis détruire un point de sauvegarde :

```
BEGIN;
    INSERT INTO table1 VALUES (3);
    SAVEPOINT mon_pointsauvegarde;
```

```
    INSERT INTO table1 VALUES (4);
    RELEASE SAVEPOINT mon_pointsauvegarde;
COMMIT;
```

La transaction ci-dessus insère à la fois les valeurs 3 et 4.

Pour utiliser un seul point de transaction :

```
BEGIN;
    INSERT INTO table1 VALUES (1);
    SAVEPOINT my_savepoint;
    INSERT INTO table1 VALUES (2);
    SAVEPOINT my_savepoint;
    INSERT INTO table1 VALUES (3);

    -- rollback jusqu'au deuxième point de sauvegarde
    ROLLBACK TO SAVEPOINT my_savepoint;
    SELECT * FROM table1;               -- affiche les lignes 1 et
 2

    -- libère le deuxième point de sauvegarde
    RELEASE SAVEPOINT my_savepoint;

    -- annule jusqu'au premier point de sauvegarde
    ROLLBACK TO SAVEPOINT my_savepoint;
    SELECT * FROM table1;               -- affiche seulement la
 ligne 1
COMMIT;
```

La transaction ci-dessus montre que la ligne 3 est annulée en premier, puis c'est au tour de la ligne 2.

Compatibilité

SQL requiert la destruction automatique d'un point de sauvegarde quand un autre point de sauvegarde du même nom est créé. Avec PostgreSQL, l'ancien point de sauvegarde est conservé, mais seul le plus récent est utilisé pour une annulation ou une libération. (Libérer avec `RELEASE SAVEPOINT` le point de sauvegarde le plus récent fait que l'ancien est de nouveau accessible aux commandes `ROLLBACK TO SAVEPOINT` et `RELEASE SAVEPOINT`.) Sinon, `SAVEPOINT` est totalement conforme à SQL.

Voir aussi

BEGIN, COMMIT, RELEASE SAVEPOINT, ROLLBACK, ROLLBACK TO SAVEPOINT

SECURITY LABEL

SECURITY LABEL — Définir ou modifier un label de sécurité appliqué à un objet

Synopsis

```
SECURITY LABEL [ FOR fournisseur ] ON
{
  TABLE nom_objet |
  COLUMN nom_table.nom_colonne |
  AGGREGATE nom_agrégat ( signature_agrégat ) |
  DATABASE nom_objet |
  DOMAIN nom_objet |
  EVENT TRIGGER nom_objet |
  FOREIGN TABLE nom_objet
  FUNCTION nom_fonction [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ] |
  LARGE OBJECT oid_large_object |
  MATERIALIZED VIEW nom_objet |
  [ PROCEDURAL ] LANGUAGE nom_objet |
  PROCEDURE nom_procédure [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ] |
  PUBLICATION nom_objet |
  ROLE nom_objet |
  ROUTINE nom_routine [ ( [ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg
 [, ...] ] ) ] |
  SCHEMA nom_objet |
  SEQUENCE nom_objet |
  SUBSCRIPTION nom_objet |
  TABLESPACE nom_objet |
  TYPE nom_objet |
  VIEW nom_objet
} IS { texte | NULL }

où signature_agrégat est :

* |
[ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] |
[ [ mode_arg ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ] ] ORDER BY [ mode_arg
 ] [ nom_arg ] type_arg [ , ... ]
```

Description

`SECURITY LABEL` applique un label de sécurité à un objet de la base de données. Un nombre arbitraire de labels de sécurité, un par fournisseur d'labels, peut être associé à un objet donné de la base. Les fournisseurs de labels sont des modules dynamiques qui s'enregistrent eux-mêmes en utilisant la fonction `register_label_provider`.

> **Note**
>
> `register_label_provider` n'est pas une fonction SQL ; elle ne peut être appelée que depuis du code C chargé et exécuté au sein du serveur.

Le fournisseur de labels détermine si un label donné est valide, et dans quelle mesure il est permis de l'appliquer à un objet donné. Le sens des labels est également laissé à la discrétion du fournisseur d'labels. PostgreSQL n'impose aucune restriction quant à l'interprétation que peut faire un fournisseur d'un label donné, se contentant simplement d'offrir un mécanisme de stockage de ces labels. En pratique, il s'agit de permettre l'intégration de systèmes de contrôles d'accès obligatoires (en anglais, *mandatory access control* ou MAC) tels que SELinux. De tels systèmes fondent leurs autorisations d'accès sur des labels appliqués aux objets, contrairement aux systèmes traditionnels d'autorisations d'accès discrétionnaires (en anglais, *discretionary access control* ou DAC) généralement basés sur des concepts tels que les utilisateurs et les groupes.

Paramètres

nom_objet
nom_table.nom_colonne
nom_agrégat
nom_fonction
nom_procédure
nom_routine

Le nom de l'objet. Ce sont les noms des tables, aggrégats, domaines, tables distantes, fonctions, procédures, routines, séquences, types et vues qui peuvent être qualifiés du nom de schéma.

fournisseur

Le nom du fournisseur auquel le label est associé. Le fournisseur désigné doit être chargé et accepter l'opération qui lui est proposée. Si un seul et unique fournisseur est chargé, le nom du fournisseur peut être omis par soucis de concision.

mode_arg

Le mode d'un argument de fonction, de procédure ou d'agrégat : `IN`, `OUT`, `INOUT` ou `VARIADIC`. Si le mode est omis, le mode par défaut `IN` est alors appliqué. À noter que `SECURITY LABEL` ne porte actuellement pas sur les arguments de mode `OUT` dans la mesure où seuls les arguments fournis en entrée sont nécessaires à l'identification d'une fonction. Il suffit donc de lister les arguments `IN`, `INOUT`, et `VARIADIC` afin d'identifier sans ambiguïté une fonction.

nom_arg

Le nom d'un argument de fonction, de procédure ou d'agrégat. À noter que `SECURITY LABEL ON FUNCTION` ne porte actuellement pas sur les nom des arguments fournis aux fonctions dans la mesure où seul le type des arguments est nécessaire à l'identification d'une fonction.

type_arg

Le type de données d'un argument de fonction, de procédure ou d'agrégat.

oid_large_objet

L'OID de l'objet large.

`PROCEDURAL`

Qualificatif optionnel du langage, peut être omis.

label

La nouvelle configuration du label de sécurité, fourni sous la forme d'une chaine littérale.

`NULL`

Écrire `NULL` pour supprimer le label de sécurité.

Exemples

L'exemple suivant montre comment le label de sécurité d'une table pourrait être configuré ou modifié.

```
SECURITY LABEL FOR selinux ON TABLE matable IS
 'system_u:object_r:sepgsql_table_t:s0';
```

Pour supprimer le label :

```
SECURITY LABEL FOR selinux ON TABLE matable IS NULL;
```

Compatibilité

La commande `SECURITY LABEL` n'existe pas dans le standard SQL.

Voir aussi

sepgsql, `src/test/modules/dummy_seclabel`

SELECT

SELECT, TABLE, WITH — récupère des lignes d'une table ou d'une vue

Synopsis

```
[ WITH [ RECURSIVE ] requête_with [, ...] ]
SELECT [ ALL | DISTINCT [ ON ( expression [, ...] ) ] ]
    [ * | expression [ [ AS ] nom_d_affichage ] [, ...] ]
    [ FROM éléments_from [, ...] ]
    [ WHERE condition ]
    [ GROUP BY element_regroupement [, ...] ]
    [ HAVING condition ]
    [ WINDOW nom_window AS ( définition_window ) [, ...] ]
    [ { UNION | INTERSECT | EXCEPT } [ ALL | DISTINCT ] select ]
    [ ORDER BY expression [ ASC | DESC | USING opérateur ] [ NULLS
 { FIRST | LAST } ] [, ...] ]
    [ LIMIT { nombre | ALL } ]
    [ OFFSET début ] [ ROW | ROWS ] ]
    [ FETCH { FIRST | NEXT } [ total ] { ROW | ROWS } ONLY ]
    [ FOR { UPDATE | NO KEY UPDATE | SHARE | KEY SHARE }
 [ OF nom_table [, ...] ] [ NOWAIT | SKIP LOCKED ] [...] ]

avec éléments_from qui peut être :

    [ ONLY ] nom_table [ * ] [ [ AS ] alias [ ( alias_colonne
 [, ...] ) ] ]
                [ TABLESAMPLE methode_echantillonnage ( argument
 [, ...] ) [ REPEATABLE ( pourcentage_echantillon ) ] ]
    [ LATERAL ] ( select ) [ AS ] alias [ ( alias_colonne
 [, ...] ) ]
    nom_requête_with [ [ AS ] alias [ ( alias_colonne [, ...] ) ] ]
    [ LATERAL ] nom_fonction ( [ argument [, ...] ] )
                [ WITH ORDINALITY ] [ [ AS ] alias
 [ ( alias_colonne [, ...] ) ] ]
    [ LATERAL ] nom_fonction ( [ argument [, ...] ] ) [ AS ] alias
 ( définition_colonne [, ...] )
     [ LATERAL ] nom_fonction ( [ argument [, ...] ] ) AS
 ( définition_colonne [, ...] )
    [ LATERAL ] ROWS FROM( nom_fonction ( [ argument [, ...] ] )
 [ AS ( définition_colonne [, ...] ) ] [, ...] )
                [ WITH ORDINALITY ] [ [ AS ] alias
 [ ( alias_colonne [, ...] ) ] ]
    élément_from type_jointure élément_from { ON condition_jointure
 | USING ( colonne_jointure [, ...] ) }
    élément_from NATURAL type_jointure élément_from
    élément_from CROSS JOIN élément_from

et element_regroupement peut valoir :

    ( )
    expression
    ( expression [, ...] )
    ROLLUP ( { expression | ( expression [, ...] ) } [, ...] )
    CUBE ( { expression | ( expression [, ...] ) } [, ...] )
    GROUPING SETS ( element_regroupement [, ...] )
```

```
et requête_with est :

    nom_requête_with [ ( nom_colonne [, ...] ) ] AS ( select
 | valeurs | insert | update | delete )

TABLE [ ONLY ] nom_table [ * ]
```

Description

SELECT récupère des lignes de zéro ou plusieurs tables. Le traitement général de SELECT est le suivant :

1. Toutes les requêtes dans la liste WITH sont évaluées. Elles jouent le rôle de tables temporaires qui peuvent être référencées dans la liste FROM. Une requête WITH qui est référencée plus d'une fois dans FROM n'est calculée qu'une fois (voir la section intitulée « Clause WITH » ci-dessous).

2. Tous les éléments de la liste FROM sont calculés. (Chaque élément dans la liste FROM est une table réelle ou virtuelle.) Si plus d'un élément sont spécifiés dans la liste FROM, ils font l'objet d'une jointure croisée (cross-join). (Voir la section intitulée « Clause FROM » ci-dessous.)

3. Si la clause WHERE est spécifiée, toutes les lignes qui ne satisfont pas les conditions sont éliminées de l'affichage. (Voir la section intitulée « Clause WHERE » ci-dessous.)

4. Si la clause GROUP BY est spécifiée or if there are aggregate function calls, l'affichage est divisé en groupes de lignes qui correspondent à une ou plusieurs valeurs, et aux résultats des fonctions d'agrégat calculés. Si la clause HAVING est présente, elle élimine les groupes qui ne satisfont pas la condition donnée. (Voir Clause GROUP BY et Clause HAVING ci-dessous.) Bien que les colonnes en sortie d'une requête sont calculées nominalement à la prochaine étape, elles peuvent aussi être référencées (par nom ou numéro) dans la clause GROUP BY.

5. Les lignes retournées sont traitées en utilisant les expressions de sortie de SELECT pour chaque ligne ou groupe de ligne sélectionné. (Voir la section intitulée « Liste SELECT » ci-dessous.)

6. SELECT DISTINCT élimine du résultat les lignes en double. SELECT DISTINCT ON élimine les lignes qui correspondent sur toute l'expression spécifiée. SELECT ALL (l'option par défaut) retourne toutes les lignes, y compris les doublons. (cf. DISTINCT Clause ci-dessous.)

7. En utilisant les opérateurs UNION, INTERSECT et EXCEPT, l'affichage de plusieurs instructions SELECT peut être combiné pour former un ensemble unique de résultats. L'opérateur UNION renvoie toutes les lignes qui appartiennent, au moins, à l'un des ensembles de résultats. L'opérateur INTERSECT renvoie toutes les lignes qui sont dans tous les ensembles de résultats. L'opérateur EXCEPT renvoie les lignes qui sont présentes dans le premier ensemble de résultats mais pas dans le deuxième. Dans les trois cas, les lignes dupliquées sont éliminées sauf si ALL est spécifié. Le mot-clé supplémentaire DISTINCT peut être ajouté pour signifier explicitement que les lignes en doublon sont éliminées. Notez bien que DISTINCT est là le comportement par défaut, bien que ALL soit le défaut pour la commande SELECT. (Voir la section intitulée « Clause UNION », la section intitulée « Clause INTERSECT » et la section intitulée « Clause EXCEPT » ci-dessous.)

8. Si la clause ORDER BY est spécifiée, les lignes renvoyées sont triées dans l'ordre spécifié. Si ORDER BY n'est pas indiqué, les lignes sont retournées dans l'ordre qui permet la réponse la plus rapide du système. (Voir la section intitulée « Clause ORDER BY » ci-dessous.)

9. Si les clauses LIMIT (ou FETCH FIRST) ou OFFSET sont spécifiées, l'instruction SELECT ne renvoie qu'un sous-ensemble de lignes de résultats. (Voir la section intitulée « Clause LIMIT » ci-dessous.)

10. Si la clause FOR UPDATE, FOR NO KEY UPDATE, FOR SHARE ou FOR KEY SHARE est spécifiée, l'instruction SELECT verrouille les lignes sélectionnées contre les mises à jour concurrentes. (Voir la section intitulée « Clause de verrouillage » ci-dessous.)

Le droit SELECT sur chaque colonne utilisée dans une commande SELECT est nécessaire pour lire ses valeurs. L'utilisation de FOR NO KEY UPDATE, FOR UPDATE, FOR SHARE ou FOR KEY SHARE requiert en plus le droit UPDATE (pour au moins une colonne de chaque table sélectionnée).

Paramètres

Clause WITH

La clause WITH vous permet de spécifier une ou plusieurs sous-requêtes qui peuvent être utilisées par leur nom dans la requête principale. Les sous-requêtes se comportent comme des tables temporaires ou des vues pendant la durée d'exécution de la requête principale. Chaque sous-requête peut être un ordre SELECT, TABLE, VALUES, INSERT, UPDATE ou bien DELETE. Lorsque vous écrivez un ordre de modification de données (INSERT, UPDATE ou DELETE) dans une clause WITH, il est habituel d'inclure une clause RETURNING. C'est la sortie de cette clause RETURNING, *et non pas* la table sous-jacente que l'ordre modifie, qui donne lieu à la table temporaire lue par la requête principale. Si la clause RETURNING est omise, l'ordre est tout de même exécuté, mais il ne produit pas de sortie ; il ne peut donc pas être référencé comme une table par la requête principale.

Un nom (sans qualification de schéma) doit être spécifié pour chaque requête WITH. En option, une liste de noms de colonnes peut être spécifié ; si elle est omise, les noms de colonnes sont déduites de la sous-requête.

Si RECURSIVE est spécifié, la sous-requête SELECT peut se référencer elle même. Une sous-requête de ce type doit avoir la forme

```
terme_non_récursif UNION [ ALL | DISTINCT ] terme_récursif
```

où l'auto-référence récursive doit apparaître dans la partie droite de l'UNION. Seule une auto-référence récursive est autorisée par requête. Les ordres de modification récursifs ne sont pas supportés, mais vous pouvez utiliser le résultat d'une commande SELECT récursive dans un ordre de modification. Voir Section 7.8 pour un exemple.

Un autre effet de RECURSIVE est que les requêtes WITH n'ont pas besoin d'être ordonnées : une requête peut en référencer une autre qui se trouve plus loin dans la liste (toutefois, les références circulaires, ou récursion mutuelle, ne sont pas implémentées). Sans RECURSIVE, les requêtes WITH ne peuvent référencer d'autres requêtes WITH soœurs que si elles sont déclarées avant dans la liste WITH.

Une propriété clé des requêtes WITH est qu'elles ne sont évaluées qu'une seule fois par exécution de la requête principale, même si la requête principale les utilise plus d'une fois. En particulier, vous avez la garantie que les traitements de modification de données sont exécutés une seule et unique fois, que la requête principale lise tout ou partie de leur sortie.

Quand il y a plusieurs requêtes dans la clause WITH, RECURSIVE ne devra être écrit qu'une seule fois, immédiatement après WITH. Cela s'applique à toutes les requêtes de la clause WITH, bien que cela n'a pas d'effet sur les requêtes qui n'utilisent pas de récursion de référence en avant (*forward references*).

Tout se passe comme si la requête principale et les requêtes WITH étaient toutes exécutées en même temps. Ceci a pour conséquence que les effets d'un ordre de modification dans une clause WITH ne peuvent pas être vues des autres parties de la requête, sauf en lisant la sortie de RETURNING. Si deux de ces ordres de modifications tentent de modifier la même ligne, les résultats sont imprévisibles.

Voir Section 7.8 pour plus d'informations.

Clause FROM

La clause FROM spécifie une ou plusieurs tables source pour le SELECT. Si plusieurs sources sont spécifiées, le résultat est un produit cartésien (jointure croisée) de toutes les sources. Mais

habituellement, des conditions de qualification (via WHERE) sont ajoutées pour restreindre les lignes renvoyées à un petit sous-ensemble du produit cartésien.

La clause FROM peut contenir les éléments suivants :

nom_table

Le nom (éventuellement qualifié par le nom du schéma) d'une table ou vue existante. Si ONLY est spécifié avant le nom de la table, seule cette table est parcourue. Dans le cas contraire, la table et toutes ses tables filles (s'il y en a) sont parcourues. En option, * peut être ajouté après le nom de la table pour indiquer explicitement que les tables filles sont inclues.

alias

Un nom de substitution pour l'élément FROM contenant l' alias. Un alias est utilisé par brièveté ou pour lever toute ambiguïté lors d'auto-jointures (la même table est parcourue plusieurs fois). Quand un alias est fourni, il cache complètement le nom réel de la table ou fonction ; par exemple, avec FROM truc AS, le reste du SELECT doit faire référence à cet élément de FROM par f et non pas par truc. Si un alias est donné, une liste d' alias de colonnes peut aussi être saisi comme noms de substitution pour différentes colonnes de la table.

TABLESAMPLE *methode_echantillonnage* (*argument* [, ...]) [REPEATABLE (*pourcentage_echantillon*)]

Une clause TABLESAMPLE après un *nom_table* indique que la *methode_echantillonnage* indiquée doit être utilisé pour récupérer un sous-ensemble des lignes de cette table. Cet échantillonnage précède l'application de tout autre filtre tel que la clause WHERE. La distribution standard de PostgreSQL inclut deux méthodes d'échantillonnage, BERNOULLIet SYSTEM mais d'autres méthodes d'échantillonnage peuvent être installées via des extensions.

Les méthodes d'échantillonnage BERNOULLI et SYSTEM acceptent chacune un seul *argument* correspondant à la fraction à échantillonner pour la table, exprimée sous la forme d'un pourcentage entre 0 et 100. Cet argument peut être une expression renvoyant un flottant (real). (D'autres méthodes d'échantillonnage pourraient accepter plus d'arguments ou des arguments différents.) Ces deux méthodes retournent chacune un sous-ensemble choisi au hasard de la table qui contiendra approximativement le pourcentage indiqué de lignes pour cette table. La méthode BERNOULLI parcourt la table complète et sélectionne ou ignore des lignes individuelles indépendemment avec la probabilité sélectionnée. La méthode SYSTEM fait un échantillonnage au niveau des blocs, chaque bloc ayant la chance indiquée d'être sélectionnée ; toutes les lignes de chaque bloc sélectionné sont renvoyées. La méthode SYSTEM est bien plus rapide que la méthode BERNOULLI quand un petit pourcentage est indiqué pour l'échantillonnage mais elle peut renvoyer un échantillon moins aléatoire de la table, dû aux effets de l'ordre des lignes.

La clause optionnelle REPEATABLE indique un nombre *seed* ou une expression à utiliser pour générer des nombres aléatoires pour la méthode d'échantillonnage. La valeur peut être toute valeur flottante non NULL. Deux requêtes précisant la même valeur seed et les mêmes valeurs en *argument* sélectionneront le même échantillon de la table si celle-ci n'a pas changé entre temps. Mais différentes valeurs seed produiront généralement des échantillons différents. Si REPEATABLE n'est pas indiqué, alors un nouvel échantillon est choisi au hasard pour chaque requête, basé sur une graine générée par le système. Notez que certaines méthodes d'échantillonage supplémentaires pourraient ne pas accepter la clausse REPEATABLE, et toujours produire de nouveau échantillon à chaque utilisation.

select

Un sous-SELECT peut apparaître dans la clause FROM. Il agit comme si sa sortie était transformée en table temporaire pour la durée de cette seule commande SELECT. Le sous-SELECT doit être entouré de parenthèses et un alias *doit* lui être fourni. Une commande VALUES peut aussi être utilisée ici.

requête_with

Une requête WITH est référencée par l'écriture de son nom, exactement comme si le nom de la requête était un nom de table (en fait, la requête WITH cache toutes les tables qui auraient le même nom dans la requête principale. Si nécessaire, vous pouvez accéder à une table réelle du même nom en précisant le schéma du nom de la table). Un alias peut être indiqué de la même façon que pour une table.

nom_fonction

Des appels de fonctions peuvent apparaître dans la clause FROM. (Cela est particulièrement utile pour les fonctions renvoyant des ensembles de résultats, mais n'importe quelle fonction peut être utilisée.) Un appel de fonction agit comme si la sortie de la fonction était créée comme une table temporaire pour la durée de cette seule commande SELECT. Quand la clause optionnelle WITH ORDINALITY est ajoutée à l'appel de la fonction, une nouvelle colonne est ajoutée après toutes les colonnes en sortie de la fonction numérotant ainsi chaque ligne.

Un alias peut être fourni de la même façon pour une table. Si un alias de table est donné, une liste d'alias de colonnes peut aussi être écrite pour fournir des noms de substitution pour un ou plusieurs attributs du type composite en retour de la fonction, ceci incluant la colonne ajoutée par ORDINALITY.

Plusieurs appels de fonction peuvent être combinés en un seul élément dans la clause FROM en les entourant de ROWS FROM(...). La sortie d'un tel élément est la concaténation de la première ligne de chaque fonction, puis la deuxième ligne de chaque fonction, etc. Si certaines fonctions produisent moins de lignes que d'autres, des NULL sont ajoutées pour les données manquantes, ce qui permet d'avoir comme nombre de lignes celui de la fonction qui en renvoit le plus.

Si la fonction a été définie comme renvoyant le type de données record, un alias ou le mot clé AS doivent être présents, suivi par une liste de définition de colonnes de la forme (*nom_colonne type_donnée* [, ...]). La liste de définition des colonnes doit correspondre au nombre réel et aux types réels des colonnes renvoyées par la fonction.

Lors de l'utilisation de la syntaxe ROWS FROM(...), si une des fonctions nécessite une liste de définition des colonnes, il est préférable de placer la liste de définition des colonnes après l'appel de la fonction dans ROWS FROM(...). Une liste ded définition des colonnes peut être placé après la construction ROWS FROM(...) seulement s'il n'y a qu'une seule fonction et pas de clause WITH ORDINALITY.

Pour utiliser ORDINALITY avec une liste de définition de colonnes, vous devez utiliser la syntaxe ROWS FROM(...) et placer la liste de définition de colonnes dans ROWS FROM(...).

type_jointure

Un des éléments

- [INNER] JOIN
- LEFT [OUTER] JOIN
- RIGHT [OUTER] JOIN
- FULL [OUTER] JOIN

Pour les types de jointures INNER et OUTER, une condition de jointure doit être spécifiée, à choisir parmi ON *condition_jointure* ou USING (*colonne_jointure* [, ...]) ou NATURAL. Voir ci-dessous pour les significations.

Une clause JOIN combine deux éléments FROM, que nous allons appelons « tables » par simplicité bien qu'ils puissent être n'importe quel élément utilisable dans une clause FROM. Les parenthèses peuvent être utilisées pour déterminer l'ordre d'imbrication. En l'absence de parenthèses, les JOIN

sont imbriqués de gauche à droite. Dans tous les cas, JOIN est plus prioritaire que les virgules séparant les éléments FROM. Toutes les options JOIN sont une facilité d'écriture car elles ne font rien que vous ne pourriez faire avec les habituels FROM et WHERE.

CROSS JOIN et INNER JOIN produisent un simple produit cartésien. Le résultat est identique à celui obtenu lorsque les deux tables sont listés au premier niveau du FROM, mais restreint par la condition de jointure (si elle existe). CROSS JOIN est équivalent à INNER JOIN ON (TRUE), c'est-à-dire qu'aucune ligne n'est supprimée par qualification. Ces types de jointure sont essentiellement une aide à la notation car ils ne font rien de plus qu'un simple FROM et WHERE.

LEFT OUTER JOIN renvoie toutes les lignes du produit cartésien qualifié (c'est-à-dire toutes les lignes combinées qui satisfont la condition de jointure), plus une copie de chaque ligne de la table de gauche pour laquelle il n'y a pas de ligne à droite qui satisfasse la condition de jointure. La ligne de gauche est étendue à la largeur complète de la table jointe par insertion de valeurs NULL pour les colonnes de droite. Seule la condition de la clause JOIN est utilisée pour décider des lignes qui correspondent. Les conditions externes sont appliquées après coup.

À l'inverse, RIGHT OUTER JOIN renvoie toutes les lignes jointes plus une ligne pour chaque ligne de droite sans correspondance (complétée par des NULL pour le côté gauche). C'est une simple aide à la notation car il est aisément convertible en LEFT en inversant les tables gauche et droite.

FULL OUTER JOIN renvoie toutes les lignes jointes, plus chaque ligne gauche sans correspondance (étendue par des NULL à droite), plus chaque ligne droite sans correspondance (étendue par des NULL à gauche).

ON *condition_jointure*

condition_jointure est une expression qui retourne une valeur de type boolean (comme une clause WHERE) qui spécifie les lignes d'une jointure devant correspondre.

USING (*colonne_jointure* [, ...])

Une clause de la forme USING (a, b, ...) est un raccourci pour ON table_gauche.a = table_droite.a AND table_gauche.b = table_droite.b .... De plus, USING implique l'affichage d'une seule paire des colonnes correspondantes dans la sortie de la jointure.

NATURAL

NATURAL est un raccourci pour une liste USING qui mentionne toutes les colonnes de même nom dans les deux tables. USING qui mentionne toutes les colonnes de même nom dans les deux tables. S'il n'y a pas de noms de colonnes communs, NATURAL est équivalent à ON TRUE.

CROSS JOIN

CROSS JOIN est équivalent à INNER JOIN ON (TRUE), c'est-à-dire qu'aucune ligne n'est supprimée par la qualification. Elles réalisent un produit cartésien, donc les mêmes résultats que vous obtiendriez en listant les deux tables au niveau haut d'un FROM, mais restreints à la condition de jointure (s'il y en a une).

LATERAL

Le mot clé LATERAL peut précéder un élément sous-SELECT de la clause FROM. Ceci permet au sous-SELECT de faire référence aux colonnes des éléments du FROM qui apparaissent avant lui dans la liste FROM. (Sans LATERAL, chaque sous-SELECT est évalué indépendamment et donc ne peut pas faire référence à tout autre élément de la clause FROM.)

LATERAL peut aussi précéder un élément fonction dans la clause FROM mais dans ce cas, ce n'est pas requis car l'expression de la fonction peut faire référence aux éléments du FROM dans tous les cas.

Un élément LATERAL peut apparaître au niveau haut dans la liste FROM ou à l'intérieur d'un arbre JOIN. Dans ce dernier cas, il peut aussi faire référence à tout élément qui se trouvent à la gauche d'un JOIN qui est à sa droite.

Quand un élément du FROM des références LATERAL, l'évaluation se fait ainsi : pour chaque ligne d'un élément FROM fournissant une colonne référencée ou un ensemble de lignes provenant de plusieurs éléments FROM fournissant les colonnes, l'élément LATERAL est évaluée en utilisant la valeur des colonnes de cette (ou ces) ligne(s). Les lignes résultantes sont jointes comme d'habitude avec les lignes pour lesquelles elles ont été calculées. Ceci est répété pour chaque ligne ou chaque ensemble de lignes provenant de la table contenant les colonnes référencées.

Le(s) table(s) contenant les colonnes référencées doivent être jointes avec INNER ou LEFT à l'élément LATERAL. Sinon il n'y aurait pas un ensemble bien défini de lignes à partir duquel on pourrait construire chaque ensemble de lignes pour l'élément LATERAL. Du coup, bien qu'une construction comme *X* RIGHT JOIN LATERAL *Y* est valide syntaxiquement, il n'est pas permis à *Y* de référencer *X*.

Clause WHERE

La clause WHERE optionnelle a la forme générale

```
WHERE condition
```

où *condition* est une expression dont le résultat est de type boolean. Toute ligne qui ne satisfait pas cette condition est éliminée de la sortie. Une ligne satisfait la condition si elle retourne vrai quand les valeurs réelles de la ligne sont substituées à toute référence de variable.

Clause GROUP BY

La clause GROUP BY optionnelle a la forme générale

```
GROUP BY element_regroupement [, ...]
```

GROUP BY condensera en une seule ligne toutes les lignes sélectionnées partageant les mêmes valeurs pour les expressions regroupées. Une *expression* utilisée à l'intérieur d'un *element_regroupement* peut être un nom de colonne en entrée, ou le nom ou le numéro d'une colonne en sortie (élément de la liste SELECT), ou une expression arbitraire formée à partir des valeurs ou colonnes en entrée. En cas d'ambiguité, un nom GROUP BY sera interprété comme un nom de colonne en entrée plutôt qu'en tant que nom de colonne en sortie.

Si une clause parmi GROUPING SETS, ROLLUP ou CUBE est présente comme élément de regroupement, alors la clause GROUP BY dans sa globalité définit un certain nombre d'*ensembles de regroupement* indépendants. L'effet de ceci est l'équivalent de la construction d'un UNION ALL des sous-requêtes pour chaque ensemble de regroupement individuel avec leur propre clause GROUP BY. Pour plus de détails sur la gestion des ensembles de regroupement, voir Section 7.2.4.

Les fonctions d'agrégat, si utilisées, sont calculées pour toutes les lignes composant un groupe, produisant une valeur séparée pour chaque groupe. (S'il y a des fonctions d'agrégat mais pas de clause GROUP BY, la requête est traitée comme ayant un seul groupe contenant toutes les lignes sélectionnées.) L'ensemble de lignes envoyées à la fonction d'agrégat peut être en plus filtré en ajoutant une clause FILTER lors de l'appel à la fonction d'agrégat ; voir Section 4.2.7 pour plus d'informations. Quand une clause FILTER est présente, seules les lignes correspondant au filtre sont incluses en entrée de cette fonction d'agrégat.

Quand GROUP BY est présent ou que des fonctions d'agrégat sont présentes, les expressions du SELECT ne peuvent faire référence qu'à des colonnes groupées, sauf à l'intérieur de fonctions d'agrégat, ou bien si la colonne non groupée dépend fonctionnellement des colonnes groupées. En

effet, s'il en était autrement, il y aurait plus d'une valeur possible pour la colonne non groupée. Une dépendance fonctionnelle existe si les colonnes groupées (ou un sous-ensemble de ces dernières) sont la clé primaire de la table contenant les colonnes non groupées.

Rappelez-vous que toutes les fonctions d'agrégat sont évaluées avant l'évaluation des expressions « scalaires » dans la clause `HAVING` ou la liste `SELECT`. Ceci signifie que, par exemple, une expression `CASE` ne peut pas être utilisée pour ignorer l'évaluation de la fonction d'agrégat ; voir Section 4.2.14.

Actuellement, `FOR NO KEY UPDATE`, `FOR UPDATE`, `FOR SHARE` et `FOR KEY SHARE` ne peuvent pas être spécifiées avec `GROUP BY`.

Clause `HAVING`

La clause optionnelle `HAVING` a la forme générale

```
HAVING condition
```

où *`condition`* est identique à celle spécifiée pour la clause `WHERE`.

`HAVING` élimine les lignes groupées qui ne satisfont pas à la condition. `HAVING` est différent de `WHERE` : `WHERE` filtre les lignes individuelles avant l'application de `GROUP BY` alors que `HAVING` filtre les lignes groupées créées par `GROUP BY`. Chaque colonne référencée dans *`condition`* doit faire référence sans ambiguïté à une colonne groupée, sauf si la référence apparaît dans une fonction d'agrégat ou que les colonnes non groupées sont fonctionnement dépendantes des colonnes groupées.

Même en l'absence de clause `GROUP BY`, la présence de `HAVING` transforme une requête en requête groupée. Cela correspond au comportement d'une requête contenant des fonctions d'agrégats mais pas de clause `GROUP BY`. Les lignes sélectionnées ne forment qu'un groupe, la liste du `SELECT` et la clause `HAVING` ne peuvent donc faire référence qu'à des colonnes à l'intérieur de fonctions d'agrégats. Une telle requête ne produira qu'une seule ligne si la condition `HAVING` est réalisée, aucune dans le cas contraire.

Actuellement, `FOR NO KEY UPDATE`, `FOR UPDATE`, `FOR SHARE` et `FOR KEY SHARE` ne peuvent pas être spécifiées avec `GROUP BY`.

Clause `WINDOW`

La clause optionnelle `WINDOW` a la forme générale

```
WINDOW nom_window AS ( définition_window ) [, ...]
```

où *`nom_window`* est un nom qui peut être référencé par des clauses `OVER` ou par des définitions Window, et *`définition_window`* est

```
[ nom_window_existante ]
[ PARTITION BY expression [, ...] ]
[ ORDER BY expression [ ASC | DESC | USING operateur ] [ NULLS
 { FIRST | LAST } ] [, ...] ]
[ clause_frame ]
```

Si un *`nom_window_existante`* est spécifié, il doit se référer à une entrée précédente dans la liste `WINDOW` ; la nouvelle Window copie sa clause de partitionnement de cette entrée, ainsi que sa clause de tri s'il y en a. Dans ce cas, la nouvelle Window ne peut pas spécifier sa propre clause `PARTITION`

BY, et ne peut spécifier de ORDER BY que si la Window copiée n'en a pas. La nouvelle Window utilise toujours sa propre clause frame ; la Window copiée ne doit pas posséder de clause frame.

Les éléments de la liste PARTITION BY sont interprétés à peu près de la même façon que des éléments de la section intitulée « Clause GROUP BY », sauf qu'ils sont toujours des expressions simples et jamais le nom ou le numéro d'une colonne en sortie. Une autre différence est que ces expressions peuvent contenir des appels à des fonctions d' agrégat, ce qui n'est pas autorisé dans une clause GROUP BY classique. Ceci est autorisé ici parce que le windowing se produit après le regroupement et l' agrégation.

De façon similaire, les éléments de la liste ORDER BY sont interprétés à peu près de la même façon que les éléments d'un la section intitulée « Clause ORDER BY », sauf que les expressions sont toujours prises comme de simples expressions et jamais comme le nom ou le numéro d'une colonne en sortie.

La clause *clause_frame* optionnelle définit la *frame window* pour les fonctions window qui dépendent de la frame (ce n'est pas le cas de toutes). La frame window est un ensemble de lignes liées à chaque ligne de la requête (appelée la *ligne courante*). La *clause_frame* peut être une des clauses suivantes :

```
{ RANGE | ROWS | GROUPS } début_portée [ exclusion_portée ]
{ RANGE | ROWS | GROUPS } BETWEEN début_portée AND fin_portée
 [ exclusion_portée ]
```

où *début_frame* et *fin_frame* peuvent valoir

```
UNBOUNDED PRECEDING
décalage PRECEDING
CURRENT ROW
décalage FOLLOWING
UNBOUNDED FOLLOWING
```

et *exclusion_portée* peut valoir

```
EXCLUDE CURRENT ROW
EXCLUDE GROUP
EXCLUDE TIES
EXCLUDE NO OTHERS
```

Si *fin_frame* n'est pas précisé, il vaut par défaut CURRENT ROW. Les restrictions sont les suivantes : *début_frame* ne peut pas valoir UNBOUNDED FOLLOWING, *fin_frame* ne peut pas valoir UNBOUNDED PRECEDING, et le choix *fin_frame* ne peut apparaître avant les options *frame_start* et *frame_end* que le choix *début_frame* -- par exemple RANGE BETWEEN CURRENT ROW AND *décalage* PRECEDING n'est pas permis.

L'option de portée par défaut est RANGE UNBOUNDED PRECEDING, qui est identique à RANGE BETWEEN UNBOUNDED PRECEDING AND CURRENT ROW ; cela configure la portée à toutes les lignes du début de la partition jusqu'au dernier *peer* de la ligne courant (une ligne que la clause ORDER BY de fenêtrage considère équivalente à la ligne courante ; toutes les lignes sont dans ce cas s'il n'y a pas d'ORDER BY). En général, UNBOUNDED PRECEDING signifie que la portée comment avec la première ligne de la partition et, de façon similaire, UNBOUNDED FOLLOWING signifie que la portée se termine avec la dernière ligne de la partition, quelque soit le mot (RANGE, ROWS or GROUPS). Dans le mode ROWS, CURRENT ROW signifie que la portée commence ou se termine avec la ligne actuelle ; mais dans les modes RANGE et GROUPS, il signifie que la portée commence ou se termine avec le premier ou le dernier équivalent de la ligne courante d'après le tri ORDER BY. Les options *offset* PRECEDING et *offset* FOLLOWING varient en signification suivant le mode de portée. Dans le

mode ROWS, *offset* est un entier indiquant que la portée commence ou se termine par ce nombre de lignes avant ou après la ligne actuelle. Dans le mode GROUPS, *offset* est un entier indiquant que la portée commence ou se termine par ce nombre de groupes d'équivalents avant ou après le groupe d'équivalents de la ligne courante, où un *groupe d'équivalents* est un groupe de lignes équivalentes suivant la clause ORDER BY de fenêtrage. Dans le mode RANGE, l'utilisation de l'option *offset* requiert qu'il y ait exactement une colonne ORDER BY dans la définition de la fenêtre. Ensuite, la portée contient ces lignes dont la valeur de la colonne de tri n'est pas inférieur de *offset* (pour PRECEDING) ou supérieur (pour FOLLOWING) à la valeur de la colonne de tri de la ligne courante. Dans ces cas, le type de données de l'expression *offset* dépend du typ de données de la colonne de tri. Pour les colonnes numériques, il s'agit typiquement du même type que la colonne de tri. Pour les colonnes date/heure, il s'agit typiquement d'un `interval`. Dans tous les cas, la valeur de *offset* doit être non NULL et non négative. De plus, alors que *offset* n'a pas besoin d'être une simple constante, elle ne peut pas contenir des variables, des fonctions d'agrégat et des fonctions de fenêtrage.

L'option *exclusion_portée* autorise les lignes autour de la ligne courante d'être exclues de la portée, même si elles devraient être includes d'après les options de début et de fin de portée. EXCLUDE CURRENT ROW exclut la ligne courante de la portée. EXCLUDE GROUP exclut la ligne courante et ses équivalents de tri à partir de la portée. EXCLUDE TIES exclut tout équivalent de la ligne courante à partir de la portée, mais pas la ligne courante elle-même. EXCLUDE NO OTHERS indique seulement explicitement le comportement par défaut qui est de ne pas exclure la ligne courante et ses équivalents.

Notez que le mode ROWS peut produire des résultats inattendus si la clause ORDER BY ne trie pas les lignes de façon unique. Les modes RANGE et GROUPS sont conçus pour s'assurer que les lignes équivalents d'après le tri ORDER BY sont traitées de la même façon : toutes les lignes d'un groupe d'équivalent sera inclus dans la portée ou en sera exclus.

L'utilité d'une clause WINDOW est de spécifier le comportement des *fonctions window* apparaissant dans la clause la section intitulée « Liste SELECT » ou la clause la section intitulée « Clause ORDER BY » de la requête. Ces fonctions peuvent référencer les entrées de clauses WINDOW par nom dans leurs clauses OVER. Toutefois, il n'est pas obligatoire qu'une entrée de clause WINDOW soit référencée quelque part ; si elle n'est pas utilisée dans la requête, elle est simplement ignorée. Il est possible d'utiliser des fonctions window sans aucune clause WINDOW puisqu'une fonction window peut spécifier sa propre définition de window directement dans sa clause OVER. Toutefois, la clause WINDOW économise de la saisie quand la même définition window est utilisée pour plus d'une fonction window.

Actuellement, FOR NO KEY UPDATE, FOR UPDATE, FOR SHARE et FOR KEY SHARE ne peuvent pas être spécifiées avec GROUP BY.

Les fonctions window sont décrites en détail dans Section 3.5, Section 4.2.8 et Section 7.2.5.

Liste SELECT

La liste SELECT (entre les mots clés SELECT et FROM) spécifie les expressions qui forment les lignes en sortie de l'instruction SELECT. Il se peut que les expressions fassent référence aux colonnes traitées dans la clause FROM. En fait, en général, elles le font.

Comme pour une table, chaque colonne de sortie d'un SELECT a un nom. Dans un SELECT simple, ce nom est juste utilisé pour donner un titre à la colonne pour l'affichage, mais quand le SELECT est une sous-requête d'une requête plus grande, le nom est vu par la grande requête comme le nom de colonne de la table virtuelle produite par la sous-requête. Pour indiquer le nom à utiliser pour une colonne de sortie, écrivez AS *nom_de_sortie* après l'expression de la colonne. (Vous pouvez omettre AS seulement si le nom de colonne souhaité n'est pas un mot clé réservé par PostgreSQL (voir Annexe C). Pour vous protéger contre l'ajout futur d'un mot clé, il est recommandé que vous écriviez toujours AS ou que vous mettiez le nom de sortie entre guillemets. Si vous n'indiquez pas de nom de colonne, un nom est choisi automatiquement par PostgreSQL. Si l'expression de la colonne est une simple référence à une colonne alors le nom choisi est le même que le nom de la colonne. Dans les cas plus complexes, un nom de fonction ou de type peut être utilisé, ou le système peut opter pour un nom généré automatiquement tel que `?column?`.

Un nom de colonne de sortie peut être utilisé pour se référer à la valeur de la colonne dans les clauses `ORDER BY` et `GROUP BY`, mais pas dans la clause`WHERE` ou `HAVING` ; à cet endroit, vous devez écrire l'expression.

`*` peut être utilisé, à la place d'une expression, dans la liste de sortie comme raccourci pour toutes les colonnes des lignes sélectionnées. De plus, *`nom_table`*`.*` peut être écrit comme raccourci pour toutes les colonnes de cette table. Dans ces cas, il est impossible de spécifier de nouveaux noms avec `AS` ; les noms des colonnes de sorties seront les même que ceux de la table.

Suivant le standard SQL, les expressions dans la liste en sortie doivent être calculées avant d'appliquer les clauses `DISTINCT`, `ORDER BY` et `LIMIT`. Ceci est évidemment nécessaire lors de l'utilisation de `DISTINCT` car, dans le cas contraire, il est difficile de distinguer les valeurs. Néanmoins, dans de nombreux cas, il est plus intéressant que les expressions en sortie soient calculées après les clauses `ORDER BY` et `LIMIT`, tout particulièrement si la liste en sortie contient des fonctions volatiles ou coûteuses. Avec ce comportement, l'ordre d'évaluation des fonctions est plus intuitive et il n'y aurait pas d'évaluations correspondant aux lignes n'apparaissant pas en sortie. PostgreSQL évaluera réellement les expressions en sortie après le tri et la limite, si tant est que ces expressions ne sont pas référencées dans les clauses `DISTINCT`, `ORDER BY` et `GROUP BY`. (En contre-exemple, `SELECT f(x) FROM tab ORDER BY 1` doit forcément évaluer `f(x)` avant de réaliser le tri.) Les expressions en sortie contenant des fonctions renvoyant plusieurs lignes sont réellement évaluées après le tri et avant l'application de la limite, pour que `LIMIT` permette d'éviter l'exécution inutile de la fonction.

> **Note**
>
> Les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.6 ne fournissaient pas de garantie sur la durée de l'évaluation des expressions en sortie par rapport aux tris et aux limites. Cela dépendait de la forme du plan d'exécution sélectionné.

`DISTINCT` Clause

Si `SELECT DISTINCT` est spécifié, toutes les lignes en double sont supprimées de l'ensemble de résultats (une ligne est conservée pour chaque groupe de doublons). `SELECT ALL` spécifie le contraire : toutes les lignes sont conservées. C'est l'option par défaut.

`SELECT DISTINCT ON (` *`expression`* `[, ...] )` conserve seulement la première ligne de chaque ensemble de lignes pour lesquelles le résultat de l'expression est identique. Les expressions `DISTINCT ON` expressions sont interprétées avec les mêmes règles que pour `ORDER BY` (voir ci-dessous). Notez que la « première ligne » de chaque ensemble est imprévisible, à moins que la clause `ORDER BY` ne soit utilisée, assurant ainsi que la ligne souhaitée apparaisse en premier. Par exemple :

```
SELECT DISTINCT ON (lieu) lieu, heure, rapport
    FROM rapport_météo
    ORDER BY lieu, heure DESC;
```

renvoie le rapport météo le plus récent de chaque endroit. Mais si nous n'avions pas utilisé `ORDER BY` afin de forcer le tri du temps dans le sens descendant des temps pour chaque endroit, nous aurions récupéré, pour chaque lieu, n'importe quel bulletin de ce lieu.

La (ou les) expression(s) `DISTINCT ON` doivent correspondre à l'expression (ou aux expressions) `ORDER BY` la(les) plus à gauche. La clause `ORDER BY` contient habituellement des expressions supplémentaires qui déterminent l'ordre des lignes au sein de chaque groupe `DISTINCT ON`.

Actuellement, `FOR NO KEY UPDATE`, `FOR UPDATE`, `FOR SHARE` et `FOR KEY SHARE` ne peuvent pas être spécifiées avec `DISTINCT`.

Clause UNION

La clause UNION a la forme générale :

instruction_select UNION [ALL | DISTINCT] *instruction_select*

instruction_select est une instruction SELECT sans clause ORDER BY, LIMIT, FOR SHARE ou FOR UPDATE. (ORDER BY et LIMIT peuvent être attachés à une sous-expression si elle est entourée de parenthèses. Sans parenthèses, ces clauses s'appliquent au résultat de l'UNION, non à l'expression à sa droite.)

L'opérateur UNION calcule l'union ensembliste des lignes renvoyées par les instructions SELECT impliquées. Une ligne est dans l'union de deux ensembles de résultats si elle apparaît dans au moins un des ensembles. Les deux instructions SELECT qui représentent les opérandes directes de l'UNION doivent produire le même nombre de colonnes et les colonnes correspondantes doivent être d'un type de données compatible.

Sauf lorsque l'option ALL est spécifiée, il n'y a pas de doublons dans le résultat de UNION. ALL empêche l'élimination des lignes dupliquées. UNION ALL est donc significativement plus rapide qu'UNION, et sera préféré. DISTINCT peut éventuellement être ajouté pour préciser explicitement le comportement par défaut : l'élimination des lignes en double.

Si une instruction SELECT contient plusieurs opérateurs UNION, ils sont évalués de gauche à droite, sauf si l'utilisation de parenthèses impose un comportement différent.

Actuellement, FOR NO KEY UPDATE, FOR UPDATE, FOR SHARE et FOR KEY SHARE ne peuvent pas être spécifiés pour un résultat d'UNION ou pour toute entrée d'un UNION.

Clause INTERSECT

La clause INTERSECT a la forme générale :

instruction_select INTERSECT [ALL | DISTINCT] *instruction_select*

instruction_select est une instruction SELECT sans clause ORDER BY, LIMIT, FOR NO KEY UPDATE, FOR UPDATE, FOR SHARE ou FOR KEY SHARE.

L'opérateur INTERSECT calcule l'intersection des lignes renvoyées par les instructions SELECT impliquées. Une ligne est dans l'intersection des deux ensembles de résultats si elle apparaît dans chacun des deux ensembles.

Le résultat d'INTERSECT ne contient aucune ligne dupliquée sauf si l'option ALL est spécifiée. Dans ce cas, une ligne dupliquée m fois dans la table gauche et n fois dans la table droite apparaît min(m,n) fois dans l'ensemble de résultats. DISTINCT peut éventuellement être ajouté pour préciser explicitement le comportement par défaut : l'élimination des lignes en double.

Si une instruction SELECT contient plusieurs opérateurs INTERSECT, ils sont évalués de gauche à droite, sauf si l'utilisation de parenthèses impose un comportement différent. INTERSECT a une priorité supérieur à celle d'UNION. C'est-à-dire que A UNION B INTERSECT C est lu comme A UNION (B INTERSECT C).

Actuellement, FOR NO KEY UPDATE, FOR UPDATE, FOR SHARE et FOR KEY SHARE ne peuvent pas être spécifiés pour un résultat d'INTERSECT ou pour une entrée d'INTERSECT.

Clause EXCEPT

La clause EXCEPT a la forme générale :

```
instruction_select EXCEPT [ ALL | DISTINCT ] instruction_select
```

instruction_select est une instruction SELECT sans clause ORDER BY, LIMIT, FOR NO KEY UPDATE, FOR UPDATE, FOR SHARE ou FOR KEY SHARE.

L'opérateur EXCEPT calcule l'ensemble de lignes qui appartiennent au résultat de l'instruction SELECT de gauche mais pas à celui de droite.

Le résultat d'EXCEPT ne contient aucune ligne dupliquée sauf si l'option ALL est spécifiée. Dans ce cas, une ligne dupliquée *m* fois dans la table gauche et *n* fois dans la table droite apparaît max(*m*-*n*,0) fois dans l'ensemble de résultats. DISTINCT peut éventuellement être ajouté pour préciser explicitement le comportement par défaut : l'élimination des lignes en double.

Si une instruction SELECT contient plusieurs opérateurs EXCEPT, ils sont évalués de gauche à droite, sauf si l'utilisation de parenthèses impose un comportement différent. EXCEPT a la même priorité qu'UNION.

Actuellement, FOR NO KEY UPDATE, FOR UPDATE, FOR SHARE et FOR KEY SHARE ne peuvent pas être spécifiés dans un résultat EXCEPT ou pour une entrée d'un EXCEPT.

Clause ORDER BY

La clause optionnelle ORDER BY a la forme générale :

```
ORDER BY expression [ ASC | DESC | USING opérateur ] [ NULLS
 { FIRST | LAST } ] [, ...]
```

La clause ORDER BY impose le tri des lignes de résultat suivant les expressions spécifiées. Si deux lignes sont identiques suivant l'expression la plus à gauche, elles sont comparées avec l'expression suivante et ainsi de suite. Si elles sont identiques pour toutes les expressions de tri, elles sont renvoyées dans un ordre dépendant de l'implantation.

Chaque *expression* peut être le nom ou le numéro ordinal d'une colonne en sortie (élément de la liste SELECT). Elle peut aussi être une expression arbitraire formée à partir de valeurs des colonnes.

Le numéro ordinal fait référence à la position ordinale (de gauche à droite) de la colonne de résultat. Cette fonctionnalité permet de définir un ordre sur la base d'une colonne dont le nom n'est pas unique. Ce n'est pas particulièrement nécessaire parce qu'il est toujours possible d'affecter un nom à une colonne de résultat avec la clause AS.

Il est aussi possible d'utiliser des expressions quelconques dans la clause ORDER BY, ce qui inclut des colonnes qui n'apparaissent pas dans la liste résultat du SELECT. Ainsi, l'instruction suivante est valide :

```
SELECT nom FROM distributeurs ORDER BY code;
```

Il y a toutefois une limitation à cette fonctionnalité. La clause ORDER BY qui s'applique au résultat d'une clause UNION, INTERSECT ou EXCEPT ne peut spécifier qu'un nom ou numéro de colonne en sortie, pas une expression.

Si une expression ORDER BY est un nom qui correspond à la fois à celui d'une colonne résultat et à celui d'une colonne en entrée, ORDER BY l'interprète comme le nom de la colonne résultat. Ce comportement est à l'opposé de celui de GROUP BY dans la même situation. Cette incohérence est imposée par la compatibilité avec le standard SQL.

Un mot clé ASC (ascendant) ou DESC (descendant) peut être ajouté après toute expression de la clause ORDER BY. ASC est la valeur utilisée par défaut. Un nom d'opérateur d'ordre spécifique peut

également être fourni dans la clause USING. Un opérateur de tri doit être un membre plus-petit-que ou plus-grand-que de certaines familles d'opérateur B-tree. ASC est habituellement équivalent à USING < et DESC à USING >. Le créateur d'un type de données utilisateur peut définir à sa guise le tri par défaut qui peut alors correspondre à des opérateurs de nom différent.

Si NULLS LAST est indiqué, les valeurs NULL sont listées après toutes les valeurs non NULL si NULLS FIRST est indiqué, les valeurs NULL apparaissent avant toutes les valeurs non NULL. Si aucune des deux n'est présente, le comportement par défaut est NULLS LAST quand ASC est utilisé (de façon explicite ou non) et NULLS FIRST quand DESC est utilisé (donc la valeur par défaut est d'agir comme si les NULL étaient plus grands que les non NULL). Quand USING est indiqué, le tri des NULL par défaut dépend du fait que l'opérateur est un plus-petit-que ou un plus-grand-que.

Notez que les options de tri s'appliquent seulement à l'expression qu'elles suivent. Par exemple, ORDER BY x, y DESC ne signifie pas la même chose que ORDER BY x DESC, y DESC.

Les chaînes de caractères sont triées suivant le collationnement qui s'applique à la colonne triée. Ce collationnement est surchargeable si nécessaire en ajoutant une clause COLLATE dans l'*expression*, par exemple ORDER BY mycolumn COLLATE "en_US". Pour plus d'informations, voir Section 4.2.10 et Section 23.2.

Clause LIMIT

La clause LIMIT est constituée de deux sous-clauses indépendantes :

```
LIMIT { nombre | ALL }
OFFSET début
```

nombre spécifie le nombre maximum de lignes à renvoyer alors que *début* spécifie le nombre de lignes à passer avant de commencer à renvoyer des lignes. Lorsque les deux clauses sont spécifiées, *début* lignes sont passées avant de commencer à compter les *nombre* lignes à renvoyer.

Si l'expression de *compte* est évaluée à NULL, il est traité comme LIMIT ALL, c'est-à-dire sans limite. Si *début* est évalué à NULL, il est traité comme OFFSET 0.

SQL:2008 a introduit une sytaxe différente pour obtenir le même résultat. PostgreSQL supporte aussi cette syntaxe.

```
OFFSET début { ROW | ROWS }
FETCH { FIRST | NEXT } [ compte ] { ROW | ROWS } ONLY
```

Avec cette syntaxe, le standard SQL exige que la valeur de *start* ou *count* soit une constante litérale, un paramètre ou un nom de variable. PostgreSQL propose en extension l'utilisation d'autres expressions. Ces dernières devront généralement être entre parenthèses pour éviter toute ambiguïté. Si *compte* est omis dans une clause FETCH, il vaut 1 par défaut. ROW et ROWS ainsi que FIRST et NEXT sont des mots qui n'influencent pas les effets de ces clauses. D'après le standard, la clause OFFSET doit venir avant la clause FETCH si les deux sont présentes ; PostgreSQL est plus laxiste et autorise un ordre différent.

Avec LIMIT, utiliser la clause ORDER BY permet de contraindre l'ordre des lignes de résultat. Dans le cas contraire, le sous-ensemble obtenu n'est pas prévisible -- rien ne permet de savoir à quel ordre correspondent les lignes retournées. Celui-ci ne sera pas connu tant qu'ORDER BY n'aura pas été précisé.

Lors de la génération d'un plan de requête, le planificateur tient compte de LIMIT. Le risque est donc grand d'obtenir des plans qui diffèrent (ordres des lignes différents) suivant les valeurs utilisées pour LIMIT et OFFSET. Ainsi, sélectionner des sous-ensembles différents d'un résultat à partir de valeurs différentes de LIMIT/OFFSET *aboutit à des résultats incohérents* à moins d'avoir figé l'ordre des

lignes à l'aide de la clause ORDER BY. Ce n'est pas un bogue, mais une conséquence du fait que SQL n'assure pas l'ordre de présentation des résultats sans utilisation d'une clause ORDER BY.

Il est même possible pour des exécutions répétées de la même requête LIMIT de renvoyer différents sous-ensembles des lignes d'une table s'il n'y a pas de clause ORDER BY pour forcer la sélection d'un sous-ensemble déterministe. Encore une fois, ce n'est pas un bogue ; le déterminisme des résultats n'est tout simplement pas garanti dans un tel cas.

Clause de verrouillage

FOR UPDATE, FOR NO KEY UPDATE, FOR SHARE et FOR KEY SHARE sont des *clauses de verrouillage*. Elles affectent la façon dont SELECT verrouille les lignes au moment de leur obtention sur la table.

La clause de verrouillage a la forme suivante :

```
FOR force_verrou [ OF nom_table [, ...] ] [ NOWAIT | SKIP LOCKED ]
```

où *force_verrou* fait partie de :

```
UPDATE
NO KEY UPDATE
SHARE
KEY SHARE
```

Pour plus d'informations sur chaque mode de verrouillage au niveau ligne, voir Section 13.3.2.

Pour éviter que l'opération attende la validation d'autres transactions, utilisez soit l'option NOWAIT soit l'option SKIP LOCKED. Avec NOWAIT, l'instruction renvoie une erreur, plutôt que de rester en attente, si une ligne sélectionnée ne peut pas être immédiatement verrouillée. Avec SKIP LOCKED, toute ligne sélectionnée qui ne peut pas être immédiatement verrouillée est ignorée. Ignorer les lignes verrouillées fournit une vue incohérente des données, donc ce n'est pas acceptable dans un cadre général, mais ça peut être utilisé pour éviter les contentions de verrou lorsque plusieurs consommateurs cherchent à accéder à une table de style queue. Notez que NOWAIT et SKIP LOCKED s'appliquent seulement au(x) verrou(x) niveau ligne -- le verrou niveau table ROW SHARE est toujours pris de façon ordinaire (voir Chapitre 13). L'option NOWAIT de LOCK peut toujours être utilisée pour acquérir le verrou niveau table sans attendre.

Si des tables particulières sont nommées dans une clause de verrouillage, alors seules les lignes provenant de ces tables sont verrouillées ; toute autre table utilisée dans le SELECT est simplement lue. Une clause de verrouillage sans liste de tables affecte toutes les tables utilisées dans l'instruction. Si une clause de verrouillage est appliquée à une vue ou à une sous-requête, cela affecte toutes les tables utilisées dans la vue ou la sous-requête. Néanmoins, ces clauses ne s'appliquent pas aux requêtes WITH référencées par la clé primaire. Si vous voulez qu'un verrouillage de lignes intervienne dans une requête WITH, spécifiez une clause de verrouillage à l'intérieur de la requête WITH.

Plusieurs clauses de verrouillage peuvent être données si il est nécessaire de spécifier différents comportements de verrouillage pour différentes tables. Si la même table est mentionné (ou affectée implicitement) par plus d'une clause de verrouillage, alors elle est traitée comme la clause la plus forte. De façon similaire, une table est traitée avec NOWAIT si c'est spécifiée sur au moins une des clauses qui l'affectent. Sinon, il est traité comme SKIP LOCKED si c'est indiqué dans une des clauses qui l'affectent.

Les clauses de verrouillage nécessitent que chaque ligne retournée soit clairement identifiable par une ligne individuelle d'une table ; ces options ne peuvent, par exemple, pas être utilisées avec des fonctions d'agrégats.

Quand une clause de verrouillage apparaissent au niveau le plus élevé d'une requête SELECT, les lignes verrouillées sont exactement celles qui sont renvoyées par la requête ; dans le cas d'une requête avec jointure, les lignes verrouillées sont celles qui contribuent aux lignes jointes renvoyées. De plus, les lignes qui ont satisfait aux conditions de la requête au moment de la prise de son instantané sont verrouillées, bien qu'elles ne seront pas retournées si elles ont été modifiées après la prise du snapshot et ne satisfont plus les conditions de la requête. Si LIMIT est utilisé, le verrouillage cesse une fois que suffisamment de lignes ont été renvoyées pour satisfaire la limite (mais notez que les lignes ignorées à cause de la clause OFFSET seront verrouillées). De la même manière, si une clause de verrouillage est utilisé pour la requête d'un curseur, seules les lignes réellement récupérées ou parcourues par le curseur seront verrouillées.

Si une clause de verrouillage apparait dans un sous-SELECT, les lignes verrouillées sont celles renvoyées par la sous-requête à la requête externe. Cela peut concerner moins de lignes que l'étude de la sous-requête seule pourrait faire penser, parce que les conditions de la requête externe peuvent être utilisées pour optimiser l'exécution de la sous-requête. Par exemple,

```
SELECT * FROM (SELECT * FROM mytable FOR UPDATE) ss WHERE col1 = 5;
```

verrouillera uniquement le lignes pour lesquelles col1 = 5, même si cette condition n'est pas écrite dans la sous-requête.

Les anciennes versions échouaient à préserver un verrou qui est mis à jour par un point de sauvegarde ultérieur. Par exemple, ce code :

```
BEGIN;
SELECT * FROM ma_table WHERE cle = 1 FOR UPDATE;
SAVEPOINT s;
UPDATE ma_table SET ... WHERE cle = 1;
ROLLBACK TO s;
```

va échouer à conserver le verrou FOR UPDATE après la commande ROLLBACK TO. Ceci a été corrigé en 9.3.

Attention

Il est possible qu'une commande SELECT exécutée au niveau d'isolation READ COMMITTED et utilisant ORDER BY et une clause de verrouillage renvoie les lignes dans le désordre. C'est possible car l' ORDER BY est appliqué en premier. La commande trie le résultat, mais peut alors être bloquée le temps d'obtenir un verrou sur une ou plusieurs des lignes. Une fois que le SELECT est débloqué, des valeurs sur la colonne qui sert à ordonner peuvent avoir été modifiées, ce qui entraîne ces lignes apparaissant dans le désordre (bien qu'elles soient dans l'ordre par rapport aux valeurs d'origine de ces colonnes). Ceci peut être contourné si besoin en plaçant la clause FOR UPDATE/SHARE dans une sous-requête, par exemple

```
SELECT * FROM (SELECT * FROM matable FOR UPDATE) ss ORDER BY
 column1;
```

Notez que cela entraîne le verrouillage de toutes les lignes de matable, alors que FOR UPDATE au niveau supérieur verrouillerait seulement les lignes réellement renvoyées. Cela peut causer une différence de performance significative, en particulier si l' ORDER BY est combiné avec LIMIT ou d'autres restrictions. Cette technique est donc recommandée uniquement si vous vous attendez à des mises à jour concurrentes sur les colonnes servant à l'ordonnancement et qu'un résultat strictement ordonné est requis.

> Au niveau d'isolation de transactions REPEATABLE READ et SERIALIZABLE, cela causera une erreur de sérialisation (avec un SQLSTATE valant '40001'), donc il n'est pas possible de recevoir des lignes non triées avec ces niveaux d'isolation.

Commande TABLE

La commande

```
TABLE nom
```

est équivalente à

```
SELECT * FROM nom
```

Elle peut être utilisée comme commande principale d'une requête, ou bien comme une variante syntaxique permettant de gagner de la place dans des parties de requêtes complexes. Seuls les clauses de verrou de WITH, UNION, INTERSECT, EXCEPT, ORDER BY, LIMIT, OFFSET, FETCH et FOR peuvent être utilisées avec TABLE ; la clause WHERE et toute forme d'agrégation ne peuvent pas être utilisées.

Exemples

Joindre la table films avec la table distributeurs :

```
SELECT f.titre, f.did, d.nom, f.date_prod, f.genre
    FROM distributeurs d JOIN films f USING (did);
```

```
       titre       | did |     nom      | date_prod  |   genre
-------------------+-----+--------------+------------+------------
 The Third Man     | 101 | British Lion | 1949-12-23 | Drame
 The African Queen | 101 | British Lion | 1951-08-11 | Romantique
 ...
```

Additionner la colonne longueur de tous les films, grouper les résultats par genre :

```
SELECT genre, sum(longueur) AS total FROM films GROUP BY genre;
```

```
   genre    | total
------------+-------
 Action     | 07:34
 Comédie    | 02:58
 Drame      | 14:28
 Musical    | 06:42
 Romantique | 04:38
```

Additionner la colonne longueur de tous les films, grouper les résultats par genre et afficher les groupes dont les totaux font moins de cinq heures :

```
SELECT genre, sum(longueur) AS total
    FROM films
    GROUP BY genre
```

```
    HAVING sum(longueur) < interval '5 hours';

   genre    | total
------------+-------
 Comedie    | 02:58
 Romantique | 04:38
```

Les deux exemples suivants représentent des façons identiques de trier les résultats individuels en fonction du contenu de la deuxième colonne (`nom`) :

```
SELECT * FROM distributeurs ORDER BY nom;
SELECT * FROM distributeurs ORDER BY 2;

 did |       nom
-----+------------------
 109 | 20th Century Fox
 110 | Bavaria Atelier
 101 | British Lion
 107 | Columbia
 102 | Jean Luc Godard
 113 | Luso films
 104 | Mosfilm
 103 | Paramount
 106 | Toho
 105 | United Artists
 111 | Walt Disney
 112 | Warner Bros.
 108 | Westward
```

L'exemple suivant présente l'union des tables `distributeurs` et `acteurs`, restreignant les résultats à ceux de chaque table dont la première lettre est un W. Le mot clé `ALL` est omis, ce qui permet de n'afficher que les lignes distinctes.

```
distributeurs:               acteurs:
 did |     nom              id |     nom
-----+--------------        ----+----------------
 108 | Westward               1 | Woody Allen
 111 | Walt Disney            2 | Warren Beatty
 112 | Warner Bros.           3 | Walter Matthau
 ...                          ...

SELECT distributeurs.nom
    FROM distributeurs
    WHERE distributeurs.nom LIKE 'W%'
UNION
SELECT actors.nom
    FROM acteurs
    WHERE acteurs.nom LIKE 'W%';

      nom
---------------
 Walt Disney
 Walter Matthau
 Warner Bros.
 Warren Beatty
 Westward
 Woody Allen
```

L'exemple suivant présente l'utilisation d'une fonction dans la clause `FROM`, avec et sans liste de définition de colonnes :

```
CREATE FUNCTION distributeurs(int) RETURNS SETOF distributeurs AS $
$
    SELECT * FROM distributeurs WHERE did = $1;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM distributeurs(111);
 did |    name
-----+-------------
 111 | Walt Disney

CREATE FUNCTION distributeurs_2(int) RETURNS SETOF record AS $$
    SELECT * FROM distributeurs WHERE did = $1;
$$ LANGUAGE SQL;

SELECT * FROM distributeurs_2(111) AS (f1 int, f2 text);
 f1  |     f2
-----+-------------
 111 | Walt Disney
```

Voici un exemple d'une fonction avec la colonne ordinality :

```
SELECT * FROM unnest(ARRAY['a','b','c','d','e','f']) WITH
 ORDINALITY;
 unnest | ordinality
--------+----------
 a      |        1
 b      |        2
 c      |        3
 d      |        4
 e      |        5
 f      |        6
(6 rows)
```

Cet exemple montre comment utiliser une clause `WITH` simple:

```
WITH t AS (
    SELECT random() as x FROM generate_series(1, 3)
  )
SELECT * FROM t
UNION ALL
SELECT * FROM t

         x
--------------------
  0.534150459803641
  0.520092216785997
 0.0735620250925422
  0.534150459803641
  0.520092216785997
 0.0735620250925422
```

Notez que la requête `WITH` n'a été évaluée qu'une seule fois, ce qui fait qu'on a deux jeux contenant les mêmes trois valeurs.

Cet exemple utilise `WITH RECURSIVE` pour trouver tous les subordonnés (directs ou indirects) de l'employée Marie, et leur niveau de subordination, à partir d'une table qui ne donne que les subordonnés directs :

```
WITH RECURSIVE recursion_employes(distance, nom_employe,
 nom_manager) AS (
    SELECT 1, nom_employe, nom_manager
    FROM employe
    WHERE nom_manager = 'Marie'
  UNION ALL
    SELECT er.distance + 1, e.nom_employe, e.nom_manager
    FROM recursion_employes er, employe e
    WHERE er.nom_employe = e.nom_manager
  )
SELECT distance, nom_employe FROM recursion_employes;
```

Notez la forme typique des requêtes récursives : une condition initiale, suivie par `UNION`, suivis par la partie récursive de la requête. Assurez-vous que la partie récursive de la requête finira par ne plus retourner d'enregistrement, sinon la requête bouclera indéfiniment (Voir Section 7.8 pour plus d'exemples).

Cet exemple utilise `LATERAL` pour appliquer une fonction renvoyant des lignes, `recupere_nom_produits()`, pour chaque ligne de la table `manufacturiers` :

```
SELECT m.nom AS mnom, pnom
FROM manufacturiers m, LATERAL recupere_nom_produits(m.id) pnom;
```

Les manufacturiers qui n'ont pas encore de produits n'apparaîtront pas dans le résultat car la jointure est interne. Si vous voulons inclure les noms de ces manufacturiers, la requête doit être écrite ainsi :

```
SELECT m.name AS mnom, pnom
FROM manufacturiers m LEFT JOIN LATERAL recupere_nom_produits(m.id)
 pnom ON true;
```

Compatibilité

L'instruction `SELECT` est évidemment compatible avec le standard SQL. Mais il y a des extensions et quelques fonctionnalités manquantes.

Clauses `FROM` omises

PostgreSQL autorise l'omission de la clause `FROM`. Cela permet par exemple de calculer le résultat d'expressions simples :

```
SELECT 2+2;

 ?column?
----------
```

```
4
```

D'autres bases de données SQL interdisent ce comportement, sauf à introduire une table virtuelle d'une seule ligne sur laquelle exécuter la commande SELECT.

S'il n'y a pas de clause FROM, la requête ne peut pas référencer les tables de la base de données. La requête suivante est, ainsi, invalide :

```
SELECT distributors.* WHERE distributors.name = 'Westward';
```

Les versions antérieures à PostgreSQL 8.1 acceptaient les requêtes de cette forme en ajoutant une entrée implicite à la clause FROM pour chaque table référencée. Ce n'est plus autorisé.

Listes SELECT vides

La liste des expressions en sortie après SELECT peut être vide, produisant ainsi une table de résultats à zéro colonne. Ceci n'est pas une syntaxe valide suivant le standard SQL. PostgreSQL l'autorise pour être cohérent avec le fait qu'il accepte des tables à zéro colonne. Néanmoins, une liste vide n'est pas autorisé quand un DISTINCT est utilisé.

Omettre le mot clé AS

Dans le standard SQL, le mot clé AS peut être omis devant une colonne de sortie à partir du moment où le nouveau nom de colonne est un nom valide de colonne (c'est-à-dire, différent d'un mot clé réservé). PostgreSQL est légèrement plus restrictif : AS est nécessaire si le nouveau nom de colonne est un mot clé quel qu'il soit, réservé ou non. Il est recommandé d'utiliser AS ou des colonnes de sortie entourées de guillemets, pour éviter tout risque de conflit en cas d'ajout futur de mot clé.

Dans les éléments de FROM, le standard et PostgreSQL permettent que AS soit omis avant un alias qui n'est pas un mot clé réservé. Mais c'est peu pratique pour les noms de colonnes, à causes d'ambiguïtés syntaxiques.

ONLY et l'héritage

Le standard SQL impose des parenthèses autour du nom de table après la clause ONLY, comme dans SELECT * FROM ONLY (tab1), ONLY (tab2) WHERE .... PostgreSQL considère les parenthèses comme étant optionnelles.

PostgreSQL autorise une * en fin pour indiquer explicitement le comportement opposé de la clause ONLY (donc inclure les tables filles). Le standard ne le permet pas.

(Ces points s'appliquent de la même façon à toutes les commandes SQL supportant l'option ONLY.)

Restrictions de la clause TABLESAMPLE

La clause TABLESAMPLE est actuellement seulement acceptée pour les tables standards et les vues matérialisées. D'après le standard SQL, il devrait être possible de l'appliquer à tout élément faisant partie de la clause FROM.

Appels de fonction dans la clause FROM

PostgreSQL autorise un appel de fonction dans la liste FROM. Pour le standard SQL, il serait nécessaire de placer cet appel de fonction dans un sous-SELECT ; autrement dit, la syntaxe FROM *fonc*(...) *alias* est à peu près équivalente à FROM LATERAL (SELECT *fonc*(...)) *alias*. Notez que LATERAL est considéré comme étant implicite ; ceci est dû au fait que le standard réclame la sémantique de LATERAL pour un élément UNNEST() dans la clause FROM. PostgreSQL traite UNNEST() de la même façon que les autres fonctions renvoyant des lignes.

Espace logique disponible pour GROUP BY et ORDER BY

Dans le standard SQL-92, une clause ORDER BY ne peut utiliser que les noms ou numéros des colonnes en sortie, une clause GROUP BY que des expressions fondées sur les noms de colonnes en entrée. PostgreSQL va plus loin, puisqu'il autorise chacune de ces clauses à utiliser également l'autre possibilité. En cas d'ambiguïté, c'est l'interprétation du standard qui prévaut. PostgreSQL autorise aussi l'utilisation d'expressions quelconques dans les deux clauses. Les noms apparaissant dans ces expressions sont toujours considérés comme nom de colonne en entrée, pas en tant que nom de colonne du résultat.

SQL:1999 et suivant utilisent une définition légèrement différente, pas totalement compatible avec le SQL-92. Néanmoins, dans la plupart des cas, PostgreSQL interprète une expression ORDER BY ou GROUP BY en suivant la norme SQL:1999.

Dépendances fonctionnelles

PostgreSQL reconnaît les dépendances fonctionnelles (qui permettent que les nom des colonnes ne soient pas dans le GROUP BY) seulement lorsqu'une clé primaire est présente dans la liste du GROUP BY. Le standard SQL spécifie des configurations supplémentaires qui doivent être reconnues.

LIMIT et OFFSET

Les clauses LIMIT et OFFSET sont une syntaxe spécifique à PostgreSQL, aussi utilisée dans MySQL. La norme SQL:2008 a introduit les clauses OFFSET ... FETCH {FIRST|NEXT}... pour la même fonctionnalité, comme montré plus haut dans la section intitulée « Clause LIMIT ». Cette syntaxe est aussi utilisée par IBM DB2. (Les applications écrites pour Oracle contournent fréquemment le problème par l'utilisation de la colonne auto-générée rownum pour obtenir les effets de ces clauses, qui n'est pas disponible sous PostgreSQL,)

FOR NO KEY UPDATE, FOR UPDATE, FOR SHARE, FOR KEY SHARE

Bien que FOR UPDATE soit présent dans le standard SQL, le standard ne l'autorise que comme une option de DECLARE CURSOR. PostgreSQL l'autorise dans toute requête SELECT et dans toute sous-requête SELECT, mais c'est une extension. Les variantes FOR NO KEY UPDATE, FOR SHARE et FOR KEY SHARE, ainsi que NOWAIT et SKIP LOCKED, n'apparaissent pas dans le standard.

Ordre de modification de données dans un WITH

PostgreSQL permet que les clauses INSERT, UPDATE, et DELETE soient utilisées comme requêtes WITH. Ceci n'est pas présent dans le standard SQL.

Clauses non standard

La clause DISTINCT ON est une extension du standard SQL.

ROWS FROM(...) est une extension du standard SQL.

SELECT INTO

SELECT INTO — définit une nouvelle table à partir des résultats d'une requête

Synopsis

```
[ WITH [ RECURSIVE ] requête_with [, ...] ]
SELECT [ ALL | DISTINCT [ ON ( expression [, ...] ) ] ]
    * | expression [ [ AS ] nom_en_sortie ] [, ...]
    INTO [ TEMPORARY | TEMP | UNLOGGED ] [ TABLE ] nouvelle_table
    [ FROM élément_from [, ...] ]
    [ WHERE condition ]
    [ GROUP BY expression [, ...] ]
    [ HAVING condition ]
    [ WINDOW nom_window AS ( définition_window ) [, ...] ]
    [ { UNION | INTERSECT | EXCEPT } [ ALL | DISTINCT ] select ]
    [ ORDER BY expression [ ASC | DESC | USING opérateur ]
 [, ...] ]
    [ LIMIT { nombre | ALL } ]
    [ OFFSET début [ ROW | ROWS ] ]
    [ FETCH { FIRST | NEXT } [ nombre ] { ROW | ROWS } ONLY ]
    [ FOR { UPDATE | SHARE } [ OF nomtable [, ...] ] [ NOWAIT ]
 [...] ]
```

Description

`SELECT INTO` crée une nouvelle table en la remplissant avec des données récupérées par une requête. Les données ne sont pas renvoyées au client comme le fait habituellement l'instruction `SELECT`. Les nouvelles colonnes de la table ont les noms et les types de données associés avec les colonnes en sortie du `SELECT`.

Paramètres

`TEMPORARY` ou `TEMP`

Si spécifié, la table est créée comme une table temporaire. Référez-vous à CREATE TABLE pour plus de détails.

`UNLOGGED`

Si spécifié, la table est créée comme une table non tracée dans les journaux de transactions. Voir CREATE TABLE pour plus de détails.

`new_table`

Le nom de la table à créer (pouvant être qualifié par le nom du schéma).

Tous les autres paramètres sont décrits en détail dans SELECT.

Notes

CREATE TABLE AS est fonctionnellement équivalent à `SELECT INTO`. `CREATE TABLE AS` est la syntaxe recommandée car cette forme de `SELECT INTO` n'est pas disponible dans ECPG ou PL/pgSQL. En effet, ils interprètent la clause `INTO` différemment. De plus, `CREATE TABLE AS` offre un ensemble de fonctionnalités plus important que celui de `SELECT INTO`.

Pour ajouter des OID à une table créée avec la commande `SELECT INTO`, activez le paramètre de configuration default_with_oids. Autrement, `CREATE TABLE AS` peut aussi être utilisé avec la clause `WITH OIDS`.

Exemples

Crée une nouvelle table `films_recent` ne contenant que les entrées récentes de la table `films`:

```
SELECT * INTO films_recent FROM films WHERE date_prod >=
 '2002-01-01';
```

Compatibilité

Le standard SQL utilise `SELECT INTO` pour représenter la sélection de valeurs dans des variables scalaires d'un programme hôte plutôt que la création d'une nouvelle table. Ceci est en fait l'utilisation trouvée dans ECPG (voir Chapitre 36) et dans PL/pgSQL (voir Chapitre 43). L'usage de PostgreSQL de `SELECT INTO` pour représenter une création de table est historique. Il est préférable d'utiliser `CREATE TABLE AS` dans un nouveau programme.

Voir aussi

CREATE TABLE AS

SET

SET — change un paramètre d'exécution

Synopsis

```
SET [ SESSION | LOCAL ] paramètre_configuration { TO | = } { valeur
 | 'valeur' | DEFAULT }
SET [ SESSION | LOCAL ] TIME ZONE { valeur | 'valeur' | LOCAL |
 DEFAULT }
```

Description

La commande SET permet de modifier les paramètres d'exécution. Un grand nombre de paramètres d'exécution, listés dans Chapitre 19, peuvent être modifiés à la volée avec la commande SET. SET ne modifie que les paramètres utilisés par la session courante.

Certains paramètres ne peuvent être modifiés que par le superutilisateur, d'autres ne peuvent plus être changés après le démarrage du serveur ou de la session.

Si SET ou SET SESSION sont utilisés dans une transaction abandonnée par la suite, les effets de la commande SET disparaissent dès l'annulation de la transaction. Lorsque la transaction englobant la commande est validée, les effets de la commande persistent jusqu'à la fin de la session, à moins qu'ils ne soient annulés par une autre commande SET.

Les effets de SET LOCAL ne durent que jusqu'à la fin de la transaction en cours, qu'elle soit validée ou non. Dans le cas particulier d'une commande SET suivie par SET LOCAL dans une même transaction, la valeur de SET LOCAL est utilisée jusqu'à la fin de la transaction, et celle de SET prend effet ensuite (si la transaction est validée).

Les effets de SET et SET LOCAL sont aussi annulés par le retour à un point de sauvegarde précédant la commande.

Si SET LOCAL est utilisé à l'intérieur d'une fonction qui comprend l'option SET pour la même variable (voir CREATE FUNCTION), les effets de la commande SET LOCAL disparaîtront à la sortie de la fonction ; en fait, la valeur disponible lors de l'appel de la fonction est restaurée de toute façon. Ceci permet l'utilisation de SET LOCAL pour des modifications dynamiques et répétées d'un paramètre à l'intérieur d'une fonction, avec l'intérêt d'utiliser l'option SET pour sauvegarder et restaurer la valeur de l'appelant. Néanmoins, une commande SET standard surcharge toute option SET de la fonction ; son effet persistera sauf en cas d'annulation.

> **Note**
>
> De PostgreSQL version 8.0 à 8.2, les effets de SET LOCAL sont annulés suite au relachement d'un point de sauvegarde précédent, ou par une sortie avec succès d'un bloc d'exception PL/pgSQL. Ce comportement a été modifié car il n'était pas du tout intuitif.

Paramètres

SESSION

Indique que la commande prend effet pour la session courante. C'est la valeur par défaut lorsque SESSION et LOCAL sont omis.

`LOCAL`

Indique que la commande n'est effective que pour la transaction courante. Utiliser cette option en dehors d'une transaction émet un avertissement et n'a aucun autre effet. no effect.

`paramètre_configuration`

Nom d'un paramètre ajustable pendant l'exécution. La liste des paramètres disponibles est documentée dans Chapitre 19 et ci-dessous.

`valeur`

Nouvelle valeur du paramètre. Les valeurs peuvent être indiquées sous forme de constantes de chaîne, d'identifiants, de nombres ou de listes de ceux-ci, séparées par des virgules, de façon approprié pour ce paramètre. `DEFAULT` peut être utilisé pour repositionner le paramètre à sa valeur par défaut (c'est-à-dire quelque soit la valeur qu'il aurait eu si aucun `SET` n'avait été exécuté lors de cette session).

En plus des paramètres de configuration documentés dans Chapitre 19, il y en a quelques autres qui ne peuvent être initialisés qu'avec la commande `SET` ou ont une syntaxe spéciale.

`SCHEMA`

`SET SCHEMA '`*`valeur`*`'` est un alias pour `SET search_path TO` *`valeur`*. Seul un schéma peut être précisé en utilisant cette syntaxe.

`NAMES`

`SET NAMES` *`valeur`* est un équivalent de `SET client_encoding TO` *`valeur`*.

`SEED`

Précise la valeur interne du générateur de nombres aléatoires (la fonction `random`). Les valeurs autorisées sont des nombres à virgule flottante entre -1 et 1, qui sont ensuite multipliés par 2^{31}-1.

Le générateur de nombres aléatoires peut aussi être initialisé en appelant la fonction `setseed` :

```
SELECT setseed(valeur);
```

`TIME ZONE`

`SET TIME ZONE '`*`valeur`*`'` est équivalent à `SET timezone TO '`*`valeur`*`'`. La syntaxe `SET TIME ZONE` permet d'utiliser une syntaxe spéciale pour indiquer le fuseau horaire. Quelques exemples de valeurs valides :

`'PST8PDT'`

Le fuseau horaire de Berkeley, Californie.

`'Europe/Rome'`

Le fuseau horaire de l'Italie.

`-7`

Le fuseau horaire situé 7 heures à l'ouest de l'UTC (équivalent à PDT). Les valeurs positives sont à l'est de l'UTC.

`INTERVAL '-08:00' HOUR TO MINUTE`

Le fuseau horaire situé 8 heures à l'ouest de l'UTC (équivalent à PST).

LOCAL
DEFAULT

Utilise le fuseau horaire local (c'est-à-dire la valeur `timezone` par défaut du serveur).

Les réglages du fuseau horaire fournis en nombre ou intervalles sont convertis en interne en syntaxe de fuseau horaire POSIX. Par exemple, après avoir effectué `SET TIME ZONE -7`, `SHOW TIME ZONE` afficherait `<-07>+07`.

Les abréviations des fuseaux horaires ne sont pas supportées par la commande `SET` ; voir Section 8.5.3 pour de plus amples informations sur les fuseaux horaires.

Notes

La fonction `set_config` propose des fonctionnalités équivalentes. Voir Section 9.26. De plus, il est possible de mettre à jour (via UPDATE) la vue système `pg_settings` pour réaliser l'équivalent de `SET`.

Exemples

Mettre à jour le chemin de recherche :

```
SET search_path TO my_schema, public;
```

Utiliser le style de date traditionnel POSTGRES avec comme convention de saisie « les jours avant les mois » :

```
SET datestyle TO postgres, dmy;
```

Utiliser le fuseau horaire de Berkeley, Californie :

```
SET TIME ZONE 'PST8PDT';
```

Utiliser le fuseau horaire de l'Italie :

```
SET TIME ZONE 'Europe/Rome';
```

Compatibilité

`SET TIME ZONE` étend la syntaxe définie dans le standard SQL. Le standard ne permet que des fuseaux horaires numériques alors que PostgreSQL est plus souple dans les syntaxes acceptées. Toutes les autres fonctionnalités de `SET` sont des extensions de PostgreSQL.

Voir aussi

RESET, SHOW

SET CONSTRAINTS

SET CONSTRAINTS — initialise le moment de vérification de contrainte de la transaction en cours

Synopsis

```
SET CONSTRAINTS { ALL | nom [, ...] } { DEFERRED | IMMEDIATE }
```

Description

`SET CONSTRAINTS` initialise le comportement de la vérification des contraintes dans la transaction en cours. Les contraintes `IMMEDIATE` sont vérifiées à la fin de chaque instruction. Les contraintes `DEFERRED` ne sont vérifiées qu'à la validation de la transaction. Chaque contrainte a son propre mode `IMMEDIATE` ou `DEFERRED`.

À la création, une contrainte se voit donner une des trois caractéristiques : `DEFERRABLE INITIALLY DEFERRED`, `DEFERRABLE INITIALLY IMMEDIATE` ou `NOT DEFERRABLE`. La troisième forme est toujours `IMMEDIATE` et n'est pas affectée par la commande `SET CONSTRAINTS`. Les deux premières classes commencent chaque transaction dans le mode indiqué mais leur comportement peut changer à l'intérieur d'une transaction par `SET CONSTRAINTS`.

`SET CONSTRAINTS` avec une liste de noms de contraintes modifie le mode de ces contraintes (qui doivent toutes être différables). Chaque nom de contrainte peut être qualifié d'un schéma. Le chemin de recherche des schémas est utilisé pour trouver le premier nom correspondant si aucun nom de schéma n'a été indiqué. `SET CONSTRAINTS ALL` modifie le mode de toutes les contraintes déférables.

Lorsque `SET CONSTRAINTS` modifie le mode d'une contrainte de `DEFERRED` à `IMMEDIATE`, le nouveau mode prend effet rétroactivement : toute modification de données qui aurait été vérifiée à la fin de la transaction est en fait vérifiée lors de l'exécution de la commande `SET CONSTRAINTS`. Si une contrainte est violée, la commande `SET CONSTRAINTS` échoue (et ne change pas le mode de contrainte). Du coup, `SET CONSTRAINTS` peut être utilisée pour forcer la vérification de contraintes à un point spécifique d'une transaction.

Actuellement, seules les contraintes `UNIQUE`, `PRIMARY KEY`, `REFERENCES` (clé étrangère) et `EXCLUDE` sont affectées par ce paramètre. Les contraintes `NOT NULL` et `CHECK` sont toujours vérifiées immédiatement quand une ligne est insérée ou modifiée (*pas* à la fin de l'instruction). Les contraintes uniques et d'exclusion qui n'ont pas été déclarées `DEFERRABLE` sont aussi vérifiées immédiatement.

Le déclenchement des triggers qui sont déclarés comme des « triggers de contraintes » est aussi contrôlé par ce paramètre -- ils se déclenchent au même moment que la contrainte associée devait être vérifiée.

Notes

Comme PostgreSQL ne nécessite pas les noms de contraintes d'être uniques à l'intérieur d'un schéma (mais seulement par tables), il est possible qu'il y ait plus d'une correspondance pour un nom de contrainte spécifié. Dans ce cas, `SET CONSTRAINTS` agira sur toutes les correspondances. Pour un nom sans qualification de schéma, une fois qu'une ou plusieurs correspondances ont été trouvées dans les schémas du chemin de recherche, les autres schémas du chemin ne sont pas testés.

Cette commande altère seulement le comportement des contraintes à l'intérieur de la transaction en cours. Exécuter cette commande en dehors d'un bloc de transaction cause l'émission d'un message d'avertissement mais n'a pas d'autres effets.

Compatibilité

Cette commande est compatible avec le comportement défini par le standard SQL en dehors du fait que, dans PostgreSQL, il ne s'applique pas aux contraintes `NOT NULL` et `CHECK`. De plus, PostgreSQL vérifie les contraintes uniques non déferrables immédiatement, pas à la fin de l'instruction comme le standard le suggère.

SET ROLE

SET ROLE — initialise l'identifiant utilisateur courant de la session en cours

Synopsis

```
SET [ SESSION | LOCAL ] ROLE nom_rôle
SET [ SESSION | LOCAL ] ROLE NONE
RESET ROLE
```

Description

Cette commande positionne l'identifiant utilisateur courant suivant la session SQL en cours à *nom_rôle*. Le nom du rôle peut être un identifiant ou une chaîne littérale. Après SET ROLE, la vérification des droits sur les commandes SQL est identique à ce qu'elle serait si le rôle nommé s'était lui-même connecté.

Il est obligatoire que l'utilisateur de la session courante soit membre du rôle *nom_rôle* (si l'utilisateur de la session est superutilisateur, tous les rôles sont utilisables).

Les modificateurs SESSION et LOCAL agissent de la même façon que pour la commande SET.

SET ROLE NONE initialise l'identifiant utilisateur courant avec l'identifiant de la session en cours, tel qu'il est renvoyé par session_user. RESET ROLE initialise l'identifiant de l'utilisateur courant avec le paramètre à la connexion indiqué par les options en ligne de commande, ALTER ROLE ou ALTER DATABASE, si de tels paramètres existent. Sinon, RESET ROLE initialise l'identifiant utilisateur courant avec l'identifiant utilisateur courant. Ces formats peuvent être exécutés par tout utilisateur.

Notes

L'utilisation de cette commande permet d'étendre ou de restreindre les privilèges d'un utilisateur. Si le rôle de l'utilisateur de la session comprend l'attribut INHERIT, alors il acquiert automatiquement les droits de chaque rôle qu'il peut prendre par la commande SET ROLE ; dans ce cas, SET ROLE supprime tous les droits affectés directement à l'utilisateur de la session et les autres droits des rôles dont il est membre, ne lui laissant que les droits disponibles sur le rôle nommé. A l'opposé, si le rôle session de l'utilisateur dispose de l'attribut NOINHERIT, SET ROLE supprime les droits affectés directement à l'utilisateur session et les remplace par les privilèges du rôle nommé.

En particulier, quand un utilisateur choisit un rôle autre que superutilisateur via SET ROLE, il perd les droits superutilisateur.

SET ROLE a des effets comparables à SET SESSION AUTHORIZATION mais la vérification des droits diffère. De plus, SET SESSION AUTHORIZATION détermine les rôles autorisés dans les commandes SET ROLE ultérieures alors que SET ROLE ne modifie pas les rôles accessibles par un futur SET ROLE.

SET ROLE ne traite pas les variables de session indiqué par les paramètres du rôle (et configurés avec ALTER ROLE ; cela ne survient qu'à la connexion.

SET ROLE ne peut pas être utilisé dans une fonction SECURITY DEFINER.

Exemples

```
SELECT SESSION_USER, CURRENT_USER;
```

```
 session_user | current_user
--------------+--------------
 peter        | peter

SET ROLE 'paul';

SELECT SESSION_USER, CURRENT_USER;

 session_user | current_user
--------------+--------------
 peter        | paul
```

Compatibilité

PostgreSQL autorise la syntaxe identifiant ("*nom_role*") alors que le SQL standard impose une chaîne littérale pour le nom du rôle. SQL n'autorise pas cette commande lors d'une transaction ; PostgreSQL n'est pas aussi restrictif, rien ne justifie cette interdiction. Les modificateurs `SESSION` et `LOCAL` sont des extensions PostgreSQL tout comme la syntaxe `RESET`.

Voir aussi

SET SESSION AUTHORIZATION

SET SESSION AUTHORIZATION

SET SESSION AUTHORIZATION — Initialise l'identifiant de session de l'utilisateur et l'identifiant de l'utilisateur actuel de la session en cours

Synopsis

```
SET [ SESSION | LOCAL ] SESSION AUTHORIZATION nom_utilisateur
SET [ SESSION | LOCAL ] SESSION AUTHORIZATION DEFAULT
RESET SESSION AUTHORIZATION
```

Description

Cette commande positionne l'identifiant de session de l'utilisateur et celui de l'utilisateur courant pour la session SQL en cours à *`nom_utilisateur`*. Le nom de l'utilisateur peut être un identifiant ou une chaîne littérale. En utilisant cette commande, il est possible, par exemple, de devenir temporairement un utilisateur non privilégié et de redevenir plus tard superutilisateur.

L'identifiant de session de l'utilisateur est initialement positionné au nom de l'utilisateur (éventuellement authentifié) fourni par le client. L'identifiant de l'utilisateur courant est habituellement identique à l'identifiant de session de l'utilisateur mais il peut être temporairement modifié par le contexte de fonctions `SECURITY DEFINER` ou de mécanismes similaires ; il peut aussi être changé par SET ROLE. L'identifiant de l'utilisateur courant est essentiel à la vérification des permissions.

L'identifiant de session de l'utilisateur ne peut être changé que si l'utilisateur de session initial (l'*utilisateur authentifié*) dispose des privilèges superutilisateur. Dans le cas contraire, la commande n'est acceptée que si elle fournit le nom de l'utilisateur authentifié.

Les modificateurs `SESSION` et `LOCAL` agissent de la même façon que la commande standard SET.

Les formes `DEFAULT` et `RESET` réinitialisent les identifiants courant et de session de l'utilisateur à ceux de l'utilisateur originellement authentifié. Tout utilisateur peut les exécuter.

Notes

`SET SESSION AUTHORIZATION` ne peut pas être utilisé dans une fonction `SECURITY DEFINER`.

Exemples

```
SELECT SESSION_USER, CURRENT_USER;

 session_user | current_user
--------------+--------------
 peter        | peter

SET SESSION AUTHORIZATION 'paul';

SELECT SESSION_USER, CURRENT_USER;

 session_user | current_user
--------------+--------------
 paul         | paul
```

Compatibilité

Le standard SQL autorise l'apparition de quelques autres expressions à la place de *`nom_utilisateur`*. Dans la pratique, ces expressions ne sont pas importantes. PostgreSQL autorise la syntaxe de l'identifiant ("*`nom_utilisateur`*") alors que SQL ne le permet pas. SQL n'autorise pas l'exécution de cette commande au cours d'une transaction ; PostgreSQL n'impose pas cette restriction parce qu'il n'y a pas lieu de le faire. Les modificateurs `SESSION` et `LOCAL` sont des extensions PostgreSQL tout comme la syntaxe `RESET`.

Le standard laisse la définition des droits nécessaires à l'exécution de cette commande à l'implantation.

Voir aussi

SET ROLE

SET TRANSACTION

SET TRANSACTION — initialise les caractéristiques de la transaction actuelle

Synopsis

```
SET TRANSACTION mode_transaction [, ...]
SET TRANSACTION SNAPSHOT id_snapshot
SET SESSION CHARACTERISTICS AS TRANSACTION mode_transaction [, ...]

où mode_transaction fait
partie de :

    ISOLATION LEVEL { SERIALIZABLE | REPEATABLE READ | READ
 COMMITTED | READ UNCOMMITTED }
    READ WRITE | READ ONLY
    [ NOT ] DEFERRABLE
```

Description

La commande `SET TRANSACTION` initialise les caractéristiques de la transaction courante. Elle est sans effet sur les transactions suivantes. `SET SESSION CHARACTERISTICS` positionne les caractéristiques par défaut pour toutes les transactions à venir d'une session. Ces valeurs peuvent ensuite être surchargées par `SET TRANSACTION` pour une transaction particulière.

Les caractéristiques de transaction disponibles sont le niveau d'isolation, le mode d'accès de la transaction (lecture/écriture ou lecture seule) et le mode différable. De plus, un snapshot peut être sélectionné, bien que pour la transaction en cours, et non pas pour la session.

Le niveau d'isolation détermine les données que la transaction peut voir quand d'autres transactions fonctionnent concurrentiellement :

`READ COMMITTED`

Une instruction ne peut voir que les lignes validées avant qu'elle ne commence. C'est la valeur par défaut.

`REPEATABLE READ`

Toute instruction de la transaction en cours ne peut voir que les lignes validées avant que la première requête ou instruction de modification de données soit exécutée dans cette transaction.

`SERIALIZABLE`

Toutes les requêtes de la transaction en cours peuvent seulement voir les lignes validées avant l'exécution de la première requête ou instruction de modification de données de cette transaction. Si un ensemble de lectures et écritures parmi les transactions sérialisables concurrentes créait une situation impossible à obtenir avec une exécution en série (une à la fois) de ces transactions, l'une d'entre elles sera annulée avec une erreur `serialization_failure`.

Le standard SQL définit un niveau supplémentaire, `READ UNCOMMITTED`. Dans PostgreSQL, `READ UNCOMMITTED` est traité comme `READ COMMITTED`.

Le niveau d'isolation de la transaction ne peut plus être modifié après l'exécution de la première requête ou instruction de modification de données (`SELECT`, `INSERT`, `DELETE`, `UPDATE`, `FETCH` ou `COPY`) d'une transaction. Voir Chapitre 13 pour plus d'informations sur l'isolation et le contrôle de concurrence.

La méthode d'accès de la transaction détermine si elle est en lecture/écriture ou en lecture seule. Lecture/écriture est la valeur par défaut. Quand une transaction est en lecture seule, les commandes SQL suivantes sont interdites : `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE` et `COPY FROM` si la table modifiée n'est pas temporaire ; toutes les commandes `CREATE`, `ALTER` et `DROP` ; `COMMENT`, `GRANT`, `REVOKE`, `TRUNCATE` ; `EXPLAIN ANALYZE` et `EXECUTE` si la commande exécutée figure parmi celles listées plus haut. C'est une notion de haut niveau de lecture seule qui n'interdit pas toutes les écritures sur disque.

La propriété `DEFERRABLE` d'une transaction n'a pas d'effet tant que la transaction est aussi `SERIALIZABLE` et `READ ONLY`. Quand ces trois propriétés sont sélectionnées pour une transaction, la transaction pourrait bloquer lors de la première acquisition de son image de la base, après quoi il est possible de fonctionner sans la surcharge normale d'une transaction `SERIALIZABLE` et sans risque de contribuer ou d'être annulé par un échec de sérialisation. Ce mode convient bien à l'exécution de longs rapports ou à la création de sauvegardes.

La commande `SET TRANSACTION SNAPSHOT` permet à une nouvelle transaction de s'exécuter avec le même *snapshot* que celle d'une transaction existante. La transaction pré-existante doit avoir exportée son snapshot avec la fonction `pg_export_snapshot` (voir Section 9.26.5). Cette fonction renvoie un identifiant de snapshot, qui doit être fourni à `SET TRANSACTION SNAPSHOT` pour indiquer le snapshot à importer. L'identifiant doit être écrit sous la forme d'une chaîne litérale dans cette commande, par exemple `'00000003-0000001B-1'`. `SET TRANSACTION SNAPSHOT` peut seulement être exécuté au début d'une transaction, avant la première requête ou la première instruction de modification de données (`SELECT`, `INSERT`, `DELETE`, `UPDATE`, `FETCH` ou `COPY`) de la transaction. De plus, la transaction doit déjà être configurée au niveau d'isolation `SERIALIZABLE` ou `REPEATABLE READ` (sinon le snapshot sera immédiatement annulé car le mode `READ COMMITTED` prend un nouveau snapshot pour chaque commande). Si la transaction d'import utilise le niveau d'isolation `SERIALIZABLE`, la transaction qui a exporté le snapshot doit aussi utiliser ce niveau d'isolation. De plus, une transaction sérialisable en lecture/écriture ne peut pas importer un snapshot à partir d'une transaction en lecture seule.

Notes

Si `SET TRANSACTION` est exécuté sans `START TRANSACTION` ou `BEGIN` préalable, il n'a aucun effet et un avertissement est renvoyé.

Il est possible de se dispenser de `SET TRANSACTION` en spécifiant le *`mode_transaction`* désiré dans `BEGIN` ou `START TRANSACTION`. Mais cette option n'est pas disponible pour `SET TRANSACTION SNAPSHOT`.

Les modes de transaction par défaut d'une session peuvent aussi être configurés ou examinés en initialisant les paramètres de configuration default_transaction_isolation, default_transaction_read_only et default_transaction_deferrable. (En fait, `SET SESSION CHARACTERISTICS` est un équivalent verbeux de la configuration de ces variables avec `SET`.) Les valeurs par défaut peuvent ainsi être initialisées dans le fichier de configuration, via `ALTER DATABASE`, etc. Chapitre 19 fournit de plus amples informations.

Les modes de la transaction en cours peuvent similairement être configurés ou examinés via les paramètres de configuration transaction_isolation, transaction_read_only et transaction_deferrable. Configurer un de ces paramètres agit de la même façon que l'option `SET TRANSACTION` correspondante, avec les mêmes restrictions quand cela peut se faire. Néanmoins, ces paramètres ne peuvent pas être configurés dans le fichier de configuration ou dans tout autre source que du SQL direct.

Exemples

Pour commencer une nouvelle transaction avec le même snapshot qu'une autre transaction en cours d'exécution, commencez par exporter le snapshot de la transaction existante. Cela renvoie un identifiant de snapshot, par exemple :

```
BEGIN TRANSACTION ISOLATION LEVEL REPEATABLE READ;
SELECT pg_export_snapshot();
 pg_export_snapshot
--------------------
 00000003-0000001B-1
(1 row)
```

Ensuite, donnez l'identifiant de snapshot dans une commande `SET TRANSACTION SNAPSHOT` au début de la nouvelle transaction :

```
BEGIN TRANSACTION ISOLATION LEVEL REPEATABLE READ;
SET TRANSACTION SNAPSHOT '00000003-0000001B-1';
```

Compatibilité

Ces commandes sont définies dans le standard SQL, sauf en ce qui concerne le mode de transaction `DEFERRABLE` et la forme `SET TRANSACTION SNAPSHOT`, qui sont des extensions de PostgreSQL.

`SERIALIZABLE` est le niveau d'isolation par défaut dans le standard. Dans PostgreSQL, le niveau par défaut est d'habitude `READ COMMITTED` mais il est possible de le modifier comme indiqué ci-dessus.

Dans le standard SQL, il existe une autre caractéristique de transaction pouvant être configurée avec ces commandes : la taille de l'aire de diagnostique. Ce concept est spécifique au SQL embarqué et, du coup, n'est pas implémenté dans PostgreSQL.

Le standard SQL requiert des virgules entre des *`transaction_modes`* successifs mais, pour des raisons historiques, PostgreSQL autorise de ne pas mettre de virgules.

SHOW

SHOW — affiche la valeur d'un paramètre d'exécution

Synopsis

```
SHOW nom
SHOW ALL
```

Description

`SHOW` affiche la configuration courante des paramètres d'exécution. Ces variables peuvent être initialisées à l'aide de l'instruction `SET`, par le fichier de configuration `postgresql.conf`, par la variable d'environnement `PGOPTIONS` (lors de l'utilisation de libpq ou d'une application fondée sur libpq), ou à l'aide d'options en ligne de commande lors du démarrage de `postgres`. Voir Chapitre 19 pour plus de détails.

Paramètres

nom

Le nom d'un paramètre d'exécution. Les paramètres disponibles sont documentés dans Chapitre 19 et sur la page de référence SET. De plus, il existe quelques paramètres qui peuvent être affichés mais ne sont pas initialisables :

`SERVER_VERSION`

Affiche le numéro de version du serveur.

`SERVER_ENCODING`

Affiche l'encodage des caractères côté serveur. À ce jour, ce paramètre peut être affiché mais pas initialisé parce que l'encodage est déterminé au moment de la création de la base de données.

`LC_COLLATE`

Affiche la locale de la base de données pour le tri de texte. À ce jour, ce paramètre est affichable mais pas initialisé parce que la configuration est déterminée lors de la création de la base de données.

`LC_CTYPE`

Affiche la locale de la base de données pour la classification des caractères. À ce jour, ce paramètre peut être affiché mais pas initialisé parce que la configuration est déterminée lors de la création de la base de données.

`IS_SUPERUSER`

Vrai si le rôle courant a des droits de super-utilisateur.

`ALL`

Affiche les valeurs de tous les paramètres de configuration avec leur description.

Notes

La fonction `current_setting` affiche les mêmes informations. Voir Section 9.26. De plus, la vue système `pg_settings` propose la même information.

Exemples

Affiche la configuration courante du paramètre `datestyle` :

```
SHOW datestyle;
 datestyle
-----------
 ISO, MDY
(1 row)
```

Affiche la configuration courante du paramètre `geqo` :

```
SHOW geqo;
 geqo
------
 on
(1 row)
```

Affiche tous les paramètres :

```
            name         | setting |                description
-------------------------+---------
+-----------------------------------------------
 allow_system_table_mods | off     | Allows modifications of the
 structure of ...
    .
    .
    .
 xmloption               | content | Sets whether XML data in
 implicit parsing ...
 zero_damaged_pages      | off     | Continues processing past
 damaged page headers.
(196 rows)
```

Compatibilité

La commande `SHOW` est une extension PostgreSQL.

Voir aussi

SET, RESET

START TRANSACTION

START TRANSACTION — débute un bloc de transaction

Synopsis

```
START TRANSACTION [ mode_transaction [, ...] ]

où mode_transaction fait
partie de :

    ISOLATION LEVEL { SERIALIZABLE | REPEATABLE READ | READ
 COMMITTED | READ UNCOMMITTED }
    READ WRITE | READ ONLY
    [ NOT ] DEFERRABLE
```

Description

Cette commande débute un nouveau bloc de transaction. Si le niveau d'isolation, le mode lecture/écriture ou le mode différable est spécifié, la nouvelle transaction adopte ces caractéristiques, comme si SET TRANSACTION avait été exécuté. Cette commande est identique à la commande BEGIN.

Paramètres

Pour obtenir la signification des paramètres de cette instruction, on pourra se référer à SET TRANSACTION.

Compatibilité

Le standard SQL n'impose pas de lancer `START TRANSACTION` pour commencer un bloc de transaction : toute commande SQL débute implicitement un bloc. On peut considérer que PostgreSQL exécute implicitement un `COMMIT` après chaque commande non précédée de `START TRANSACTION` (ou `BEGIN`). Ce comportement est d'ailleurs souvent appelé « autocommit ». D'autres systèmes de bases de données relationnelles offrent une fonctionnalité de validation automatique.

L'option `DEFERRABLE` de *`transaction_mode`* est une extension de PostgreSQL.

Le standard SQL impose des virgules entre les *`modes_transaction`* successifs mais, pour des raisons historiques, PostgreSQL autorise l'omission des virgules.

Voir aussi la section de compatibilité de SET TRANSACTION.

Voir aussi

BEGIN, COMMIT, ROLLBACK, SAVEPOINT, SET TRANSACTION

TRUNCATE

TRUNCATE — vide une table ou un ensemble de tables

Synopsis

```
TRUNCATE [ TABLE ] [ ONLY ] nom [ * ] [, ... ]
    [ RESTART IDENTITY | CONTINUE IDENTITY ] [ CASCADE | RESTRICT ]
```

Description

La commande TRUNCATE supprime rapidement toutes les lignes d'un ensemble de tables. Elle a le même effet qu'un DELETE non qualifié sur chaque table, mais comme elle ne parcourt par la table, elle est plus rapide. De plus, elle récupère immédiatement l'espace disque, évitant ainsi une opération VACUUM. Cette commande est particulièrement utile pour les tables volumineuses.

Paramètres

nom

Le nom d'une table à vider (pouvant être qualifié par le schéma). Si la clause ONLY est précisée avant le nom de la table, seule cette table est tronquée. Dans le cas contraire, la table et toutes ses tables filles (si elle en a) sont tronquées. En option, * peut être ajouté après le nom de la table pour indiquer explicitement que les tables filles sont inclues.

RESTART IDENTITY

Redémarre les séquences intégrées aux colonnes des tables tronquées.

CONTINUE IDENTITY

Ne change pas la valeur des séquences. C'est la valeur par défaut.

CASCADE

Vide toutes les tables qui ont des références de clés étrangères sur une des tables nommées et sur toute table ajoutée au groupe à cause du CASCADE.

RESTRICT

Refuse le vidage si une des tables a des références de clés étrangères sur une table qui ne sont pas listées dans la commande. Cette option est active par défaut.

Notes

Vous devez avoir le droit TRUNCATE sur la table que vous voulez tronquer.

TRUNCATE nécessite un verrou d'accès exclusif (ACCESS EXCLUSIVE) sur chaque table qu'il traite, ce qui bloque toutes les autres opérations en parallèle sur cette table. Quand RESTART IDENTITY est spécifié, toutes les séquences qui doivent être réinitialisées ont un verrou exclusif. Si un accès concurrent est nécessaire, alors la commande DELETE doit être utilisée.

TRUNCATE ne peut pas être utilisé sur une table référencée par d'autres tables au travers de clés étrangères, sauf si ces tables sont aussi comprises dans la commande. Dans le cas contraire, la vérification nécessiterait des parcours complets de tables, ce qui n'est pas le but de la commande

TRUNCATE. L'option CASCADE est utilisable pour inclure automatiquement toutes les tables dépendantes -- faites attention lorsque vous utilisez cette option parce que vous pourriez perdre des données que vous auriez souhaitez conserver !

TRUNCATE ne déclenchera aucun trigger ON DELETE qui pourrait exister sur les tables. Par contre, il déclenchera les triggers ON TRUNCATE. Si des triggers ON TRUNCATE sont définis sur certaines des tables, alors tous les triggers BEFORE TRUNCATE sont déclenchés avant que le tronquage n'intervienne, et tous les triggers AFTER TRUNCATE sont déclenchés après la réalisation du dernier tronquage et toutes les séquences sont réinitialisées. Les triggers se déclencheront dans l'ordre de traitement des tables (tout d'abord celles listées dans la commande, puis celles ajoutées à cause des cascades).

TRUNCATE n'est pas sûre au niveau MVCC. Après la troncature, la table apparaîtra vide aux transactions concurrentes si elles utilisent une image prise avant la troncature. Voir Section 13.5 pour plus de détails.

TRUNCATE est compatible avec le système des transactions. Les données seront toujours disponibles si la transaction est annulée.

Quand RESTART IDENTITY est spécifié, les opérations ALTER SEQUENCE RESTART impliquées sont aussi réalisées de façon transactionnelles. Autrement dit, elles seront annulées si la transaction n'est pas validée. Faites attention au fait que si des opérations supplémentaires sur les séquences impliquées est faite avant l'annulation de la transaction, les effets de ces opérations sur les séquences seront aussi annulés mais pas les effets sur currval() ; autrement dit, après la transaction, currval() continuera à refléter la dernière valeur de la séquence obtenue au sein de la transaction échouée, même si la séquence elle-même pourrait ne plus être en adéquation avec cela. C'est similaire au comportement habituel de currval() après une transaction échouée.

TRUNCATE n'est actuellement pas supporté pour les tables externes. Autrement dit, si cette commande est exécutée sur une table qui a des tables filles externes, cette commande échouera.

Exemples

Vider les tables grossetable et grandetable :

```
TRUNCATE grossetable, grandetable;
```

La même chose, en réinitialisant les générateurs des séquences associées :

```
TRUNCATE bigtable, fattable RESTART IDENTITY;
```

Vide la table uneautretable, et cascade cela à toutes les tables qui référencent uneautretable via des contraintes de clés étrangères :

```
TRUNCATE uneautretable CASCADE;
```

Compatibilité

Le standard SQL:2008 inclut une commande TRUNCATE avec la syntaxe TRUNCATE TABLE *nom_table*. Les clauses CONTINUE IDENTITY/RESTART IDENTITY font aussi partie du standard mais ont une signification légèrement différente, quoique en rapport. Certains des comportements de concurrence de cette commande sont laissés au choix de l'implémentation par le standard, donc les notes ci-dessus doivent être comprises et comparées avec les autres implémentations si nécessaire.

Voir également

DELETE

UNLISTEN

UNLISTEN — arrête l'écoute d'une notification

Synopsis

```
UNLISTEN { canal | * }
```

Description

`UNLISTEN` est utilisé pour supprimer un abonnement aux événements `NOTIFY`. `UNLISTEN` annule tout abonnement pour la session PostgreSQL en cours sur le canal de notification nommé *`canal`*. Le caractère générique `*` annule tous les abonnements de la session en cours.

NOTIFY contient une discussion plus complète de l'utilisation de `LISTEN` et de `NOTIFY`.

Paramètres

`canal`

Le nom d'un canal de notification (un identificateur quelconque).

`*`

Tous les abonnements de cette session sont annulés.

Notes

Il est possible de se désabonner de quelque chose pour lequel il n'y a pas d'abonnement ; aucun message d'avertissement ou d'erreur n'est alors retourné.

À la fin de chaque session, `UNLISTEN *` est exécuté automatiquement.

Une transaction qui a exécuté `UNLISTEN` ne peut pas être préparée pour une validation en deux phases.

Exemples

Pour s'abonner :

```
LISTEN virtual;
NOTIFY virtual;
Asynchronous notification "virtual" received from server process
 with PID 8448.
```

Une fois que `UNLISTEN` a été exécuté, les messages `NOTIFY` suivants sont ignorés :

```
UNLISTEN virtual;
NOTIFY virtual;
-- aucun événement NOTIFY n'est reçu
```

Compatibilité

Il n'y a pas de commande `UNLISTEN` dans le standard SQL.

Voir aussi

LISTEN, NOTIFY

UPDATE

UPDATE — mettre à jour les lignes d'une table

Synopsis

```
[ WITH [ RECURSIVE ] requête_with [, ...] ]
UPDATE [ ONLY ] nom_table [ * ] [ [ AS ] alias ]
    SET { nom_colonne = { expression | DEFAULT } |
          ( nom_colonne [, ...] ) = [ ROW ] ( { expression |
 DEFAULT } [, ...] ) |
          ( nom_colonne [, ...] ) = ( sous-SELECT )
        } [, ...]
    [ FROM element_from [, ...] ]
    [ WHERE condition | WHERE CURRENT OF nom_curseur ]
    [ RETURNING * | expression_sortie [ [ AS ] nom_sortie ]
 [, ...] ]
```

Description

`UPDATE` modifie les valeurs des colonnes spécifiées pour toutes les lignes qui satisfont la condition. Seules les colonnes à modifier doivent être mentionnées dans la clause `SET` ; les autres colonnes conservent leur valeur.

Il existe deux façons de modifier le contenu d'une table à partir d'informations contenues dans d'autres tables de la base de données : à l'aide de sous-requêtes ou en spécifiant des tables supplémentaires dans la clause `FROM`. Le contexte permet de décider de la technique la plus appropriée.

La clause `RETURNING` optionnelle fait que `UPDATE` calcule et renvoie le(s) valeur(s) basée(s) sur chaque ligne en cours de mise à jour. Toute expression utilisant les colonnes de la table et/ou les colonnes d'autres tables mentionnées dans `FROM` peut être calculée. La syntaxe de la liste `RETURNING` est identique à celle de la commande `SELECT`.

L'utilisateur doit posséder le droit `UPDATE` sur la table, ou au moins sur les colonnes listées pour la mise à jour. Vous devez aussi avoir le droit `SELECT` sur toutes les colonnes dont les valeurs sont lues dans les *`expression`*s ou *`condition`*.

Paramètres

`requête_with`

La clause `WITH` vous permet de spécifier une ou plusieurs sous-requêtes qui peuvent être référencées par nom dans la requête`UPDATE`. Voir Section 7.8 et SELECT pour les détails.

`nom_table`

Le nom de la table à mettre à jour (éventuellement qualifié du nom du schéma). Si `ONLY` est indiqué avant le nom de la table, les lignes modifiées ne concernent que la table nommée. Si `ONLY` n'est pas indiquée, les lignes modifiées font partie de la table nommée et de ses tables filles. En option, `*` peut être ajouté après le nom de la table pour indiquer explicitement que les tables filles doivent être inclues.

`alias`

Un nom de substitution pour la table cible. Quand un alias est fourni, il cache complètement le nom réel de la table. Par exemple, avec `UPDATE foo AS f`, le reste de l'instruction `UPDATE` doit référencer la table avec `f` et non plus `foo`.

nom_colonne

Le nom d'une colonne dans *nom_table*. Le nom de la colonne peut être qualifié avec un nom de sous-champ ou un indice de tableau, si nécessaire. Ne pas inclure le nom de la table dans la spécification d'une colonne cible -- par exemple, `UPDATE nom_table SET nom_table.col = 1` est invalide.

expression

Une expression à affecter à la colonne. L'expression peut utiliser les anciennes valeurs de cette colonne et d'autres colonnes de la table.

`DEFAULT`

Réinitialise la colonne à sa valeur par défaut (qui vaut NULL si aucune expression par défaut ne lui a été affectée).

sous-SELECT

Une sous-requête `SELECT` qui produit autant de colonnes en sortie que de colonnes comprises dans la liste entre parenthèses la précédant. La sous-requête doit ne renvoyer qu'une seule ligne lors de son exécution. Si elle renvoie une seule ligne, les valeurs des colonnes du résultat sont affectées aux colonnes cibles. Si elle ne renvoie aucune ligne, des valeurs NULL sont affectées aux colonnes cibles. La sous-requête peut faire référence aux anciennes valeurs de la ligne en cours de mise à jour.

eelment_from

Une expression de table, qui permet aux colonnes des autres tables d'apparaître dans la condition `WHERE` et dans les expressions de mise à jour. Cela utilise la même syntaxe que le Clause `FROM` d'une instruction `SELECT` ; par exemple, un alias peut être indiqué pour le nom de la table. Ne répétez pas la table cible dans un *element_from*, sauf si vous souhaitez faire un jointure sur elle-même (auquel cas elle doit apparaitre avec un alias dans *element_from*).

condition

Une expression qui renvoie une valeur de type `boolean`. Seules les lignes pour lesquelles cette expression renvoie `true` sont mises à jour.

nom_curseur

Le nom du curseur à utiliser dans une condition `WHERE CURRENT OF`. La ligne à mettre à jour est la dernière récupérée à partir de ce curseur. Le curseur doit être une requête sans regroupement sur la table cible de l'`UPDATE`. Notez que `WHERE CURRENT OF` ne peut pas être spécifié avec une condition booléenne. Voir DECLARE pour plus d'informations sur l'utilisation des curseurs avec `WHERE CURRENT OF`.

expression_sortie

Une expression à calculer et renvoyée par la commande `UPDATE` après chaque mise à jour de ligne. L'expression peut utiliser tout nom de colonne de la table nommée *nom_table* ou des tables listées dans le `FROM`. Indiquez `*` pour que toutes les colonnes soient renvoyées.

nom_sortie

Un nom à utiliser pour une colonne renvoyée.

Sorties

En cas de succès, une commande `UPDATE` renvoie un message de la forme

```
UPDATE total
```

total est le nombre de lignes mises à jour, en incluant les lignes qui correspondent au filtre mais dont la valeur des colonnes ne change pas. Notez que le nombre peut être inférieur au nombre de lignes filtrées par la *condition* quand certaines mises à jour sont supprimées par un trigger BEFORE UPDATE. S'il vaut 0, aucune ligne n'a été mise à jour par cette requête (ce qui n'est pas considéré comme une erreur).

Notes

Lorsqu'une clause FROM est précisée, la table cible est jointe aux tables mentionnées dans *element_from*, et chaque ligne en sortie de la jointure représente une opération de mise à jour pour la table cible. Lors de l'utilisation de FROM, il faut s'assurer que la jointure produit au plus une ligne en sortie par ligne à modifier. En d'autres termes, une ligne cible ne doit pas être jointe à plus d'une ligne des autres tables. Le cas échéant, seule une ligne de jointure est utilisée pour mettre à jour la ligne cible, mais il n'est pas possible de prédire laquelle.

À cause de ce manque de déterminisme, il est plus sûr de ne référencer les autres tables qu'à l'intérieur de sous-requêtes. Même si c'est plus difficile à lire et souvent plus lent que l'utilisation d'une jointure.

Dans le cas d'une table partitionnée, mettre à jour une ligne pourrait faire qu'elle ne satisfait plus la contrainte de partitionnement de la partition contenante. Dans ce cas, s'il existe une autre partition dans l'arbre de partition pour laquelle cette ligne satisfait sa contrainte de partitionnement, alors la ligne est déplacée dans cette partition. Si une telle partition n'existe pas, une erreur sera levée. Dans les faits, un mouvement de ligne est en fait une opération DELETE suivi d'un INSERT.

Il est possible qu'une commande UPDATE ou DELETE en concurrence sur la ligne en déplacement obtienne une erreur d'échec de sérialisation. Supposons que la session 1 réalise un UPDATE sur une clé de partitionnement alors que la session 2, pour laquelle cette ligne est visible, réalise un UPDATE ou un DELETE sur cette ligne. Dans ce cas, l'opération UPDATE ou DELETE de la session 2 détectera le déplacement de ligne et renverra une erreur d'échec de sérialisation (qui renvoie toujours le code SQLSTATE '40001'). Les applications pourraient souhaiter tenter de nouveau la transaction si cela arrive. Dans le cas inhabituel où la table n'est pas partitionné ou qu'il n'y a pas de mouvement de ligne, la session 2 aura identifié la ligne nouvellement mise à jour et continué l'opération UPDATE/DELETE sur cette nouvelle version de ligne.

Notez que, bien que les lignes puissent être déplacées des partitions locales vers une partition distante (fournie par le foreign data wrapper qui supporte le déplacement de lignes), elles ne peuvent pas être déplacées d'une partition distante vers une autre partition.

Si la commande UPDATE contient une clause RETURNING, le résultat sera similaire à celui d'une instruction SELECT contenant les colonnes et les valeurs définies dans la liste RETURNING, à partir de la liste des lignes mises à jour par la commande, comme la possibilité d'utiliser la clause WITH avec la commande UPDATE.

Exemples

Changer le mot Drame en Dramatique dans la colonne genre de la table films :

```
UPDATE films SET genre = 'Dramatique' WHERE genre = 'Drame';
```

Ajuster les entrées de température et réinitialiser la précipitation à sa valeur par défaut dans une ligne de la table temps :

```
UPDATE temps SET temp_basse = temp_basse+1, temp_haute = temp_basse
+15, prcp = DEFAULT
  WHERE ville = 'San Francisco' AND date = '2005-07-03';
```

Réaliser la même opération et renvoyer les lignes mises à jour :

```
UPDATE temps SET temp_basse = temp_basse+1, temp_haute = temp_basse
+15, prcp = DEFAULT
  WHERE ville = 'San Francisco' AND date = '2003-07-03'
  RETURNING temp_basse, temp_haute, prcp;
```

Utiliser une autre syntaxe pour faire la même mise à jour :

```
UPDATE temps SET (temp_basse, temp_haute, prcp) = (temp_basse+1,
 temp_basse+15, DEFAULT)
  WHERE ville = 'San Francisco' AND date = '2003-07-03';
```

Incrémenter le total des ventes de la personne qui gère le compte d'Acme Corporation, à l'aide de la clause `FROM` :

```
UPDATE employes SET total_ventes = total_ventes + 1 FROM comptes
  WHERE compte.nom = 'Acme Corporation'
  AND employes.id = compte.vendeur;
```

Réaliser la même opération en utilisant une sous-requête dans la clause `WHERE` :

```
UPDATE employes SET total_ventes = total_ventes + 1 WHERE id =
  (SELECT vendeur FROM comptes WHERE nom = 'Acme Corporation');
```

Mettre à jour les noms du contat dans la table comptes pour correspondre au vendeur actuellement affecté :

```
UPDATE comptes SET (prenom_compte, nom_compte) =
    (SELECT prenom, nom FROM vendeurs
     WHERE vendeurs.id = comptes.id_vendeur);
```

Un résultat similaire peut être obtenu avec une jointure :

```
UPDATE comptes SET prenom_contact = prenom,
                   nom_contact = nom
  FROM vendeurs WHERE vendeurs.id = comptes.id_vendeur;
```

Néanmoins, la deuxième requête pourrait donner des résultats inattendus si `vendeurs.id` n'est pas une clé unique alors que la première requête garantie la levée d'une erreur si plusieurs `id` correspondent. De plus, s'il n'y a pas de correspondance pour un certain `comptes.id_vendeur`, la première requête configurera les champs correspondants à NULL alors que la deuxième requête ne mettra pas du tout la ligne à jour.

Mettre à jour les statistiques dans une table de résumé pour correspondre aux données actuelles :

```
UPDATE resumes s SET (somme_x, somme_y, moyenne_x, moyenne_y) =
    (SELECT sum(x), sum(y), avg(x), avg(y) FROM donnees d
     WHERE d.id_groupe = s.id_groupe);
```

Tenter d'insérer un nouvel élément dans le stock avec sa quantité. Si l'élément existe déjà, mettre à jour le total du stock de l'élément. Les points de sauvegarde sont utilisés pour ne pas avoir à annuler l'intégralité de la transaction en cas d'erreur :

```
BEGIN;
-- autres opérations
SAVEPOINT sp1;
INSERT INTO vins VALUES('Chateau Lafite 2003', '24');
-- A supposer que l'instruction ci-dessus échoue du fait d'une
 violation de clé
-- unique, les commandes suivantes sont exécutées :
ROLLBACK TO sp1;
UPDATE vins SET stock = stock + 24 WHERE nomvin = 'Chateau Lafite
 2003';
-- continuer avec les autres opérations, et finir
COMMIT;
```

Modifier la colonne `genre` de la table `films` dans la ligne où le curseur `c_films` est actuellement positionné :

```
UPDATE films SET genre = 'Dramatic' WHERE CURRENT OF c_films;
```

Compatibilité

Cette commande est conforme au standard SQL, à l'exception des clauses `FROM` et `RETURNING` qui sont des extensions PostgreSQL.

D'autres systèmes de bases de données offrent l'option `FROM` dans laquelle la table cible est supposée être à nouveau indiquée dans le `FROM`. PostgreSQL n'interprète pas la clause `FROM` ainsi. Il est important d'en tenir compte lors du portage d'applications qui utilisent cette extension.

D'après le standard, la valeur source pour une sous-liste de noms de colonnes peut être toute expression de ligne renvoyant le bon nombre de colonnes. PostgreSQL autorise seulement la valeur source à être un constructeur de ligne ou un sous-`SELECT`. Une valeur mise à jour pour une colonne individuelle peut être spécifiée en tant que `DEFAULT` dans le cas d'une liste d'expressions, mais pas à l'intérieur d'un sous-`SELECT`.

VACUUM

VACUUM — récupère l'espace inutilisé et, optionnellement, analyse une base

Synopsis

```
VACUUM [ ( option [, ...] ) ] [ table_et_colonnes [, ...] ]
VACUUM [ FULL ] [ FREEZE ] [ VERBOSE ] [ ANALYZE ]
 [ table_et_colonnes [, ...] ]

où option fait partie de :

    FULL
    FREEZE
    VERBOSE
    ANALYZE
    DISABLE_PAGE_SKIPPING

et table_et_colonnes est :

    nom_table [ ( nom_colonne [, ...] ) ]
```

Description

VACUUM récupère l'espace de stockage occupé par des lignes mortes. Lors des opérations normales de PostgreSQL, les lignes supprimées ou rendues obsolètes par une mise à jour ne sont pas physiquement supprimées de leur table. Elles restent présentes jusqu'à ce qu'un VACUUM soit lancé. C'est pourquoi, il est nécessaire de faire un VACUUM régulièrement, spécialement sur les tables fréquemment mises à jour.

Sans une liste *table_et_colonnes*, VACUUM traite chaque table et vue matérialisée que l'utilisateur actuel a le droit de traiter ainsi. Avec une liste, VACUUM ne traite que ces tables.

VACUUM ANALYZE fait un VACUUM, puis un ANALYZE sur chaque table sélectionnée. C'est une combinaison pratique pour les scripts de maintenance de routine. Voir ANALYZE pour avoir plus de détails sur ce qu'il traite.

Le VACUUM standard (sans FULL) récupère simplement l'espace et le rend disponible pour une réutilisation. Cette forme de la commande peut opérer en parallèle avec les opérations normales de lecture et d'écriture de la table, car elle n'utilise pas de verrou exclusif. Néanmoins, l'espace récupéré n'est pas renvoyé au système de fichiers dans la plupart des cas ; il est conservé pour être réutilisé dans la même table. VACUUM FULL ré-écrit le contenu complet de la table dans un nouveau fichier sur disque sans perte d'espace, permettant à l'espace inutilisé d'être retourné au système d'exploitation. Cette forme est bien plus lente et nécessite un verrou de type ACCESS EXCLUSIVE sur chaque table le temps de son traitement.

Quand la liste d'options est entourée de parenthèses, les options peuvent être écrites dans n'importe quel ordre. Sans parenthèses, les options doivent être écrit dans l'ordre exact décrit ci-dessus. La syntaxe avec parenthèse a été ajoutée dès la version 9.0 de PostgreSQL ; la syntaxe sans parenthèse est maintenant considérée comme obsolète.

Paramètres

`FULL`

Choisit un vacuum « full », qui récupère plus d'espace, mais est beaucoup plus long et prend un verrou exclusif sur la table. Cette méthode requiert aussi un espace disque supplémentaire car il écrit une nouvelle copie de la table et ne supprime l'ancienne copie qu'à la fin de l'opération. Habituellement, cela doit seulement être utilisé quand une quantité importante d'espace doit être récupérée de la table.

`FREEZE`

Choisit un « gel » agressif des lignes. Indiquer `FREEZE` est équivalent à réaliser un `VACUUM` avec les paramètres vacuum_freeze_min_age et vacuum_freeze_table_age configurés à zéro. Un gel aggressif est toujours effectué quand la table est réécrite, cette option est donc redondante quand `FULL` est spécifié.

`VERBOSE`

Affiche un rapport détaillé de l'activité de vacuum sur chaque table.

`ANALYZE`

Met à jour les statistiques utilisées par l'optimiseur pour déterminer la méthode la plus efficace pour exécuter une requête.

`DISABLE_PAGE_SKIPPING`

Habituellement, `VACUUM` ignorera certains blocs en se basant sur la carte de visibilité. Les blocs connues pour être entièrement gelés peuvent toujours être ignorés, et ceux où toutes les lignes sont connues pour être visibles par toutes les transactions peuvent être ignorées sauf lors de l'exécution d'un vacuum agressif. De plus, en dehors d'un vacuum agressif, certains blocs peuvent être ignorés pour éviter d'attendre la fin de leur utilisation par d'autres sessions. Cette option désactive entièrement ce comportement permettant d'ignorer certains blocs, et a pour but d'être utilisé uniquement quand le contenu de la carte de visibilité semble suspect, ce qui peut arrive seulement s'il y a un problème matériel ou logiciel causant une corruption de la base de données.

`nom_table`

Le nom (optionnellement qualifié par le nom d'un schéma) d'une table ou d'une vue matérialisée à traiter par vacuum. Si la table spécifiée est partitionnée, toutes les partitions enfants seront traitées.

`nom_colonne`

Le nom d'une colonne spécifique à analyser. Par défaut, toutes les colonnes. Si une liste de colonnes est spécifiée, `ANALYZE` en est déduit.

Sorties

Lorsque `VERBOSE` est précisé, `VACUUM` indique sa progression par des messages indiquant la table en cours de traitement. Différentes statistiques sur les tables sont aussi affichées.

Notes

Pour exécuter un VACUUM sur une table, vous devez habituellement être le propriétaire de la table ou un superutilisateur. Néanmoins, les propriétaires de la base de données sont autorisés à exécuter VACUUM sur toutes les tables de leurs bases de données, sauf sur les catalogues partagés. Cette restriction signifie qu'un vrai `VACUUM` sur une base complète ne peut se faire que par un

superutilisateur.) VACUUM ignorera toutes les tables pour lesquelles l'utilisateur n'a pas le droit d'exécuter un VACUUM.

VACUUM ne peut pas être exécuté à l'intérieur d'un bloc de transactions.

Pour les tables ayant des index GIN, VACUUM (sous n'importe quelle forme) termine aussi toutes les insertions d'index en attente, en déplaçant les entrées d'index aux bons endroits dans la structure d'index GIN principale. Voir Section 66.4.1 pour les détails.

Nous recommandons que les bases de données actives de production soient traitées par vacuum fréquemment (au moins toutes les nuits), pour supprimer les lignes mortes. Après avoir ajouté ou supprimé un grand nombre de lignes, il peut être utile de faire un VACUUM ANALYZE sur la table affectée. Cela met les catalogues système à jour de tous les changements récents et permet à l'optimiseur de requêtes de PostgreSQL de faire de meilleurs choix lors de l'optimisation des requêtes.

L'option FULL n'est pas recommandée en usage normal, mais elle peut être utile dans certains cas. Par exemple, si vous avez supprimé ou mis à jour l'essentiel des lignes d'une table et si vous voulez que la table diminue physiquement sur le disque pour n'occuper que l'espace réellement nécessaire et pour que les parcours de table soient plus rapides. Généralement, VACUUM FULL réduit plus la table qu'un simple VACUUM.

VACUUM peut engendrer une augmentation substantielle du trafic en entrées/sorties pouvant causer des performances diminuées pour les autres sessions actives. Du coup, il est quelque fois conseillé d'utiliser la fonctionnalité du délai du vacuum basé sur le coût. Voir Chapitre 18 pour des informations supplémentaires.

PostgreSQL inclut un « autovacuum » qui peut automatiser la maintenance par VACUUM. Pour plus d'informations sur le VACUUM automatique et manuel, voir Section 24.1.

Exemples

Pour nettoyer une seule table onek, l'analyser pour l'optimiseur et afficher un rapport détaillé de l'activité du VACUUM :

```
VACUUM (VERBOSE, ANALYZE) onek;
```

Compatibilité

Il n'y a pas de commande VACUUM dans le standard SQL.

Voir aussi

vacuumdb, Section 19.4.4, Section 24.1.6

VALUES

VALUES — calcule un ensemble de lignes

Synopsis

```
VALUES ( expression [, ...] ) [, ...]
    [ ORDER BY expression_de_tri [ ASC | DESC | USING operateur ]
 [, ...] ]
    [ LIMIT { nombre | ALL } ]
    [ OFFSET debut ] [ ROW | ROWS ] ]
    [ FETCH { FIRST | NEXT } [ nombre ] { ROW | ROWS } ONLY ]
```

Description

`VALUES` calcule une valeur de ligne ou un ensemble de valeurs de lignes spécifiées par des expressions. C'est généralement utilisé pour générer une « table statique » à l'intérieur d'une commande plus large mais elle peut aussi être utilisée séparément.

Quand plus d'une ligne est indiquée, toutes les lignes doivent avoir le même nombre d'éléments. Les types de données des colonnes de la table résultante sont déterminés en combinant les types explicites et les types inférés des expressions apparaissant dans cette colonne, en utilisant les mêmes règles que pour l'`UNION` (voir Section 10.5).

À l'intérieur de grosses commandes, `VALUES` est autorisé au niveau de la syntaxe partout où la commande `SELECT` l'est. Comme la grammaire traite cette commande comme un `SELECT`, il est possible d'utiliser les clauses `ORDER BY`, `LIMIT` (ou de façon équivalente `FETCH FIRST`) et `OFFSET` avec une commande `VALUES`.

Paramètres

`expression`

Une constante ou une expression à calculer et à insérer à l'emplacement indiqué dans la table résultante (ensemble de lignes). Dans une liste `VALUES` apparaissant en haut d'une commande `INSERT`, une *`expression`* peut être remplacée par `DEFAULT` pour demander l'insertion de la valeur par défaut de la colonne de destination. `DEFAULT` ne peut pas être utilisé quand `VALUES` apparaît dans d'autres contextes.

`expression_de_tri`

Une expression ou un entier indiquant comment trier les lignes de résultat. Cette expression peut faire référence aux colonnes de `VALUES` en tant que `column1`, `column2`, etc. Pour plus de détails, voir la section intitulée « Clause `ORDER BY` ».

`operateur`

Un opérateur de tri. Pour plus de détails, voir la section intitulée « Clause `ORDER BY` ».

`nombre`

Le nombre maximum de lignes à renvoyer. Pour plus de détails, voir la section intitulée « Clause `LIMIT` ».

debut

Le nombre de lignes à échapper avant de commencer à renvoyer des lignes. Pour plus de détails, la section intitulée « Clause `LIMIT` ».

Notes

Évitez les listes `VALUES` comprenant un très grand nombre de lignes car vous pourriez rencontrer des problèmes comme un manque de mémoire et/ou des performances pauvres. Un `VALUES` apparaissant dans un `INSERT` est un cas spécial (parce que le type des colonnes est trouvé à partir de la table cible du `INSERT` et n'a donc pas besoin d'être deviné en parcourant la liste `VALUES`), du coup il peut gérer des listes plus importantes que dans d'autres contextes.

Exemples

Une simple commande `VALUES` :

```
VALUES (1, 'un'), (2, 'deux'), (3, 'trois');
```

Ceci renverra une table statique comprenant deux colonnes et trois lignes. En fait, c'est équivalent à :

```
SELECT 1 AS column1, 'un' AS column2
UNION ALL
SELECT 2, 'deux'
UNION ALL
SELECT 3, 'trois';
```

Plus généralement, `VALUES` est utilisé dans une commande SQL plus importante. L'utilisation la plus fréquente est dans un `INSERT` :

```
INSERT INTO films (code, titee, did, date_prod, genre)
    VALUES ('T_601', 'Yojimbo', 106, '1961-06-16', 'Drame');
```

Dans le contexte de la commande `INSERT`, les entrées d'une liste `VALUES` peuvent être `DEFAULT` pour indiquer que la valeur par défaut de la colonne ciblée doit être utilisée :

```
INSERT INTO films VALUES
    ('UA502', 'Bananas', 105, DEFAULT, 'Comédie', '82 minutes'),
    ('T_601', 'Yojimbo', 106, DEFAULT, 'Drame', DEFAULT);
```

`VALUES` peut aussi être utilisé là où un sous-`SELECT` peut être écrit, par exemple dans une clause `FROM` :

```
SELECT f.*
  FROM films f, (VALUES('MGM', 'Horreur'), ('UA', 'Sci-Fi')) AS t
 (studio, genre)
  WHERE f.studio = t.studio AND f.genre = t.genre;

UPDATE employes SET salaire = salaire * v.augmentation
  FROM (VALUES(1, 200000, 1.2), (2, 400000, 1.4)) AS v (no_dep,
 cible, augmentation)
```

```
 WHERE employees.no_dep = v.no_dep AND employees.ventes >=
v.cible;
```

Notez qu'une clause AS est requise quand VALUES est utilisé dans une clause FROM, par exemple dans un SELECT. Il n'est pas nécessaire de spécifier les noms de toutes les colonnes dans une clause AS c'est une bonne pratique (les noms des colonnes par défaut pour VALUES sont column1, column2, etc dans PostgreSQL mais ces noms pourraient être différents dans d'autres SGBD).

Quand VALUES est utilisé dans INSERT, les valeurs sont toutes automatiquement converties dans le type de données de la colonne destination correspondante. Quand elle est utilisée dans d'autres contextes, il pourrait être nécessaire de spécifier le bon type de données. Si les entrées sont toutes des constantes litérales entre guillemets, convertir la première est suffisante pour déterminer le type de toutes :

```
SELECT * FROM machines
WHERE adresse_ip IN (VALUES('192.168.0.1'::inet), ('192.168.0.10'),
 ('192.168.1.43'));
```

Astuce

Pour de simples tests IN, il est préférable de se baser sur des listes de valeurs pour IN que d'écrire une requête VALUES comme indiquée ci-dessus. La méthode des listes de valeurs simples requiert moins d'écriture et est souvent plus efficace.

Compatibilité

VALUES est conforme au standard SQL. Les clauses LIMIT et OFFSET sont des extensions PostgreSQL ; voir aussi SELECT.

Voir aussi

INSERT, SELECT

Applications client de PostgreSQL

Cette partie contient les informations de référence concernant les applications client et les outils de PostgreSQL. Ces commandes ne sont pas toutes destinées à l'ensemble des utilisateurs. Certaines nécessitent des privilèges spécifiques. La caractéristique commune à toutes ces applications est leur fonctionnement sur toute machine, indépendemment du serveur sur lequel se trouve le serveur de base de données.

Lorsqu'ils sont spécifiés en ligne de commande, la casse du nom d'utilisateur et du nom de la base est respectée -- si un nom contient un espace ou des caractères spéciaux alors il faut l'encadrer par des guillemets. La casse des noms des tables et des autres identifiants n'est pas conservée, sauf indication contraire dans la documentation. Pour conserver cette casse il faut utiliser des guillemets.

Table des matières

clusterdb

clusterdb — Grouper une base de données PostgreSQL

Synopsis

`clusterdb` [*connection-option*...] [`--verbose` | `-v`] [`--table` | `-t` *table*] ... [*nom_base*]

`clusterdb` [*connection-option*...] [`--verbose` | `-v`] `--all` | `-a`

Description

clusterdb est un outil de regroupage de tables au sein d'une base de données PostgreSQL. Il trouve les tables précédemment groupées et les groupe à nouveau sur l'index utilisé lors du groupement initial. Les tables qui n'ont jamais été groupées ne sont pas affectées.

clusterdb est un enrobage de la commande SQL CLUSTER. Il n'y a pas de différence réelle entre le groupage de bases par cet outil ou par d'autres méthodes d'accès au serveur.

Options

clusterdb accepte les arguments suivants en ligne de commande :

`-a`
`--all`

Grouper toutes les bases de données.

`[-d] nom_base`
`[--dbname=]nom_base`

Le nom de la base de données à grouper quand `-a`/`--all` n'est pas utilisé. Si cette option n'est pas indiquée, le nom de la base de données est lu à partir de la variable d'environnement PGDATABASE. Si cette dernière n'est pas initialisée, le nom de l'utilisateur spécifié pour la connexion est utilisé. Le *nom_base* peut être une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargent toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

`-e`
`--echo`

Les commandes engendrées par clusterdb et envoyées au serveur sont affichées.

`-q`
`--quiet`

Aucun message de progression n'est affiché.

`-t table`
`--table=table`

Seule la table *table* est groupée. Plusieurs tables peuvent être traitées en même temps en utilisant plusieurs fois l'option `-t`.

`-v`
`--verbose`

Affiche des informations détaillées lors du traitement.

`-V`
`--version`

Affiche la version de clusterdb puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de clusterdb, puis quitte

clusterdb accepte aussi les arguments suivants en ligne de commande pour les paramètres de connexion :

`-h` *`hôte`*
`--host` *`hôte`*

Le nom de la machine hôte sur laquelle le serveur fonctionne. Si la valeur commence par une barre oblique (slash), elle est utilisée comme répertoire du socket de domaine Unix.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Le port TCP ou l'extension du fichier du socket local de domaine Unix sur lequel le serveur attend les connexions.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Le nom de l'utilisateur utilisé pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force clusterdb à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car clusterdb demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, clusterdb perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

`--maintenance-db=`*`nom-base-maintenance`*

Indique le nom de la base où se connecter pour récupérer la liste des bases pour lesquelles l'action de cluster sera à exécuter. Cette option est intéressante quand l'option `-a`/`--all` est utilisée. Si cette option n'est pas ajoutée, la base `postgres` sera utilisée. Si cette base n'existe pas, la base `template1` sera utilisée. Le nom de la base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront les options en ligne de commande conflictuelles. De plus, les paramètres de la chaîne de connexion autres que le nom de la base lui-même seront réutilisés lors de la connexion aux autres bases.

Environnement

PGDATABASE
PGHOST
PGPORT
PGUSER

Paramètres de connexion par défaut.

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Diagnostiques

En cas de difficulté, voir CLUSTER et psql qui présentent les problèmes et messages d'erreur éventuels. Le serveur de bases de données doit fonctionner sur l'hôte cible. De plus, toutes les configurations de connexion par défaut et variables d'environnement utilisées par la bibliothèque client libpq s'appliquent.

Exemples

Grouper la base de données `test` :

```
$ clusterdb test
```

Grouper la seule table `foo` de la base de données nommée `xyzzy` :

```
$ clusterdb --table=foo xyzzy
```

Voir aussi

CLUSTER

createdb

createdb — Créer une nouvelle base de données PostgreSQL

Synopsis

`createdb` [*option_connexion*...] [*option*...] [*nombase*] [*description*]

Description

createdb crée une nouvelle base de données.

Normalement, l'utilisateur de la base de données qui exécute cette commande devient le propriétaire de la nouvelle base de données. Néanmoins, un propriétaire différent peut être spécifié via l'option `-O`, sous réserve que l'utilisateur qui lance la commande ait les droits appropriés.

createdb est un enrobage de la commande SQL CREATE DATABASE. Il n'y a pas de réelle différence entre la création de bases de données par cet outil ou à l'aide d'autres méthodes d'accès au serveur.

Options

createdb accepte les arguments suivants en ligne de commande :

nombase

Le nom de la base de données à créer. Le nom doit être unique parmi toutes les bases de données PostgreSQL de ce groupe. La valeur par défaut est le nom de l'utilisateur courant.

description

Le commentaire à associer à la base de données créée.

`-D` *tablespace*
`--tablespace=`*tablespace*

Le tablespace par défaut de la base de données (la syntaxe prise en compte est la même que celle d'un identifiant qui accepte les guillemets doubles).

`-e`
`--echo`

Les commandes engendrées par createdb et envoyées au serveur sont affichées.

`-E` *locale*
`--encoding=`*locale*

L'encodage des caractères à utiliser dans la base de données. Les jeux de caractères supportés par le serveur PostgreSQL sont décrits dans Section 23.3.1.

`-l` *locale*
`--locale=`*locale*

Indique la locale à utiliser dans cette base de données. C'est équivalent à préciser à la fois `--lc-collate` et `--lc-ctype`.

`--lc-collate=`*locale*

Indique le paramètre LC_COLLATE utilisé pour cette base de données.

`--lc-ctype=`*`locale`*

Indique le paramètre LC_CTYPE utilisé pour cette base de données.

`-O` *`propriétaire`*
`--owner=`*`propriétaire`*

Le propriétaire de la base de données. (la syntaxe prise en compte est la même que celle d'un identifiant qui accepte les guillemets doubles)

`-T` *`modèle`*
`--template=`*`modèle`*

La base de données modèle. (la syntaxe prise en compte est la même que celle d'un identifiant qui accepte les guillemets doubles)

`-V`
`--version`

Affiche la version de createdb puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de createdb, puis quitte

Les options `-D`, `-l`, `-E`, `-O` et `-T` correspondent aux options de la commande SQL sous-jacente CREATE DATABASE, à consulter pour plus d'informations sur ces options.

createdb accepte aussi les arguments suivants en ligne de commande, pour les paramètres de connexion :

`-h` *`hôte`*
`--host=`*`hôte`*

Le nom de l'hôte sur lequel le serveur est en cours d'exécution. Si la valeur commence avec un slash (NDT : barre oblique, /), elle est utilisée comme répertoire du socket de domaine Unix.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Le port TCP ou l'extension du fichier socket de domaine Unix local sur lequel le serveur attend les connexions.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Le nom de l'utilisateur utilisé pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force createdb à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car createdb demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, createdb perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

`--maintenance-db=`*`nom-base-maintenance`*

Spécifie le nom de la base de donnée à laquelle se connecter pour créer la nouvelle base de donnée. Si elle n'est pas spécifiée, la base de données `postgres` est utilisée ; si elle n'existe pas (ou si il s'agit du nom de la nouvelle base à créer), la base `template1` sera utilisée. Ce nom de base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

Environnement

`PGDATABASE`

S'il est configuré, précise le nom de la base de données à créer. Peut-être surchargé sur la ligne de commande.

`PGHOST`
`PGPORT`
`PGUSER`

Paramètres de connexion par défaut. `PGUSER` détermine aussi le nom de la base de données à créer si ce dernier n'est pas spécifié sur la ligne de commande ou par `PGDATABASE`.

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Diagnostiques

En cas de difficulté, on peut se référer à CREATE DATABASE et psql qui présentent les problèmes éventuels et les messages d'erreurs. Le serveur de bases de données doit être en cours d'exécution sur l'hôte cible. De plus, tous les paramètres de connexion et variables d'environnement par défaut utilisés par la bibliothèque d'interface libpq s'appliquent.

Exemples

Créer la base de données `demo` sur le serveur de bases de données par défaut :

```
$ createdb demo
```

Créer la base de données `demo` sur le serveur hébergé sur l'hôte `eden`, port 5000, en utilisant la base de données modèle `template0`, voici la commande en ligne de commande ainsi que la commande SQL sous-jacente :

```
   $ createdb -p 5000 -h eden -T template0 -e demo
CREATE DATABASE demo TEMPLATE template0;
```

Voir aussi

dropdb, CREATE DATABASE

createuser

createuser — Définir un nouveau compte utilisateur PostgreSQL

Synopsis

createuser [*option_connexion*...] [*option*...] [*nom_utilisateur*]

Description

createuser crée un nouvel utilisateur PostgreSQL (ou, plus précisément, un rôle). Seuls les superutilisateurs et les utilisateurs disposant du droit CREATEROLE peuvent créer de nouveaux utilisateurs. createuser ne peut de ce fait être invoqué que par un utilisateur pouvant se connecter en superutilisateur ou en utilisateur ayant le droit CREATEROLE.

Pour créer un rôle disposant de l'attribut SUPERUSER, REPLICATION ou BYPASSRLS, il est impératif de se connecter en superutilisateur ; la connexion avec un rôle ne disposant que du droit CREATEROLE n'est pas suffisante. Être superutilisateur implique la capacité d'outrepasser toutes les vérifications de droits d'accès à la base de données ; l'attribut SUPERUSER ne doit pas être accordé à la légère. CREATEROLE donne aussi accès à des droits très étendus.

createuser est un enrobage de la commande SQL CREATE ROLE. Il n'y a pas de différence réelle entre la création d'utilisateurs par cet outil ou au travers d'autres méthodes d'accès au serveur.

Options

createuser accepte les arguments suivant en ligne de commande

nom_utilisateur

Le nom de l'utilisateur à créer. Ce nom doit être différent de tout rôle de l'instance courante de PostgreSQL.

-c *numéro*
--connection-limit=*numéro*

Configure le nombre maximum de connexions simultanées pour le nouvel utilisateur. Par défaut, il n'y a pas de limite.

-d
--createdb

Le nouvel utilisateur est autorisé à créer des bases de données.

-D
--no-createdb

Le nouvel utilisateur n'est pas autorisé à créer des bases de données. Cela correspond au comportement par défaut.

-e
--echo

Les commandes engendrées par createuser et envoyées au serveur sont affichées.

-E
--encrypted

Cette option est obsolète mais est toujours acceptée pour raison de compatibilité descendante.

`-g` *`role`*
`--role=`*`role`*

Indique le rôle auquel ce rôle sera automatiquement ajouté comme nouveau membre. Plusieurs rôles auquels ce rôle sera ajouté comme membre peuvent être spécifiés en utilisant plusieurs fois l'option `-g`.

`-i`
`--inherit`

Le nouveau rôle hérite automatiquement des droits des rôles dont il est membre. Comportement par défaut.

`-I`
`--no-inherit`

Le nouveau rôle n'hérite pas automatiquement des droits des rôles dont il est membre.

`--interactive`

Demande le nom de l'utilisateur si aucun n'a été fourni sur la ligne de commande, et demande aussi les attributs équivalents aux options `-d`/`-D`, `-r`/`-R`, `-s`/`-S` si les options en ligne de commande n'ont pas été explicitement indiquées. (Cela correspond au comportement par défaut de PostgreSQL 9.1.)

`-l`
`--login`

Le nouvel utilisateur est autorisé à se connecter (son nom peut être utilisé comme identifiant initial de session). Comportement par défaut.

`-L`
`--no-login`

Le nouvel utilisateur n'est pas autorisé à se connecter. (Un rôle sans droit de connexion est toujours utile pour gérer les droits de la base de données.)

`-P`
`--pwprompt`

L'utilisation de cette option impose à createuser d'afficher une invite pour la saisie du mot de passe du nouvel utilisateur. Cela n'a pas d'utilité si l'authentification par mot de passe n'est pas envisagée.

`-r`
`--createrole`

Le nouvel utilisateur sera autorisé à créer, modifier, supprimer, ajouter un commentaire, modifier le label de sécurité, et donner ou supprimer les membres dans d'autres rôles. Autrement dit, cet utilisateur aura l'attribut `CREATEROLE`. Voir création de rôle pour plus de détails sur les possibilités offertes par ce droit.

`-R`
`--no-createrole`

Le nouvel utilisateur n'est pas autorisé à créer de nouveaux rôles. Cela correspond au comportement par défaut.

`-s`
`--superuser`

Le nouvel utilisateur a les privilèges superutilisateur.

`-S`
`--no-superuser`

Le nouvel utilisateur n'a pas les privilèges superutilisateur. Cela correspond au comportement par défaut.

`-V`
`--version`

Affiche la version de createuser, puis quitte.

`--replication`

Le nouvel utilisateur a l'attribut `REPLICATION`, décrit plus en détails dans la documentation pour CREATE ROLE.

`--no-replication`

Le nouvel utilisateur n'a pas l'attribut `REPLICATION`, décrit plus en détails dans la documentation pour CREATE ROLE.

createuser accepte aussi les arguments suivant en ligne de commande pour les paramètres de connexion :

`-h` *`hôte`*
`--host=`*`hôte`*

Le nom de l'hôte sur lequel le serveur est en cours d'exécution. Si la valeur commence avec un slash (/), elle est utilisée comme répertoire du socket de domaine Unix.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Le port TCP ou l'extension du fichier socket de domaine Unix sur lequel le serveur attend des connexions.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Nom de l'utilisateur utilisé pour la connexion (pas celui à créer).

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force createuser à demander un mot de passe (pour la connexion au serveur, pas pour le mot de passe du nouvel utilisateur).

Cette option n'est jamais obligatoire car createuser demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, createuser perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

Environnement

PGHOST
PGPORT
PGUSER

Paramètres de connexion par défaut

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Diagnostiques

En cas de problèmes, on peut consulter CREATE ROLE et psql qui fournissent des informations sur les problèmes potentiels et les messages d'erreur. Le serveur de la base de données doit être en cours d'exécution sur l'hôte cible. De plus, tout paramétrage de connexion par défaut et toute variable d'environnement utilisée par le client de la bibliothèque libpq s'applique.

Exemples

Créer un utilisateur `joe` sur le serveur de bases de données par défaut :

```
$ createuser joe
```

Pour créer un utilisateur `joe` sur le serveur de base de données avec le mode interactif :

```
$ createuser --interactive joe
Shall the new role be a superuser? (y/n) n
Shall the new role be allowed to create databases? (y/n) n
Shall the new role be allowed to create more new roles? (y/n) n
```

Créer le même utilisateur, `joe`, sur le serveur `eden`, port 5000, sans interaction, avec affichage de la commande sous-jacente :

```
$ createuser -h eden -p 5000 -S -D -R -e joe
CREATE ROLE joe NOSUPERUSER NOCREATEDB NOCREATEROLE INHERIT LOGIN;
```

Créer l'utilisateur `joe`, superutilisateur, et lui affecter immédiatement un mot de passe :

```
$ createuser -P -s -e joe
Enter password for new role: xyzzy
Enter it again: xyzzy
CREATE ROLE joe PASSWORD 'xyzzy' SUPERUSER CREATEDB CREATEROLE
 INHERIT LOGIN;
CREATE ROLE
```

Dans l'exemple ci-dessus, le nouveau mot de passe n'est pas affiché lorsqu'il est saisi. Il ne l'est ici que pour plus de clareté. Comme vous le voyez, le mot de passe est chiffré avant d'être envoyé au client.

Voir aussi

dropuser, CREATE ROLE

dropdb

dropdb — Supprimer une base de données PostgreSQL

Synopsis

`dropdb` [*option_connexion*...] [*option*...] *nom_base*

Description

dropdb détruit une base de données PostgreSQL. L'utilisateur qui exécute cette commande doit être superutilisateur ou le propriétaire de la base de données.

dropdb est un enrobage de la commande SQL DROP DATABASE. Il n'y a aucune différence réelle entre la suppression de bases de données avec cet outil et celles qui utilisent d'autres méthodes d'accès au serveur.

Options

dropdb accepte les arguments suivants en ligne de commande :

nom_base

Le nom de la base de données à supprimer.

`-e`
`--echo`

Les commandes engendrées et envoyées au serveur par dropdb sont affichées.

`-i`
`--interactive`

Une confirmation préalable à toute destruction est exigée.

`-V`
`--version`

Affiche la version de dropdb puis quitte.

`--if-exists`

Permet de ne pas déclencher d'erreur si la base de données n'existe pas. Un simple message d'avertissement est retourné dans ce cas.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de dropdb, puis quitte

dropdb accepte aussi les arguments suivants en ligne de commande pour les paramètres de connexion :

`-h` *hôte*
`--host=`*hôte*

Le nom d'hôte de la machine sur laquelle le serveur fonctionne. Si la valeur débute par une barre oblique (/ ou slash), elle est utilisée comme répertoire de la socket de domaine Unix.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Le port TCP ou l'extension du fichier de la socket locale de domaine Unix sur laquelle le serveur attend les connexions.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Le nom de l'utilisateur utilisé pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force dropdb à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car dropdb demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, dropdb perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

`--maintenance-db=`*`nom-base-maintenance`*

Spécifie le nom de la base de données à laquelle se connecter pour supprimer la base de donnée spécifiée. Si elle n'est pas spécifiée, la base de donnée `postgres` est utilisée ; si elle n'existe pas (ou si il s'agit du nom de la base à supprimer), la base `template1` est utilisée. Ce nom de base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

Environnement

`PGHOST`
`PGPORT`
`PGUSER`

Paramètres de connexion par défaut

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Diagnostiques

En cas de difficultés, il peut être utile de consulter DROP DATABASE et psql, sections présentant les problèmes éventuels et les messages d'erreur.

Le serveur de base de données doit fonctionner sur le serveur cible. Les paramètres de connexion éventuels et les variables d'environnement utilisés par la bibliothèque cliente libpq s'appliquent.

Exemples

Détruire la base de données `demo` sur le serveur de bases de données par défaut :

```
$ dropdb demo
```

Détruire la base de données `demo` en utilisant le serveur hébergé sur l'hôte `eden`, qui écoute sur le port 5000, avec demande de confirmation et affichage de la commande sous-jacente :

```
$ dropdb -p 5000 -h eden -i -e demo
Database "demo" will be permanently deleted.
Are you sure? (y/n) y
DROP DATABASE demo;
```

Voir aussi

createdb, DROP DATABASE

dropuser

dropuser — Supprimer un compte utilisateur PostgreSQL

Synopsis

`dropuser` [*option_connexion*...] [*option*...] [*nomutilisateur*]

Description

dropuser supprime un utilisateur. Seuls les superutilisateurs et les utilisateurs disposant du droit `CREATEROLE` peuvent supprimer des utilisateurs (seul un superutilisateur peut supprimer un superutilisateur).

dropuser est un enrobage de la commande SQL DROP ROLE. Il n'y a pas de différence réelle entre la suppression des utilisateurs à l'aide de cet outil ou à l'aide d'autres méthodes d'accès au serveur.

Options

dropuser accepte les arguments suivants en ligne de commande :

nomutilisateur

Le nom de l'utilisateur PostgreSQL à supprimer. Un nom est demandé s'il n'est pas fourni sur la ligne de commande et que l'option `-i`/`--interactive` est utilisé.

`-e`
`--echo`

Les commandes engendrées et envoyées au serveur par dropuser sont affichées.

`-i`
`--interactive`

Une confirmation est demandée avant la suppression effective de l'utilisateur. La commande demande aussi le nom de l'utilisateur si aucun nom n'a été fourni sur la ligne de commande.

`-V`
`--version`

Affiche la version de dropuser puis quitte.

`--if-exists`

Ne renvoie pas d'erreur si l'utilisateur n'existe pas. Un message d'avertissement est envoyé dans ce cas.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de dropuser, puis quitte

dropuser accepte aussi les arguments suivants en ligne de commande pour les paramètres de connexion :

`-h` *hôte*
`--host=`*hôte*

Le nom d'hôte de la machine sur lequel le serveur fonctionne. Si la valeur commence par une barre oblique (/ ou slash), elle est utilisée comme répertoire du socket de domaine Unix.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Le port TCP ou l'extension du fichier du socket local de domaine Unix sur lequel le serveur attend les connexions.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Le nom de l'utilisateur utilisé pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force dropuser à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car dropuser demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, dropuser perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

Environnement

`PGDATABASE`
`PGHOST`
`PGPORT`
`PGUSER`

Paramètres de connexion par défaut.

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Diagnostiques

En cas de difficultés, il peut être utile de consulter DROP ROLE et psql, sections présentant les problèmes éventuels et les messages d'erreur.

Le serveur de base de données doit fonctionner sur le serveur cible. Les paramètres de connexion éventuels et les variables d'environnement utilisés par la bibliothèque cliente libpq s'appliquent.

Exemples

Supprimer l'utilisateur `joe` de la base de données par défaut :

```
$ dropuser joe
```

Supprimer l'utilisateur `joe` sur le serveur hébergé sur l'hôte `eden`, qui écoute sur le port 5000, avec demande de confirmation et affichage de la commande sous-jacente :

```
$ dropuser -p 5000 -h eden -i -e joe
```

```
Role "joe" will be permanently removed.
Are you sure? (y/n) y
DROP ROLE joe;
```

Voir aussi

createuser, DROP ROLE

ecpg

ecpg — Préprocesseur C pour le SQL embarqué

Synopsis

ecpg [*option*...] *fichier*...

Description

ecpg est le préprocesseur du SQL embarqué pour les programmes écrits en C. Il convertit des programmes écrits en C contenant des instructions SQL embarqué en code C normal. Pour se faire, les appels au SQL sont remplacés par des appels spéciaux de fonctions. Les fichiers en sortie peuvent être traités par n'importe quel compilateur C.

ecpg convertit chaque fichier en entrée, donné sur la ligne de commande, en un fichier C correspondant. Si le nom d'un fichier en entrée n'a pas d'extension, .pgc est supposé. L'extension du fichier sera remplacée par .c pour construire le nom du fichier en sortie. Mais ce nom peut aussi être surchargé en utilisant l'option -o.

Si un nom de fichier en entrée est simplement -, ecpg lit le source du programme à partir de l'entrée standard (et écrit sur la sortie standard, sauf si ce comportement est surchargé avec l'option -o).

Cette page de référence ne décrit pas le langage SQL embarqué. Voir Chapitre 36 pour plus d'informations sur ce thème.

Options

ecpg accepte les arguments suivants en ligne de commande :

-c

Engendre automatiquement du code C à partir de code SQL. Actuellement, cela fonctionne pour EXEC SQL TYPE.

-C *mode*

Initialise un mode de compatibilité. *mode* peut être INFORMIX, INFORMIX_SE ou ORACLE.

-D *symbol*

Définit un symbole du préprocesseur C.

-h

Traite les fichiers d'en-tête. Quand cette option est utilisée, l'extension du fichier en sortie devient .h, et non pas .c, et l'extension par défaut du fichier en entrée est .pgh, et non pas .pgc. De plus, l'option -c est forcée.

-i

Les fichiers d'en-tête du système sont également analysés.

-I *répertoire*

Spécifie un chemin d'inclusion supplémentaire, utilisé pour trouver les fichiers inclus via EXEC SQL INCLUDE. Par défaut, il s'agit de . (répertoire courant), /usr/local/include, du

répertoire de fichiers entêtes de PostgreSQL défini à la compilation (par défaut : `/usr/local/pgsql/include`), puis de `/usr/include`, dans cet ordre.

`-o` *`nom_fichier`*

Indique le nom du fichier de sortie, *`nom_fichier`*, utilisé par `ecpg`. Écrire `-o -` pour envoyer toute la sortie sur la sortie standard.

`-r` *`option`*

Sélectionne un comportement en exécution. *`option`* peut avoir une des valeurs suivantes :

`no_indicator`

Ne pas utiliser d'indicateurs mais utiliser à la place des valeurs spéciales pour représenter les valeurs NULL. Historiquement, certaines bases de données utilisent cette approche.

`prepare`

Préparer toutes les instructions avant de les utiliser. Libecpg conservera un cache d'instructions préparées et réutilisera une instruction si elle est de nouveau exécutée. Si le cache est plein, libecpg libérera l'instruction la moins utilisée.

`questionmarks`

Autoriser les points d'interrogation comme marqueur pour des raisons de compatibilité. C'était la valeur par défaut il y a longtemps.

`-t`

Active la validation automatique (autocommit) des transactions. Dans ce mode, chaque commande SQL est validée automatiquement, sauf si elle est à l'intérieur d'un bloc de transaction explicite. Dans le mode par défaut, les commandes ne sont validées qu'à l'exécution de `EXEC SQL COMMIT`.

`-v`

Affiche des informations supplémentaires dont la version et le chemin des entêtes.

`--version`

Affiche la version de ecpg et quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de ecpg et quitte.

Notes

Lors de la compilation de fichiers C prétraités, le compilateur a besoin de trouver les fichiers d'en-tête ECPG dans le répertoire des entêtes de PostgreSQL. De ce fait, il faut généralement utiliser l'option `-I` lors de l'appel du compilateur (c'est-à-dire `-I/usr/local/pgsql/include`).

Les programmes C qui utilisent du SQL embarqué doivent être liés avec la bibliothèque `libecpg`. Cela peut peut être effectué, par exemple, en utilisant les options de l'éditeur de liens `-L/usr/local/pgsql/lib -lecpg`.

La valeur réelle des répertoires, fonction de l'installation, peut être obtenue par l'utilisation de la commande pg_config.

Exemples

Soit un fichier source C contenant du SQL embarqué nommé `prog1.pgc`. Il peut être transformé en programme exécutable à l'aide des commandes suivantes :

```
ecpg prog1.pgc
cc -I/usr/local/pgsql/include -c prog1.c
cc -o prog1 prog1.o -L/usr/local/pgsql/lib -lecpg
```

pg_basebackup

pg_basebackup — réalise une sauvegarde de base d'une instance PostgreSQL

Synopsis

`pg_basebackup` [*option*...]

Description

pg_basebackup est utilisé pour prendre une sauvegarde de base d'une instance PostgreSQL en cours d'exécution. Elles se font sans affecter les autres clients du serveur de bases de données et peuvent être utilisées pour une restauration jusqu'à un certain point dans le temps (voir Section 25.3) ou comme le point de départ d'un serveur en standby, par exemple avec la réplication en flux (voir Section 26.2).

pg_basebackup fait une copie binaire des fichiers de l'instance en s'assurant que le système est mis en mode sauvegarde puis en est sorti. Les sauvegardes sont toujours faites sur l'ensemble de l'instance, il n'est donc pas possible de sauvegarder une base individuelle ou des objets d'une base. Pour les sauvegardes de ce type, un outil comme pg_dump doit être utilisé.

La sauvegarde se fait via une connexion PostgreSQL standard et utilise le protocole de réplication. La connexion doit se faire avec un utilisateur doté de l'attribut `REPLICATION` ou `SUPERUSER` (voir Section 21.2), et `pg_hba.conf` doit explicitement permettre la connexion de réplication. Le serveur doit aussi être configuré avec un max_wal_senders suffisamment élevé pour laisser au moins une connexion disponible pour la sauvegarde et une pour le transfert par flux des WAL (si utilisé).

Plusieurs commandes `pg_basebackup` peuvent être exécutées en même temps mais il est préférable pour les performances de n'en faire qu'une seule et de copier le résultat.

pg_basebackup peut effectuer une sauvegarde non seulement à partir du serveur maître mais aussi du serveur esclave. Pour effectuer une sauvegarde à partir de l'esclave, paramétrer l'esclave de manière à ce qu'il accepte les connexions pour réplication (c'est-à-dire définir les paramètres `max_wal_senders` et hot_standby, et configurer l'authentification du client). Il sera aussi nécessaire d'activer full_page_writes sur le maître.

À noter qu'il existe des limites à la sauvegarde à chaud depuis un serveur esclave :

- Le fichier d'historique de la sauvegarde n'est pas créé dans l'instance de la base qui a été sauvegardée.
- pg_basebackup ne peut forcer le serveur standby à basculer vers un nouveau fichier WAL à la fin de la sauvegarde. Quand vous utilisez `-X none`, si l'activité en écriture sur le primaire est basse, pg_basebackup peut avoir besoin d'attendre un long moment pour que le dernier fichier WAL requis par la sauvegarde soit archivé. Dans ce cas, il pourrait être utile d'exécuter `pg_switch_wal` ur le primaire pour causer un changement immédiat de fichier WAL.
- Si le serveur esclave est promu maître durant la sauvegarde à chaud, la sauvegarde échouera.
- Toutes les entrées WAL nécessaires à la sauvegarde doivent disposer de suffisamment de pages complètes, ce qui nécessite d'activer `full_page_writes` sur le maître et de ne pas utiliser d'outils comme pg_compresslog en tant qu'`archive_command` pour supprimer les pages complètes inutiles des fichiers WAL.

Options

Les options suivantes en ligne de commande contrôlent l'emplacement et le format de la sortie.

`-D` *répertoire*
`--pgdata=`*répertoire*

Répertoire où sera écrit la sortie. pg_basebackup créera le répertoire et tous les sous-répertoires si nécessaire. Le répertoire peut déjà exister mais doit être vide. Dans le cas contraire, une erreur est renvoyée.

Quand la sauvegarde est en mode tar et que le répertoire est spécifié avec un tiret (`-`), le fichier tar sera écrit sur `stdout`.

Cette option est requise.

`-F` *format*
`--format=`*format*

Sélectionne le format de sortie. *format* peut valoir :

`p`
`plain`

Écrit des fichiers standards, avec le même emplacement que le répertoire des données et les tablespaces d'origine. Quand l'instance n'a pas de tablespace supplémentaire, toute la base de données sera placée dans le répertoire cible. Si l'instance contient des tablespaces supplémentaires, le répertoire principal des données sera placé dans le répertoire cible mais les autres tablespaces seront placés dans le même chemin absolu que celui d'origine. (Voir `--tablespace-mapping` pour changer cela.)

C'est le format par défaut.

`t`
`tar`

Écrit des fichiers tar dans le répertoire cible. Le répertoire principal de données sera écrit sous la forme d'un fichier nommé `base.tar` et tous les autres tablespaces seront nommés d'après l'OID du tablespace.

Si la valeur `-` (tiret) est indiquée comme répertoire cible, le contenu du tar sera écrit sur la sortie standard, ce qui est intéressant pour une compression directe via un tube. Ceci est seulement possible si l'instance n'a pas de tablespace supplémentaire et le le transfert des WAL par flux n'est pas utilisé.

`-r` *taux*
`--max-rate=`*taux*

Le taux maximum de transfert de données avec le serveur. Les valeurs sont en kilo-octets par seconde. Le suffixe `M` indique des méga-octets par seconde. Un suffixe `k` est aussi accepté mais n'a pas d'effet supplémentaire. Les valeurs valides vont de 32 ko/s à 1024 Mo/s.

Le but est de limiter l'impact de pg_basebackup sur le serveur.

Cette option affecte le transfert du répertoire de données. Le transfert des journaux de transactions est seulement affecté si la méthode de récupération est `fetch`.

`-R`
`--write-recovery-conf`

Écrit un fichier de configuration `recovery.conf` minimal dans le répertoire en sortie (ou dans le fichier d'archive du répertoire principal des données lors de l'utilisation du format tar) pour faciliter la configuration d'un serveur standby. Le fichier `recovery.conf` enregistrera les paramètres de connexion et, si indiqué, le slot de réplication utilisé par pg_basebackup, pour que la réplication en flux utilise la même configuration.

`-T` *`ancien_repertoire`*`=`*`nouveau_repertoire`*
`--tablespace-mapping=`*`ancien_repertoire`*`=`*`nouveau_repertoire`*

Transfère le tablespace du répertoire *`ancien_repertoire`* vers le répertoire *`nouveau_repertoire`* pendant la sauvegarde. Pour bien fonctionner, *`ancien_repertoire`* doit correspondre exactement à la spécification du tablespace tel qu'il est actuellement défini. (Mais il n'y a pas d'erreur s'il n'y a aucun tablespace dans *`ancien_repertoire`* contenu dans la sauvegarde.) *`ancien_repertoire`* et *`nouveau_repertoire`* doivent être des chemins absolus. Si un chemin survient pour contenir un signe `=`, échappez-le avec un anti-slash. Cette option peut être spécifiée plusieurs fois pour différents tablespaces. Voir les exemples ci-dessus.

Si un tablespace est transféré de cette façon, les liens symboliques à l'intérieur du répertoire de données principal sont mis à jour pour pointer vers le nouvel emplacement. Du coup, le nouveau répertoire de données est prêt à être utilisé sur la nouvelle instance avec tous les tablespaces dans les emplacements mis à jour.

Actuellement, cette option ne fonctionne qu'avec le format de sortie plain. Elle est ignorée sur le format tar est sélectionné.

`--waldir=`*`rep_wal`*

Indique l'emplacement du répertoire des journaux de transactions. *`rep_wal`* doit être un chemin absolu. Le répertoire des journaux de transactions peut seulement être spécifié quand la sauvegarde est en mode plain.

`-X` *`method`*
`--wal-method=`*`method`*

Inclut les journaux de transactions requis (fichiers WAL) dans la sauvegarde. Cela inclura toutes les transactions intervenues pendant la sauvegarde. À moins que la méthode `none` ne soit spécifiée, il est possible de lancer un postmaster directement sur le répertoire extrait sans avoir besoin de consulter les archives des journaux, ce qui rend la sauvegarde complètement autonome.

Les méthodes suivantes sont supportées pour récupérer les journaux de transactions :

`n`
`none`

N'inclue pas les journaux de transactions dans la sauvegarde.

`f`
`fetch`

Les journaux de transactions sont récupérés à la fin de la sauvegarde. Cela étant, il est nécessaire de définir le paramètre wal_keep_segments à une valeur suffisamment élevée pour que le journal ne soit pas supprimé avant la fin de la sauvegarde. Si le journal est l'objet d'une rotation au moment où il doit être transféré, la sauvegarde échouera et sera inutilisable.

Quand le format tar est utilisé, les journaux de transactions seront écrit dans le fichier `base.tar`.

`s`
`stream`

Envoie le journal de transactions tandis que la sauvegarde se réalise. Cette option ouvre une seconde connexion sur le serveur et commence l'envoi du journal de transactions en parallèle tout en effectuant la sauvegarde. À cet effet, ce mécanisme s'appuie sur deux connexions configurées par le paramètre max_wal_senders. Ce mode permet de ne pas avoir à sauvegarder des journaux de transactions additionnels sur le serveur maître, aussi longtemps que le client pourra suivre le flux du journal de transactions.

Quand le format tar est utilisé, les journaux de transactions seront écrits dans un fichier séparé nommé `pg_wal.tar` (si le serveur est d'une version antérieure à la version 10, le fichier sera nommé `pg_xlog.tar`).

Cette valeur est la valeur par défaut.

`-z`
`--gzip`

Active la compression gzip de l'archive tar en sortie, avec le niveau de compression par défaut. La compression est disponible seulement lors de l'utilisation du format tar, et le suffixe `.gz` sera automatiquement ajouté à tous les noms de fichier tar.

`-Z` *`niveau`*
`--compress=`*`niveau`*

Active la compression gzip du fichier tar en sortie, et précise le niveau de compression (de 0 à 9, 0 pour sans compression, 9 correspondant à la meilleure compression). La compression est seulement disponible lors de l'utilisation du format tar, et le suffixe `.gz` sera automatiquement ajouté à tous les noms de fichier tar.

Les options suivantes en ligne de commande contrôlent la génération de la sauvegarde et l'exécution du programme.

`-c` *`fast|spread`*
`--checkpoint=`*`fast|spread`*

Configure le mode du checkpoint à immédiat (fast) ou en attente (spread, la valeur par défaut). Voir Section 25.3.3.

`-C`
`--create-slot`

Cette option cause la création d'un slot de réplication nommé par l'option `--slot` avant le début de la sauvegarde. Dans ce cas, une erreur est levée si le slot existe déjà.

`-l` *`label`*
`--label=`*`label`*

Configure le label de la sauvegarde. Sans indication, une valeur par défaut, « `pg_basebackup base backup` » sera utilisée.

`-n`
`--no-clean`

Par défaut, quand `pg_basebackup` échoue en erreur, il supprime tout répertoire qu'il aurait pu créer avant de découvrir qu'il ne peut pas terminer le travail (par exemple, le répertoire de données et le répertoire des journaux de transactions). Cette option empêche le nettoyage et est donc pratique pour le débogage.

Remarquez que les répertoires des tablespaces ne sont pas supprimés non plus.

`-N`
`--no-sync`

Par défaut, `pg_basebackup` attendra que tous les fichiers soient écrits de manière sûre sur disque. Cette option demande à `pg_basebackup` de renvoyer la main sans attendre, ce qui est plus rapide, mais signifie qu'un arrêt brutal du serveur survenant après la sauvegarde peut laisser la sauvegarde des bases dans un état corrompu. De manière générale, cette option est utile durant les tests mais ne devrait pas être utilisée dans un environnement de production.

`-P`
`--progress`

Active l'indicateur de progression. Activer cette option donnera un rapport de progression approximatif lors de la sauvegarde. Comme la base de données peut changer pendant la sauvegarde, ceci est seulement une approximation et pourrait ne pas se terminer à exactement `100%`. En particulier, lorsque les journaux de transactions sont inclus dans la sauvegarde, la quantité totale de données ne peut pas être estimée à l'avance et, dans ce cas, la taille cible estimée va augmenter quand il dépasse l'estimation totale sans les journaux de transactions.

Quand cette option est activée, le serveur commencera par calculer la taille totale des bases de données, puis enverra leur contenu. Du coup, cela peut rendre la sauvegarde plus longue, en particulier plus longue avant l'envoi de la première donnée.

`-S` *`nom_slot`*
`--slot=`*`nom_slot`*

Cette option peut seulement être utilisée avec l'option `-X stream`. Elle fait en sorte que l'envoi des journaux dans le flux de réplication utilise le slot de réplication indiqué. Si la sauvegarde de base doit être utilisée pour un serveur standby avec un slot de réplication, elle devrait alors utiliser le même nom pour le slot de réplication dans le fichier `recovery.conf`. Ainsi, il est certain que le serveur ne supprimera pas les journaux nécessaires entre la fin de la sauvegarde et le début du lancement de la réplication en flux.

Le slot de réplication spécifié doit exister sauf si l'option `-C` est aussi utilisée.

Si cette option n'est pas spécifiée et que le serveur supporte les slots de réplication temporaires (version 10 et supérieures), alors un slot de réplication temporaire sera automatiquement utilisé pour le transfert des WAL par flux.

`-v`
`--verbose`

Active le mode verbeux, qui affichera les étapes supplémentaires pendant le démarrage et l'arrêt ainsi que le nom de fichier exact qui est en cours de traitement si le rapport de progression est aussi activé.

`--no-slot`

Cette option empêche la création d'un slot de réplication temporaire pendant la sauvegarde même si cela est supporté par le serveur.

Les slots de réplication temporaires sont crées par défaut si aucun nom de slot n'est précisé avec l'option `-S` quand l'envoi des journaux de transactions par flux est utilisé.

Le but principal de cette option est d'autoriser la réalisation d'une sauvegarde des bases quand le serveur ne dispose plus de slot de réplication libre. Utiliser les slots de réplication est presque toujours la meilleure solution, car cela empêche le serveur de supprimer pendant la sauvegarde les WAL nécessaires.

`--no-verify-checksums`

Désactive la vérification des sommes de contrôles, si elles sont activées sur le serveur sur lequel la sauvegarde est réalisée.

Par défaut, les sommes de contrôles sont vérifiées et les erreurs produiront un code de sortie différent de zéro. Cependant, la sauvegarde ne sera pas supprimée même dans ce cas, comme si l'option `--no-clean` avait été utilisée.

Les options suivantes en ligne de commande contrôlent les paramètres de connexion à la base de données.

`-d` *`connstr`*
`--dbname=`*`connstr`*

Indique les paramètres utilisés pour se connecter au serveur sous la forme d'une chaîne de connexion ; elles surchargeront les options en ligne de commande conflictuelles.

Cette option est appelée `--dbname` par cohérence avec les autres applications clientes mais comme pg_basebackup ne se connecte à aucune base de données particulière dans l'instance, le nom de la base de données dans la chaîne de connexion est ignorée.

`-h` *`hôte`*
`--host=`*`hôte`*

Indique le nom d'hôte de la machine sur laquelle le serveur de bases de données est exécuté. Si la valeur commence par une barre oblique (/), elle est utilisée comme répertoire pour le socket de domaine Unix. La valeur par défaut est fournie par la variable d'environnement `PGHOST`, si elle est initialisée. Dans le cas contraire, une connexion sur la socket de domaine Unix est tentée.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Indique le port TCP ou l'extension du fichier local de socket de domaine Unix sur lequel le serveur écoute les connexions. La valeur par défaut est fournie par la variable d'environnement `PGPORT`, si elle est initialisée. Dans le cas contraire, il s'agit de la valeur fournie à la compilation.

`-s` *`interval`*
`--status-interval=`*`interval`*

Spécifie le rythme en secondes de l'envoi des paquets au serveur informant de l'état en cours. Ceci permet une supervision plus facile du progrès à partir du serveur. Une valeur de zéro désactive complètement les mises à jour périodiques de statut, bien qu'une mise à jour sera toujours envoyée lorsqu'elle est demandée par le serveur, pour éviter une déconnexion suite au dépassement d'un délai. La valeur par défaut est de 10 secondes.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Le nom d'utilisateur utilisé pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force pg_basebackup à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais nécessaire car pg_basebackup demande automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, pg_basebackup perd une tentative de connexion pour tester si le serveur demande un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

D'autres options sont aussi disponibles :

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_basebackup puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_basebackup, puis quitte

Environnement

Cet outil, comme la plupart des outils PostgreSQL, utilise les variables d'environnement supportées par libpq (voir Section 34.14).

Notes

Au début d'une sauvegarde, un checkpoint doit être écrit sur le serveur où est réalisé la sauvegarde. Tout spécialement si l'option `--checkpoint=fast` n'est pas utilisée, ceci peut prendre du temps pendant lequel pg_basebackup semblera inoccupé.

La sauvegarde inclura tous les fichiers du répertoire de données et des tablespaces, ceci incluant les fichiers de configuration et tout fichier supplémentaire placé dans le répertoire par d'autres personnes, à l'exception de certains fichiers temporaires générés par PostgreSQL. Seuls les fichiers réguliers et les répertoires sont copiés, à l'exception des liens symboliques utilisés pour les tablespaces qui sont préservés. Les liens symboliques pointant vers certains répertoires connus de PostgreSQL sont copiés comme de nouveaux répertoires. Les autres liens symboliques et les fichiers de périphérique spéciaux sont ignorés. Voir Section 53.6 pour des détails précis.

Les tablespaces seront en format plain par défaut et seront sauvegardés avec le même chemin que sur le serveur, sauf si l'option `--tablespace-mapping` est utilisée. Sans cette option, lancer une sauvegarde de format plain sur le même serveur ne fonctionnera pas si les tablespaces sont utilisés car la sauvegarde devra écrire dans les mêmes répertoires que ceux des tablespaces originaux.

Quand le format tar est utilisé, c'est de la responsabilité de l'utilisateur de déballer chaque archive tar avant de démarrer le serveur PostgreSQL. S'il existe des tablespaces supplémentaires, les archives tar les concernant doivent être déballés au même emplacement. Dans ce cas, les liens symboliques pour ces tablespaces seront créés par le serveur suivant le contenu du fichier `tablespace_map` qui est inclus dans le fichier `base.tar`.

pg_basebackup fonctionne sur les serveurs de même version ou de versions plus anciennes (donc de version supérieure ou égale à la 9.1). Néanmoins, le mode de flux de journaux (option `-X`) fonctionne seulement avec les serveurs en version 9.3 et ultérieures, et le format tar (`--format=tar`) de la version actuelle fonctionne seulement avec les serveurs en version 9.5 et ultérieures.

pg_basebackup conservera les droits du groupe avec les formats `plain` et `tar` si les droits du groupe sont activés sur l'instance source.

Exemples

Pour créer une sauvegarde de base du serveur `mon_sgbd` et l'enregistrer dans le répertoire local `/usr/local/pgsql/data` :

```
$ pg_basebackup -h mon_sgbd -D /usr/local/pgsql/data
```

Pour créer une sauvegarde du serveur local avec un fichier tar compressé pour chaque tablespace, et stocker le tout dans le répertoire `sauvegarde`, tout en affichant la progression pendant l'exécution :

```
$ pg_basebackup -D sauvegarde -Ft -z -P
```

Pour créer une sauvegarde d'une base de données locale avec un seul tablespace et la compresser avec bzip2 :

```
$ pg_basebackup -D - -Ft -X fetch | bzip2 > backup.tar.bz2
```

(cette commande échouera s'il existe plusieurs tablespaces pour cette instance)

Pour créer une sauvegarde d'une base locale où le tablespace situé dans `/opt/ts` doit être déplacé vers `./backup/ts` :

```
$ pg_basebackup -D backup/data -T /opt/ts=$(pwd)/backup/ts
```

Voir aussi

pg_dump

pgbench

pgbench — Réalise un test de benchmark pour PostgreSQL

Synopsis

`pgbench -i` [*option*...] [*nom_base*]

`pgbench` [*option*...] [*nom_base*]

Description

pgbench est un programme pour réaliser simplement des tests de performance (*benchmark*) sur PostgreSQL. Il exécute la même séquence de commandes SQL en continu, potentiellement avec plusieurs sessions concurrentes puis calcule le taux de transactions moyen (en transactions par secondes). Par défaut, pgbench teste un scénario vaguement basé sur TPC-B, impliquant cinq commandes `SELECT`, `UPDATE` et `INSERT` par transaction. Toutefois, il est facile de tester d'autres scénarios en écrivant vos propres scripts de transactions.

Une sortie classique de pgbench ressemble à ceci :

```
transaction type: <builtin: TPC-B (sort of)>
scaling factor: 10
query mode: simple
number of clients: 10
number of threads: 1
number of transactions per client: 1000
number of transactions actually processed: 10000/10000
tps = 85.184871 (including connections establishing)
tps = 85.296346 (excluding connections establishing)
```

Les six premières lignes rapportent quelques-uns des paramètres les plus importants qui ont été définis. La ligne suivante remonte le nombre de transactions réalisées et prévues. (La seconde rapporte juste le ratio entre le nombre de clients et le nombre de transactions par client). Ils seront équivalents à moins que l'exécution ait échoué avant la fin. (Avec le mode `-T`, seul le nombre réel de transactions est affiché.) Les deux dernières lignes remontent le nombre de transactions par secondes incluant ou pas le temps utilisé à démarrer une session.

Les transactions de ce test, proche de TPC-B, nécessitent d'avoir défini au préalable quelques tables spécifiques. pgbench devrait être utilisé avec l'option `-i` (initialisation) pour créer et remplir ces tables. (Si vous testez un script personnalisé, vous n'aurez pas besoin de cette étape, mais vous aurez besoin de mettre en place tout ce dont votre script aura besoin). Une initialisation ressemble à cela :

```
pgbench -i [ autres-options
] nom_base
```

où *nom_base* est le nom de la base de données pré-existante sur laquelle on conduit les tests. (Vous aurez aussi probablement besoin des options `-h`, `-p` et/ou `-U` pour spécifier comment se connecter au serveur de base de données.)

> **Attention**
>
> `pgbench -i` crée quatre tables nommées `pgbench_accounts`, `pgbench_branches`, `pgbench_history` et `pgbench_tellers`, détruisant toute table qui porterait l'un de ces

noms. Attention à utiliser une autre base de données si vous avez des tables qui portent ces noms !

Par défaut, avec un facteur d'échelle de 1, les tables contiennent initialement les nombres de lignes suivants :

```
table                   # de lignes
---------------------------------
pgbench_branches        1
pgbench_tellers         10
pgbench_accounts        100000
pgbench_history         0
```

Vous pouvez (et, dans la plupart des cas, devriez) augmenter le nombre de lignes en utilisant l'option `-s`. Le facteur de remplissage `-F` peut aussi être utilisée à cet effet.

Une fois la mise en place terminée, vous pouvez lancer vos benchmarks sans inclure l'option `-i`, c'est-à-dire :

```
pgbench [ options ]
nom_base
```

Dans presque tous les cas, vous allez avoir besoin de certaines options pour rendre vos tests plus pertinents. Les options les plus importantes sont : `-c` (le nombre de clients), `-t` (le nombre de transactions), `-T` (l'intervalle de temps) et `-f` (le script à lancer). Vous trouverez ci-dessous toutes les options disponibles.

Options

La partie suivante est divisée en trois sous-parties : des options différentes sont utilisées pendant l'initialisation et pendant les tests ; certaines options sont utiles dans les deux cas.

Options d'initialisation

Pour réaliser l'initialisation, pgbench accepte les arguments suivants en ligne de commande :

`-i`
`--initialize`

Nécessaire pour passer en mode initialisation.

`-I` *`init_steps`*
`--init-steps=`*`init_steps`*

N'effectue qu'une partie des étapes d'initialisation habituelles. *`init_steps`* spécifie les étapes d'initialisation à exécuter, à raison d'un caractère par étape. Chaque étape est appelée dans l'ordre indiqué. La valeur par défaut est `dtgvp`. Voici la liste des différentes étapes disponibles :

`d` (Détruit)

Supprime toutes les tables pgbench déjà présentes.

`t` (crée Tables)

Crée les tables utilisées par le scénario pgbench standard, à savoir `pgbench_accounts`, `pgbench_branches`, `pgbench_history` et `pgbench_tellers`.

`g` (Génère les données)

Génère des données et les charge dans les tables standards, remplaçant toutes les données déjà présentes.

`v` (Vacuum)

Appelle `VACUUM` sur les tables standards.

`p` (clés Primaires)

Crée les clés primaires sur les tables standards.

`f` (*Foreign keys*)

Crée les contraintes de clés étrangères entre les différentes tables standards. (Notez que cette étape n'est pas exécutée par défaut.)

`-F` *`fillfactor`*
`--fillfactor=` *`fillfactor`*

Crée les tables `pgbench_accounts`, `pgbench_tellers` et `pgbench_branches` avec le facteur de remplissage (*fillfactor*) spécifié. La valeur par défaut est 100.

`-n`
`--no-vacuum`

Ne réalise pas de VACUUM après l'initialisation. (Cette option supprime l'étape d'initialisation `v`, même si elle était précisée dans `-I`.)

`-q`
`--quiet`

Passe du mode verbeux au mode silencieux, en n'affichant qu'un message toutes les 5 secondes. Par défaut, on affiche un message toutes les 100 000 lignes, ce qui engendre souvent plusieurs lignes toutes les secondes (particulièrement sur du bon matériel)

`-s` *`scale_factor`*
`--scale=` *`scale_factor`*

Multiplie le nombre de lignes générées par le facteur d'échelle (*scale factor*). Par exemple, `-s 100` va créer 10 millions de lignes dans la table `pgbench_accounts`. La valeur par défaut est 1. Lorsque l'échelle dépasse 20 000, les colonnes utilisées pour contenir les identifiants de compte (colonnes `aid`) vont être converties en grands entiers (`bigint`), de manière à être suffisamment grandes pour contenir l'espace des identifiants de compte.

`--foreign-keys`

Crée des contraintes de type clé étrangère entre les tables standards. (Cette option ajoute l'étape d'initialisation `f`, si elle n'est pas déjà présente.)

`--index-tablespace=`*`index_tablespace`*

Crée un index dans le tablespace spécifié plutôt que dans le tablespace par défaut.

`--tablespace=`*`tablespace`*

Crée une table dans le tablespace spécifié plutôt que dans le tablespace par défaut.

`--unlogged-tables`

Crée toutes les tables en tant que tables non journalisées (*unlogged tables*) plutôt qu'en tant que tables permanentes.

Options des benchmarks

Pour réaliser un benchmark pgbench accepte les arguments suivants en ligne de commande :

`-b` *`nom_script[@poids]`*
`--builtin=`*`nom_script[@poids]`*

Ajoute le script interne spécifié à la liste des scripts à exécuter. Les scripts internes disponibles sont `tpcb-like`, `simple-update` et `select-only`. L'utilisation des préfixes non ambigus des noms de scripts internes est acceptée. En utilisant le nom spécial `list`, la commande affiche la liste des scripts internes, puis quitte immédiatement.

En option, il est possibl d'écrire un poids en entier après `@` pour ajuster la probabilité de sélectionner ce script plutôt que les autres. Le poids par défaut est de 1. Voir ci-dessous pour les détails.

`-c` *`clients`*
`--client=` *`clients`*

Nombre de clients simulés, c'est-à-dire le nombre de sessions concurrentes sur la base de données. La valeur par défaut est à 1.

`-C`
`--connect`

Établit une nouvelle connexion pour chaque transaction, plutôt que de ne le faire qu'une seule fois par session cliente. C'est une option très utile pour mesurer la surcharge engendrée par la connexion.

`-d`
`--debug`

Affiche les informations de debug.

`-D` *`variable`*`=`*`value`*
`--define=`*`variable`*`=`*`value`*

Définit une variable à utiliser pour un script personnalisé Voir ci-dessous pour plus de détails. Il est possible d'utiliser plusieurs fois l'option `-D`.

`-f` *`nom_fichier[@poids]`*
`--file=`*`nom_fichier[@poids]`*

Ajoute un script de transactions nommé *`nom_fichier`* à la liste des scripts à exécuter.

En option, il est possible d'écrire un poids sous la forme d'un entier après le symbole `@` pour ajuster la probabilité de sélectionner ce script plutôt qu'unautre. Le poids par défaut est de 1. (Pour utiliser un nom de fichier incluant un caractère `@`, ajoutez un poids pour qu'il n'y ait pas d'ambiguité, par exemple `filen@me@1`.) Voir ci-dessous pour les détails.

`-j` *`threads`*
`--jobs=` *`threads`*

Nombre de processus utilisés dans pgbench. Utiliser plus d'un thread peut être utile sur des machines possédant plusieurs cœurs. Les clients sont distribués de la manière la plus uniforme possible parmi les threads. La valeur par défaut est 1.

`-l`
`--log`

Rapporte les informations sur chaque transaction dans un fichier journal. Voir ci-dessous pour plus de détails.

`-L` *`limite`*
`--latency-limit=`*`limite`*

Les transactions durant plus de *`limite`* millisecondes sont comptabilisée et rapportées séparément en tant que *late*.

Lorsqu'un bridage est spécifié(`--rate=...`), les transactions qui accusent un retard sur la planification supérieur à *`limite`* millisecondes, et celles qui n'ont aucune chance de respecter la limite de latence ne sont pas du tout envoyées au serveur. Elles sont comptabilisées et rapportées séparément en tant que *skipped* (ignorées).

`-M` *`querymode`*
`--protocol=` *`querymode`*

Protocole à utiliser pour soumettre des requêtes au serveur :

- `simple` : utilisation du protocole de requêtes standards.
- `extended` : utilisation du protocole de requête étendu.
- `prepared` : utilisation du protocole de requête étendu avec instructions préparées.

Par défaut, le protocole de requête standard est utilisé (voir Chapitre 53 pour plus d'informations).

`-n`
`--no-vacuum`

Ne réalise pas de VACUUM avant de lancer le test. Cette option est *nécessaire* si vous lancez un scénario de test personnalisé qui n'utilise pas les tables standards `pgbench_accounts`, `pgbench_branches`, `pgbench_history` et `pgbench_tellers` .

`-N`
`--skip-some-updates`

Exécute le script interne simple-update. Raccourci pour `-b simple-update`.

`-P` *`sec`*
`--progress=` *`sec`*

Affiche un rapport de progression toutes les *`sec`* secondes. Ce rapport inclut la durée du test, le nombre de transactions par seconde depuis le dernier rapport et la latence moyenne des transactions, ainsi que la déviation depuis le dernier rapport. Avec le bridage (option `-R`), la latence est calculée en fonction de la date de démarrage ordonnancée de la transaction et non de son temps de démarrage réel, donc elle inclut aussi la latence moyenne du temps d'ordonnancement.

`-r`
`--report-latencies`

Rapporte la latence moyenne par instruction (temps d'exécution du point de vue du client) de chaque commande après la fin du benchmark. Voir ci-dessous pour plus de détails.

`-R` *`rate`*
`--rate=`*`rate`*

Exécute les transactions en visant le débit spécifié, au lieu d'aller le plus vite possible (le défaut). Le débit est donné en transactions par seconde. Si le débit visé est supérieur au maximum possible, la limite de débit n'aura aucune influence sur le résultat.

Pour atteindre ce débit, les transactions sont ordonnancées avec une distribution suivant une loi de Poisson. La date de démarrage prévue se calcule depuis le moment où le client a démarré et pas depuis le moment où la dernière transaction s'est achevée. Cette approche signifie que, si une transaction dépasse sa date de fin prévue, un rattrapage est encore possible pour les suivantes.

Lorsque le bridage est actif, la latence de la transaction rapportée en fin de test est calculée à partir des dates de démarrage ordonnancées, c'est-à-dire qu'elle inclut le temps où chaque transaction attend que la précédente se termine. Le temps d'attente est appelé temps de latence d'ordonnancement, et ses valeurs moyenne et maximum sont rapportées séparément. La latence de transaction par rapport au temps de démarrage réel, c'est-à-dire le temps d'exécution de la transaction dans la base, peut être récupérée en soustrayant le temps de latence d'ordonnancement à la latence précisée dans les journaux.

Si l'option `--latency-limit` est utilisée avec l'option `--rate`, une transaction peut avoir une telle latence qu'elle serait déjà supérieure à limite de latence lorsque la transaction précédente se termine, car la latence est calculée au moment de la date de démarrage planifiée. Les transactions concernées ne sont pas envoyées à l'instance, elles sont complètement ignorées et comptabilisées séparément.

Une latence de planification élevée est une indication que le système n'arrive pas à traiter les transactions à la vitesse demandée, avec les nombres de clients et threads indiqués. Lorsque le temps moyen d'exécution est plus important que l'intervalle prévu entre chaque transaction, les transactions vont prendre du retard une-à-une, et la latence de planification va continuer de croître tout le long de la durée du test. Si cela se produit, vous devrez réduire le taux de transaction que vous avez spécifié.

`-s` *`scale_factor`*
`--scale=`*`scale_factor`*

Affiche le facteur d'échelle dans la sortie de pgbench. Avec les tests internes, ce n'est pas nécessaire ; le facteur d'échelle approprié sera détecté en comptant le nombre de lignes dans la table `pgbench_branches`. Toutefois, lors de l'utilisation d'un benchmark avec un scénario personnalisé (option `-f`), le facteur d'échelle sera affiché à 1 à moins que cette option soit utilisée.

`-S`
`--select-only`

Exécute le script interne select-only. Raccourci pour `-b select-only`.

`-t` *`transactions`*
`--transactions=` *`transactions`*

Nombre de transactions lancées par chaque client. La valeur par défaut est 10.

`-T` *`seconds`*
`--time=`*`seconds`*

Lance le test pour la durée spécifiée en secondes, plutôt que pour un nombre fixe de transactions par client. Les options `-t` et `-T` ne sont pas compatibles.

`-v`
`--vacuum-all`

Réalise un VACUUM sur les quatre tables standards avant de lancer le test. Sans l'option `-n` ou `-v`, pgbench lancera un VACUUM sur les tables `pgbench_tellers` et `pgbench_branches`, puis tronquera `pgbench_history`.

`--aggregate-interval=` *`secondes`*

Taille de l'intervalle d'agrégation (en secondes). Ne peut être utilisée qu'avec l'option -l. Avec cette option, le journal contiendra des résumés par intervalle, comme décrit ci-dessous.

`--log-prefix=`*`prefix`*

Définit le préfixe des fichiers logs créés par `--log`. Le défaut est `pgbench_log`.

`--progress-timestamp`

Lorsque la progression est affichée (option `-P`), utilise un horodatage de type timestamp (epoch Unix) au lieu d'un nombre de secondes depuis le début de l'exécution. L'unité est la seconde avec une précision en millisecondes après le point. Ceci aide à comparer les traces générées par différents outils.

`--random-seed=`*`SEED`*

Fournit la graine du générateur de nombres aléatoires, qui produira alors une séquence d'états initiaux du générateur, un pour chaque thread. Les valeurs pour *`SEED`* peuvent être `time` (par défaut, la graine est basée sur l'heure en cours), `rand` (utilise une source fortement aléatoire, et tombe en échec si aucune n'est disponible), ou une valeur entière non signée. Le générateur aléatoire est appelé depuis un script pgbench explicitement (fonctions `random...`) ou implicitement (par exemple l'option `--rate` l'utilise pour planifier les transactions). Si elle est mise en place explicitement, la valeur utilisée comme graine est affichée sur le terminal. N'importe quelle valeur autorisée pour *`SEED`* peut aussi être fournie par la variable d'environnement `PGBENCH_RANDOM_SEED`. Pour garantir que la graine fournie couvre tous les cas d'usage possibles, mettez cette fonction en premier ou utilisez la variable d'environnement.

Placer cette variable explicitement permet de reproduire un run `pgbench` exactement identique, du moins en ce qui concerne les nombres aléatoires. Comme l'état du générateur aléatoire est géré par thread, `pgbench` s'exécutera à l'identique s'il y a un client par thread et pas de dépendance externe ou par rapport aux données. D'un point de vue statistique, reproduire des runs est une mauvaise idée, car cela peut masquer la variabilité des performances ou améliorer les performances excessivement, par exemple en appelant les mêmes pages qu'un run précédent. Cependant, ce peut être d'une grande aide pour déboguer, par exemple pour reproduire un cas tordu provoquant une erreur. À utiliser judicieusement.

`--sampling-rate=` *`rate`*

Taux d'échantillonnage utilisé lors de l'écriture des données dans les journaux, afin d'en réduire la quantité. Si cette option est utilisée, n'y sera écrite que la proportion indiquée des transactions. 1.0 signifie que toutes les transactions seront journalisées, 0.05 signifie que 5% de toutes les transactions le seront.

Pensez à prendre le taux d'échantillonnage en compte en consultant le journal. Par exemple, lorsque vous évaluez le nombre de transactions par seconde, vous devrez multiplier les nombres en conséquence. (Par exemple, avec un taux d'échantillonnage de 0,01, vous n'obtiendrez que 1/100 du tps réel).

Options courantes

pgbench accepte les arguments suivants en ligne de commande :

`-h` *`hostname`*
`--host=` *`hostname`*

Le nom du serveur de base de données

`-p` *`port`*
`--port=` *`port`*

Le port d'écoute de l'instance sur le serveur de base de données

`-U` *`login`*
`--username=` *`login`*

Le nom de l'utilisateur avec lequel on se connecte

`-V`
`--version`

Affiche la version de pgbench puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pgbench puis quitte.

Notes

Quelles sont les « transactions » réellement exécutées dans pgbench ?

pgbench exécute des scripts de tests choisis de façon aléatoire à partir d'une sélection. Les scripts pourraient inclure des scripts internes indiqués avec l'option `-b` et des scripts fournis par l'utilisateur indiqués avec l'option `-f`. Chaque script peut se voir affecter un poids spécifique après un caractère `@` pour modifier sa probabilité de sélection. Le poids par défaut est de `1`. Les scripts avec un poids de `0` sont ignorés.

Le script interne par défaut (aussi appelé avec `-b tpcb-like`) exécute sept commandes par transaction choisies de façon aléatoire parmi `aid`, `tid`, `bid` et `delta`. Le scénario s'inspire du jeu de tests de performance TPC-B benchmark mais il ne s'agit pas réellement de TPC-B, d'où son nom.

1. `BEGIN;`
2. `UPDATE pgbench_accounts SET abalance = abalance + :delta WHERE aid = :aid;`
3. `SELECT abalance FROM pgbench_accounts WHERE aid = :aid;`
4. `UPDATE pgbench_tellers SET tbalance = tbalance + :delta WHERE tid = :tid;`
5. `UPDATE pgbench_branches SET bbalance = bbalance + :delta WHERE bid = :bid;`
6. `INSERT INTO pgbench_history (tid, bid, aid, delta, mtime) VALUES (:tid, :bid, :aid, :delta, CURRENT_TIMESTAMP);`
7. `END;`

Si vous sélectionnez le script interne `simple-update` (ou `-N`), les étapes 4 et 5 ne sont pas incluses dans la transaction. Ceci évitera des contentions au niveau des mises à jour sur ces tables, mais le test ressemblera encore moins à TPC-B.

Si vous sélectionnez le script interne `select-only` (ou `-S`), alors seul le `SELECT` est exécuté.

Scripts personnalisés

pgbench est capable d'utiliser des scénarios de test de performance personnalisés, en remplaçant le script de transactions par défaut (décrit ci-dessus) par un script de transactions lu depuis un fichier spécifié avec l'option (`-f`). Dans ce cas, une « transaction » est comptabilisée comme une exécution du fichier script.

Un fichier script contient une ou plusieurs commandes SQL terminées par des points-virgules. Les lignes vides et les lignes commençant par `--` sont ignorées. Les fichiers scripts peuvent aussi contenir des « méta-commandes », qui seront interprétées par pgbench comme indiqué plus bas.

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 9.6, les commandes SQL comprises dans les fichiers scripts étaient terminées par un retour à la ligne. Elles ne pouvaient donc pas être écrites sur plusieurs lignes. Maintenant, un point-virgule est *requis* pour séparer des commandes SQL consécutives (bien qu'une commande SQL n'en a pas besoin si elle est suivie par une méta-commande). Si vous avez besoin de créer un fichier script qui fonctionne avec les anciennes et nouvelles versions de pgbench, assurez-vous d'écrire chaque commande SQL sur une seule ligne et en terminant avec un point-virgule.

Il est possible de procéder facilement à de la substitution de variables dans les fichiers scripts. Les noms de variables doivent consister en lettres (y compris des caractères non-Latin), chiffres et soulignés (_), mais le premier caractère ne doit pas être un chiffre. Les variables peuvent être instanciées via l'option `-D` de la ligne de commande comme décrit ci-dessus, ou grâce aux méta-commandes décrites ci-dessous. En plus des commandes pré-définies par l'option de la ligne de commande `-D`, quelques variables sont automatiquement prédéfinies, listées sous Tableau 242. Une valeur de ces variables définie via l'option `-D` aura priorité sur la valeur définie automatiquement. Une fois définie, la valeur d'une variable peut être insérée dans les commandes SQL en écrivant `:` *`nom_variable`*. S'il y a plus d'une session par client, chaque session possède son propre jeu de variables.

Tableau 242. Variables automatiques

Variable	Description
`client_id`	nombre unique permettant d'identifier la session client (commence à zéro)
`default_seed`	graine utilisée par défaut dans les fonctions de hachage
`random_seed`	graine du générateur aléatoire (si pas remplacée avec `-D`)
`scale`	facteur d'échelle courant

Dans les fichiers de scripts, les méta-commandes commencent avec un anti-slash (`\`) et s'étendent jusqu'à la fin de la ligne, même si elles peuvent s'étendre sur plusieurs lignes en écrivant anti-slash puis un retour chariot. Les arguments d'une méta-commande sont séparés par des espaces vides. Les méta-commandes suivantes sont supportées :

`\if` *`expression`*
`\elif` *`expression`*
`\else`
`\endif`

Ce groupe de commandes implémente des blocs conditionnels imbriquables, de manière similaire au `\if` *`expression`* de `psql`. Les expressions conditionnelles sont identiques à celles avec `\set`, les valeurs autres que zéro valant `true`.

`\set` *`nom_variable expression`*

Définit la variable *`nom_variable`* à une valeur définie par *`expression`*. L'expression peut contenir la constante `NULL`, les constantes booléennes `TRUE` et `FALSE`, des constantes entières comme `5432`, des constantes double précision comme `3.14159`, des références à des variables `:`*`nomvariable`*, des opérateurs avec leur priorité et leur associativité habituelles en SQL, des appels de fonction, des expressions conditionnelles génériques SQL avec `CASE` et des parenthèses.

Les fonctions et la plupart des opérateurs retournent `NULL` en cas d'entrée à `NULL`.

En ce qui concerne les conditions, les valeurs numériques différentes de zéro valent TRUE, les valeurs numériques à zéro et NULL sont FALSE.

Quand aucune clause finale ELSE n'est fournie à un CASE, la valeur par défaut est NULL.

Exemples :

```
\set ntellers 10 * :scale
\set aid (1021 * random(1, 100000 * :scale)) % \
           (100000 * :scale) + 1
\set divx CASE WHEN :x <> 0 THEN :y/:x ELSE NULL END
```

`\sleep` *`nombre`* `[ us | ms | s ]`

Entraîne la suspension de l'exécution du script pendant la durée spécifiée en microsecondes (`us`), millisecondes (`ms`) ou secondes (`s`). Si l'unité n'est pas définie, l'unité par défaut est la seconde. Ce peut être soit un entier constant, soit une référence *`:nom_variable`* vers une variable retournant un entier.

Exemple :

```
\sleep 10 ms
```

`\setshell` *`nom_variable commande`* `[` *`argument`* `... ]`

Définit la variable *`nom_variable`* comme le résultat d'une commande shell nommée *`commande`* aves le(s) *`argument`*(s) donné(s). La commande doit retourner un entier sur la sortie standard.

`commande` et chaque *`argument`* peuvent être soit une constante de type text, soit une référence *`:nom_variable`* à une variable. Si vous voulez utiliser un *`argument`* commençant avec un symbole deux-points, écrivez un deux-points supplémentaire au début de l'*`argument`*.

Exemple :

```
\setshell variable_à_utiliser commande
 argument_litéral :variable
::literal_commencant_avec_deux_points
```

`\shell` *`commande`* `[` *`argument`* `... ]`

Identique à `\setshell`, mais le résultat de la commande sera ignoré.

Exemple :

```
\shell command
 literal_argument :variable ::literal_starting_with_colon
```

Opérateurs intégrés

Les opérateurs arithmétiques, de manipulation de bits, de comparaison et logiques listés dans Tableau 243 sont intégrés dans pgbench et peuvent être utilisés dans des expressions apparaissant dans `\set`.

Tableau 243. Opérateurs pgbench par priorité croissante

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
`OR`	ou logique	`5 or 0`	`TRUE`
`AND`	et logique	`3 and 0`	`FALSE`
`NOT`	non logique	`not false`	`TRUE`
`IS [NOT] (NULL|TRUE|FALSE)`	tests de valeurs	`1 is null`	`FALSE`
`ISNULL|NOTNULL`	tests sur NULL	`1 notnull`	`TRUE`
`=`	est égal	`5 = 4`	`FALSE`
`<>`	n'est pas égal	`5 <> 4`	`TRUE`
`!=`	n'est pas égal	`5 != 5`	`FALSE`
`<`	inférieur à	`5 < 4`	`FALSE`
`<=`	inférieur ou égal	`5 <= 4`	`FALSE`
`>`	plus grand que	`5 > 4`	`TRUE`
`>=`	plus grand ou égal	`5 >= 4`	`TRUE`
`|`	OU binaire sur entier	`1 | 2`	`3`
`#`	XOR binaire sur entier	`1 # 3`	`2`
`&`	ET binaire sur entier	`1 & 3`	`1`
`~`	NON binaire sur entier	`~ 1`	`-2`
`<<`	décalage binaire vers la gauche d'entier	`1 << 2`	`4`
`>>`	décalage binaire vers la droite d'entier	`8 >> 2`	`2`
`+`	addition	`5 + 4`	`9`
`-`	soustraction	`3 - 2.0`	`1.0`
`*`	multiplication	`5 * 4`	`20`
`/`	division (sur des entiers, tronque le résultat)	`5 / 3`	`1`
`%`	modulo	`3 % 2`	`1`
`-`	opposé	`- 2.0`	`-2.0`

Fonctions internes

Les fonctions listées dans Tableau 244 sont internes à pgbench et peuvent être utilisées dans des expressions apparaissant dans `\set`.

Tableau 244. Fonctions pgbench

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`abs(`*a*`)`	identique à *a*	valeur absolue	`abs(-17)`	`17`
`debug(`*a*`)`	identique à *a*	affiche *a* dans stderr, et retourne *a*	`debug(5432.1)`	`5432.1`
`double(`*i*`)`	double	convertit en double précision	`double(5432)`	`5432.0`

Fonction	Type de retour	Description	Exemple	Résultat
`exp(x)`	double	exponentielle	`exp(1.0)`	`2.718281828459045`
`greatest(a [, ... ] )`	double si *a* est double, sinon entier	la plus grande valeur parmi les arguments	`greatest(5, 4, 3, 2)`	`5`
`hash(a [, seed ] )`	integer	alias pour `hash_murmur2()`	`hash(10, 5432)`	`-5817877081768721676`
`hash_fnv1a(a [, seed ] )`	integer	FNV-1a hash[1]	`hash_fnv1a(10, 5432)`	`-7793829335365542153`
`hash_murmur2(a [, seed ] )`	integer	MurmurHash2 hash[2]	`hash_murmur2(10, 5432)`	`-5817877081768721676`
`int(x)`	integer	convertit en entier	`int(5.4 + 3.8)`	`9`
`least(a [, ... ] )`	double si *a* est double, sinon entier	plus petite valeur parmi les arguments	`least(5, 4, 3, 2.1)`	`2.1`
`ln(x)`	double	logarithme naturel	`ln(2.718281828459045)`	`1.0`
`mod(i, j)`	integer	modulo	`mod(54, 32)`	`22`
`pi()`	double	constante PI	`pi()`	`3.141592653589793846`
`pow(x, y)`, `power(x, y)`	double	exponentielle	`pow(2.0, 10)`, `power(2.0, 10)`	`1024.0`
`random(lb, ub)`	integer	entier aléatoire uniformément distribué dans `[lb, ub]`	`random(1, 10)`	un entier entre 1 et 10
`random_exponential(lb, ub, parameter)`	integer	entier aléatoire distribué exponentiellement dans `[lb, ub]`, voir plus bas	`random_exponential(1, 10, 3.0)`	un entier entre 1 et 10
`random_gaussian(lb, ub, parameter)`	integer	entier aléatoire distribué de façon gaussienne dans `[lb, ub]`, voir plus bas	`random_gaussian(1, 10, 2.5)`	un entier entre 1 et 10
`random_zipfian(lb, ub, parameter)`	integer	entier aléatoire distribué selon la loi de Zipf dans `[lb, ub]`, voir plus bas	`random_zipfian(1, 10, 1.5)`	un entier entre 1 et 10
`sqrt(x)`	double	racine carrée	`sqrt(2.0)`	`1.414213562`

La fonction `random` génère des valeurs en utilisant une distribution uniforme ; autrement dit toutes les valeurs sont dans l'intervalle spécifiée avec une probabilité identique. Les fonctions

[1] https://en.wikipedia.org/wiki/Fowler%E2%80%93Noll%E2%80%93Vo_hash_function
[2] https://en.wikipedia.org/wiki/MurmurHash

`random_exponential`, `random_gaussian` et `random_zipfian` requièrent un paramètre supplémentaire de type double qui détermine le contour précis de cette distribution.

- Pour une distribution exponentielle, *`parameter`* contrôle la distribution en tronquant une distribution exponentielle en décroissance rapide à *`parameter`*, puis en projetant le résultant sur des entiers entre les limites. Pour être précis :

  f(x) = exp(-parameter * (x - min) / (max - min + 1)) / (1 - exp(-parameter))

  Puis la valeur *`i`* entre les valeurs *`min`* et *`max`*, en les incluant, est récupérée avec la probabilité : `f(i) - f(i + 1)`.

  Intuitivement, plus *`parameter`* est grand, plus les valeurs fréquentes proches de *`min`* sont accédées et moins les valeurs fréquentes proches de *`max`* sont accédées. Plus *`parameter`* est proche de 0, plus la distribution d'accès sera plate (uniforme). Une approximation grossière de la distribution est que 1% des valeurs les plus fréquentes de l'intervalle, proches de *`min`*, sont tirées *`parameter`*% du temps. La valeur de *`parameter`* doit être strictement positive.

- Pour une distribution gaussienne, l'intervalle correspond à une distribution normale standard (la courbe gaussienne classique en forme de cloche) tronquée à `-parameter` à gauche et à `+parameter` à droite. Les valeurs au milieu de l'intervalle sont plus susceptibles d'être sélectionnées. Pour être précis, si `PHI(x)` est la fonction de distribution cumulative de la distribution normale standard, avec une moyenne `mu` définie comme `(max + min) / 2.0`, avec

  f(x) = PHI(2.0 * parameter * (x - mu) / (max - min + 1)) /
  (2.0 * PHI(parameter) - 1)

  alors la valeur *`i`* entre *`min`* et *`max`* (inclus) est sélectionnée avec une probabilité : `f(i + 0.5) - f(i - 0.5)`. Intuitivement, plus *`parameter`* est grand, et plus les valeurs fréquentes proches du centre de l'intervalle sont sélectionnées, et moins les valeurs fréquentes proches des bornes *`min`* et *`max`*. Environ 67% des valeurs sont sélectionnées à partir du centre `1.0 / parameter`, soit `0.5 / parameter` autour de la moyenne, et 95% dans le centre `2.0 / parameter`, soit `1.0 / parameter` autour de la moyenne ; par exemple, si *`parameter`* vaut 4.0, 67% des valeurs sont sélectionnées depuis le quart du milieu (1.0 / 4.0) de l'intervalle (ou à partir de `3.0 / 8.0` jusqu'à `5.0 / 8.0`) et 95% depuis la moitié du milieu (`2.0 / 4.0`) de l'intervalle (deuxième et troisième quartiles). Le *`parameter`* minimum est 2.0 pour les performances de la transformation Box-Muller.

- `random_zipfian` génère une distribution basée sur la loi de Zipf. Si *`parameter`* est dans (0, 1), un algorithme approché provient de "Quickly Generating Billion-Record Synthetic Databases", Jim Gray et al, SIGMOD 1994. Pour *`parameter`* dans (1, 1000), une méthode par rejet est utilisée, basée sur "Non-Uniform Random Variate Generation", Luc Devroye, p. 550-551, Springer 1986. La distribution n'est pas définie quand le paramètre vaut 1.0. Les performances de la fonction est mauvaise pour des valeurs de paramètre proches et au-dessus de 1.0 et sur un petit intervalle.

  `parameter` définit à quel point la distribution est biaisée. Plus *`parameter`* est grand, plus fréquemment les valeurs du début de l'intervalle seront tirées. Plus *`parameter`* est proche de 0, plus plate (uniforme) est la distribution en sortie. La distribution est telle que, en supposant que l'intervalle commence à 1, le ratio de probabilité d'un jet *`k`* contre un jet *`k+1`* est `((`*`k`*`+1)/`*`k`*`)**`*`parameter`*. Par exemple, `random_zipfian(1, ..., 2.5)` produit la valeur `1` à peu près `(2/1)**2.5 = 5.66` fois plus fréquemment que `2`, qui lui-même est produit `(3/2)**2.5 = 2.76` fois plus fréquemment que `3`, et ainsi de suite.

Les fonctions de hachage `hash`, `hash_murmur2` et `hash_fnv1a` acceptent une valeur d'entrée et une graine optionnelle. Au cas où la graine n'est pas fournie la valeur de `:default_seed` est utilisée, initialisée de façon aléatoire si elle n'est pas définie par l'option de ligne de commande `-D`.

Les fonctions de hachage peuvent être utilisées pour éparpiller la distribution des fonctions aléatoires comme `random_zipfian` ou `random_exponential`. Par exemple, le script pgbench suivant simule une charge possible typique du monde réel pour des médias sociaux et des plateformes de blog, où peu de comptes génèrent une charge excessive :

```
\set r random_zipfian(0, 100000000, 1.07)
\set k abs(hash(:r)) % 1000000
```

Dans certains cas, plusieurs distributions distinctes qui ne se corrèlent pas les unes avec les autres sont nécessaires, et c'est là que le paramètre graine est pratique :

```
\set k1 abs(hash(:r, :default_seed + 123)) % 1000000
\set k2 abs(hash(:r, :default_seed + 321)) % 1000000
```

En tant qu'exemple, la définition complète de la construction de la transaction style TPC-B est :

```
   \set aid random(1, 100000 * :scale)
   \set bid random(1, 1 * :scale)
   \set tid random(1, 10 * :scale)
   \set delta random(-5000, 5000)
   BEGIN;
   UPDATE pgbench_accounts SET abalance = abalance + :delta WHERE
 aid = :aid;
   SELECT abalance FROM pgbench_accounts WHERE aid = :aid;
   UPDATE pgbench_tellers SET tbalance = tbalance + :delta WHERE
 tid = :tid;
   UPDATE pgbench_branches SET bbalance = bbalance + :delta WHERE
 bid = :bid;
   INSERT INTO pgbench_history (tid, bid, aid, delta, mtime) VALUES
 (:tid, :bid, :aid, :delta, CURRENT_TIMESTAMP);
   END;
```

Ce script autorise chaque itération de la transaction à référencer des lignes différentes, sélectionnées aléatoirement. (Cet exemple montre aussi pourquoi il est important que chaque session cliente ait ses propres variables -- sinon elles n'affecteront pas les différentes lignes de façon indépendante.

Journaux par transaction

Avec l'option `-l` (mais sans l'option `--aggregate-interval`), pgbench va écrire des informations sur chaque transaction dans un fichier journal. Il sera nommé *`prefix`*`.`*`nnn`*, où *`prefix`* vaut par défaut `pgbench_log`, et *`nnn`* est le PID du processus pgbench. Le préfixe peut être changé avec l'option `--log-prefix`. Si l'option `-j` est positionnée à 2 ou plus, créant plusieurs processus de travail (*worker*), chacun aura son propre fichier journal. Le premier worker utilisera le même nom pour son fichier journal que dans le cas d'un seul processus. Les fichiers journaux supplémentaires s'appelleront *`prefix`*`.`*`nnn`*`.`*`mmm`*, où *`mmm`* est un numéro de séquence, identifiant chaque worker, commençant à 1.

Le format du journal est le suivant :

```
id_client no_transaction temps no_script time_epoch time_us
 [ schedule_lag ]
```

où *client_id* indique la session client qui a exécuté la transaction, *transaction_no* compte le nombre de transactions exécutées par cette session, *temps* est la durée totale de la transaction en microsecondes, *no_script* indique quel fichier script a été utilisé (très utile lorsqu'on utilise plusieurs scripts avec l'option `-f` ou `-b`), et *time_epoch*/*time_us* est un horodatage Unix avec un décalage en microsecondes (utilisable pour créer un horodatage ISO 8601 avec des secondes fractionnées) indiquant à quel moment la transaction s'est terminée. Le champ *schedule_lag* est la différence entre la date de début planifiée de la transaction et sa date de début réelle, en micro secondes. Il est présent uniquement lorsque l'option `--rate` est utilisée. Quand les options `--rate` et `--latency-limit` sont utilisées en même temps, le champ *time* pour une transaction ignorée sera rapportée en tant que `skipped`.

Ci-dessous un extrait du fichier journal généré avec un seul client :

```
0 199 2241 0 1175850568 995598
0 200 2465 0 1175850568 998079
0 201 2513 0 1175850569 608
0 202 2038 0 1175850569 2663
```

Autre exemple avec les options `--rate=100` et `--latency-limit=5` (notez la colonne supplémentaire *schedule_lag*) :

```
0 81 4621 0 1412881037 912698 3005
0 82 6173 0 1412881037 914578 4304
0 83 skipped 0 1412881037 914578 5217
0 83 skipped 0 1412881037 914578 5099
0 83 4722 0 1412881037 916203 3108
0 84 4142 0 1412881037 918023 2333
0 85 2465 0 1412881037 919759 740
```

Dans cet exemple, la transaction 82 a été en retard, elle affiche une latence (6,173 ms) supérieure à la limite de 5 ms. Les deux transactions suivantes ont été ignorées, car elles avaient déjà en retard avant même d'avoir commencé.

Dans le cas d'un test long sur du matériel qui peut supporter un grand nombre de transactions, les journaux peuvent devenir très volumineux. L'option `--sampling-rate` peut être utilisée pour journaliser seulement un extrait aléatoire des transactions effectuées.

Agrégation de la journalisation

Avec l'option `--aggregate-interval`, les fichiers journaux utilisent un format quelque peu différent :

```
début_intervalle nombre_de_transations somme_latence somme_latence_2 latence_mi
 [ somme_retard somme_retard_2 retard_min retard_max
 [ transactions_ignorées ] ]
```

où *début_intervalle* est le début de l'intervalle (au format epoch Unix), *nombre_de_transations* est le nombre de transactions dans l'intervalle, *somme_latence* est le cumul des latences dans l'intervalle, *somme_latence_2* est la somme des carrés des latences dans l'intervalle, *latence_minimum* est la latence minimum dans l'intervalle, et *latence_maximum* est la latence maximum dans l'intervalle. Les derniers champs *somme_retard*, *somme_retard_2*, *retard_min*, et *retard_max* sont présents uniquement si l'option `--rate` a été spécifiée. Ils fournissent des statistiques sur le temps que chaque transaction

a eu à attendre la fin de la précédente, c'est-à-dire la différence entre la date de départ prévue et la date de départ réelle de chaque transaction. Le tout dernier champ, *`transactions_ignorées`*, n'est présent que si l'option `--latency-limit` est utilisée. Chaque transaction est comptabilisée dans l'intervalle où elle a committé.

Voici un exemple de sortie :

```
1345828501 5601 1542744 483552416 61 2573
1345828503 7884 1979812 565806736 60 1479
1345828505 7208 1979422 567277552 59 1391
1345828507 7685 1980268 569784714 60 1398
1345828509 7073 1979779 573489941 236 1411
```

Notez que tandis que le fichier journal brut (c'est-à-dire non agrégé) contient une référence à quel script a été utilisé pour chaque transaction, le journal agrégé n'en contient pas. De ce fait, si vous avez besoin des données par script, vous devrez agréger ces données vous-même.

Latences par requête

Avec l'option `-r`, pgbench collecte le temps de transaction écoulé pour chaque requête exécutée par chaque client. Une fois le test de performance terminé, il affiche une moyenne de ces valeurs, désignée comme latence de chaque requête.

Pour le script par défaut, le résultat aura la forme suivante :

```
starting vacuum...end.
transaction type: <builtin: TPC-B (sort of)>
 scaling factor: 1
scaling factor: 1
query mode: simple
number of clients: 10
number of threads: 1
number of transactions per client: 1000
number of transactions actually processed: 10000/10000
latency average = 15.844 ms
latency stddev = 2.715 ms
tps = 618.764555 (including connections establishing)
tps = 622.977698 (excluding connections establishing)
 - statement latencies in milliseconds:
        0.002  \set aid random(1, 100000 * :scale)
        0.005  \set bid random(1, 1 * :scale)
        0.002  \set tid random(1, 10 * :scale)
        0.001  \set delta random(-5000, 5000)
        0.326  BEGIN;
        0.603  UPDATE pgbench_accounts SET abalance = abalance
 + :delta WHERE aid = :aid;
        0.454  SELECT abalance FROM pgbench_accounts WHERE aid
 = :aid;
        5.528  UPDATE pgbench_tellers SET tbalance = tbalance
 + :delta WHERE tid = :tid;
        7.335  UPDATE pgbench_branches SET bbalance = bbalance
 + :delta WHERE bid = :bid;
        0.371  INSERT INTO pgbench_history (tid, bid, aid, delta,
 mtime) VALUES (:tid, :bid, :aid, :delta, CURRENT_TIMESTAMP);
        1.212  END;
```

Les moyennes sont rapportées séparément si plusieurs scripts sont spécifiés.

Notez que collecter des informations de chronométrage supplémentaires nécessaires pour calculer la latence par requête rajoute une certaine charge. Cela va réduire la vitesse moyenne calculée pour l'exécution des transactions et réduire le taux calculé des TPS. Le ralentissement varie de manière significative selon la plateforme et le matériel. Comparer la moyenne des valeurs de TPS avec et sans intégration de la latence est une bonne manière de se rendre compte si la surcharge induite par le chronométrage est importante ou pas.

Bonnes pratiques

Il est facile d'utiliser pgbench pour produire des résultats complètement dénués de sens ! Voici quelques conseils pour vous aider à obtenir des résultats pertinents.

Tout d'abord, ne croyez *jamais* en un test qui ne dure que quelques secondes. Utilisez l'option `-t` ou `-T` pour que le test dure au moins quelques minutes, de façon à lisser le bruit. Dans certains cas, il vous faudra des heures pour récupérer des valeurs reproductibles. C'est une bonne idée de lancer plusieurs fois le test pour voir si vos chiffres sont ou pas reproductibles.

Pour le scénario de test par défaut typé TPC-B, le facteur d'échelle d'initialisation (`-s`) devrait être au moins aussi grand que le nombre maximum de clients que vous avez l'intention de tester (`-c`) ; sinon vous allez principalement tester la contention induite par les mises à jour. il n'y a que `-s` lignes dans la table `pgbench_branches`, et chaque transaction veut mettre à jour l'une de ces lignes, donc si la valeur de `-c` est supérieure à la valeur de `-s`, il en résultera sûrement de nombreuses transactions bloquées en attente de la fin d'autres transactions.

Le scénario par défaut est aussi assez sensible au temps écoulé depuis l'initialisation des tables : l'accumulation des lignes et espaces morts dans les tables change les résultats. Pour comprendre ces résultats, vous devez garder une trace du nombre total de mises à jour et du moment du vacuum. Si l'autovacuum est actif, il peut en résulter des variations imprévisibles dans les performances mesurées.

Une limitation de pgbench est qu'il peut lui-même devenir le goulet d'étranglement lorsqu'on essaie de tester avec un grand nombre de sessions clientes. Cela peut être atténué en utilisant pgbench depuis une machine différente du serveur de base de données, bien qu'une faible latence sur le réseau soit dans ce cas essentielle. Il peut même être utile de lancer plusieurs instances parallèles de pgbench, depuis plusieurs machines clientes vers le même serveur de base de données.

Securité

Si des utilisateurs non dignes de confiance ont accès à une base de données qui n'a pas adopté une méthode sécurisée d'utilisation des schémas, il ne faut pas exécuter pgbench dans cette base. pgbench utilise des noms non qualifiés et ne modifie le chemin de recherche.

pg_config

pg_config — récupèrer des informations sur la version installée de PostgreSQL

Synopsis

`pg_config` [*option*...]

Description

L'outil pg_config affiche les paramètres de configuration de la version installée de PostgreSQL. Il peut, par exemple, d'être utilisé par des paquets logiciels qui souhaitent s'interfacer avec PostgreSQL pour faciliter la recherche des fichiers d'entêtes requis et des bibliothèques.

Options

Pour utiliser pg_config, une ou plusieurs des options suivantes doivent être fournies :

`--bindir`

Afficher l'emplacement des exécutables utilisateur. Par exemple, pour trouver le programme `psql`. C'est aussi normalement l'emplacement du programme `pg_config`.

`--docdir`

Afficher l'emplacement des fichiers de documentation.

`--htmldir`

Affiche l'emplacement des fichiers de documentation HTML.

`--includedir`

Afficher l'emplacement des fichiers d'entêtes C des interfaces clientes.

`--pkgincludedir`

Afficher l'emplacement des autres fichiers d'entête C.

`--includedir-server`

Afficher l'emplacement des fichiers d'entêtes C pour la programmation du serveur.

`--libdir`

Afficher l'emplacement des bibliothèques.

`--pkglibdir`

Afficher l'emplacement des modules chargeables dynamiquement ou celui que le serveur peut parcourir pour les trouver. (D'autres fichiers de données dépendant de l'architecture peuvent aussi être installés dans ce répertoire.)

`--localedir`

Afficher l'emplacement des fichiers de support de la locale (c'est une chaîne vide si le support de la locale n'a pas été configuré lors de la construction de PostgreSQL).

`--mandir`

Afficher l'emplacement des pages de manuel.

`--sharedir`

Afficher l'emplacement des fichiers de support qui ne dépendent pas de l'architecture.

`--sysconfdir`

Afficher l'emplacement des fichiers de configuration du système.

`--pgxs`

Afficher l'emplacement des fichiers makefile d'extensions.

`--configure`

Afficher les options passées au script `configure` lors de la configuration de PostgreSQL en vue de sa construction. Cela peut être utilisé pour reproduire une configuration identique ou pour trouver les options avec lesquelles un paquet binaire a été construit. (Néanmoins, les paquets binaires contiennent souvent des correctifs personnalisés par le vendeur.) Voir aussi les exemples ci-dessous.

`--cc`

Afficher la valeur de la macro `CC` utilisée lors de la construction de PostgreSQL. Cela affiche le compilateur C utilisé.

`--cppflags`

Afficher la valeur de la macro `CPPFLAGS` utilisée lors de la construction de PostgreSQL. Cela affiche les options du compilateur C nécessaires pour l'exécution du préprocesseur (typiquement, les options `-I`).

`--cflags`

Afficher la valeur de la macro `CFLAGS` utilisée lors de la construction de PostgreSQL. Cela affiche les options du compilateur C.

`--cflags_sl`

Afficher la valeur de la macro `CFLAGS_SL` utilisée lors de la construction de PostgreSQL. Cela affiche les options supplémentaires du compilateur C utilisées pour construire les bibliothèques partagées.

`--ldflags`

Afficher la valeur de la macro `LDFLAGS` utilisée lors de la construction de PostgreSQL. Cela affiche les options de l'éditeur de liens.

`--ldflags_ex`

Afficher la valeur de la variable `LDFLAGS_EX` utilisée lors de la construction de PostgreSQL. Cela affiche les options de l'éditeur de liens uniquement pour la construction des exécutables.

`--ldflags_sl`

Afficher la valeur de la macro `LDFLAGS_SL` utilisée lors de la construction de PostgreSQL. Cela affiche les options de l'éditeur de liens utilisées pour construire seulement les bibliothèques partagées.

`--libs`

Afficher la valeur de la macro `LIBS` utilisée lors de la construction de PostgreSQL. Elle contient habituellement les options `-l` pour les bibliothèques externes auxquelles PostgreSQL est lié.

`--version`

Afficher la version de PostgreSQL.

`-?`
`--help`

Affiche de l'aide à propos des arguments en ligne de commande avec pg_config, puis quitte.

Si plusieurs options sont données, l'information est affichée dans cet ordre, un élément par ligne. Si aucune option n'est donnée, toutes les informations disponibles sont affichées avec des étiquettes.

Notes

Les options `--docdir`, `--pkgincludedir`, `--localedir`, `--mandir`, `--sharedir`, `--sysconfdir`, `--cc`, `--cppflags`, `--cflags`, `--cflags_sl`, `--ldflags`, `--ldflags_sl` et `--libs` sont apparues avec PostgreSQL 8.1. L'option `--htmldir` n'est disponible qu'à partir de PostgreSQL 8.4. The option `--ldflags_ex` was added in PostgreSQL 9.0.

Exemple

Reproduire la configuration de construction de l'installation actuelle de PostgreSQL :

```
eval ./configure `pg_config --configure`
```

La sortie de `pg_config --configure` contient les guillemets du shell de sorte que les arguments contenant des espaces soient représentés correctement. Du coup, il est nécessaire d'utiliser `eval` pour obtenir des résultats corrects.

pg_dump

pg_dump — sauvegarder une base de données PostgreSQL dans un script ou tout autre fichier d'archive

Synopsis

`pg_dump` [*`option_connexion`*...] [*`option`*...] [*`nom_base`*]

Description

pg_dump est un outil de sauvegarde d'une base de données PostgreSQL. Les sauvegardes réalisées sont cohérentes, même lors d'accès concurrents à la base de données. pg_dump ne bloque pas l'accès des autres utilisateurs (ni en lecture ni en écriture).

pg_dump sauvegarde seulement une base de données. Pour sauvegarder une instance complète ou pour sauvegarder les objets globaux communs à toutes les bases de données d'une même instance, tels que les rôles et les tablespaces, utilisez pg_dumpall.

Les extractions peuvent être réalisées sous la forme de scripts ou de fichiers d'archive. Les scripts sont au format texte et contiennent les commandes SQL nécessaires à la reconstruction de la base de données dans l'état où elle était au moment de la sauvegarde. La restauration s'effectue en chargeant ces scrits avec psql. Ces scripts permettent de reconstruire la base de données sur d'autres machines et d'autres architectures, et même, au prix de quelques modifications, sur d'autres bases de données SQL.

La reconstruction de la base de données à partir d'autres formats de fichiers archive est obtenue avec pg_restore. pg_restore permet, à partir de ces formats, de sélectionner les éléments à restaurer, voire de les réordonner avant restauration. Les fichiers d'archive sont conçus pour être portables au travers d'architectures différentes.

Utilisé avec un des formats de fichier d'archive et combiné avec pg_restore, pg_dump fournit un mécanisme d'archivage et de transfert flexible. pg_dump peut être utilisé pour sauvegarder une base de données dans son intégralité ; pg_restore peut alors être utilisé pour examiner l'archive et/ou sélectionner les parties de la base de données à restaurer. Les formats de fichier en sortie les plus flexibles sont le format « custom » (`-Fc`) et le format « directory » (`-Fd`). Ils permettent la sélection et le ré-ordonnancement de tous les éléments archivés, le support de la restauration en parallèle. De plus, ils sont compressés par défaut. Le format « directory » est aussi le seul format à permettre les sauvegardes parallélisées.

Lors de l'exécution de pg_dump, il est utile de surveiller les messages d'avertissement (affichés sur la sortie erreur standard), en particulier en ce qui concerne les limitations indiquées ci-dessous.

Options

Les options suivantes de la ligne de commande contrôlent le contenu et le format de la sortie.

`nom_base`

Le nom de la base de données à sauvegarder. En l'absence de précision, la variable d'environnement `PGDATABASE` est utilisée. Si cette variable n'est pas positionnée, le nom de l'utilisateur de la connexion est utilisé.

`-a`
`--data-only`

Seules les données sont sauvegardées, pas le schéma (définition des données). Les données des tables, les Large Objects, et les valeurs des séquences sont sauvegardées.

Cette option est similaire à `--section=data` mais, pour des raisons historiques, elle n'est pas identique.

`-b`
`--blobs`

Inclut les objets larges dans la sauvegarde. C'est le comportement par défaut, sauf si une des options suivantes est ajoutée : `--schema`, `--table` ou `--schema-only`. L'option `-b` n'est de ce fait utile que pour ajouter des Large Objects aux sauvegardes pour lesquelles un schéma particulier ou une table particulière a été demandée. Notez que les Large Objects sont considérés comme des données et, de ce fait, seront inclus si --data-only est utilisé, mais pas quand --schema-only l'est.

`-B`
`--no-blobs`

Exclure les objets larges de la sauvegarde.

Quand à la fois les options `-b` et `-B` sont fournies, le comportement est de produire les objets larges, quand les données sont sauvegardées, voir la documentation de `-b`.

`-c`
`--clean`

Les commandes de suppression (`DROP`) des objets de la base sont écrites avant les commandes de création. Cette option est utile quand la restauration écrase une base existante. Si un des objets n'existe pas dans la base de destination, des messages d'erreur, à ignorer, seront renvoyées lors de la restauration sauf si l'option `--if-exists` est aussi précisée.

Cette option est ignorée avec les formats binaires. Pour ces formats, vous pouvez spécifier l'option à l'appel de `pg_restore`.

`-C`
`--create`

La sortie débute par une commande de création de la base de données et de connexion à cette base. Peu importe, dans ce cas, la base de données de connexion à la restauration. De plus, si `--clean` est aussi spécifié, le script supprime puis crée de nouveau la base de données cible avant de s'y connecter.

Avec `--create`, la sortie inclut aussi le commentaire de la base de données, s'il a été configuré, et toute variable de configuration spécifique à cette base de données, configurée via les commandes `ALTER DATABASE ... SET ...` et `ALTER ROLE ... IN DATABASE ... SET ...` mentionnant cette base. Les droits d'accès à la base elle-même sont aussi sauvegardés, sauf si `--no-acl` est indiqué.

Cette option est ignorée avec les formats binaires. Pour ces formats, vous pouvez spécifier l'option à l'appel de `pg_restore`.

`-f` *`file`*
`--file=`*`file`*

La sortie est redirigée vers le fichier indiqué. Ce paramètre peut être omis pour les sorties en mode fichier, dans ce cas la sortie standard sera utilisée. Par contre, il doit être fourni pour le format 'directory' (répertoire), où il spécifie le répertoire cible plutôt qu'un fichier. Dans ce cas, le répertoire est créé par `pg_dump` et ne doit pas exister auparavant.

`-E` *`codage`*
`--encoding=`*`codage`*

La sauvegarde est créée dans l'encodage indiqué. Par défaut, la sauvegarde utilise celui de la base de données. Le même résultat peut être obtenu en positionnant la variable d'environnement `PGCLIENTENCODING` avec le codage désiré pour la sauvegarde.

`-F` *`format`*
`--format=`*`format`*

Le format de la sortie. *`format`* correspond à un des éléments suivants :

`p`

fichier de scripts SQL en texte simple (défaut) ;

`c`

archive personnalisée utilisable par pg_restore. Avec le format de sortie répertoire, c'est le format le plus souple, car il permet la sélection manuelle et le réordonnancement des objets archivés au moment de la restauration. Ce format est aussi compressé par défaut.

`d`
`directory`

Produire une archive au format répertoire utilisable en entrée de pg_restore. Cela créera un répertoire avec un fichier pour chaque table et blob exporté, ainsi qu'un fichier appelé Table of Contents (Table des matières) décrivant les objets exportés dans un format machine que pg_restore peut lire. Une archive au format répertoire peut être manipulée avec des outils Unix standard; par exemple, les fichiers d'une archive non-compressée peuvent être compressés avec l'outil gzip. Ce format est compressé par défaut et supporte les sauvegardes parallélisées.

`t`

archive `tar` utilisable par pg_restore. Le format tar est compatible avec le format répertoire; l'extraction d'une archive au format tar produit une archive au format répertoire valide. Toutefois, le format tar ne supporte pas la compression. Par ailleurs, lors de l'utilisation du format tar, l'ordre de restauration des données des tables ne peut pas être changé au moment de la restauration.

`-j` *`njobs`*
`--jobs=`*`njobs`*

Exécute une sauvegarde parallélisée en sauvegardant *`njobs`* tables simultanément. Cette option réduit la durée de la sauvegarde mais elle augmente aussi la charge sur le serveur de base de données. Vous ne pouvez utiliser cette option qu'avec le format de sortie répertoire car c'est le seul format où plusieurs processus peuvent écrire leur données en même temps.

pg_dump ouvrira *`njobs`* + 1 connexions à la base de données. Assurez-vous donc que la valeur de max_connections est configurée suffisamment haut pour permettre autant de connexions.

Réclamer des verrous exclusifs sur les objets de la base lors de l'exécution d'une sauvegarde parallélisée peut causer l'échec de la sauvegarde. La raison en est que le processus maître de pg_dump réclame des verrous partagés sur les objets que les processus fils vont sauvegarder plus tard pour s'assurer que personne ne les supprime pendant la sauvegarde. Si un autre client demande alors un verrou exclusif sur une table, ce verrou ne sera pas accepté mais mis en queue, en attente du relâchement du verrou partagé par le processus maître. En conséquence, tout autre accès à la table ne sera pas non plus accepté. Il sera lui-aussi mis en queue, après la demande de verrou exclusif. Cela inclut le processus fils essayant de sauvegarder la table. Sans autre précaution, cela résulterait en un classique « deadlock ». Pour détecter ce conflit, le processus fils pg_dump réclame un nouveau verrou partagé en utilisant l'option `NOWAIT`. Si le processus fils n'obtient pas ce verrou, quelqu'un d'autre doit avoir demandé un verrou exclusif entre temps, et il n'existe donc aucun moyen de continuer la sauvegarde. pg_dump n'a d'autre choix que d'annuler la sauvegarde.

Pour réaliser une sauvegarde cohérente, le serveur de la base de données a besoin de supporter les images (« snapshots ») synchronisées. Cette fonctionnalité a été introduite avec PostgreSQL version 9.2 pour les serveurs primaires et version 10 pour les serveurs secondaires. Avec cette

fonctionnalité, les clients de la base de données peuvent s'assurer de voir le même ensemble de données, même s'ils utilisent des connexions différentes. `pg_dump -j` utilise plusieurs connexions à la base de données ; il se connecte une première fois en tant que processus maître et une fois encore par processus fils. Sans la fonctionnalité d'images synchronisées, les différent processus ne pourraient pas garantir de voir les mêmes données sur chaque connexion, ce qui aurait pour résultat une sauvegarde incohérente.

Si vous voulez exécuter une sauvegarde parallélisée à partir d'un serveur antérieur à la version 9.2, vous devez vous assurer que le contenu de la base ne change pas entre le moment où le maître se connecte à la base de données et celui où le dernier processus fils se connecte à la même base de données. La façon la plus simple est de mettre en pause tout processus de modification (DDL et DML) qui a eu accès à la base avant le début de la sauvegarde. Vous aurez besoin d'utiliser l'option `--no-synchronized-snapshots` si vous exécutez `pg_dump -j` sur une version de PostgreSQL antérieure à la 9.2. server.

`-n` *`schéma`*
`--schema=`*`schéma`*

Sauvegarde uniquement les schémas correspondant à *`schema`* ; la sélection se fait à la fois sur le schéma et sur les objets qu'il contient. Quand cette option n'est pas indiquée, tous les schémas non système de la base cible sont sauvegardés. Plusieurs schémas peuvent être indiqués en utilisant plusieurs fois l'option `-n`. De plus, le paramètre *`schéma`* est interprété comme un modèle selon les règles utilisées par les commandes `\d` de psql (voir la section intitulée « motifs »). Du coup, plusieurs schémas peuvent être sélectionnés en utilisant des caractères joker dans le modèle. Lors de l'utilisation de ces caractères, il faut faire attention à placer le modèle entre guillemets, si nécessaire, pour empêcher le shell de remplacer les jokers; see Exemples.

> **Note**
>
> Quand `-n` est indiqué, pg_dump ne sauvegarde aucun autre objet de la base que ceux dont les schémas sélectionnés dépendent. Du coup, il n'est pas garanti que la sauvegarde d'un schéma puisse être restaurée avec succès dans une base vide.

> **Note**
>
> Les objets qui ne font pas partie du schéma comme les objets larges ne sont pas sauvegardés quand `-n` est précisé. Ils peuvent être rajouter avec l'option `--blobs`.

`-N` *`schéma`*
`--exclude-schema=`*`schéma`*

Ne sauvegarde pas les schémas correspondant au modèle *`schéma`*. Le modèle est interprété selon les même règles que `-n`. `-N` peut aussi être indiqué plus d'une fois pour exclure des schémas correspondant à des modèles différents.

Quand les options `-n` et `-N` sont indiquées, seuls sont sauvegardés les schémas qui correspondent à au moins une option `-n` et à aucune option `-N`. Si `-N` apparaît sans `-n`, alors les schémas correspondant à `-N` sont exclus de ce qui est une sauvegarde normale.

`-o`
`--oids`

Les identifiants d'objets (OID) sont sauvegardés comme données des tables. Cette option est utilisée dans le cas d'applications utilisant des références aux colonnes OID (dans une contrainte de clé étrangère, par exemple). Elle ne devrait pas être utilisée dans les autres cas.

`-O`
`--no-owner`

Les commandes d'initialisation des possessions des objets au regard de la base de données originale ne sont pas produites. Par défaut, pg_dump engendre des instructions `ALTER OWNER` ou `SET SESSION AUTHORIZATION` pour fixer ces possessions. Ces instructions échouent lorsque le script n'est pas lancé par un superutilisateur (ou par l'utilisateur qui possède tous les objets de ce script). L'option `-O` est utilisée pour créer un script qui puisse être restauré par n'importe quel utilisateur. En revanche, c'est cet utilisateur qui devient propriétaire de tous les objets.

Cette option est ignorée avec les formats binaires. Pour ces formats, vous pouvez spécifier l'option à l'appel de `pg_restore`.

`-R`
`--no-reconnect`

Cette option, obsolète, est toujours acceptée pour des raisons de compatibilité ascendante.

`-s`
`--schema-only`

Seule la définition des objets (le schéma) est sauvegardée, pas les données.

Cette option est l'inverse de `--data-only`. Elle est similaire, mais pas identique (pour des raisons historiques), à `--section=pre-data --section=post-data`.

(Ne pas la confondre avec l'option `--schema` qui utilise le mot « schema » dans un contexte différent.)

Pour exclure les données de la table pour seulement un sous-ensemble des tables de la base de données, voir `--exclude-table-data`.

`-S` *`nomutilisateur`*
`--superuser=`*`nomutilisateur`*

Le nom du superutilisateur à utiliser lors de la désactivation des déclencheurs. Cela n'a d'intérêt que si l'option `--disable-triggers` est précisée. (En règle générale, il est préférable de ne pas utiliser cette option et de lancer le script produit en tant que superutilisateur.)

`-t` *`table`*
`--table=`*`table`*

Sauvegarde seulement les tables dont le nom correspond à *`table`*. Dans ce cadre, « table » inclut aussi les vues, les vues matérialisées, les séquences et les tables externes. Plusieurs tables sont sélectionnables en utilisant plusieurs fois l'option `-t`. De plus, le paramètre *`table`* est interprété comme un modèle suivant les règles utilisées par les commandes `\d` de psql (voir la section intitulée « motifs »). Du coup, plusieurs tables peuvent être sélectionnées en utilisant des caractères joker dans le modèle. Lors de l'utilisation de ces caractères, il faut faire attention à placer le modèle entre guillemets, si nécessaire, pour empêcher le shell de remplacer les jokers; see Exemples.

Les options `-n` et `-N` n'ont aucun effet quand l'option `-t` est utilisée car les tables sélectionnées par `-t` sont sauvegardées quelle que soit la valeur des options relatives aux schémas. Les objets qui ne sont pas des tables ne sont pas sauvegardés.

> **Note**
>
> Quand `-t` est indiqué, pg_dump ne sauvegarde aucun autre objet de la base dont la (ou les) table(s) sélectionnée(s) pourrai(en)t dépendre. Du coup, il n'est pas garanti que la sauvegarde spécifique d'une table puisse être restaurée avec succès dans une base vide.

> **Note**
>
> Le comportement de l'option `-t` n'est pas entièrement compatible avec les versions de PostgreSQL antérieures à la 8.2. Auparavant, écrire `-t tab` sauvegardait toutes les tables nommées `tab`, mais maintenant, seules sont sauvegardées celles qui sont visibles dans le chemin de recherche des objets. Pour retrouver l'ancien comportement, il faut écrire `-t '*.tab'`. De plus, il faut écrire quelque chose comme `-t sch.tab` pour sélectionner une table dans un schéma particulier plutôt que l'ancienne syntaxe `-n sch -t tab`.

`-T` *`table`*
`--exclude-table=`*`table`*

Ne sauvegarde pas les tables correspondant au modèle *`table`*. Le modèle est interprété selon les même règles que `-t`. `-T` peut aussi être indiqué plusieurs pour exclure des tables correspondant à des modèles différents.

Quand les options `-t` et `-T` sont indiquées, seules sont sauvegardées les tables qui correspondent à au moins une option `-t` et à aucune option `-T`. Si `-T` apparaît sans `-t`, alors les tables correspondant à `-T` sont exclues de ce qui est une sauvegarde normale.

`-v`
`--verbose`

Mode verbeux. pg_dump affiche des commentaires détaillés sur les objets et les heures de début et de fin dans le fichier de sauvegarde. Des messages de progression sont également affichés sur la sortie d'erreur standard.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_dump puis quitte.

`-x`
`--no-privileges`
`--no-acl`

Les droits d'accès (commandes grant/revoke) ne sont pas sauvegardés.

`-Z` *`0..9`*
`--compress=`*`0..9`*

Indique le niveau de compression à utiliser. Zéro signifie sans compression. Pour le format d'archive personnalisé et le format répertoire, cela signifie la compression des segments individuels des données des tables. Par défaut, la compression se fait à un niveau modéré. Pour le format texte, indiquer une valeur différente de zéro implique une compression du fichier complet, comme s'il était passé à gzip ; mais par défaut, la sortie n'est pas compressée. Le format d'archive tar ne supporte pas du tout la compression.

`--binary-upgrade`

Cette option est destinée à être utilisée pour une mise à jour en ligne. Son utilisation dans d'autres buts n'est ni recommandée ni supportée. Le comportement de cette option peut changer dans les futures versions sans avertissement.

`--column-inserts`
`--attribute-inserts`

Extraire les données en tant que commandes `INSERT` avec des noms de colonnes explicites (`INSERT INTO` *`table`* `(`*`colonne`*`, ...) VALUES ...`). Ceci rendra la restauration

très lente ; c'est surtout utile pour créer des extractions qui puissent être chargées dans des bases de données autres que PostgreSQL.

`--disable-dollar-quoting`

Cette option désactive l'utilisation du caractère dollar comme délimiteur de corps de fonctions, et force leur délimitation en tant que chaîne SQL standard.

`--disable-triggers`

Cette option ne s'applique que dans le cas d'une extraction de données seules. Ceci demande à pg_dump d'inclure des commandes pour désactiver temporairement les triggers sur les tables cibles pendant que les données sont rechargées. Utilisez ceci si, sur les tables, vous avez des contraintes d'intégrité ou des triggers que vous ne voulez pas invoquer pendant le rechargement.

À l'heure actuelle, les commandes émises pour `--disable-triggers` doivent être exécutées en tant que superutilisateur. Par conséquent, vous devez aussi spécifier un nom de superutilisateur avec `-S`, ou préférablement faire attention à lancer le script résultat en tant que superutilisateur.

Cette option est ignorée avec les formats binaires. Pour ces formats, vous pouvez spécifier l'option à l'appel de `pg_restore`.

`--enable-row-security`

Cette option est seulement adéquate lors de la sauvegarde du contenu d'une table disposant du mode de sécurité niveau ligne. Par défaut, pg_dump configurera row_security à off pour s'assurer que toutes les données de la table soient sauvegardées. Si l'utilisateur n'a pas les droits suffisant pour contourner la sécurité niveau ligne, alors une erreur est renvoyée. Ce paramètre force pg_dump à configurer row_security à on, permettant à l'utilisateur de ne sauvegarder que le contenu auquel il a le droit d'accéder.

Notez que si vous utilisez cette option actuellement, vous serez certainement intéressé à faire une sauvegarde au format `INSERT` car les politiques de sécurité ne sont pas respectées par l'instruction `COPY FROM`.

`--exclude-table-data=`*`table`*

Ne sauvegarde pas les données pour toute table correspondant au motif indiqué par *`table`*. Le motif est interprété selon les même règles que pour l'option `-t`. `--exclude-table-data` peut être utilisé plusieurs fois pour exclure des tables dont le nom correspond à des motifs différents. Cette option est utile quand vous avez besoin de la définition d'une table particulière mais pas de ses données.

Pour exclure les données de toutes les tables de la base, voir `--schema-only`.

`--if-exists`

Utilisez des commandes `DROP ... IF EXISTS` pour supprimer des objets dans le mode `--clean`. Cela permet de supprimer les erreurs « does not exist » qui seraient sinon renvoyées. Cette option n'est pas valide sauf si `--clean` est aussi indiquée.

`--inserts`

Extraire les données en tant que commandes `INSERT` (plutôt que `COPY`). Ceci rendra la restauration très lente ; c'est surtout utile pour créer des extractions qui puissent être chargées dans des bases de données autres que PostgreSQL. Notez que la restauration peut échouer complètement si vous avez changé l'ordre des colonnes. L'option `--column-inserts` est plus sûre, mais encore plus lente.

`--load-via-partition-root`

Lors de l'export de données d'une partition, faire que les instructions `COPY` ou `INSERT` ciblent la racine du partitionnement qui contient cette partition, plutôt que la partition elle-même. Ceci fait

que la partition appropriée soit re-déterminée pour chaque ligne au moment du chargement. Ceci peut être utile quand le rechargement des données se fait sur un serveur où les lignes ne tomberont pas forcément dans les mêmes partitions que celles du serveur original. Ceci pourrait arriver si la colonne de partitionnement est de type text et que les deux systèmes ont une définition différente du collationnement utilisé pour tier la colonne de partitionnement.

`--lock-wait-timeout=`*`expiration`*

Ne pas attendre indéfiniment l'acquisition de verrous partagés sur table au démarrage de l'extraction. Échouer à la place s'il est impossible de verrouiller une table dans le temps d'*`expiration`* indiqué. L'expiration peut être spécifiée dans tous les formats acceptés par `SET statement_timeout`, les valeurs autorisées dépendant de la version du serveur sur laquelle vous faites l'extraction, mais une valeur entière en millisecondes est acceptée par toutes les versions.

`--no-comments`

Ne pas sauvegarder les commentaires.

`--no-publications`

Ne pas sauvegarder les publications.

`--no-security-labels`

Ne sauvegarde pas les labels de sécurité.

`--no-subscriptions`

Ne pas sauvegarder les souscriptions.

`--no-sync`

Par défaut, `pg_dump` attendra que tous les fichiers aient été écrits de manière sûre sur disque. Cette option force `pg_dump` à rendre la main sans attendre, ce qui est plus rapide, mais signifie qu'un arrêt brutal du serveur survenant après la sauvegarde peut laisser la sauvegarde dans un état corrompu. De manière générale, cette option est utile durant les tests mais ne devrait pas être utilisée dans un environnement de production.

`--no-synchronized-snapshots`

Cette option permet l'exécution de `pg_dump -j` sur un serveur de version antérieure à la 9.2. Voir la documentation sur le paramètre `-j` pour plus de détails.

`--no-tablespaces`

Ne pas générer de commandes pour créer des tablespace, ni sélectionner de tablespace pour les objets. Avec cette option, tous les objets seront créés dans le tablespace par défaut durant la restauration.

Cette option est ignorée avec les formats binaires. Pour ces formats, vous pouvez spécifier l'option à l'appel de `pg_restore`.

`--no-unlogged-table-data`

Ne pas exporter le contenu des tables non journalisées (unlogged). Cette option n'a aucun effet sur le fait que la définition (schéma) des tables soit exportée ou non; seul l'export des données de la table est supprimé. Les données des tables non journalisées sont toujours exclues lors d'une sauvegarde à partir d'un serveur en standby.

`--quote-all-identifiers`

Force la mise entre guillemets de tous les identifiants. Cette option est recommandée lors de la sauvegarde d'un serveur PostgreSQL dont la version majeure est différente de celle du pg_dump

ou quand le résultat est prévu d'être rechargé dans une autre version majeure. Par défaut, pg_dump met entre guillemets uniquement les identifiants qui sont des mots réservés dans sa propre version majeure. Ceci peut poser parfois des problèmes de compatibilité lors de l'utilisation de serveurs de versions différentes qui auraient des ensembles différents de mots clés. Utiliser `--quote-all-identifiers` empêche ce type de problèmes au prix d'un script résultant plus difficile à lire.

`--section=`*`sectionname`*

Sauvegarde seulement la section nommée. Le nom de la section peut être `pre-data`, `data` ou `post-data`. Cette option peut être spécifiée plus d'une fois pour sélectionner plusieurs sections. La valeur par défaut est toutes les sections.

La section data contient toutes les données des tables ainsi que la définition des Large Objects et les valeurs des séquences. Les éléments post-data incluent la définition des index, triggers, règles et contraintes (autres que les contraintes de vérification). Les éléments pre-data incluent en tous les autres éléments de définition.

`--serializable-deferrable`

Utiliser une transaction `sérialisable` pour l'export, pour garantir que l'instantané utilisé est cohérent avec les états futurs de la base; mais ceci est effectué par l'attente d'un point dans le flux des transactions auquel aucune anomalie ne puisse être présente, afin qu'il n'y ait aucun risque que l'export échoue ou cause l'annulation d'une autre transaction pour `erreur de sérialisation`. Voyez Chapitre 13 pour davantage d'informations sur l'isolation des transactions et le contrôle d'accès concurrent.

Cette option est inutile pour un dump qui ne sera utilisé qu'en cas de récupération après sinistre. Elle pourrait être utile pour un dump utilisé pour charger une copie de la base pour du reporting ou toute autre activité en lecture seule tandis que la base originale continue à être mise à jour. Sans cela, le dump serait dans un état incohérent avec l'exécution sérielle des transactions qui auront été finalement validées. Par exemple, si un traitement de type batch est exécuté, un batch pourrait apparaître comme terminé dans le dump sans que tous les éléments du batch n'apparaissent.

Cette option ne fera aucune différence si aucune transaction en lecture-écriture n'est active au lancement de pg_dupm. Si des transactions en lecture-écriture sont actives, le démarrage du dump pourrait être retardé pour une durée indéterminée. Une fois qu'il sera démarré, la performance est identique à celle d'un dump sans cette option.

`--snapshot=`*`snapshotname`*

Utilise l'image de base de données synchronisée spécifiée lors de la sauvegarde d'une base de données (voir Tableau 9.82 pour plus de détails).

Cette option est utile lorsqu'il est nécessaire de synchroniser la sauvegarde avec un slot de réplication logique (voir Chapitre 49) ou avec une session concurrente.

Dans le cas d'une sauvegarde parallèle, le nom de l'image défini par cette option est utilisé plutôt que de prendre une nouvelle image de base.

`--strict-names`

Requiert que chaque motif de schéma (`-n` / `--schema`) et/ou de table (`-t` / `--table`) correspond à au moins un schéma/table de la base de données à sauvegarder. Notez que, si aucun motif de schéma/table ne trouve une correspondance, pg_dump générera une erreur, y compris sans `--strict-names`.

Cette option n'a pas d'effet sur `-N` / `--exclude-schema`, `-T` / `--exclude_table` et `--exclude-table-date`. Tout échec de correspondance pour un motif d'exclusion n'est pas considéré comme une erreur.

`--use-set-session-authorization`

Émettre des commandes SQL standard `SET SESSION AUTHORIZATION` à la place de commandes `ALTER OWNER` pour déterminer l'appartenance d'objet. Ceci rend l'extraction davantage compatible avec les standards, mais, suivant l'historique des objets de l'extraction, peut ne pas se restaurer correctement. Par ailleurs, une extraction utilisant `SET SESSION AUTHORIZATION` nécessitera certainement des droits superutilisateur pour se restaurer correctement, alors que `ALTER OWNER` nécessite des droits moins élevés.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_dump, puis quitte

Les options de ligne de commande suivantes gèrent les paramètres de connexion :

`-d` *`nom_base`*
`--dbname=`*`nom_base`*

Indique le nom de la base de données de connexion. Ceci revient à spécifier *`nom_base`* comme premier argument sans option sur la ligne de commande. Ce nom de base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

`-h` *`hôte`*
`--host` *`hôte`*

Le nom d'hôte de la machine sur laquelle le serveur de bases de données est exécuté. Si la valeur commence par une barre oblique (/), elle est utilisée comme répertoire pour le socket de domaine Unix. La valeur par défaut est fournie par la variable d'environnement `PGHOST`, si elle est initialisée. Dans le cas contraire, une connexion sur la socket de domaine Unix est tentée.

`-p` *`port`*
`--port` *`port`*

Le port TCP ou le fichier local de socket de domaine Unix sur lequel le serveur écoute les connexions. La valeur par défaut est fournie par la variable d'environnement `PGPORT`, si elle est initialisée. Dans le cas contraire, il s'agit de la valeur fournie à la compilation.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username` *`nomutilisateur`*

Le nom d'utilisateur utilisé pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force pg_dump à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais nécessaire car pg_dump demande automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, pg_dump perd une tentative de connexion pour tester si le serveur demande un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

`--role=`*`nomrole`*

Spécifie un rôle à utiliser pour créer l'extraction. Avec cette option, pg_dump émet une commande `SET ROLE` *`nomrole`* après s'être connecté à la base. C'est utile quand l'utilisateur authentifié (indiqué par `-U`) n'a pas les droits dont pg_dump a besoin, mais peut basculer vers un rôle qui les a. Certaines installations ont une politique qui est contre se connecter directement en tant que superutilisateur, et l'utilisation de cette option permet que les extractions soient faites sans violer cette politique.

Environnement

`PGDATABASE`
`PGHOST`
`PGOPTIONS`
`PGPORT`
`PGUSER`

Paramètres de connexion par défaut.

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Diagnostiques

pg_dump exécute intrinsèquement des instructions `SELECT`. Si des problèmes apparaissent à l'exécution de pg_dump, psql peut être utilisé pour s'assurer qu'il est possible de sélectionner des informations dans la base de données. De plus, tout paramètre de connexion par défaut et toute variable d'environnement utilisé par la bibliothèque libpq s'appliquent.

L'activité générée par pg_dump dans la base de données est normalement collectée par le collecteur de statistiques. Si c'est gênant, vous pouvez positionner le paramètre `track_counts` à false via `PGOPTIONS` ou la commande `ALTER USER`.

Notes

Si des ajouts locaux à la base `template1` ont été effectués, il est impératif de s'assurer que la sortie de pg_dump est effectivement restaurée dans une base vide ; dans le cas contraire, il est fort probable que la duplication des définitions des objets ajoutés engendre des erreurs. Pour obtenir une base vide de tout ajout local, on utilise `template0` à la place de `template1` comme modèle. Par exemple :

```
CREATE DATABASE foo WITH TEMPLATE template0;
```

Quand une sauvegarde des seules données est sélectionnée et que l'option `--disable-triggers` est utilisée, pg_dump engendre des commandes de désactivation des déclencheurs sur les tables utilisateur avant l'insertion des données, puis après coup, des commandes de réactivation après l'insertion. Si la restauration est interrompue, il se peut que les catalogues systèmes conservent cette position.

Le fichier de sauvegarde produit par pg_dump ne contient pas les statistiques utilisées par l'optimiseur pour la planification des requêtes. Il est donc conseillé, pour assurer des performances optimales, de lancer `ANALYZE` après la restauration d'une sauvegarde ; voir Section 24.1.3 et Section 24.1.6 pour plus d'informations.

Parce que pg_dump est utilisé pour transférer des données vers des nouvelles versions de PostgreSQL, la sortie de pg_dump devra pouvoir se charger dans les versions du serveur PostgreSQL plus récentes que la version de pg_dump. pg_dump peut aussi extraire des données de serveurs PostgreSQL plus anciens que sa propre version. (À l'heure actuelle, les versions de serveurs supportées vont jusqu'à la

8.0.) Toutefois, pg_dump ne peut pas réaliser d'extraction de serveurs PostgreSQL plus récents que sa propre version majeure ; il refusera même d'essayer, plutôt que de risquer de fournir une extraction invalide. Par ailleurs, il n'est pas garanti que la sortie de pg_dump puisse être chargée dans un serveur d'une version majeure plus ancienne -- pas même si l'extraction a été faite à partir d'un serveur dans cette version. Charger un fichier d'extraction dans un serveur de version plus ancienne pourra requérir une édition manuelle du fichier pour supprimer les syntaxe incomprises de l'ancien serveur. L'utilisation de l'option `--quote-all-identifiers` est recommendée lors de l'utilisation avec des versions différentes, car cela permet d'empêcher la venue de problèmes provenant de listes de mots clés dans différentes versions de PostgreSQL.

Lors de la sauvegarde des souscription de réplication logique, pg_dump générera des commandes `CREATE SUBSCRIPTION` qui utilisent l'option `connect = false`, afin que la restauration des souscriptions ne fasse pas de connexions distantes pour créer un slot de réplication ou pour la copie initiale de table. De cette façon, la sauvegarde peut être restaurée sans avoir besoin d'un accès réseau aux serveurs distants. Il est alors à la charge de l'utilisateur de réactiver les souscriptions de manière adaptée. Si les hôtes impliquées ont changés, l'information de connexion pourrait nécessiter d'être changée. Il pourrait également être approprié de tronquer les tables cibles avant de lancer une nouvelle copie complète des tables.

Exemples

Sauvegarder une base appelée `ma_base` dans un script SQL :

```
$ pg_dump ma_base > base.sql
```

Pour sauvegarder une base de données dans une archive au format répertoire :

```
$ pg_dump -Fd ma_base -f rep_sauve
```

Charger ce script dans une base nouvellement créée et nommée `nouvelle_base`:

```
$ psql -d nouvelle_base -f base.sql
```

Sauvegarder une base dans un fichier au format personnalisé :

```
$ pg_dump -Fc ma_base > base.dump
```

Pour sauvegarder une base de données en utilisant le format répertoire et en activant la parallélisation sur cinq jobs :

```
$ pg_dump -Fd ma_base -j 5 -f rep_sauvegarde
```

Charger un fichier d'archive dans une nouvelle base nommée `nouvelle_base` :

```
$ pg_restore -d nouvelle_base base.dump
```

Pour recharger un fichier archive dans la même base de données, annuler le contenu actuel de cette base :

```
$ pg_restore -d postgres --clean --create db.dump
```

Sauvegarder la table nommée `mytab` :

```
$ pg_dump -t ma_table ma_base > base.sql
```

Sauvegarder toutes les tables du schéma `detroit` et dont le nom commence par `emp` sauf la table nommée `traces_employes` :

```
$ pg_dump -t 'detroit.emp*' -T detroit.traces_employes ma_base >
 base.sql
```

Sauvegarder tous les schémas dont le nom commence par `est` ou `ouest` et se termine par `gsm`, en excluant les schémas dont le nom contient le mot `test` :

```
$ pg_dump -n 'est*gsm' -n 'ouest*gsm' -N '*test*' ma_base >
 base.sql
```

Idem mais en utilisant des expressions rationnelles dans les options :

```
$ pg_dump -n '(est|ouest)*gsm' -N '*test*' ma_base > base.sql
```

Sauvegarder tous les objets de la base sauf les tables dont le nom commence par `ts_` :

```
$ pg_dump -T 'ts_*' ma_base > base.sql
```

Pour indiquer un nom qui comporte des majuscules dans les options `-t` et assimilées, il faut ajouter des guillemets doubles ; sinon le nom est converti en minuscules (voirla section intitulée « motifs »). Les guillemets doubles sont interprétés par le shell et doivent dont être placés entre guillemets. Du coup, pour sauvegarder une seule table dont le nom comporte des majuscules, on utilise une commande du style :

```
$ pg_dump -t "\"NomAMajuscule\"" ma_base > ma_base.sql
```

Voir aussi

pg_dumpall, pg_restore, psql

pg_dumpall

pg_dumpall — extraire une grappe de bases de données PostgreSQL dans un fichier de script

Synopsis

`pg_dumpall` [*option_connexion*...] [*option*...]

Description

pg_dumpall est un outil d'extraction (« sauvegarde ») de toutes les bases de données PostgreSQL de l'instance vers un fichier script. Celui-ci contient les commandes SQL utilisables pour restaurer les bases de données avec psql. Cela est obtenu en appelant pg_dump pour chaque base de données de la grappe. pg_dumpall sauvegarde aussi les objets globaux, communs à toutes les bases de données, autrement dit les rôles et les tablespaces. (pg_dump ne sauvegarde pas ces objets.)

Puisque pg_dumpall lit les tables de toutes les bases de données, il est préférable d'avoir les droits de superutilisateur de la base de données pour obtenir une sauvegarde complète. De plus, il faut détenir des droits superutilisateur pour exécuter le script produit, afin de pouvoir créer les rôles et les bases de données.

Le script SQL est écrit sur la sortie standard. Utilisez l'option `-f`/`--file` ou les opérateurs shell pour la rediriger vers un fichier.

pg_dumpall se connecte plusieurs fois au serveur PostgreSQL (une fois par base de données). Si l'authentification par mot de passe est utilisé, un mot de passe est demandé à chaque tentative de connexion. Il est intéressant de disposer d'un fichier `~/.pgpass` dans de tels cas. Voir Section 34.15 pour plus d'informations.

Options

Les options suivantes, en ligne de commande, contrôlent le contenu et le format de la sortie.

`-a`
`--data-only`

Seules les données sont sauvegardées, pas le schéma (définition des données).

`-c`
`--clean`

Émet des commandes SQL `DROP` pour supprimer toutes les bases, rôles et tablespaces sauvegardés avant de les recréer. Cette option est utile quand la restauration doit écraser une instance existante. Si un des objets n'existe pas dans l'instance de destination, les messages d'erreur, à ignorer, seront renvoyés lors de la restauration sauf si l'option `--if-exists` est aussi indiquée.

`-E` *encoding*
`--encoding=`*encoding*

Crée la sauvegarde dans l'encodage spécifié. Par défaut, l'encodate de la base est utilisé. (Une autre façon d'obtenir le même résultat est de configurer la variable d'environnement `PGCLIENTENCODING` avec l'encodage désiré pour la sauvegarde.)

`-f` *nomfichier*
`--file=`*nomfichier*

Envoie le résultat dans le fichier indiqué. Si cette option n'est pas utilisée, la sortie standard est utilisée.

`-g`
`--globals-only`

Seuls les objets globaux sont sauvegardés (rôles et tablespaces), pas les bases de données.

`-o`
`--oids`

Les identifiants des objets (OID) sont sauvegardés comme faisant partie des données de chaque table. Cette option est utilisée si l'application référence les colonnes OID (par exemple, dans une contrainte de clé étrangère). Sinon, cette option ne doit pas être utilisée.

`-O`
`--no-owner`

Les commandes permettant de positionner les propriétaires des objets à ceux de la base de données originale. Par défaut, pg_dumpall lance les instructions `ALTER OWNER` ou `SET SESSION AUTHORIZATION` pour configurer le propriétaire des éléments créés. Ces instructions échouent lorsque le script est lancé par un utilisateur ne disposant pas des droits de superutilisateur (ou ne possédant pas les droits du propriétaire de tous les objets compris dans ce script). Pour que ce qui devient alors propriétaire de tous les objets créés, l'option `-O` doit être utilisée.

`-r`
`--roles-only`

Sauvegarde seulement les rôles, pas les bases ni les tablespaces.

`-s`
`--schema-only`

Seules les définitions des objets (schéma), sans les données, sont sauvegardées.

`-S` *`username`*
`--superuser=`*`username`*

Précise le nom du superutilisateur à utiliser pour la désactivation des déclencheurs. Cela n'a d'intérêt que lorsque `--disable-triggers` est utilisé. (Il est en général préférable de ne pas utiliser cette option et de lancer le script résultant en tant que superutilisateur.)

`-t`
`--tablespaces-only`

Sauvegarde seulement les tablespaces, pas les bases ni les rôles.

`-v`
`--verbose`

Indique l'utilisation du mode verbeux. Ainsi pg_dumpall affiche les heures de démarrage/arrêt dans le fichier de sauvegarde et les messages de progression sur la sortie standard. Il active également le mode verbeux dans pg_dump.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_dumpall puis quitte.

`-x`
`--no-privileges`
`--no-acl`

Les droits d'accès (commandes grant/revoke) ne sont pas sauvegardés.

`--binary-upgrade`

Cette option est destinée à être utilisée pour une mise à jour en ligne. Son utilisation dans d'autres buts n'est ni recommandée ni supportée. Le comportement de cette option peut changer dans les versions futures sans avertissement.

`--column-inserts`
`--attribute-inserts`

Extraire les données en tant que commandes `INSERT` avec des noms de colonnes explicites (`INSERT INTO` *`table`* `(`*`colonne`*`, ...) VALUES ...`). Ceci rendra la restauration très lente ; c'est surtout utile pour créer des extractions qui puissent être chargées dans des bases de données autres que PostgreSQL.

`--disable-dollar-quoting`

L'utilisation du dollar comme guillemet dans le corps des fonctions est désactivée. Celles-ci sont mises entre guillemets en accord avec la syntaxe du standard SQL.

`--disable-triggers`

Cette option n'est utile que lors de la création d'une sauvegarde des seules données. pg_dumpall inclut les commandes de désactivation temporaire des déclencheurs sur les tables cibles pendant le rechargement des données. Cette option est utile lorsqu'il existe des vérifications d'intégrité référentielle ou des déclencheurs sur les tables qu'on ne souhaite pas voir appelés lors du rechargement des données.

Actuellement, les commandes émises par `--disable-triggers` nécessitent d'être lancées par un superutilisateur. Il est donc impératif de préciser le nom du superutilisateur avec `-S` ou, préférentiellement, de lancer le script résultant en tant que superutilisateur.

`--if-exists`

Utilisez des commandes `DROP ... IF EXISTS` pour supprimer des objets dans le mode `--clean`. Cela permet de supprimer les erreurs « does not exist » qui seraient sinon renvoyées. Cette option n'est pas valide sauf si `--clean` est aussi indiquée.

`--inserts`

Extraire les données en tant que commandes `INSERT` (plutôt que `COPY`). Ceci rendra la restauration très lente ; c'est surtout utile pour créer des extractions qui puissent être chargées dans des bases de données autres que PostgreSQL. Notez que la restauration peut échouer complètement si vous avez changé l'ordre des colonnes. L'option `--column-inserts` est plus sûre, mais encore plus lente.

`--load-via-partition-root`

Lors de l'export de données d'une partition, faire que les instructions `COPY` ou `INSERT` ciblent la racine du partitionnement qui contient cette partition, plutôt que la partition elle-même. Ceci fait que la partition appropriée soit re-déterminée pour chaque ligne au moment du chargement. Ceci peut être utile quand le rechargement des données se fait sur un serveur où les lignes ne tomberont pas forcément dans les mêmes partitions que celles du serveur original. Ceci pourrait arriver si la colonne de partitionnement est de type text et que les deux systèmes ont une définition différente du collationnement utilisé pour tier la colonne de partitionnement.

`--lock-wait-timeout=`*`expiration`*

Ne pas attendre indéfiniment l'acquisition de verrous partagés sur table au démarrage de l'extraction. Échouer à la place s'il est impossible de verrouiller une table dans le temps d'*`expiration`* spécifié. L'expiration peut être indiquée dans tous les formats acceptés par `SET statement_timeout`, les valeurs autorisées dépendant de la version du serveur sur laquelle

vous faites l'extraction, mais une valeur entière en millisecondes est acceptée par toutes les versions depuis la 7.3. Cette option est ignorée si vous exportez d'une version antérieure à la 7.3.

`--no-subscriptions`

Ne sauvegarde pas les souscriptions.

`--no-sync`

Par défaut, `pg_dumpall` attendra que tous les fichiers aient été écrits de manière sûre sur disque. Cette option force `pg_dumpall` à rendre la main sans attendre, ce qui est plus rapide, mais signifie qu'un arrêt brutal du serveur survenant après la sauvegarde peut laisser la sauvegarde dans un état corrompu. De manière générale, cette option est utile durant les tests mais ne devrait pas être utilisée dans un environnement de production.

`--no-tablespaces`

Ne pas générer de commandes pour créer des tablespace, ni sélectionner de tablespace pour les objets. Avec cette option, tous les objets seront créés dans le tablespace par défaut durant la restauration.

`--no-comments`

Ne sauvegarde pas les commentaires.

`--no-publications`

Ne sauvegarde pas les publications.

`--no-role-passwords`

Ne sauvegarde pas les mots de passe des rôles. Lors de la restauration, les rôles auront un mot de passe vide et l'authentification par mot de passe échouera toujours jusqu'à ce que le mot de passe soit initialisé. Puisque les valeurs des mots de passe ne sont pas nécessaires quand cette option est spécifiée, l'information sur le rôle est lue depuis le catalogue système `pg_roles` au lieu de `pg_authid`. De ce fait, cette option aide aussi si l'accès à `pg_authid` est restreint par certaines politiques de sécurité.

`--no-security-labels`

Ne sauvegarde pas les labels de sécurité.

`--no-unlogged-table-data`

Ne sauvegarde pas le contenu des tables non tracées dans les journaux de transactions. Cette option n'a pas d'effet sur la sauvegarde des définitions de table ; il supprime seulement la sauvegarde des données des tables.

`--quote-all-identifiers`

Force la mise entre guillemets de tous les identifiants. Cette option est recommandée lors de la sauvegarde d'un serveur PostgreSQL dont la version majeure est différente de celle du pg_dumpall ou quand le résultat est prévu d'être rechargé dans une autre version majeure. Par défaut, pg_dumpall met entre guillemets uniquement les identifiants qui sont des mots réservés dans sa propre version majeure. Ceci peut poser parfois des problèmes de compatibilité lors de l'utilisation de serveurs de versions différentes qui auraient des ensembles différents de mots clés. Utiliser `--quote-all-identifiers` empêche ce type de problèmes au prix d'un script résultant plus difficile à lire.

`--use-set-session-authorization`

Les commandes `SET SESSION AUTHORIZATION` du standard SQL sont affichées à la place des commandes `ALTER OWNER` pour préciser le propriétaire de l'objet. Cela améliore la

compatibilité de la sauvegarde vis-à-vis des standard. Toutefois, du fait de l'ordre d'apparition des objets dans la sauvegarde, la restauration peut ne pas être correcte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_dumpall, puis quitte

Les options suivantes en ligne de commande contrôlent les paramètres de connexion à la base de données.

`-d` *`connstr`*
`--dbname=`*`connstr`*

Indique les paramètres utilisés pour se connecter au serveur sous la forme d'une chaîne de connexion ; elles surchargeront les options en ligne de commande conflictuelles.

Cette option est appelée `--dbname` par cohérence avec les autres applications clientes. Comme pg_dumpall a besoin de se connecter à plusieurs bases de données, le nom de la base indiqué dans la chaîne de connexion sera ignorée. Utilisez l'option `-l` pour spécifier le nom de la base utilisée pour la connexion initiale sauvegardant les objets globaux et découvrant les bases à sauvegarder.

`-h` *`hôte`*
`--host=`*`hôte`*

Précise le nom d'hôte de la machine sur laquelle le serveur de bases de données est en cours d'exécution. Si la valeur commence avec un slash, elle est utilisée comme répertoire du socket de domaine Unix. La valeur par défaut est prise à partir de la variable d'environnement `PGHOST`, si elle est initialisée, sinon une connexion socket de domaine Unix est tentée.

`-l` *`dbname`*
`--database=`*`dbname`*

Spécifie le nom de la base où se connecter pour la sauvegarde des objets globaux et pour découvrir les bases qui devraient être sauvegardées. Si cette option n'est pas utilisée, la base `postgres` est utilisé et, si elle n'existe pas, `template1` sera utilisée.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Précise le port TCP ou l'extension du fichier socket de domaine Unix local sur lequel le serveur est en écoute des connexions. La valeur par défaut est la variable d'environnement `PGPORT`, si elle est initialisée, ou la valeur utilisée lors de la compilation.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Utilisateur utilisé pour initier la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force pg_dumpall à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car pg_dumpall demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, pg_dumpall perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

Notez que le mot de passe sera demandé pour chaque base de données à sauvegarder. Habituellement, il est préférable de configurer un fichier `~/.pgpass` pour que de s'en tenir à une saisie manuelle du mot de passe.

`--role=`*`nomrole`*

Spécifie un rôle à utiliser pour créer l'extraction. Avec cette option, pg_dumpall émet une commande `SET ROLE` *`nomrole`* après s'être connecté à la base. C'est utile quand l'utilisateur authentifié (indiqué par `-U`) n'a pas les droits dont pg_dumpall a besoin, mais peut basculer vers un rôle qui les a. Certaines installations ont une politique qui est contre se connecter directement en tant que superutilisateur, et l'utilisation de cette option permet que les extractions soient faites sans violer cette politique.

Environnement

`PGHOST`
`PGOPTIONS`
`PGPORT`
`PGUSER`

Paramètres de connexion par défaut

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Notes

Comme pg_dumpall appelle pg_dump en interne, certains messages de diagnostique se réfèrent en fait à pg_dump.

L'option `--clean` peut être utile même si votre intention est de restaurer le script de sauvegarde sur une instance vierge. L'utilisation de `--clean` authorise le script à supprimer puis re-créer les bases de données internes `postgres` et `template1`, en s'assurant que ces bases conserveront les mêmes propriétés (par exemple la locale et l'encodage) que sur l'instance source. Sans l'option, ces bases conserveront les propriétés existantes au niveau base ainsi que le contenu pré-existant.

Une fois la restauration effectuée, il est conseillé de lancer `ANALYZE` sur chaque base de données, de façon à ce que l'optimiseur dispose de statistiques utiles. `vacuumdb -a -z` peut également être utilisé pour analyser toutes les bases de données.

On ne doit pas s'attendre à ce que le script de sauvegarde s'exécute sans erreur. En particulier, comme le script exécutera un `CREATE ROLE` pour chaque rôle existant sur l'instance source, il est certain d'obtenir une erreur « role already exists » pour le superutilisateur initial sauf si l'instance de destination a été initialisé avec un autre nom pour le superutilisateur initial. Cette erreur est sans gravité et doit être ignorée. L'utilisation de l'option `--clean` a des chances de produire des messages d'erreur supplémentaires sans risque pour les objets inexistants. Vous pouvez minimiser ces erreurs en ajoutant l'option `--if-exists`.

pg_dumpall requiert que tous les tablespaces nécessaires existent avant la restauration. Dans le cas contraire, la création de la base échouera pour une base qui ne se trouve pas dans l'emplacement par défaut.

Exemples

Sauvegarder toutes les bases de données :

```
$ pg_dumpall > db.out
```

Pour recharger les bases de données à partir de ce fichier, vous pouvez utiliser :

```
$ psql -f db.out postgres
```

La base de données utilisée pour la connexion initiale n'a pas d'importance ici car le fichier de script créé par pg_dumpall contient les commandes nécessaires à la création et à la connexion aux bases de données sauvegardées. Si vous utilisez l'option `--clean`, vous devez vous connecter à la base `postgres` au début ; le script tentera de supprimer les autres bases immédiatement et ceci échouera pour la base où vous êtes connecté.

Voir aussi

Vérifier pg_dump pour des détails sur les conditions d'erreur possibles.

pg_isready

pg_isready — vérifier le statut de connexion d'un serveur PostgreSQL

Synopsis

`pg_isready` [*option-connexion*...] [*option*...]

Description

pg_isready est un outil qui vérifie le statut de connexion d'un serveur PostgreSQL. Le code de sortie indique le résultat de la vérification.

Options

`-d` *nom_base*
`--dbname=`*nom_base*

Indique le nom de la base de données de connexion. Ce nom de base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

`-h` *hôte*
`--host=`*hôte*

Spécifie le nom d'hôte de la machine sur laquelle le serveur de bases de données est exécuté. Si la valeur commence par une barre oblique (/), elle est utilisée comme répertoire pour le socket de domaine Unix.

`-p` *port*
`--port=`*port*

Spécifie le port TCP ou l'extension du fichier local de socket de domaine Unix sur lequel le serveur écoute les connexions. La valeur par défaut est fournie par la variable d'environnement `PGPORT`, si elle est initialisée. Dans le cas contraire, il s'agit de la valeur fournie à la compilation, habituellement 5432.

`-q`
`--quiet`

N'affiche pas de message de statut. Ceci est utile pour son utilisation dans un script.

`-t` *secondes*
`--timeout=`*secondes*

Le nombre maximum de secondes à attendre lors d'une tentative de connexion et que le serveur ne répond pas. Le configurer à 0 désactive l'attente. Par défaut, la valeur est de trois secondes.

`-U` *nomutilisateur*
`--username=`*nomutilisateur*

Se connecter à la base en tant que l'utilisateur *nomutilisateur* à la place du défaut.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_isready, puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_isready, puis quitte.

Code de sortie

pg_isready renvoie `0` au shell si le serveur accepte normalement les connexions, `1` si le serveur rejette les connexions (par exemple lors du démarrage), `2` s'il n'y a pas de réponse une fois passé le délai d'attente et `3` si aucune tentative n'a eu lieu (par exemple à cause de paramètres invalides).

Environnement

`pg_isready`, comme la majorité des outils PostgreSQL, utilise les variables d'environnement supportées par libpq (voir Section 34.14).

Notes

Il n'est pas nécessaire de fournir un nom d'utilisateur, un mot de passe ou une base de données valides pour obtenir le statut du serveur. Néanmoins, si des valeurs incorrectes sont fournies, le serveur tracera une tentative échouée de connexion.

Exemples

Usage standard :

```
$ pg_isready
/tmp:5432 - accepting connections
$ echo $?
0
```

Exécuter avec les paramètres de connexions vers une instance PostgreSQL en cours de démarrage :

```
$ pg_isready -h localhost -p 5433
localhost:5433 - rejecting connections
$ echo $?
1
```

Exécuter avec les paramètres de connexions vers une instance PostgreSQL qui ne répond pas :

```
$ pg_isready -h someremotehost
someremotehost:5432 - no response
$ echo $?
2
```

pg_receivewal

pg_receivewal — suit le flux des journaux de transactions d'un serveur PostgreSQL

Synopsis

`pg_receivewal` [*option*...]

Description

pg_receivewal est utilisé pour suivre le flux des journaux de transaction d'une instance de PostgreSQL en cours d'activité. Les journaux de transactions est suivi en utilisant le flux du protocole de réplication, et est écrit sous forme de fichier dans un répertoire local. Ce répertoire peut être utilisé comme emplacement des archives dans l'optique d'une restauration utilisant le mécanisme de sauvegarde à chaud et de récupération à un instant (*PITR*, voir Section 25.3).

pg_receivewal suit le flux des journaux de transactions en temps réel car il est généré sur le serveur, et qu'il n'attend pas l'écriture d'un segment complet d'un journal de transactions comme archive_command le fait.

Contrairement au receveur de WAL d'un serveur PostgreSQL standby, pg_receivewal place les données WAL sur disque par défaut uniquement quand un fichier WAL est fermé. L'option `--synchronous` doit être ajoutée pour que les données WAL soient écrites en temps réel. Comme pg_receivexlog n'applique pas les WAL, vous ne devez pas lui permettre de devenir un standby synchrone quand synchronous_commit vaut `remote_apply`. Dans le cas contraire, ce sera un standby qui ne réussit jamais à rattraper son retard et causera le blocage des validations des transactions. Pour éviter ceci, vous devez soit configurer une valeur appropriée pour synchronous_standby_names, soit spécifier une valeur pour le paramètre `application_name` pour pg_receivexlog qui ne correspond pas, soit modifier la valeur du paramètre `synchronous_commit` à quelque chose d'autres que `remote_apply`.

Le journal de transactions est envoyé via une connexion PostgreSQL traditionnelle, et utilise le protocole de réplication. La connexion doit être créée avec un compte superutilisateur ou utilisateur disposant des droits `REPLICATION` (voir Section 21.2) et le fichier `pg_hba.conf` doit permettre la connexion de réplication. Le serveur doit aussi être configuré avec une valeur suffisamment haute pour le paramètre max_wal_senders pour laisser au moins une session disponible pour le flux.

Le point de démarrage du flux des journaux de transactions est calculé quand pg_receivewal démarre :

1. Tout d'abord, il parcourt le répertoire où les segments de journaux de transactions sont écrits et trouver le segment terminé le plus récent pour l'utiliser comme point de départ du prochain segment.

2. Si un point de démarrage ne peut pas être calculé avec la méthode précédente, l'emplacement de vidage des journaux de transactions est utilisé comme indiqué par le serveur à partir d'une commande `IDENTIFY_SYSTEM`.

Si la connexion est perdue ou si elle ne peux pas être établie initialement, via une erreur non fatale, pg_receivewal essaiera à nouveau indéfiniment, et rétablira le flux dès que possible. Pour éviter ce comportement, utilisez le paramètre `-n`.

En l'absence d'erreurs fatales, pg_receivewal s'exécutera jusqu'à recevoir le signal SIGINT (**Control**+**C**).

Options

`-D` *répertoire*
`--directory=`*répertoire*

Répertoire dans lequel écrire le résultat.

Ce paramètre est obligatoire.

`-E` *lsn*
`--endpos=`*lsn*

Arrête automatiquement la réplication et quitte avec le code de sortie standard 0 une fois arrivé au LSN indiqué.

S'il n'y a pas d'enregistrement avec un LSN strictement identique à *lsn*, l'enregistrement sera traité.

`--if-not-exists`

Ne renvoie pas une erreur quand `--create-slot` est indiqué et qu'un slot de même nom existe déjà.

`-n`
`--no-loop`

N'effectue pas de nouvelle tentative en cas d'erreur à la connexion. À la place, le programme s'arrête en retournant une erreur.

`--no-sync`

Cette option force `pg_receivewal` à ne pas imposer de vider les données WAL sur disque. C'est plus rapide mais cela signifie aussi qu'un crash du système d'exploitation peut laisser les segments WAL corrompus. En règle général, cette option est utile pour des tests mais ne devrait pas être utilisée lors de l'archivage de journaux de transactions sur un système en production.

Cette option est incompatible avec `--synchronous`.

`-s` *intervalle*
`--status-interval=`*intervalle*

Spécifie le rythme en secondes de l'envoi des paquets au serveur informant de l'état en cours. Ceci permet une supervision plus simple du progrès à partir du serveur. Une valeur de zéro désactive complètement la mise à jour périodique du statut, bien qu'une mise à jour sera toujours envoyée si elle est réclamée par le serveur pour éviter la déconnexion après un certain délai. La valeur par défaut est de 10 secondes.

`-S` *slotname* `--slot=`*nom_slot*

Requiert l'utilisation d'un slot de réplication existant avec pg_receivewal (voir Section 26.2.6). Quand cette option est utilisée, pg_receivewal renverra une position de vidage au serveur, indiquant quand chaque segment a été synchronisé sur disque. Cela permet au serveur de supprimer ce segment s'il n'est pas utile ailleurs.

Quand le client de réplication de pg_receivewal est configuré sur le serveur comme un standby synchrone, l'utilisation d'un slot de réplication renverra la position de vidage sur disque du serveur, mais seulement lors de la fermeture d'un fichier WAL. De ce fait, cette configuration entraînera que les transactions sur le primaire attendront un long moment, ce qui aura pour effet de ne pas fonctionner de manière satisfaisante. L'option `--synchronous` (voir ci- dessous) doit être ajoutée pour que cela fonctionne correctement.

`--synchronous`

Vide les données WAL sur disque dès leur réception. De plus, envoie un paquet de statut au serveur immédiatement après le vidage, quelque soit la configuration de l'option `--status-interval`.

Cette option doit être utilisée si le client de réplication de pg_receivewal est configuré en tant que serveur standby synchrone pour s'assurer que le retour est renvoyé à temps au serveur principal.

`-v`
`--verbose`

Active le mode verbeux.

`-Z` *`level`*
`--compress=`*`level`*

Active la compression gzip des journaux de transaction, et spécifie le niveau de compression (de 0 à 9, 0 étant l'absence de compression et 9 étant la meilleure compression). Le suffixe `.gz` sera automatiquement ajouté à tous les noms de fichiers.

Les options en ligne de commande qui suivent permettent de paramètrer la connexion à la base de données.

`-d` *`connstr`*
`--dbname=`*`connstr`*

Spécifie les paramètres utilisés pour se connecter au serveur, sous la forme d'une chaîne de connexion. Elles surchargent toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

Cette option est nommée `--dbname` par cohérence avec les autres applications clients mais, comme pg_receivewal ne se connecte à aucune base de données en particulier dans l'instance, le nom de la base dans la chaîne de connexion sera ignoré.

`-h` *`hôte`*
`--host=`*`hôte`*

Spécifie le nom de l'hôte de la machine sur lequel le serveur s'exécute. Si la valeur commence par un slash, il est utilisé comme le répertoire de la socket du domaine Unix (IPC). La valeur par défaut est issue de la variable d'environnement `PGHOST`, si elle est définie, sinon une connexion à une socket du domaine Unix est tentée.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Spécifie le port TCP ou l'extension du fichier de la socket du domaine Unix sur lequel le serveur va écouter les connexions. La valeur par défaut est issue de la variable d'environnement `PGPORT`, si elle est définie, ou d'une valeur définie lors de la compilation.

`-U` *`nom-utilisateur`*
`--username=`*`nom-utilisateur`*

L'utilisateur avec lequel se connecter.

`-w`
`--no-password`

Ne demande pas la saisie d'un mot de passe. Si le serveur nécessite un mot de passe d'authentification et qu'aucun mot de passe n'est disponible par d'autre biais comme le fichier `.pgpass`, la connexion tentée échouera. Cette option peut être utile dans des batchs où aucun utilisateur ne pourra entrer un mot de passe.

`-W`
`--password`

Oblige pg_receivewal à demander un mot de passe avant de se connecter à la base.

Cette option n'est pas indispensable car pg_receivewal demandera automatiquement un mot de passe si le serveur nécessite une authentification par mot de passe. Cependant, pg_receivewal perdra une tentative de connexion avant de savoir si le serveur nécessite un mot de passe. Dans certain cas, il est possible d'ajouter l'option `-W` pour éviter une tentative de connexion superflue.

pg_receivewal peut réaliser une des deux actions suivantes pour contrôler les slots de réplication physique :

`--create-slot`

Crée un slot de réplication physique avec le nom spécifié par l'option `--slot`, puis quitte.

`--drop-slot`

Supprime le slot de réplication dont le nom est spécifié par l'option `--slot`, puis quitte.

D'autres options sont aussi disponibles :

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_receivewal et termine le programme.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide concernant les arguments en ligne de commande de pg_receivewal, et termine le programme.

Code de sortie

pg_receivewal sortira avec un code 0 quand il est terminé par le signal SIGINT. (C'est la façon normale de l'arrêter, d'où le fait qu'il ne s'agit pas d'une erreur.) Pour les erreurs fatales ou pour tout autre signal, le code de sortie sera différent de zéro.

Environnement

Cet utilitaire, comme la plupart des autres utilitaires PostgreSQL, utilise les variables d'environnement supportées par libpq (voir Section 34.14).

Notes

Lorsque vous utilisez pg_receivewal à la place de archive_command comme méthode principale de sauvegarde des WAL, il est fortement recommandé d'utiliser les slots de réplication. Dans le cas contraire, le serveur est libre de recycler ou supprimer les fichiers des journaux de transactions avant qu'ils ne soient sauvegardés car il n'a aucune information, provenant soit de archive_command soit des slots de réplication, sur la quantité de WAL déjà archivée. Néanmoins, notez qu'un slot de réplication remplira l'espace disque du serveur si le receveur n'arrive pas à suivre le rythme de récupération des données WAL.

pg_receivewal conservera les droits sur le groupe pour les fichiers WAL reçus si les droits du groupe sont activés sur l'instance source.

Exemples

Pour suivre le flux des journaux de transactions du serveur `mon-serveur-de-donnees` et les stocker dans le répertoire local `/usr/local/pgsql/archive` :

```
$ pg_receivewal -h mon-serveur-de-donnees -D /usr/local/pgsql/
archive
```

Voir aussi

pg_basebackup

pg_recvlogical

pg_recvlogical — contrôle les flux de décodage logique de PostgreSQL

Synopsis

`pg_recvlogical` [*option*...]

Description

`pg_recvlogical` contrôle des slots de réplication pour le décodage logique et envoie les données par flux depuis ces slots de réplication.

Il crée une connexion en mode réplication, et est donc sujet aux même contraintes que pg_receivewal, en plus de celles de la réplication logique (voir Chapitre 49).

`pg_recvlogical` n'a pas d'équivalent aux modes d'interface SQL de décodage logique peek et get. Il envoie des confirmation de rejeu pour les données de manière paresseuse quand il les reçoit et lors d'un arrêt propre. Pour examiner les données en attente d'un slot sans les consommer, utilisez `pg_logical_slot_peek_changes`.

Options

Au moins une des options suivantes doit être indiquée pour sélectionner une action :

`--create-slot`

Crée un nouveau slot de réplication avec le nom spécifié avec `--slot`, utilisant le plugin de sortie spécifié avec `--plugin`, pour la base de données spécifiée par `--dbname`.

`--drop-slot`

Supprime le slot de réplication dont le nom est spécifié avec l'option `--slot`, puis quitte.

`--start`

Commence le transfert des modifications à partir du slot de réplication spécifié par l'option `--slot`, et continue jusqu'à être arrêté par un signal. Si le flux de modifications côté serveur se termine avec un arrêt du serveur ou une déconnexion, tente de nouveau dans une boucle, sauf si l'option `--no-loop` est ajoutée.

Le format du flux est déterminé par le plugin en sortie indiqué lors de la création du slot.

La connexion doit se faire sur la même base de données que celle utilisée pour créer le slot.

Les actions `--create-slot` et `--start` peuvent être utilisées ensemble. `--drop-slot` ne peut pas être combinée avec une autre action.

L'option de ligne de commande suivante contrôle l'emplacement et le format de sortie ainsi que les autres comportements de la réplication :

`-f` *nom_fichier*
`--file=`*nom_fichier*

Écrit les données de transactions reçues et décodées dans ce fichier. Utiliser `-` pour la sortie standard (stdout).

`-F` *`interval_secondes`*
`--fsync-interval=`*`interval_secondes`*

Précise la fréquence des appels à `fsync()` par pg_recvlogical pour s'assurer que le fichier en sortie est à coup sûr sur disque.

De temps en temps, le serveur demande au client de réaliser les écritures et de rapporter sa position au serveur. Ce paramètre permet d'aller au-delà, pour réaliser des écritures plus fréquentes.

Indiquer un intervalle de `0` désactive tous les appels à `fsync()`. Le serveur est toujours informé de la progression. Dans ce cas, des données peuvent être perdues en cas de crash.

`-I` *`lsn`*
`--startpos=`*`lsn`*

Dans le mode `--start`, la réplication commence à la position LSN désignée. Pour les détails de son effet, voir la documentation dans Chapitre 49 et Section 53.6. Ignoré dans les autres modes.

`-E` *`lsn`*
`--endpos=`*`lsn`*

Dans le mode `--start`, l'outil arrête automatiquement la réplication et quitte avec un code retour normal 0 quand il atteint le LSN spécifié. S'il est spécifié et que le mode `--start` n'est pas demandé, une erreur est levée.

S'il y a un enregistrement avec le LSN strictement égal à *`lsn`*, l'enregistrement sera produit.

L'option `--endpos` n'est pas au courant des lilmites de transaction et pourrait tronquer en partie la sortie d'une transaction. Toute transaction partiellement produite ne sera pas consommée et sera rejouée de ouveau quand le slot sera de nouveau lu. Les messages individuels ne sont jamais tronqués.

`--if-not-exists`

Ne renvoie pas une erreur quand `--create-slot` est spécifié et qu'un slot de ce nom existe déjà.

`-n`
`--no-loop`

Quand la connexion au serveur est perdue, ne pas tenter de nouveau dans une boucle, mais quitte simplement.

`-o` *`nom`*`[=`*`valeur`*`]`
`--option=`*`nom`*`[=`*`valeur`*`]`

Passe l'option option *`nom`* au plugin en sortie avec la *`valeur`* si elle est spécifiée. Des options existent mais leurs effets dépendent du plugin utilisé en sortie.

`-P` *`plugin`*
`--plugin=`*`plugin`*

Lors de la création du slot, utiliser la sortie de plugin de décodage spécifiée. Voir Chapitre 49. Cette option n'a pas d'effet si le slot existe déjà.

`-s` *`intervalle_en_seconde`*
`--status-interval=`*`intervalle_en_seconde`*

Cette option a le même effet que l'option du même nom dans pg_receivewal. Voir la description à cet endroit.

`-S` *`nom_slot`*
`--slot=`*`nom_slot`*

Dans le mode `--start`, utilise le slot de réplication logique existant nommé *`slot_name`*. Dans le mode `--create-slot`, créer le slot de réplication avec ce nom. Dans le mode `--drop-slot`, supprime le slot de ce nom.

`-v`
`--verbose`

Active le mode verbeux.

Les options suivantes en ligne de commande contrôlent les paramètres de connexion à la base de données.

`-d` *`nom_base`*
`--dbname=`*`nom_base`*

La base de données où se connecter. Voir la description des actions de sa signification. Ce nom de base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles. La valeur par défaut est le nom de l'utilisateur.

`-h` *`alias-ou-ip`*
`--host=`*`alias-ou-ip`*

Indique le nom d'hôte du serveur. Si la valeur commence avec un slash, elle est utilisée comme nom du répertoire pour le socket de domaine Unix. La valeur par défaut est récupérée de la variable d'environnement `PGHOST`. Si cette dernière n'est pas configurée, une connexion par socket de domaine Unix est tentée.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Indique le port TCP ou l'extension du fichier de socket de domaine Unix, sur lequel le serveur écoute les connexions entrantes. La valeur par défaut correspond à la valeur de la variable d'environnement `PGPORT`. Si cette variable n'est pas configurée, une valeur compilée est prise en compte.

`-U` *`nom_utilisateur`*
`--username=`*`nom_utilisateur`*

Le nom d'utilisateur utilisé pour la connexion. Sa valeur par défaut est le nom de l'utilisateur du système d'exploitation.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur requiert une authentification par mot de passe et qu'un mot de passe n'est pas disponible par d'autres moyens tels que le fichier `.pgpass`, la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile dans les jobs programmés et dans les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force pg_recvlogical à demander un mot de passe avant de se connecter à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire, car pg_recvlogical demandera automatiquement un mot de passe si le serveur requiert une authentification par mot de passe. Néanmoins, pg_recvlogical gaspillera une tentative de connexion pour trouver que le serveur a besoin d'un mot de passe.

Dans certains cas, il est préférable d'utiliser l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion supplémentaire.

Les options supplémentaires suivantes sont disponibles :

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_recvlogical, puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_recvlogical, puis quitte.

Environnement

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise les variables d'environnement supportées par libpq (voir Section 34.14).

Notes

pg_recvlogical conservera les droits du groupe sur les fichiers WAL reçus si les droits du groupe sont activés sur l'instance source.

Exemples

Voir Section 49.1 pour un exemple.

Voir aussi

pg_receivewal

pg_restore

pg_restore — restaure une base de données PostgreSQL à partir d'un fichier d'archive créé par pg_dump

Synopsis

`pg_restore` [*option_connexion*...] [*option*...] [*nom_fichier*]

Description

pg_restore est un outil pour restaurer une base de données PostgreSQL à partir d'une archive créée par pg_dump dans un des formats non textuel. Il lance les commandes nécessaires pour reconstruire la base de données dans l'état où elle était au moment de sa sauvegarde. Les fichiers d'archive permettent aussi à pg_restore d'être sélectif sur ce qui est restauré ou même de réordonner les éléments à restaurer. Les fichiers d'archive sont conçus pour être portables entre les architectures.

pg_restore peut opérer dans deux modes. Si un nom de base de données est spécifié, pg_restore se connecte à cette base de données et restaure le contenu de l'archive directement dans la base de données. Sinon, un script contenant les commandes SQL nécessaires pour reconstruire la base de données est créé et écrit dans un fichier ou sur la sortie standard. La sortie du script est équivalente à celles créées par le format en texte plein de pg_dump. Quelques-unes des options contrôlant la sortie sont du coup analogues aux options de pg_dump.

De toute évidence, pg_restore ne peut pas restaurer l'information qui ne se trouve pas dans le fichier d'archive. Par exemple, si l'archive a été réalisée en utilisant l'option donnant les « données sauvegardées par des commandes `INSERT` », pg_restore ne sera pas capable de charger les données en utilisant des instructions `COPY`.

Options

pg_restore accepte les arguments suivants en ligne de commande.

nom_fichier

Spécifie l'emplacement du fichier d'archive (ou du répertoire pour une archive au format « directory ») à restaurer. S'il n'est pas spécifié, l'entrée standard est utilisée.

`-a`
`--data-only`

Restaure seulement les données, pas les schémas (définitions des données). Les données des tables, les Large Objects, et les valeurs des séquences sont restaurées si elles sont présentes dans l'archive.

Cette option est similaire à `--section=data` mais, pour des raisons historiques, elle n'est pas identique.

`-c`
`--clean`

Avant de restaurer les objets de la base, lance des commandes SQL `DROP` pour supprimer tous les objets à restaurer. Cette option est utile pour surcharger une base existante. Si un des objets n'existe pas dans la base de destination, des messages d'erreurs, à ignorer, seront renvoyées sauf si l'option `--if-exists` est aussi indiquée.

`-C`
`--create`

Crée la base de données avant de la restaurer. Si l'option `--clean` est aussi indiquée, supprime puis crée de nouveau la base de données cible avant de s'y connecter.

Avec `--create`, pg_restore restaure aussi le commentaire de la base de données, s'il a été configuré, et toutes variables de configuration spécifiques à cette base, autrement dit toutes les commandes `ALTER DATABASE ... SET ...` et `ALTER ROLE ... IN DATABASE ... SET ...` qui mentionnent cette base. Les droits d'accès à la base elle-même sont aussi restaurés sauf si `--no-acl` est spécifié.

Quand cette option est utilisée, la base de données nommée via l'option `-d` est utilisée seulement pour exécuter les commandes `DROP DATABASE` et `CREATE DATABASE`. Toutes les données sont restaurées dans la base dont le nom se trouve dans l'archive.

`-d` *`nom_base`*
`--dbname=`*`nom_base`*

Se connecte à la base de données *`nom_base`* et restaure directement dans la base de données. Ce nom de base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

`-e`
`--exit-on-error`

Quitte si une erreur est rencontrée lors de l'envoi des commandes SQL à la base de données. La valeur par défaut est de continuer et d'afficher le nombre d'erreurs à la fin de la restauration.

`-f` *`nom_fichier`*
`--file=`*`filename`*

Spécifie le fichier en sortie pour le script généré ou pour la liste lorsqu'elle est utilisée avec `-l`. Utilisez `-` pour la sortie standard, qui est la sortie par défaut.

`-F` *`format`*
`--format=`*`format`*

Spécifie le format de l'archive. Il n'est pas nécessaire de le spécifier car pg_restore détermine le format automatiquement. Si spécifié, il peut être un des suivants :

`c`
`custom`

L'archive est dans le format personnalisé de pg_dump.

`d`
`directory`

L'archive est un répertoire (*directory*).

`t`
`tar`

L'archive est une archive `tar`.

`-I` *`index`*
`--index=`*`index`*

Restaure uniquement la définition des index nommés. Plusieurs index peuvent être donnés en utilisant autant de fois l'option `-I`.

`-j` *`nombre-de-jobs`*
`--jobs=`*`nombre-de-jobs`*

Exécute les parties les plus consommatrices en temps de pg_restore -- celles des chargements de données, créations d'index et créations de contraintes -- en utilisant plusieurs jobs concurrents. Cette option peut réduire de beaucoup le temps pour restaurer une grosse base de données pour un serveur fonctionnant sur une machine multi-processeus.

Chaque job est un processus ou un thread, suivant le système d'exploitation, et utilise une connexion séparée au serveur.

La valeur optimale pour cette option dépend de la configuration matérielle du serveur, du client et du réseau. Les facteurs incluent le nombre de cœurs CPU et la configuration disque. Un bon moyen pour commencer est le nombre de cœurs CPU du serveur, mais une valeur plus grande que ça peut amener des temps de restauration encore meilleurs dans de nombreux cas. Bien sûr, les valeurs trop hautes apporteront des performances en baisse.

Seuls les formats d'archivage personnalisé et répertoire sont supportés avec cette option. Le fichier en entrée doit être un fichier standard (pas un tube par exemple). Cette option est ignorée lors de la création d'un script plutôt qu'une connexion à la base de données. De plus, plusieurs jobs ne peuvent pas être utilisés ensemble si vous voulez l'option `--single-transaction`.

`-l`
`--list`

Liste le contenu de l'archive. Le résultat de cette opération peut être utilisé en entrée de l'option `-L`. Notez que, si vous utilisez des options de filtre telles que `-n` ou `-t` avec l'option `-l`, elles restreignent les éléments listés.

`-L` *`fichier_liste`*
`--use-list=`*`fichier_liste`*

Restaure seulement les objets qui sont listés dans le fichier *`fichier_liste`*, et les restaure dans l'ordre où elles apparaissent dans le fichier. Notez que, si des options de filtre comme `-n` et `-t` sont utilisées avec `-L`, elles ajouteront cette restriction aux éléments restaurés.

`fichier_liste` est normalement créé en éditant la sortie d'une précédente opération `-l`. Les lignes peuvent être déplacées ou supprimées, et peuvent aussi être mise en commentaire en ajoutant un point-virgule (`;`) au début de la ligne. Voir ci-dessous pour des exemples.

`-n` *`nom_schema`*
`--schema=`*`nom_schema`*

Restaure seulement les objets qui sont dans le schéma nommé. Plusieurs schémas peuvent être donnés en utilisant autant de fois l'option `-n`. Elle peut être combinée avec l'option `-t` pour ne restaurer qu'une seule table.

`-N` *`nom_schema`*
`--exclude-schema=`*`nom_schema`*

Ne pas restaurer les objets qui sont dans le schéma nommé. Plusieurs schémas à exclure peuvent être spécifiés grâce à de multiples commutateurs `-N`.

Si les commutateurs `-n` et `-N` sont tous deux présents pour le même schéma, le commutateur `-N` sera prépondérant et le schéma exclu.

`-O`
`--no-owner`

Ne pas donner les commandes initialisant les propriétaires des objets pour correspondre à la base de données originale. Par défaut, pg_restore lance des instructions `ALTER OWNER` ou `SET`

SESSION AUTHORIZATION pour configurer le propriétaire des éléments du schéma créé. Ces instructions échouent sauf si la connexion initiale à la base de données est réalisée par un superutilisateur (ou le même utilisateur que le propriétaire des objets du script). Avec -O, tout nom d'utilisateur peut être utilisé pour la connexion initiale et cet utilisateur est le propriétaire des objets créés.

-P *nom_fonction(argtype [, ...])*
--function=*nom_fonction(argtype [, ...])*

Restaure seulement la fonction nommée. Faites attention à épeler le nom de la fonction et les arguments exactement comme ils apparaissent dans la table des matières du fichier de sauvegarde. Plusieurs fonctions peuvent être données en utilisant autant de fois l'option -P..

-r
--no-reconnect

Cette option est obsolète mais est toujours acceptée pour des raisons de compatibilité ascendante.

-s
--schema-only

Restaure seulement le schéma (autrement dit, la définition des données), mais pas les données, à condition que cette définition est présente dans l'archive.

Cette option est l'inverse de --data-only. Elle est similaire, mais pas identique (pour des raisons historiques), à --section=pre-data --section=post-data.

(Ne pas la confondre avec l'option --schema qui utilise le mot « schema » dans un contexte différent.)

-S *nom_utilisateur*
--superuser=*nom_utilisateur*

Spécifie le nom d'utilisateur du superutilisateur à utiliser pour désactiver les déclencheurs. Ceci est seulement nécessaire si --disable-triggers est utilisé.

-t *table*
--table=*table*

Restaure la définition et/ou les données de la table nommée uniquement. Dans ce cadre, « table » inclut les vues, les vues matérialisées, les séquences et les tables distantes. Plusieurs tables peuvent être sélectionnées en ajoutant plusieurs options -t. Cette option peut être combinée avec l'option -n pour indiquer les tables d'un schéma particulier.

> **Note**
>
> Quand l'option -t est indiquée, pg_restore ne tente pas de restaurer les autres objets de la base de données qui pourraient être liés à la table sélectionnée. De ce fait, il n'y a aucune garantie qu'une restauration d'une table spécifique dans une base propre réussira.

> **Note**
>
> Cette option ne se comporte pas de la même façon que l'option -t de pg_dump. Il n'existe pas actuellement de support pour la recherche de motifs dans pg_restore. De plus, vous ne pouvez pas inclure un nom de schéma dans -t. Et, pendant que l'option -t de pg_dump sauvegardera aussi les objets liés (comme les index) des tables sélectionnées, l'option -t de pg_restore n'incluera pas les objets liés.

> **Note**
>
> Dans les versions de PostgreSQL antérieures à la 9.6, Cette option correspondant seulement aux tables, pas aux autres types de relation.

`-T` *`trigger`*
`--trigger=`*`trigger`*

Restaure uniquement le déclencheur nommé. Plusieurs triggers peuvent être donnés en utilisant autant de fois l'option `-T`..

`-v`
`--verbose`

Spécifie le mode verbeux.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_restore, puis quitte.

`-x`
`--no-privileges`
`--no-acl`

Empêche la restauration des droits d'accès (commandes grant/revoke).

`-1`
`--single-transaction`

Exécute la restauration en une seule transaction (autrement dit, toutes les commandes de restauration sont placées entre un `BEGIN` et un `COMMIT`). Ceci assure l'utilisateur que soit toutes les commandes réussissent, soit aucun changement n'est appliqué. Cette option implique `--exit-on-error`.

`--disable-triggers`

Cette option n'est pertinente que lors d'une restauration des données seules. Elle demande à pg_restore d'exécuter des commandes pour désactiver temporairement les déclencheurs sur les tables cibles pendant que les données sont rechargées. Utilisez ceci si vous avez des vérifications d'intégrité référentielle sur les tables que vous ne voulez pas appeler lors du rechargement des données.

Actuellement, les commandes émises pour `--disable-triggers` doivent être exécutées par un superutilisateur. Donc, vous devriez aussi spécifier un nom de superutilisateur avec `-S` ou, de préférence, lancer pg_restore en tant que superutilisateur PostgreSQL.

`--enable-row-security`

Cette option n'est adéquate que lors de la restauration du contenu du table disposant de l'option RLS. Par défaut, pg_restore configurera row_security à off, pour s'assurer que toutes les données sont restaurées dans la table. Si l'utilisateur n'a pas les droits nécessaires pour contourner la sécurité au niveau ligne, alors une erreur est levée. Ce paramètre demande à pg_restore de configurer row_security à on, permettant à l'utilisateur d'essayer de restaurer le contenu de la table avec la sécurité au niveau ligne activée. Ceci pourrait échouer si l'utilisateur n'a pas le droit d'insérer des lignes dans la table.

Notez que cette option requiert aussi actuellement que la sauvegarde soit au format `INSERT` car `COPY FROM` n'est pas supportée par la sécurité au niveau ligne.

`--if-exists`

Utilisez des commandes `DROP ... IF EXISTS` pour supprimer des objets dans le mode `--clean`. Cela permet de supprimer les erreurs « does not exist » qui seraient sinon renvoyées. Cette option n'est pas valide sauf si `--clean` est aussi indiquée.

`--no-comments`

Ne génère pas les commande de restauration des commentaires même si l'archive les contient.

`--no-data-for-failed-tables`

Par défaut, les données de la table sont restaurées même si la commande de création de cette table a échoué (par exemple parce qu'elle existe déjà). Avec cette option, les données de cette table seront ignorées. Ce comportement est utile si la base cible contient déjà des données pour cette table. Par exemple, les tables supplémentaires des extensions de PostgreSQL comme PostGIS pourraient avoir déjà été créées et remplies sur la base cible ; indiquer cette option empêche l'ajout de données dupliquées ou obsolètes.

Cette option est seulement efficace lors de la restauration directe d'une base, pas lors de la réalisation d'une sortie de script SQL.

`--no-publications`

Ne pas afficher les commandes pour restaurer les publications, même si l'archive les contient.

`--no-security-labels`

Ne récupère pas les commandes de restauration des labels de sécurité, même si l'archive les contient.

`--no-subscriptions`

Ne pas afficher les commandes pour restaurer les souscriptions, même si l'archive les contient.

`--no-tablespaces`

Ne sélectionne pas les tablespaces. Avec cette option, tous les objets seront créés dans le tablespace par défaut lors de la restauration.

`--section=`*`nom_section`*

Restaure seulement la section nommée. Le nom de la section peut être `pre-data`, `data` ou `post-data`. Cette option peut être spécifiée plus d'une fois pour sélectionner plusieurs sections. La valeur par défaut est toutes les sections.

La section data contient toutes les données des tables ainsi que la définition des Large Objects. Les éléments post-data consistent en la définition des index, triggers, règles et constraintes (autres que les contraintes de vérification). Les éléments pre-data consistent en tous les autres éléments de définition.

`--strict-names`

Requiert que chaque qualificateur de schéma (`-n` / `--schema`) et table (`-t` / `--table`) correspond à au moins un schéma/table dans le fichier de sauvegarde.

`--use-set-session-authorization`

Affiche les commandes `SET SESSION AUTHORIZATION` du standard SQL à la place des commandes `ALTER OWNER` pour déterminer le propriétaire de l'objet. Ceci rend la sauvegarde plus compatible avec les standards mais, suivant l'historique des objets dans la sauvegarde, pourrait ne pas restaurer correctement.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_restore, puis quitte.

pg_restore accepte aussi les arguments suivants en ligne de commande pour les paramètres de connexion :

`-h` *`hôte`*
`--host=`*`hôte`*

Spécifie le nom d'hôte de la machine sur lequel le serveur est en cours d'exécution. Si la valeur commence par un slash, elle est utilisée comme répertoire du socket de domaine Unix. La valeur par défaut est prise dans la variable d'environnement `PGHOST`, si elle est initialisée, sinon une connexion socket de domaine Unix est tentée.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Spécifie le port TCP ou l'extension du fichier socket de domaine Unix sur lequel le serveur écoute les connexions. Par défaut, l'outil utilise la variable d'environnement `PGPORT`, si elle est configurée, sinon il utilise la valeur indiquée à la compilation.

`-U` *`nom_utilisateur`*
`--username=`*`nom_utilisateur`*

Se connecte en tant que cet utilisateur

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force pg_restore à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car pg_restore demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, pg_restore perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

`--role=`*`nom_rôle`*

Indique un nom de rôle utilisé pour la restauration. Cette option fait que pg_restore exécute un `SET ROLE` *`nom_rôle`* après connexion à la base de données. C'est utile quand l'utilisateur authentifié (indiqué par l'option `-U`) n'a pas les droits demandés par pg_restore, mais peut devenir le rôle qui a les droits requis. Certains installations ont une politique contre la connexion en super-utilisateur directement, et utilisent cette option pour permettre aux restaurations de se faire sans violer cette règle.

Environnement

`PGHOST`
`PGOPTIONS`
`PGPORT`
`PGUSER`

Paramètres de connexion par défaut

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14). Néanmoins, il ne lit pas la variable PGDATABASE quand le nom d'une base n'est pas fournie.

Diagnostiques

Quand une connexion directe à la base de données est spécifiée avec l'option -d, pg_restore exécute en interne des instructions SQL. Si vous avez des problèmes en exécutant pg_restore, assurez-vous d'être capable de sélectionner des informations à partir de la base de données en utilisant, par exemple à partir de psql. De plus, tout paramètre de connexion par défaut et toute variable d'environnement utilisé par la bibliothèque libpq s'appliqueront.

Notes

Si votre installation dispose d'ajouts locaux à la base de données template1, faites attention à charger la sortie de pg_restore dans une base de données réellement vide ; sinon, vous avez des risques d'obtenir des erreurs dûes aux définitions dupliquées des objets ajoutés. Pour créer une base de données vide sans ajout local, copiez à partir de template0, et non pas de template1, par exemple :

```
CREATE DATABASE foo WITH TEMPLATE template0;
```

Les limitations de pg_restore sont détaillées ci-dessous.

- Lors de la restauration des données dans une table pré-existante et que l'option --disable-triggers est utilisée, pg_restore émet des commandes pour désactiver les déclencheurs sur les tables utilisateur avant d'insérer les données, puis émet les commandes pour les réactiver après l'insertion des données. Si la restauration est stoppée en plein milieu, les catalogues système pourraient être abandonnés dans le mauvais état.

- pg_restore ne peut pas restaurer les « large objects » de façon sélective, par exemple seulement ceux d'une table précisée. Si une archive contient des « large objects », alors tous les « large objects » seront restaurées (ou aucun s'ils sont exclus avec l'option -L, l'option -t ou encore d'autres options.

Voir aussi la documentation de pg_dump pour les détails sur les limitations de pg_dump.

Une fois la restauration terminée, il est conseillé de lancer ANALYZE sur chaque table restaurée de façon à ce que l'optimiseur dispose de statistiques utiles ; voir Section 24.1.3 et Section 24.1.6 pour plus d'informations.

Exemples

Supposons que nous avons sauvegardé une base nommée ma_base dans un fichier de sauvegarde au format personnalisé :

```
$ pg_dump -Fc ma_base > ma_base.dump
```

Pour supprimer la base et la re-créer à partir de la sauvegarde :

```
$ dropdb ma_base
$ pg_restore -C -d postgres ma_base.dump
```

La base nommée avec l'option -d peut être toute base de données existante dans le cluster ; pg_restore l'utilise seulement pour exécuter la commande CREATE DATABASE pour ma_base. Avec -C, les données sont toujours restaurées dans le nom de la base qui apparaît dans le fichier de sauvegarde.

Pour charger la sauvegarde dans une nouvelle base nommée `nouvelle_base` :

```
$ createdb -T template0 nouvelle_base
$ pg_restore -d nouvelle_base db.dump
```

Notez que nous n'utilisons pas `-C` et que nous nous sommes connectés directement sur la base à restaurer. De plus, notez que nous clonons la nouvelle base à partir de `template0` et non pas de `template1`, pour s'assurer qu'elle est vide.

Pour réordonner les éléments de la base de données, il est tout d'abord nécessaire de sauvegarder la table des matières de l'archive :

```
$ pg_restore -l ma_base.dump > ma_base.liste
```

Le fichier de liste consiste en un en-tête et d'une ligne par élément, par exemple :

```
;
; Archive created at Mon Sep 14 13:55:39 2009
;     dbname: DBDEMOS
;     TOC Entries: 81
;     Compression: 9
;     Dump Version: 1.10-0
;     Format: CUSTOM
;     Integer: 4 bytes
;     Offset: 8 bytes
;     Dumped from database version: 8.3.5
;     Dumped by pg_dump version: 8.3.8
;
;
; Selected TOC Entries:
;
3; 2615 2200 SCHEMA - public pasha
1861; 0 0 COMMENT - SCHEMA public pasha
1862; 0 0 ACL - public pasha
317; 1247 17715 TYPE public composite pasha
319; 1247 25899 DOMAIN public domain0 pasha
```

Les points virgules commencent un commentaire et les numéros au début des lignes se réfèrent à l'ID d'archive interne affectée à chaque élément.

Les lignes dans le fichier peuvent être commentées, supprimées et réordonnées. Par exemple :

```
10; 145433 TABLE map_resolutions postgres
;2; 145344 TABLE species postgres
;4; 145359 TABLE nt_header postgres
6; 145402 TABLE species_records postgres
;8; 145416 TABLE ss_old postgres
```

peut être utilisé en entrée de pg_restore et ne restaure que les éléments 10 et 6 dans cet ordre :

```
$ pg_restore -L mabase.liste mabase.fichier
```

Voir aussi

pg_dump, pg_dumpall, psql

psql

psql — terminal interactif PostgreSQL

Synopsis

`psql` [*option*...] [*nombase* [*nomutilisateur*]]

Description

psql est une interface en mode texte pour PostgreSQL. Il vous permet de saisir des requêtes de façon interactive, de les exécuter sur PostgreSQL et de voir les résultats de ces requêtes. Alternativement, les entrées peuvent être lues à partir d'un fichier ou à partir des arguments de la ligne de commande. De plus, il fournit un certain nombre de métacommandes et plusieurs fonctionnalités style shell pour faciliter l'écriture des scripts et automatiser une grande variété de tâches.

Options

`-a`
`--echo-all`

Affiche toutes les lignes non vides en entrée sur la sortie standard lorsqu'elles sont lues. (Ceci ne s'applique pas aux lignes lues de façon interactive.) C'est équivalent à initialiser la variable `ECHO` à `all`.

`-A`
`--no-align`

Bascule dans le mode d'affichage non aligné. (Le mode d'affichage par défaut est aligné.) Ceci est équivalent à `\pset format unaligned`.

`-b`
`--echo-errors`

Affiche les commandes SQL qui ont échoué sur la sortie standard des erreurs. C'est équivalent à configurer la variable `ECHO` à `errors`.

`-c` *commande*
`--command=`*commande*

Indique que psql doit exécuter la commande indiquée dans le paramètre *commande*. Cette option peut être répétée et combinée avec l'option `-f` dans n'importe quel ordre. Quand soit `-c` soit `-f` est utilisée, psql ne lit pas les commandes à partir de l'entrée standard ; à la place, il quitte après avoir traité toutes les options `-c` et `-f` dans la séquence indiquée.

commande doit être soit une chaîne de commande complètement analysable par le serveur (autrement dit, elle ne contient pas de fonctionnalités spécifiques à psql), soit une simple métacommande. De ce fait, vous ne pouvez pas mixer les commandes SQL et les métacommandes psql dans une option `-c`. Pour ce faire, vous pouvez utiliser plusieurs options `-c` ou envoyer la chaîne par un tube (*pipe*) dans psql, par exemple :

```
psql -c '\x' -c 'SELECT * FROM foo;'
```

or

```
echo '\x \\ SELECT * FROM foo;' | psql
```

(\\ est le séparateur de métacommandes.)

Chaque chaîne de commande SQL passée à `-c` est envoyée au serveur comme une requête unique. De ce fait, le serveur l'exécute comme une seule transaction, même si la chaîne contient plusieurs commandes SQL, sauf si des commandes `BEGIN`/`COMMIT` explicites sont incluses dans la chaîne pour la diviser en plusieurs transactions. (Voir Section 53.2.2.1 pour plus de détails sur la gestion par le serveur des chaînes contenant plusieurs requêtes.) De plus, psql n'affiche que le résultat de la dernière commande SQL dans la chaîne. Ce comportement est différent de celui où la même chaîne est lue à partir d'un fichier ou envoyée à psql via l'entrée standard, parce qu'alors psql envoie chaque commande SQL séparément.

À cause de ce comportement, placer plus d'une commande dans une option `-c` a souvent des résultats inattendus. Il est préférable d'utiliser plusieurs options `-c` ou d'envoyer les différentes commandes à psql via l'entrée standard, soit en utilisant echo comme dans l'exemple ci-dessus, soit en utilisant une redirection de type « here-document », comme ci-dessous :

```
psql <<EOF
\x
SELECT * FROM foo;
EOF
```

`-d` *`nombase`*
`--dbname=`*`nombase`*

Indique le nom de la base de données où se connecter. Ceci est équivalent à spécifier *`nombase`* comme premier argument de la ligne de commande qui n'est pas une option. Le nom de la base, *`dbname`*, peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

`-e`
`--echo-queries`

Copie toutes les commandes SQL envoyées au serveur aussi sur la sortie standard. Ceci est équivalent à initialiser la variable `ECHO` à `queries`.

`-E`
`--echo-hidden`

Affiche les requêtes réelles générées par `\d` et autres commandes antislash. Vous pouvez utiliser ceci pour étudier les opérations internes de psql. Ceci est équivalent à initialiser la variable `ECHO_HIDDEN` à `on`.

`-f` *`nomfichier`*
`--file=`*`nomfichier`*

Lit les commandes à partir du fichier *`nomfichier`*, plutôt que l'entrée standard. Cette option peut être répétée et combinée dans tout ordre avec l'option `-c`. Quand ni `-c` ni `-f` n'est indiquée, psql ne lit pas les commandes à partir de l'entrée standard ; à la place, il termine après avoir traité toutes les options `-c` et `-f` dans la séquence indiquée. En dehors de ça, cette option est fortement équivalente à la métacommande `\i`.

Si *`nomfichier`* est un `-` (tiret), alors l'entrée standard est lue jusqu'à la détection d'une fin de fichier ou de la métacommande `\q`. Ceci peut être utilisé pour intercaler une saisie interactive entre des entrées depuis des fichiers. Néanmoins, notez que Readline n'est pas utilisé dans ce cas (un peu comme si `-n` a été précisé).

Utiliser cette option est légèrement différent d'écrire `psql < nomfichier`. En général, les deux feront ce que vous souhaitez, mais utiliser `-f` active certaines fonctionnalités intéressantes comme les messages d'erreur avec les numéros de ligne. Il y a aussi une petite chance qu'utiliser cette option réduira la charge au démarrage. D'un autre côté, la variante utilisant la redirection de l'entrée du shell doit (en théorie) pour ramener exactement le même affichage que celui que vous auriez eu en saisissant tout manuellement.

`-F` *séparateur*
`--field-separator=`*séparateur*

Utilisez *séparateur* comme champ séparateur pour un affichage non aligné. Ceci est équivalent à `\pset fieldsep` ou `\f`.

`-h` *nomhôte*
`--host=`*nomhôte*

Indique le nom d'hôte de la machine sur lequel le serveur est en cours d'exécution. Si la valeur commence avec un slash, elle est utilisée comme répertoire du socket de domaine Unix.

`-H`
`--html`

Active l'affichage en tableau HTML. Ceci est équivalent à `\pset format html` ou à la commande `\H`.

`-l`
`--list`

Liste toutes les bases de données disponibles puis quitte. Les autres options non relatives à la connexion sont ignorées. Ceci est similaire à la métacommande `\list`.

Quand cette option est utilisée, psql se connectera à la base de données `postgres`, sauf si une base de données différente est nommée sur la ligne de commande (via l'option `-d`, via le dernier argument de la ligne de commande, via l'enregistrement du service, mais pas via une variable d'environnement).

`-L` *nomfichier*
`--log-file=`*nomfichier*

Écrit tous les résultats des requêtes dans le fichier *nomfichier* en plus de la destination habituelle.

`-n`
`--no-readline`

N'utilise pas Readline pour l'édition de ligne et n'utilise pas l'historique des commandes. Ceci est utile quand on veut désactiver la gestion de la tabulation quand on copie/colle.

`-o` *nomfichier*
`--output=`*nomfichier*

Dirige tous les affichages de requêtes dans le fichier *nomfichier*. Ceci est équivalent à la commande `\o`.

`-p` *port*
`--port=`*port*

Indique le port TCP ou l'extension du fichier socket de domaine local Unix sur lequel le serveur attend les connexions. Par défaut, il s'agit de la valeur de la variable d'environnement `PGPORT` ou, si elle n'est pas initialisée, le port spécifié au moment de la compilation, habituellement 5432.

`-P` *`affectation`*
`--pset=`*`affectation`*

Vous permet de spécifier les options d'affichage dans le style de `\pset` sur la ligne de commande. Notez que, ici, vous devez séparer nom et valeur avec un signe égal au lieu d'un espace. Du coup, pour initialiser le format d'affichage en LaTeX, vous devez écrire `-P format=latex`.

`-q`
`--quiet`

Indique que psql doit travailler silencieusement. Par défaut, il affiche des messages de bienvenue et diverses informations. Si cette option est utilisée, rien de ceci n'est affiché. C'est utile avec l'option `-c`. Ceci est équivalent à configurer la variable `QUIET` à `on`.

`-R` *`séparateur`*
`--record-separator=`*`séparateur`*

Utilisez *`séparateur`* comme séparateur d'enregistrement pour un affichage non aligné. Ceci est équivalent à `\pset recordsep`.

`-s`
`--single-step`

S'exécute en mode étape par étape. Ceci signifie qu'une intervention de l'utilisateur est nécessaire avant l'envoi de chaque commande au serveur, avec une option pour annuler l'exécution. Utilisez cette option pour déboguer des scripts.

`-S`
`--single-line`

S'exécute en mode simple ligne, où un retour à la ligne termine une commande SQL, de la même façon qu'un point-virgule.

> **Note**
>
> Ce mode est fourni pour ceux qui insistent pour l'avoir, mais vous n'êtes pas nécessairement encouragé à l'utiliser. En particulier, si vous mixez SQL et métacommandes sur une ligne, l'ordre d'exécution peut ne pas être toujours clair pour un utilisateur inexpérimenté.

`-t`
`--tuples-only`

Désactive l'affichage des noms de colonnes, le pied de page contenant le nombre de résultats, etc. Ceci est équivalent à la métacommande `\t` ou à `\pset tuples_only`.

`-T` *`options_table`*
`--table-attr=`*`options_table`*

Indique les options à placer à l'intérieur d'une balise `table` en HTML. Voir `\pset tableattr` pour plus de détails.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Se connecte à la base de données en tant que l'utilisateur *`nomutilisateur`* au lieu de celui par défaut. (Vous devez aussi avoir le droit de le faire, bien sûr.)

`-v` *`affectation`*
`--set=`*`affectation`*
`--variable=`*`affectation`*

Réalise une affectation de variable, comme la métacommande `\set`. Notez que vous devez séparer le nom et la valeur, s'il y en a une, par un signe égal sur la ligne de commande. Pour désinitialiser une variable, enlevez le signe d'égalité. Pour initialiser une variable avec une valeur vide, utilisez le signe égal sans passer de valeur. Ces affectations sont réalisées lors du traitement de la ligne de commande, du coup les variables reflétant l'état de la connexion seront écrasées plus tard.

`-V`
`--version`

Affiche la version de psql et quitte.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

Notez que cette option restera positionnée pour l'ensemble de la session, et qu'elle affecte aussi l'utilisation de la métacommande `\connect` en plus de la tentative de connexion initiale.

`-W`
`--password`

Force psql à demander un mot de passe avant de se connecter à une base de données, même si le mot de passe ne sera pas utilisé.

Si le serveur requiert une authentification par mot de passe et qu'un mot de passe n'est pas disponible par d'autres sources que le fichier `.pgpass`, psql demandera un mot de passe. Néanmoins, psql perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

Notez que cette option sera conservée pour la session entière, et que du coup elle affecte l'utilisation de la métacommande `\connect` ainsi que la tentative de connexion initiale.

`-x`
`--expanded`

Active le mode de formatage de table étendu. Ceci est équivalent à `\x` ou `\pset expanded`.

`-X,`
`--no-psqlrc`

Ne lit pas le fichier de démarrage (ni le fichier système `psqlrc` ni le `~/.psqlrc` de l'utilisateur).

`-z`
`--field-separator-zero`

Configure le séparateur de champs pour une sortie non alignée avec un octet zéro. Ceci est équivalent à `\pset fieldsep_zero`.

`-0`
`--record-separator-zero`

Configure le séparateur d'enregistrement pour une sortie non alignée avec un octet zéro. C'est intéressant pour l'interfacer avec `xargs -0`. Ceci est équivalent à `\pset recordsep_zero`.

`-1`
`--single-transaction`

Cette option peut seulement être utilisée en combinaison avec une ou plusieurs options `-c` et/ou `-f`. Cela force psql à exécuter une commande `BEGIN` avant la première option de ce type et une commande `COMMIT` après la dernière, englobant la totalité des commandes dans une seule transaction. Ceci garantit que soit toutes les commandes réussissent, soit aucun changement n'est appliqué.

Si les commandes elles-mêmes contiennent `BEGIN`, `COMMIT` ou `ROLLBACK`, cette option n'aura pas les effets désirés. De plus, si une commande en particulier ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transaction, indiquer cette option causera l'échec de toute la transaction.

`-?`
`--help[=`*`thème`*`]`

Affiche de l'aide sur psql puis quitte. Le paramètre optionnel *`thème`* (par défaut à `options`) sélectionne les parties de psql à expliquer : `commands` décrit les métacommandes de psql ; `options` décrit les options en ligne de commande de psql ; et `variables` affiche de l'aide sur les variables de configuration de psql.

Code de sortie

psql renvoie 0 au shell s'il s'est terminé normalement, 1 s'il y a eu une erreur fatale de son fait (par exemple : pas assez de mémoire, fichier introuvable), 2 si la connexion au serveur s'est interrompue et que la session n'était pas interactive, 3 si une erreur est survenue dans un script et si la variable `ON_ERROR_STOP` était positionnée.

Usage

Se connecter à une base de données

psql est une application client PostgreSQL standard. Pour se connecter à une base de données, vous devez connaître le nom de votre base de données cible, le nom de l'hôte et le numéro de port du serveur ainsi que le nom de l'utilisateur sous lequel vous voulez vous connecter. On peut indiquer ces paramètres à psql à partir d'options en ligne de commande, respectivement `-d`, `-h`, `-p` et `-U`. Si un argument est rencontré qui ne correspond à aucune option, il sera interprété comme le nom de la base de données (ou le nom de l'utilisateur si le nom de la base de données est déjà donné). Toutes ces options ne sont pas requises, il y a des valeurs par défaut convenables. Si vous omettez le nom de l'hôte, psql se connectera via un socket de domaine Unix à un serveur sur l'hôte local, ou par TCP/IP sur `localhost` pour les machines qui n'ont pas de sockets de domaine Unix. Le numéro de port par défaut est déterminé au moment de la compilation. Comme le serveur de bases de données utilise la même valeur par défaut, vous n'aurez pas besoin de spécifier le port dans la plupart des cas. Le nom de l'utilisateur par défaut est votre nom d'utilisateur pour le système d'exploitation, de même pour le nom de la base de données par défaut. Notez que vous ne pouvez pas simplement vous connecter à n'importe quelle base de données avec n'importe quel nom d'utilisateur. Votre administrateur de bases de données doit vous avoir informé de vos droits d'accès.

Quand les valeurs par défaut ne sont pas idéales, vous pouvez vous épargner de la frappe en configurant les variables d'environnement `PGDATABASE`, `PGHOST`, `PGPORT` et/ou `PGUSER` avec les valeurs appropriées (pour les variables d'environnement supplémentaires, voir Section 34.14). Il est aussi pratique d'avoir un fichier `~/.pgpass` pour éviter d'avoir régulièrement à saisir les mots de passe. Voir Section 34.15 pour plus d'informations.

Une autre façon d'indiquer les paramètres de connexion est dans une chaîne *`conninfo`* ou une URI qui est utilisée à la place du nom d'une base de données. Ce mécanisme vous donne un grand contrôle sur la connexion. Par exemple :

```
$ psql "service=monservice sslmode=require"
$ psql postgresql://dbmaster:5433/mydb?sslmode=require
```

De cette façon, vous pouvez aussi utiliser LDAP pour la recherche de paramètres de connexion, comme décrit dans Section 34.17. Voir Section 34.1.2 pour plus d'informations sur toutes les options de connexion disponibles.

Si la connexion ne peut pas se faire, quelle qu'en soit la raison (c'est-à-dire droits non suffisants, serveur arrêté sur l'hôte cible, etc.), psql renverra une erreur et s'arrêtera.

Si l'entrée et la sortie standard correspondent à un terminal, alors psql fixe le paramètre d'encodage client à la valeur « auto », afin de pouvoir détecter l'encodage approprié d'après les paramètres régionaux (définis par la variable système `LC_CTYPE` pour les systèmes Unix). Si cela ne fonctionne pas comme attendu, il est possible de forcer l'encodage du client en renseignant la variable d'environnement `PGCLIENTENCODING`.

Saisir des commandes SQL

Dans le cas normal, psql fournit une invite avec le nom de la base de données sur laquelle psql est connecté suivi par la chaîne `=>`. Par exemple

```
$ psql basetest
psql (11.22)
Type "help" for help.

basetest=>
```

À l'invite l'utilisateur peut saisir des commandes SQL. Ordinairement, les lignes en entrée sont envoyées vers le serveur quand un point-virgule de fin de commande est saisi. Une fin de ligne ne termine pas une commande. Du coup, les commandes peuvent être saisies sur plusieurs lignes pour plus de clarté. Si la commande a été envoyée et exécutée sans erreur, ses résultats sont affichés sur l'écran.

Si des utilisateurs en qui vous n'avez pas confiance ont accès à une base qui n'a pas adopté la méthode sécurisée d'utilisation des schémas, démarrez votre session en supprimant de votre `search_path` les schémas ouverts en écriture au public. On peut ajouter `options=-csearch_path=` à la chaîne de connexion ou exécuter `SELECT pg_catalog.set_config('search_path', '', false)` avant toute autre commande SQL. Cette considération n'est pas propre à psql ; elle s'applique à chaque interface qui exécute des commandes SQL quelconques.

À chaque fois qu'une commande est exécutée, psql vérifie aussi les événements de notification générés par LISTEN et NOTIFY.

Alors que les blocs de commentaire de type C sont transmis au serveur pour traitement et suppression, les commentaires au standard SQL sont supprimés par psql.

Métacommandes

Tout ce que vous saisissez dans psql qui commence par un antislash non échappé est une métacommande psql, traitée par psql lui-même. Ces commandes aident à rendre psql plus utile pour l'administration ou pour l'écriture de scripts. Les métacommandes sont plus souvent appelées les commandes slash ou antislash.

Le format d'une commande psql est l'antislash suivi immédiatement d'un verbe de commande et de ses arguments. Les arguments sont séparés du verbe de la commande et les uns des autres par un nombre illimité d'espaces blancs.

Pour inclure des espaces blancs dans un argument, vous pouvez le mettre entre des guillemets simples. Pour inclure un guillemet simple dans un argument, vous devez écrire deux guillemets simples dans un texte compris entre guillemets simples. Tout ce qui est contenu dans des guillemets simples est sujet aux substitutions du style langage C : `\n` (nouvelle ligne), `\t` (tabulation), `\b` (retour arrière), `\r` (retour chariot), `\f` (saut de page), `\`*`chiffres`* (octal), and `\x`*`chiffres`* (hexadécimal). Un antislash précédant tout autre caractère dans une chaîne entre guillemets reproduit ce caractère, quel qu'il soit.

Si un deux-points sans guillemets (`:`) suivi d'un nom de variable psql apparaît dans un argument, il est remplacé par la valeur de la variable, comme décrit dans Interpolation SQL. Les formes `:'`*`variable_name`*`'` et `:"`*`variable_name`*`"` décrites ici fonctionnent également. La syntaxe `:{?`*`variable_name`*`}` permet de tester si une variable est définie. Elle est substituée par TRUE ou FALSE. Échapper le symbole deux-points avec un antislash le protège de la substitution.

Dans un argument, le texte entre des guillemets inverses (`` ` ``) est pris comme une ligne de commande, qui est passée au shell. La sortie de la commande (dont tous les retours à la ligne sont supprimés) remplace le texte entre guillemets inverses. Dans le texte à l'intérieur des guillemets inverses, ne se déroule ni échappement ni autre traitement, à l'exception de `:`*`variable_name`* où *`variable_name`* est une variable psql, qui sera remplacée par sa valeur. De plus, les occurences de `:'`*`variable_name`*`'` sont remplacées par la valeur de la variable correctement échappée pour devenir un unique argument de commande shell (cette dernière forme est presque toujours préférable, sauf à être absolument sûr du contenu de la variable). Comme les caractères retour chariot et saut de ligne ne peuvent être échappés correctement sur toutes les plateformes, la forme `:'`*`variable_name`*`'` renvoie un message d'erreur et ne remplace pas la valeur de la variable quand ces caractères sont présents dans la valeur.

Quelques commandes prennent un identifiant SQL (comme un nom de table) en argument. Ces arguments suivent les règles de la syntaxe SQL : les lettres sans guillemets sont forcées en minuscule alors que les guillemets doubles (") protègent les lettres de la conversion de casse et autorisent l'incorporation d'espaces blancs dans l'identifiant. À l'intérieur des guillemets doubles, les guillemets doubles en paire se réduisent à un seul guillemet double dans le nom résultant. Par exemple, `FOO"BAR"BAZ` est interprété comme `fooBARbaz` et `"Un nom ""bizarre"` devient `Un nom "bizarre`.

L'analyse des arguments se termine à la fin de la ligne ou quand un autre antislash non entre guillemets est rencontré. Un antislash non entre guillemets est pris pour le début d'une nouvelle métacommande. La séquence spéciale `\\` (deux antislashes) marque la fin des arguments et continue l'analyse des commandes SQL, si elles existent. De cette façon, les commandes SQL et psql peuvent être mixées librement sur une ligne. Mais dans tous les cas, les arguments d'une métacommande ne peuvent pas continuer après la fin de la ligne.

De nombreuses métacommandes utilisent le *buffer de la requête actuelle*. Ce buffer contient simplement le texte de la commande SQL qui a été écrite mais pas encore envoyée au serveur pour exécution. Cela comprendra les lignes saisies précédentes ainsi que tout texte présent avant la métacommande de la même ligne.

Les métacommandes suivantes sont définies :

`\a`

Si le format d'affichage de table actuel est non aligné, il est basculé à aligné. S'il n'est pas non aligné, il devient non aligné. Cette commande est conservée pour des raisons de compatibilité. Voir `\pset` pour une solution plus générale.

`\c` ou `\connect [ -reuse-previous=`*`on`*`|`*`off`*` ] [ `*`nom_base`*` [ `*`nom_utilisateur`*` ] [ `*`hôte`*` ] [ `*`port`*` ] | `*`conninfo`*` ]`

Établit une nouvelle connexion à un serveur PostgreSQL. Les paramètres de connexion utilisés peuvent être spécifiés en utilisant soit la syntaxe par position (une ou plusieurs parmi le nom de la base, le nom de l'utilisateur, l'hôte et le port) soit une chaîne de connexion `conninfo` telle

qu'elle est détaillée dans Section 34.1.1. Si aucun argument n'est donné, une nouvelle connexion est réalisée en utilisant les mêmes paramètres qu'auparavant.

Utiliser `-` comme valeur d'un des paramètres *`nom_base`*, *`nom_utilisateur`*, *`hôte`* ou *`port`* est équivalent à l'omission de ce paramètre.

La nouvelle connexion peut réutiliser les paramètres de connexion de la précédente connexion ; non seulement le nom de la base, de l'utilisateur, l'hôte et le port, mais aussi les autres paramètres tels que *`sslmode`*. Par défaut, les paramètres sont ré-utilisés dans la syntaxe par position, mais pas quand une chaîne de connexion *`conninfo`* est donnée. Passer en premier argument `-reuse-previous=on` ou `-reuse-previous=off` surcharge ce comportement par défaut. Si les paramètres sont ré-utilisés, alors tout paramètre non spécifié explicitement comme un paramètre de position ou dans une chaîne de connexion *`conninfo`* est pris dans les paramètres de la connexion existante. Une exception concerne le changement du paramètre *`host`* de sa valeur précédente utilisant la syntaxe par position, et tout paramétrage de *`hostaddr`* présent dans les paramètres de la connexion existant est supprimé. De plus, tout mot de passe utilisé pour la connexion existante sera réutilisé seulement si l'utilisateur, l'hôte et le port ne sont pas modifiés. Quand la commande ne spécifie pas ou ne réutilise pas une paramètre particulier, sa valeur libpq par défaut est utilisé.

Si la nouvelle connexion est réussie, la connexion précédente est fermée. Si la tentative de connexion échoue (mauvais nom d'utilisateur, accès refusé, etc.), la connexion précédente est conservée si psql est en mode interactif. Lors de l'exécution d'un script non interactif, le traitement s'arrêtera immédiatement avec une erreur. Cette distinction a été choisie d'une part comme facilité pour l'utilisateur confronté aux fautes de frappe, d'autre part en tant que sécurité pour que des scripts n'agissent pas par erreur sur la mauvaise base de données.

Exemples :

```
=> \c mydb myuser host.dom 6432
=> \c service=foo
=> \c "host=localhost port=5432 dbname=mydb connect_timeout=10
 sslmode=disable"
=> \c -reuse-previous=on sslmode=require    -- change uniquement
 sslmode
=> \c postgresql://tom@localhost/mydb?application_name=myapp
```

`\C [ *titre* ]`

Initialise ou supprime le titre des tables affichées en résultat d'une requête. Cette commande est équivalente à `\pset title *titre*`. (Le nom de cette commande provient de « caption », car elle avait précédemment pour seul but d'initialiser l'en-tête dans une table HTML.)

`\cd [ *répertoire* ]`

Change le répertoire courant en *`répertoire`*. Sans argument, le répertoire personnel de l'utilisateur devient le répertoire courant.

> **Astuce**
>
> Pour afficher votre répertoire courant, utilisez `\! pwd`.

`\conninfo`

Affiche des informations sur la connexion en cours à la base de données.

`\copy { table [ ( liste_colonnes ) ] | ( requête ) } { from | to } { 'nomfichier' | program 'commande' | stdin | stdout | pstdin | pstdout } [ [ with ] ( option [, ...] ) ]`

Réalise une opération de copie côté client. C'est une opération qui exécute une commande SQL, COPY, mais au lieu que le serveur lise ou écrive le fichier spécifié, psql lit ou écrit le fichier en faisant le routage des données entre le serveur et le système de fichiers local. Ceci signifie que l'accès et les droits du fichier sont ceux de l'utilisateur local, pas celui du serveur, et qu'aucun droit de superutilisateur n'est requis.

Quand la clause `program` est présente, *`commande`* est exécuté par psql et les données provenant ou fournies à *`commande`* sont routées entre le serveur et le client. Encore une fois, les droits d'exécution sont ceux de l'utilisateur local, et non du serveur, et les droits superutilisateur ne sont pas nécessaires.

Pour `\copy ... from stdin`, les lignes de données sont lues depuis la même source qui a exécuté la commande, continuant jusqu'à ce que `\.` soit lu ou que le flux atteigne EOF. Cette option est utile pour remplir des tables depuis les scripts SQL même. Pour `\copy ... to stdout`, la sortie est envoyée au même endroit que la sortie des commandespsql, et le statut de la commande `COPY` *`count`* n'est pas affiché (puisqu'il pourrait être confondu avec une ligne de données). Pour lire et écrire sur les entrées et sorties de psql sans prendre en compte la source de commande courante ou l'option `\o`, écrivez `from pstdin` ou `to pstdout`.

La syntaxe de cette commande est similaire à celle de la commande SQL COPY. Toutes les options autres que les source/destination des données sont spécifié comme pour COPY. À cause de cela, des règles spéciales d'analyse sont appliquées à la métacommande `\copy`. Contrairement à la majorité des autres métacommandes, l'intégralité du reste de la ligne est toujours pris en compte en tant qu'arguments de `\copy`, et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses ne seront effectuées sur les arguments.

> **Astuce**
>
> Une autre façon d'obtenir le même résultat que `\copy ... to` est d'utiliser la commande SQL `COPY ... TO STDOUT` et de la finir avec `\g` *`nom_fichier`* ou `\g |`*`programme`*. Contrairement à `\copy`, cette méthode permet à la commande d'aller sur plusieurs lignes. De plus, l'interpolation de variable et l'expansion des guillemets inverses peuvent être utilisées.

> **Astuce**
>
> Ces opérations ne sont pas aussi efficaces que la commande SQL `COPY` avec un fichier ou avec les données fournies pour/par un programme car toutes les données doivent passer via la connexion client/serveur. Pour les grandes quantités de données, la commande SQL pourrait être préférable. De plus, du fait de cette méthode de passage, `\copy ... from` dans le mode CSV traitera de façon erronée une donnée `\.` seule sur une ligne en la prenant pour un marqueur de fin de données.

`\copyright`

Affiche le copyright et les termes de distribution de PostgreSQL.

`\crosstabview [ colV [ colH [ colD [ sortcolH ] ] ] ]`

Exécute le tampon de requête actuel (tout comme `\g`) et affiche le résultat dans un tableau croisé. La requête doit renvoyer au moins trois colonnes. La colonne en sortie identifiée par *`colV`* devient

l'en-tête vertical et la colonne en sortie identifiée par *colH* devient l'en-tête horizontal. *colD* identifie la colonne en sortie à afficher à l'intérieur de la grille. *sortcolH* identifie une colonne optionnelle de tri pour l'en-tête horizontal.

Chaque spécification de colonne peut être un numéro de colonne (en commençant à 1) ou un nom de colonne. Les règles SQL habituelles de casse et de guillemet s'appliquent aux noms de colonne. En cas d'omission, la colonne 1 est utilisée pour *colV* et la colonne 2 est utilisée pour *colH*. *colH* doit différer de *colV*. Si *colD* n'est pas indiqué, alors il doit y avoir exactement trois colonnes dans le résultat de la requête et la colonne qui n'est ni *colV* ni *colH* est utilisée pour *colD*.

L'en-tête vertical, affiché comme colonne la plus à gauche, contient les valeurs trouvées dans la colonne *colV*, dans le même ordre que dans les résultats de la requête, mais sans les duplicats.

L'en-tête horizontal, affiché comme la première ligne, contient les valeurs trouvées dans la colonne *colH*, sans duplicats. Par défaut, ils apparaissent dans le même ordre que les résultats de la requête. Mais si l'argument optionnel *sortcolH* est renseigné, il identifie une colonne dont les valeurs doivent être des entiers et les valeurs provenant de *colH* apparaîtront dans l'en-tête horizontal trié suivant les valeurs correspondantes de *sortcolH*.

À l'intérieur du tableau croisé, pour chaque valeur `x` distincte de *colH* et pour chaque valeur `y` distincte de *colV*, la cellule située à l'intersection `(x,y)` contient la valeur de la colonne `colD` dans la ligne de résultat de la requête pour laquelle la valeur de *colH* est `x` et la valeur de *colV* est `y`. Si cette ligne n'existe pas, la cellule est vide. S'il existe plusieurs lignes, une erreur est renvoyée.

`\d[S+] [ motif ]`

Pour chaque relation (table, vue, vue matérialisée, index, séquence ou table distante) ou type composite correspondant au *motif*, affiche toutes les colonnes, leurs types, le tablespace (s'il ne s'agit pas du tablespace par défaut) et tout attribut spécial tel que `NOT NULL` ou les valeurs par défaut. Les index, contraintes, règles et déclencheurs associés sont aussi affichés. Pour les tables distantes, le serveur distant associé est aussi affiché. (Ce qui « correspond au motif » est défini dans motifs ci-dessous.)

Pour certains type de relation, `\d` affiche des informations supplémentaires pour chaque colonne ; colonne valeur pour les séquences, expression indexée pour les index, options du wrapper de données distantes pour les tables distantes.

Le forme de la commande `\d+` est identique, sauf que des informations plus complètes sont affichées : tout commentaire associé avec les colonnes de la table est affiché, ainsi que la présence d'OID dans la table, la définition de la vue (si la relation ciblée est une vue), un réglage de replica identity autre que celui par défaut.

Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur `S` pour afficher les objets système.

> **Note**
>
> Si `\d` est utilisé sans argument *motif*, il est équivalent, en plus commode, à `\dtvmsE` qui affiche une liste de toutes les tables, vues, vues matérialisées, séquences et tables distantes. Ce n'est qu'un outil pratique.

`\da[S] [ motif ]`

Liste toutes les fonctions d'agrégat disponibles, avec le type en retour et les types de données sur lesquels elles opèrent. Si *motif* est spécifié, seuls les agrégats dont les noms commencent par le

motif sont affichés. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur S pour afficher les objets système.

`\dA[+] [ motif ]`

Liste les méthodes d'accès. Si *motif* est précisé, seules sont affichées les méthodes d'accès dont le nom correspond au motif. Si + est ajouté au nom de la commande, chaque méthode d'accès est listée avec sa fonction gestionnaire et sa description associées.

`\db[+] [ motif ]`

Liste tous les tablespaces disponibles. Si *motif* est spécifié, seuls les tablespaces dont le nom correspond au motif sont affichés. Si + est ajouté au nom de commande, chaque tablespace est listé avec ses options associées, sa taille sur disque, ses droits et sa description.

`\dc[S+] [ motif ]`

Liste les conversions entre les encodages de jeux de caractères. Si *motif* est spécifié, seules les conversions dont le nom correspond au motif sont listées. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur S pour afficher les objets système. Si + est ajouté au nom de la commande, chaque objet est listé avec sa description associée.

`\dC[+] [ motif ]`

Liste les conversions de types. Si *motif* est indiqué, seules sont affichées les conversions dont le type source ou cible correspond au motif. Si + est ajouté au nom de la commande, chaque objet est listé avec sa description associée.

`\dd[S] [ motif ]`

Affiche les descriptions des objets du type `contrainte`, `classe d'opérateur`, `famille d'opérateur`, `règle` et `trigger`. Tous les autres commentaires peuvent être visualisés avec les commandes antislash respectives pour ces types d'objets.

`\dd` Affiche les descriptions des objets correspondant au *motif* ou des objets du type approprié si aucun argument n'est donné. Mais dans tous les cas, seuls les objets qui ont une description sont listés. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur S pour afficher les objets système.

Les descriptions des objets peuvent être créées avec la commande SQL COMMENT.

`\dD[S+] [ motif ]`

Liste les domaines. Si *motif* est spécifié, seuls les domaines dont le nom correspond au motif sont affichés. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur S pour afficher les objets système. Si + est ajouté au nom de la commande, chaque objet est listé avec sa description associée.

`\ddp [ motif ]`

Liste les paramètres par défaut pour les privilèges d'accès. Une entrée est affichée pour chaque rôle (et schéma, si c'est approprié) pour lequel les paramètres par défaut des privilèges ont été modifiés par rapport aux paramètres par défaut intégrés. Si *motif* est spécifié, seules les entrées dont le nom de rôle ou le nom de schéma correspond au motif sont listées.

La commande ALTER DEFAULT PRIVILEGES sert à positionner les privilèges d'accès par défaut. La signification de l'affichage des privilèges est expliquée à la page de GRANT.

```
\dE[S+] [ motif ]
\di[S+] [ motif ]
\dm[S+] [ motif ]
\ds[S+] [ motif ]
\dt[S+] [ motif ]
\dv[S+] [ motif ]
```

Dans ce groupe de commandes, les lettres `E`, `i`, `m`, `s`, `t` et `v` correspondent respectivement à table distante, index, vue matérialisée, séquence, table et vue. Vous pouvez indiquer n'importe quelle combinaison de ces lettres, dans n'importe quel ordre, pour obtenir la liste de tous les objets de ces types. Par exemple, `\dit` liste les index et tables. Si `+` est ajouté à la fin de la commande, chaque objet est listé avec sa taille physique sur disque et sa description associée s'il y en a une. Si *`motif`* est spécifié, seuls les objets dont les noms correspondent au motif sont listés. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur `S` pour afficher les objets système.

```
\des[+] [ motif ]
```

Liste les serveurs distants (mnémonique : « external servers »). Si *`motif`* est spécifié, seuls les serveurs dont le nom correspond au motif sont affichés. Si la forme `\des+` est utilisée, une description complète de chaque serveur est affichée, incluant liste de contrôle d'accès du serveur (ACL), type, version, options et description.

```
\det[+] [ motif ]
```

Liste les tables distantes (mnémotechnique : « tables externes »). Si un *`motif`* est fourni, seules les entrées concernant les tables ou les schémas en correspondance seront listées. Si vous utilisez la forme `\det+`, les options génériques et la description de la table distante seront également affichées.

```
\deu[+] [ motif ]
```

Liste les correspondances d'utilisateurs (mnémonique : « external users »). Si *`motif`* est spécifié, seules les correspondances dont le nom correspond au motif sont affichées. Si la forme `\deu+` est utilisée, des informations supplémentaires sur chaque correspondance d'utilisateur sont affichées.

> **Attention**
>
> `\deu+` risque aussi d'afficher le nom et le mot de passe de l'utilisateur distant, il est donc important de faire attention à ne pas les divulguer.

```
\dew[+] [ motif ]
```

Liste les wrappers de données distantes (mnémonique : « external wrappers »). Si *`motif`* est spécifié, seuls les wrappers dont le nom correspond au motif sont affichés. Si la forme `\dew+` est utilisée, les ACL, options et description du wrapper sont aussi affichées.

```
\df[anptwS+] [ motif ]
```

Liste les fonctions, ainsi que leurs types de données pour le résultat, leurs types de données pour les arguments et les types de fonctions, qui sont classés comme « agg » (agrégat), « normal », « procedure », « trigger », or « window ». Afin de n'afficher que les fonctions d'un type spécifié, ajoutez les lettres correspondantes, respectivement `a`, `n`, `p`, `t`, or `w` à la commande. Si *`motif`* est spécifié, seules les fonctions dont le nom correspond au motif sont affichées. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur `S` pour afficher les objets système. Si la forme `\df+` est utilisée, des informations supplémentaires sur chaque fonction sont affichées, incluant la volatibilité, le parallélisme, le propriétaire, la classification en sécurité, les droits d'accès, le langage, le code source et la description.

> **Astuce**
>
> Pour rechercher des fonctions prenant des arguments ou des valeurs de retour d'un type spécifique, utilisez les capacités de recherche du paginateur pour parcourir la sortie de `\df`.

`\dF[+] [ motif ]`

Liste les configurations de la recherche plein texte. Si *`motif`* est spécifié, seules les configurations dont le nom correspond au motif seront affichées. Si la forme `\dF+` est utilisée, une description complète de chaque configuration est affichée, ceci incluant l'analyseur de recherche plein texte et la liste de dictionnaire pour chaque type de jeton de l'analyseur.

`\dFd[+] [ motif ]`

Liste les dictionnaires de la recherche plein texte. Si *`motif`* est spécifié, seuls les dictionnaires dont le nom correspond au motif seront affichés. Si la forme `\dFd+` est utilisée, des informations supplémentaires sont affichées pour chaque dictionnaire, ceci incluant le motif de recherche plein texte et les valeurs des options.

`\dFp[+] [ motif ]`

Liste les analyseurs de la recherche plein texte. Si *`motif`* est spécifié, seuls les analyseurs dont le nom correspond au motif seront affichés. Si la forme `\dFp+` est utilisée, une description complète de chaque analyseur est affichée, ceci incluant les fonctions sous-jacentes et la liste des types de jeton reconnus.

`\dFt[+] [ motif ]`

Liste les motifs de la recherche plein texte. Si *`motif`* est spécifié, seuls les motifs dont le nom correspond au motif seront affichés. Si la forme `\dFt+` est utilisée, des informations supplémentaires sont affichées pour chaque motif, ceci incluant les noms des fonctions sous-jacentes.

`\dg[S+] [ pattern ]`

Liste les rôles des bases de données. (Comme les concepts d'« utilisateurs » et « groupes » ont été unifiés dans les « rôles », cette commande est maintenant équivalente à `\du`.) Par défaut, seuls les rôles créés par des utilisateurs sont affichés ; ajoutez le modificateur `S` pour inclure les rôles système. Si *`motif`* est spécifié, seuls les rôles dont le nom correspond au motif sont listés. Si la forme `\dg+` est utilisée, des informations supplémentaires sont affichées pour chaque rôle ; actuellement, cela ajoute le commentaire pour chaque rôle.

`\dl`

Ceci est un alias pour `\lo_list`, qui affiche une liste des Large Objects.

`\dL[S+] [ motif ]`

Affiche les langages procéduraux. Si un *`motif`* est spécifié, seuls les langages dont les noms correspondent au motif sont listés. Par défaut, seuls les langages créés par les utilisateurs sont affichés ; il faut spécifier l'option `S` pour inclure les objets système. Si `+` est ajouté à la fin de la commande, chaque langage sera affiché avec ses gestionnaire d'appels, validateur, droits d'accès, et ce même s'il s'agit d'un objet système.

`\dn[S+] [ motif ]`

Liste les schémas (espaces de noms). Si *`motif`* est spécifié, seuls les schémas dont le nom correspond au motif sont listés. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur `S` pour afficher les objets système. Si `+` est ajouté à la fin de la commande, chaque objet sera affiché avec ses droits et son éventuelle description.

`\do[S+] [ motif ]`

Liste les opérateurs avec les types de leur opérande et résultat. Si *motif* est spécifié, seuls les opérateurs dont le nom correspond au motif sont listés. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur S pour afficher les objets système. Si + est ajouté au nom de la commande, des informations supplémentaire sur chaque opérateur est affiché, actuellement uniquement le nom de la fonction sous-jacente.

`\dO[S+] [ motif ]`

Affiche les collationnements. Si *motif* est spécifié, seuls les collationnements dont le nom correspond au motif sont listés. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur S pour afficher les objets système. Si + est ajouté à la fin de la commande, chacun des collationnements sera affiché avec son éventuelle description. Notez que seuls les collationnements compatibles avec l'encodage de la base de données courante sont affichés, les résultats peuvent donc varier selon les différentes bases d'une même instance.

`\dp [ motif ]`

Liste les tables, vues et séquences avec leur droits d'accès associés. Si *motif* est spécifié, seules les tables, vues et séquences dont le nom correspond au motif sont listées.

Les commandes GRANT et REVOKE sont utilisées pour configurer les droits d'accès. Les explications sur le sens de l'affichage des privilèges sont sous GRANT.

`\drds [ role-pattern [ database-pattern ] ]`

Liste les paramètres de configuration définis. Ces paramètres peuvent être spécifiques à un rôle, spécifiques à une base, ou les deux. *role-pattern* et *database-pattern* servent à choisir sur quels rôles spécifiques ou quelles bases de données les paramètres sont listés. Si ces options sont omises, ou si on spécifie *, tous les paramètres sont listés, y compris ceux qui ne sont pas spécifiques, respectivement, à un rôle ou une base.

Les commande ALTER ROLE et ALTER DATABASE servent à définir les paramètres de configuration par rôle et par base de données.

`\dRp[+] [ pattern ]`

Liste les publications de réplication. Si *pattern* est spécifié, seules les publications dont le nom correspond au motif sont listées. Si + est ajouté à la fin du nom de la commande, les tables associées à chaque publication sont également affichées.

`\dRs[+] [ pattern ]`

Liste les souscriptions de réplication. Si *pattern* est spécifié, seules les souscriptions dont le nom correspond au motif sont listées. Si + est ajouté à la fin du nom de la commande, des propriétés supplémentaires de la souscription sont affichées.

`\dT[S+] [ motif ]`

Liste les types de données. Si *motif* est spécifié, seuls les types dont le nom correspond au motif sont affichés. Si + est ajouté à la fin de la commande, chaque type est listé avec son nom interne et sa taille, ses valeurs autorisées si c'est un type `enum`, et ses permissions associées. Par défaut, seuls les objets créés par les utilisateurs sont affichés ; fournissez un motif ou le modificateur S pour afficher les objets système.

`\du[S+] [ pattern ]`

Liste les rôles de la base de données. (Depuis que les concepts des « utilisateurs » et « groupes » ont été unifiés en des « rôles », cette commande est équivalent à `\dg`.) Par défaut, seuls les rôles créés par des utilisateurs sont affichés. Ajoutez le modificateur S pour inclure les rôles système. Si *motif* est indiqué, seuls les rôles dont le nom correspond au motif sont listés. Si la forme `\du`

+ est utilisée, des informations supplémentaires sont affichées pour chaque rôle ; actuellement, cela ajoute le commentaire pour chaque rôle.

`\dx[+] [ motif ]`

Affiche les extensions installées. Si *motif* est spécifié, seules les entensions dont le nom correspond au motif sont affichées. Avec la forme `\dx+`, tous les objets dépendants de chacune des extensions correspondantes sont également listés.

`\dy[+] [ motif ]`

Liste les triggers d'événements. Si *motif* est indiqué, seuls les triggers d'événements dont les noms correspondent au motif sont listés. Si + est ajouté au nom de la commande, chaque objet est listé avec sa description.

`\e` (or `\edit`) `[ nomfichier ] [ numero_ligne ]`

Si *nomfichier* est spécifié, le fichier est édité ; en quittant l'éditeur, le contenu du fichier est recopié dans le tampon de requête. Si aucun paramètre *nomfichier* n'est fourni, le tampon de requête courant est copié dans un fichier temporaire qui édité de la même manière. Ou bien, si le tampon actuel de requête est vide, la dernière requête exécutée est copiée vers un fichier temporaire et éditée de la même manière.

Le nouveau tampon de requête est ensuite ré-analysé suivant les règles habituelles de psql, où le tampon complet est traité comme une seule ligne. Toute requête complète est exécutée immédiatemment ; c'est-à-dire que si le tampon de requête contient ou se termine par un point-virgule, tout ce qui précède est exécuté. Tout ce qui reste attendra dans le tampon de requête ; en tapant point-virgule ou `\g`, le contenu sera envoyé, tandis que `\r` annulera en effaçant le tampon de requête. Traiter le buffer comme une ligne unique affecte principalement les métacommandes : tout ce qui se trouve dans le tampon après une métacommande sera pris en tant qu'argument(s) de la métacommande, même si cela s'étend sur plusieurs lignes (du coup, vous ne pouvez pas faire de scripts de cette façon. Utilisez `\i` pour cela).

Si vous indiquez un numéro de ligne, psql positionnera le curseur sur cette ligne du fichier ou du tampon de requête. Notez que si un seul argument comportant uniquement des caractères numériques est fourni à la commande, psql considère qu'il s'agit d'un numéro de ligne, et non pas un nom de fichier.

> **Astuce**
>
> Voir dans Environnement comment configurer et personnaliser votre éditeur.

`\echo texte [ ... ]`

Affiche les arguments sur la sortie standard, séparés par un espace et suivis par une nouvelle ligne. Ceci peut être utile pour intégrer des informations sur la sortie des scripts. Par exemple :

```
=> \echo `date`
Tue Oct 26 21:40:57 CEST 1999
```

Si le premier argument est `-n` sans guillemets, alors la fin de ligne n'est pas écrite.

> **Astuce**
>
> Si vous utilisez la commande `\o` pour rediriger la sortie de la requête, vous pouvez aussi utiliser `\qecho` au lieu de cette commande.

`\ef [ description_fonction [ line_number ] ]`

Cette commande récupère et édite la définition de la fonction ou procédure désignée sous la forme d'une commande `CREATE OR REPLACE FUNCTION` ou `CREATE OR REPLACE PROCEDURE`. L'édition est faite de la même façon que pour `\edit`. Une fois l'éditeur fermé, la commande mise à jour attend dans le tampon de requête ; tapez `;` ou `\g` pour l'envoyer, ou `\r` pour l'annuler.

La fonction cible peut être spécifiée par son nom seul, ou par son nom et ses arguments, par exemple `foo(integer, text)`. Les types d'arguments doivent être fournis s'il y a plus d'une fonction du même nom.

Si aucune fonction n'est spécifiée, un modèle d'ordre `CREATE FUNCTION` vierge est affiché pour édition.

Si vous indiquez un numéro de ligne, psql positionnera le curseur sur cette ligne dans le corps de la fonction. (Notez que le corps de la fonction, typiquement, ne commence pas sur la première ligne du fichier.)

Contrairement à la plupart des autres métacommandes, l'intégralité du reste de la ligne est toujours pris en compte en tant qu'argument(s) de `\ef`, et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses ne seront effectuées sur les arguments.

> **Astuce**
>
> Voir dans Environnement la façon de configurer et personnaliser votre éditeur.

`\encoding [ codage ]`

Initialise l'encodage du jeu de caractères du client. Sans argument, cette commande affiche l'encodage actuel.

`\errverbose`

Répète le message d'erreur le plus récent avec une verbosité maximale, comme si `VERBOSITY` était configuré à `verbose` et `SHOW_CONTEXT` à `always`

`\ev [ nom_vue [ numero_ligne ] ]`

Cette commande récupère et édite la définition de la vue désignée, sous la forme d'une commande `CREATE OR REPLACE VIEW`. L'édition se termine de la même façon que pour `\edit`. Après avoir quitté l'éditeur, la commande mise à jour attend dans le tampon de requête ; saisir un point-virgule ou `\g` pour l'envoyer, ou `\r` pour annuler.

Si aucune vue n'est indiquée, un `CREATE VIEW` modèle est présenté pour l'édition.

Si un numéro de ligne est indiqué, psql positionnera le curseur sur la ligne indiquée pour la définition de la vue.

Contrairement à la majorité des autres métacommandes, l'intégralité du reste de la ligne est toujours pris en compte en tant qu'arguments de `\ev`, et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses ne seront effectuées sur les arguments.

`\f [ chaîne ]`

Initialise le champ séparateur pour la sortie de requête non alignée. La valeur par défaut est la barre verticale (`|`). C'est équivalent à `\pset fieldsep`.

`\g [ nomfichier ]`
`\g [ |commande ]`

Envoie le tampon de requête en entrée vers le serveur et stocke en option la sortie de la requête dans *`nomfichier`* ou envoie dans un tube (*pipe*) la sortie vers un autre shell exécutant *`commande`* au lieu de l'exécuter comme habituellement. Le fichier ou la commande n'est écrit que si la requête renvoit zéro ou plus enregistrements, mais pas si la requête échoue ou s'il s'agit d'une commande SQL ne renvoyant pas de données.

Si le tampon de la requête est vide, la dernière requête envoyée est ré-exécutée à la place. En dehors de cette exception, `\g` sans argument est essentiellement équivalent à un point-virgule. Un `\g` avec argument est une alternative ponctuelle à la commande `\o`.

Si l'argument débute par `|`, alors l'intégralité du reste de la ligne est pris en tant que *`commande`* à exécuter et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses n'y sont effectuées. Le reste de la ligne est simplement passé littéralement au shell.

`\gdesc`

Affiche la description (c'est-à-dire les noms et types de données des colonnes) pour le résultat de la requête contenue dans le tampon. La requête n'est pas réellement exécutée. Cependant, si elle contient une erreur de syntaxe, l'erreur sera rapportée de la façon habituelle.

Si le tampon de requête est vide, la requête la plus récemment envoyée est décrite à la place.

`\gexec`

Envoie le tampon de requête actuel au serveur, puis traite chaque colonne de chaque ligne du résultat de la requête (s'il y en a) comme une requête à exécuter. Par exemple, pour créer un index sur chaque colonne de `ma_table` :

```
=> SELECT format('create index on ma_table(%I)', attname)
-> FROM pg_attribute
-> WHERE attrelid = 'ma_table'::regclass AND attnum > 0
-> ORDER BY attnum
-> \gexec
CREATE INDEX
CREATE INDEX
CREATE INDEX
CREATE INDEX
```

Les requêtes générées sont exécutées dans l'ordre dans lequel les lignes sont renvoyées, et de gauche à droite sur chaque ligne s'il y a plus d'une colonne. Les champs NULL sont ignorés. Les requêtes générées sont envoyées litéralement au serveur pour traitement, donc elles ne peuvent pas être des métacommandes psql ni contenir des références de variables psql. Si une requête individuelle échoue, l'exécution des requêtes suivantes continue, sauf si `ON_ERROR_STOP` est configuré. L'exécution de chaque requête est sujette au traitement de `ECHO`. (Configurer `ECHO` à `all` ou à `queries` est souvent conseillé lors de l'utilisation de `\gexec`.) La trace de requêtes, le mode étape par étape, le chronométrage et les autres fonctionnalités d'exécution des requêtes s'appliquent aussi à chaque requête générée.

Si le tampon de requête courant est vide, la dernière requête envoyée est ré-exécutée à la place.

`\gset [ préfixe ]`

Envoie la requête courante du tampon au serveur et stocke le résultat de la requête dans des variables psql (voir Variables). La requête à exécuter doit renvoyer exactement une ligne. Chaque colonne de la ligne est enregistrée dans une variable séparée, nommée de la même façon que la colonne. Par exemple :

```
=> SELECT 'bonjour' AS var1, 10 AS var2
-> \gset
=> \echo :var1 :var2
bonjour 10
```

Si vous précisez un préfixe *préfixe*, cette chaîne est ajoutée aux noms de colonne de la requête pour créer les noms de variable à utiliser :

```
=> SELECT 'bonjour' AS var1, 10 AS var2
-> \gset result_
=> \echo :result_var1 :result_var2
bonjour 10
```

Si le résultat d'une colonne est NULL, la variable correspondante n'est pas initialisée.

Si la requête échoue ou ne renvoie pas une ligne, aucune variable n'est modifiée.

Si le tampon de requête courant est vide, la dernière requête envoyée est ré-exécutée à la place.

`\gx [ filename ]`
`\gx [ |command ]`

`\gx` est équivalent à `\g`, mais force l'affichage étendu pour cette requête. Voir `\x`.

`\h` (ou `\help`) `[ commande ]`

Fournit la syntaxe sur la commande SQL spécifiée. Si *commande* n'est pas spécifiée, alors psql liste toutes les commandes pour lesquelles une aide en ligne est disponible. Si *commande* est un astérisque (`*`), alors l'aide en ligne de toutes les commandes SQL est affichée.

Contrairement à la plupart des autres métacommandes, l'intégralité du reste de la ligne est toujours pris en compte en tant qu'argument(s) de `\help`, et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses ne seront effectuées sur les arguments.

> **Note**
>
> Pour simplifier la saisie, les commandes qui consistent en plusieurs mots n'ont pas besoin d'être entre guillemets. Du coup, il est correct de saisir **`\help alter table`**.

`\H` ou `\html`

Active le format d'affichage HTML des requêtes. Si le format HTML est déjà activé, il est basculé au format d'affichage défaut (texte aligné). Cette commande existe pour la compatibilité et la praticité, mais voyez `\pset` pour configurer les autres options d'affichage.

`\i` ou `\include` *nomfichier*

Lit l'entrée à partir du fichier *nomfichier* et l'exécute comme si elle avait été saisie sur le clavier.

Si *nomfichier* est `-` (tiret), l'entrée standard est lue jusqu'à une indication EOF ou la métacommande `\q`. Ceci peut être utilisé pour intercaler des entrées interactives entre des entrées de fichiers. Notez que le comportement de Readline ne sera activé que s'il est actif au niveau supérieur.

> **Note**
>
> Si vous voulez voir les lignes sur l'écran au moment de leur lecture, vous devez initialiser la variable `ECHO` à `all`.

```
\if expression
\elif expression
\else
\endif
```

Ce groupe de commandes implémente les blocs conditionnels imbriqués. Un bloc conditionnel doit commencer par un `\if` et se terminer par un `\endif`. Entre les deux, il peut y avoir plusieurs clauses `\elif`, pouvant être suivies facultativement par une unique clause `\else`. Des requêtes ordinaires et d'autres commandes antislash peuvent apparaître (et c'est généralement le cas) entre les commandes formant le bloc conditionnel.

Les commandes `\if` et `\elif` lisent leurs arguments et les évaluent en tant qu'expression booléenne. Si l'expression renvoie `true`, alors le traitement continue normalement ; sinon, les lignes sont ignorées jusqu'à un `\elif`, `\else`, ou `\endif` correspondant. Dès qu'un test `\if` ou `\elif` a réussi, les arguments des commandes `\elif` ultérieures du même bloc ne sont pas évaluées mais sont traitées comme fausses. Les lignes qui suivent un `\else` ne sont traitées que si aucune commande `\if` or `\elif` correspondante n'a réussie.

L'argument d'*`expression`* d'une commande `\if` or `\elif` est soumis à l'interpolation des variables et la substitution par guillemets inverses, tout comme n'importe quelle autre commande antislash. Après cela, il est évalué comme la valeur d'une variable d'option on/off. Une valeur valide est n'importe quelle correspondance non sensible à la case et non-ambiguë parmi : `true`, `false`, `1`, `0`, `on`, `off`, `yes`, `no`. Par exemple, `t`, `T` et `tR` seront tous considérés comme `true`.

Les expressions ne s'évaluant pas correctement à vrai ou faux généreront un avertissement et seront traitées comme fausses.

Les lignes qui sont évitées sont analysées syntaxiquement pour identifier les requêtes et les commandes antislash, mais les requêtes ne sont pas envoyées au serveur, et les commandes antislash autres que conditionnelles (`\if`, `\elif`, `\else`, `\endif`) sont ignorées. Les commandes conditionnelles sont vérifiées seulement pour valider l'emboîtement. Les références des variables des lignes évitées ne sont pas interpolées et les substitutions par guillemets inverses ne seront pas effectuées non plus.

Toutes les commandes antislash d'un bloc conditionnel doivent apparaître dans le même fichier source. Si EOF est atteint dans le fichier d'entrée principal ou un fichier `\include` avant que tous les blocs `\if` locaux ne soient fermés, alors psql générera une erreur.

Voici un exemple :

```
-- vérifier l'existence de deux enregistrements distincts dans
 la base et
-- enregistrer les résultats dans deux variables psql
 différentes
SELECT
    EXISTS(SELECT 1 FROM customer WHERE customer_id = 123) as
 is_customer,
    EXISTS(SELECT 1 FROM employee WHERE employee_id = 456) as
 is_employee
\gset
\if :est_client
```

```
    SELECT * FROM customer WHERE customer_id = 123;
\elif :est_employe
    \echo 'est un employé mais pas un client'
    SELECT * FROM employee WHERE employee_id = 456;
\else
    \if yes
        \echo 'ni un client ni un employé'
    \else
        \echo 'ce message ne s\'affichera jamais'
    \endif
\endif
```

`\ir` ou `\include_relative` *`nom_fichier`*

La commande `\ir` est similaire à `\i`, mais résout les chemins différemment. Lors d'une exécution en mode interactif, les deux commandes se comportent de la même façon. Néanmoins, lorsqu'elles sont appelées par un script, `\ir` interprète les chemins à partir du répertoire où le script est enregistré, plutôt qu'à partir du répertoire courant.

`\l[+]` ou `\list[+] [` *`motif`* `]`

Liste les bases de données du serveur en indiquant leur nom, propriétaire, encodage de caractères, et droits d'accès. Si *`pattern`* est spécifié, seules les bases de données dont le nom correspond au motif sont listées. Si + est ajouté à la fin de la commande, la taille des bases, les tablespaces par défaut et les descriptions sont aussi affichées. (Les tailles ne sont disponibles que pour les bases auxquelles l'utilisateur courant a le droit de se connecter.)

`\lo_export` *`loid nomfichier`*

Lit l'objet large d'OID *`loid`* à partir de la base de données et l'écrit dans *`nomfichier`*. Notez que ceci est subtilement différent de la fonction serveur `lo_export`, qui agit avec les droits de l'utilisateur avec lequel est exécuté le serveur de base de données et sur le système de fichiers du serveur.

> **Astuce**
>
> Utilisez `\lo_list` pour trouver l'OID de l'objet large.

`\lo_import` *`nomfichier`* `[` *`commentaire`* `]`

Stocke le fichier dans un Large Object PostgreSQL. En option, il associe le commentaire donné avec l'objet. Exemple :

```
foo=> \lo_import '/home/pierre/pictures/photo.xcf' 'une
photo de moi'
lo_import 152801
```

La réponse indique que le Large Object a reçu l'ID 152801, qui peut être utilisé pour accéder de nouveau à l'objet créé. Pour une meilleure lisibilité, il est recommandé de toujours associer un commentaire compréhensible par un humain avec chaque objet. Les OID et les commentaires sont visibles avec la commande `\lo_list`.

Notez que cette commande est subtilement différente de la fonction serveur `lo_import` car elle agit en tant qu'utilisateur local sur le système de fichier local plutôt qu'en tant qu'utilisateur du serveur et de son système de fichiers.

`\lo_list`

Affiche une liste de tous les Large Objects PostgreSQL actuellement stockés dans la base de données, avec tous les commentaires fournis par eux.

`\lo_unlink` *`loid`*

Supprime le Large Object d'OID *`loid`* de la base de données.

> **Astuce**
>
> Utilisez `\lo_list` pour trouver l'OID d'un Large Object.

`\o` ou `\out [` *`nomfichier`* `]`
`\o` ou `\out [ |`*`commande`* `]`

S'arrange pour sauvegarder les résultats des prochaines requêtes dans le fichier *`nomfichier`* ou d'envoyer les résultats à la commande shell *`commande`*. Si aucun argument n'est fourni, le résultat de la requête va sur la sortie standard.

Si l'argument commence par `|`, alors l'intégralité du reste de la ligne est considérée en tant que *`commande`* à exécuter et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses ne seront effectuées. Le reste de ligne est simplement envoyée littéralement au shell.

Les « résultats de requête » incluent toutes les tables, réponses de commande et messages d'avertissement obtenus du serveur de bases de données, ainsi que la sortie de différentes commandes antislash qui envoient des requêtes à la base de données (comme `\d`), mais sans message d'erreur.

> **Astuce**
>
> Pour intercaler du texte entre des résultats de requête, utilisez `\qecho`.

`\p` ou `\print`

Affiche le tampon de requête actuel sur la sortie standard. Si le tampon de requête actuel est vide, la requête la plus récemment exécutée est affichée à la place.

`\password [` *`nom_utilisateur`* `]`

Modifie le mot de passe de l'utilisateur indiqué (par défaut, l'utilisateur en cours). Cette commande demande le nouveau mot de passe, le chiffre et l'envoie au serveur avec la commande `ALTER ROLE`. Ceci vous assure que le nouveau mot de passe n'apparaît pas en clair dans l'historique de la commande, les traces du serveur ou ailleurs.

`\prompt [` *`texte`* `]` *`nom`*

Demande la saisie d'un texte par l'utilisateur. Ce texte sera affecté à la variable *`nom`*. Une chaîne supplémentaire, *`texte`*, peut être donnée. (Pour pouvoir saisir plusieurs mots, entourez le texte par des guillemets simples.)

Par défaut, `\prompt` utilise le terminal pour les entrées et sorties. Néanmoins, si la bascule `-f` est utilisée, `\prompt` utilise l'entrée et la sortie standard.

`\pset [` *`option`* `[` *`valeur`* `] ]`

Cette commande initialise les options affectant l'affichage des tableaux de résultat de requête. *`option`* décrit l'option à initialiser. La sémantique de *`valeur`* varie en fonction de l'option

sélectionnée. Pour certaines options, omettre *valeur* a pour conséquence de basculer ou désactiver l'option, tel que cela est décrit pour chaque option. Si aucun comportement de ce type n'est mentionné, alors omettre *valeur* occasionne simplement l'affichage de la configuration actuelle.

`\pset` sans aucun argument affiche l'état actuel de toutes les options d'affichage.

Les options ajustables d'affichage sont :

`border`

Le *valeur* doit être un nombre. En général, plus grand est ce nombre, plus les tables ont de bordures et de lignes mais ceci dépend du format. Dans le format HTML, cela se traduira directement en un attribut `border=...`. Dans la plupart des autres formats, seules les valeurs 0 (sans bordure), 1 (lignes interne de séparation) et 2 (cadre du tableau) ont un sens, et les valeurs au-dessus de 2 seront traitées de la même façon que `border = 2`. Les formats `latex` et `latex-longtable` autorisent en plus une valeur de 3 pour ajouter des lignes de séparation entre les lignes de données.

`columns`

Positionne la largeur pour le format `wrapped` , ainsi que la largeur à partir de laquelle la sortie est suffisamment longue pour nécessiter le paginateur ou pour basculer sur l'affichage vertical dans le mode étendu automatique. Si l'option est positionnée à zéro (la valeur par défaut), la largeur de la colonne est contrôlée soit par la variable d'environnement `COLUMNS`, soit par la largeur d'écran détectée si `COLUMNS` n'est pas positionnée. De plus, si `columns` vaut zéro, alors le format `wrapped` affecte seulement la sortie écran. Si `columns` ne vaut pas zéro, alors les sorties fichier et tubes (*pipes*) font l'objet de retours à la ligne à cette largeur également.

`expanded` (ou `x`)

Si une *valeur* est précisée, elle doit être soit `on` soit `off`, ce qui activera ou désactivera le mode étendu, soit `auto`. Si *valeur* est omis, la commande bascule le paramètre entre les valeurs on et off. Quand le mode étendu est activé, les résultats des requêtes sont affichés sur deux colonnes, avec le nom de la colonne sur la gauche et ses données sur la droite. Ce mode est utile si la donnée ne tient pas sur l'écran dans le mode « horizontal » habituel. Dans le mode auto, le mode étendu est utilisé quand la sortie de la requête a plus d'une colonne et est plus large que l'écran. Sinon, le mode habituel est utilisé. Le mode auto est seulement intéressant lors de l'utilisation des formats aligné et `wrapped` . Si d'autres formats sont sélectionnés, il se comporte toujours comme si le mode étendu était désactivé.

`fieldsep`

Indique le séparateur de champ à utiliser dans le mode d'affichage non aligné. De cette façon, vous pouvez créer, par exemple, une sortie séparée par des tabulations ou des virgules, que d'autres programmes pourraient préférer. Pour configurer une tabulation comme champ séparateur, saisissez `\pset fieldsep '\t'`. Le séparateur de champ par défaut est `'|'` (une barre verticale).

`fieldsep_zero`

Configure le séparateur de champs pour qu'il utilise un octet zéro dans le format non aligné en sortie.

`footer`

Si le paramètre *valeur* est précisé, il doit valoir soit `on`, soit `off`, ce qui a pour effet d'activer ou de désactiver l'affichage du pied de tableau (le compte : `(`*`n`*` rows)`). Si le

paramètre *valeur* est omis, la commande bascule entre l'affichage du pied de table ou sa désactivation.

`format`

Initialise le format d'affichage parmi `unaligned`, `aligned`, `wrapped`, `html`, `asciidoc`, `latex` (utilise `tabular`), `latex-longtable` ou `troff-ms`. Les abréviations uniques sont autorisées.

Le format `unaligned` écrit toutes les colonnes d'un enregistrement sur une seule ligne, séparées par le séparateur de champ courant. Ceci est utile pour créér des sorties qui doivent être lues par d'autres programmes (au format séparé par des caractère tabulation ou par des virgules, par exemple).

Le format `aligned` est le format de sortie texte standard, lisible par les humains, joliement formaté ; c'est le format par défaut.

Le format `wrapped` est comme `aligned`, sauf qu'il retourne à la ligne dans les données de grande taille afin que la sortie tienne dans la largeur de colonne cible. La largeur cible est déterminée comme décrit à l'option `columns`. Notez que psql n'essaie pas de revenir à la ligne dans les titres de colonnes. Par conséquent, si la largeur totale nécessaire pour le titre de colonne est plus grande que la largeur cible, le format `wrapped` se comporte de la même manière que `aligned`.

Les formats `html`, `asciidoc`, `latex`, `latex-longtable` et `troff-ms` produisent des tableaux destinées à être inclus dans des documents utilisant les langages de balisage respectifs. Ce ne sont pas des documents complets ! Ce n'est pas forcément nécessaire en HTML mais en LaTeX, vous devez avoir une structure de document complet. `latex-longtable` nécessite aussi les paquets LaTeX `longtable` et `booktabs`.

`linestyle`

Positionne le style des lignes de bordure sur `ascii`, `old-ascii unicode`. Les abréviations uniques sont autorisées. (Cela signifie qu'une lettre suffit.) La valeur par défaut est `ascii`. Cette option affecte seulement les formats de sortie `aligned` et `wrapped`.

Le style `ascii` utilise les caractères basiques ASCII. Les retours à la ligne dans les données sont représentés par un symbole `+` dans la marge de droite. Quand le format `wrapped` déroule les données d'une ligne à l'autre sans caractère retour à la ligne, un point (`.`) est affiché dans la marge droite de la première ligne et à nouveau dans la marge gauche de la ligne suivante.

Le style `old-ascii` utilise des caractères basiques ASCII, utilisant le style de formatage utilisé dans PostgreSQL 8.4 and et les versions plus anciennes. Les retours à la ligne dans les données sont représentés par un symbole `:` à la place du séparateur de colonnes placé à gauche. Quand les données sont réparties sur plusieurs lignes sans qu'il y ait de caractère de retour à la ligne dans les données, un symbole `;` est utilisé à la place du séparateur de colonne de gauche.

Le style `unicode` utilise les caractères Unicode de dessin de boîte. Les retours à la ligne dans les données sont représentés par un symbole de retour à la ligne dans la marge de droite. Lorsque les données sont réparties sur plusieurs lignes, sans qu'il y ait de caractère de retour à la ligne dans les données, le symbole ellipse est affiché dans la marge de droite de la première ligne, et également dans la marge de gauche de la ligne suivante.

Quand le paramètre `border` vaut plus que zéro, l'option `linestyle` détermine également les caractères utilisés pour dessiner les lignes de bordure. Les simples caractères ASCII fonctionnent partout, mais les caractères Unicode sont plus jolis sur les affichages qui les reconnaissent.

`null`

Positionne la chaîne de caractères à afficher à la place d'une valeur null. Par défaut rien n'est affiché, ce qui peut facilement être confondu avec une chaîne de caractères vide. Par exemple, on peut préférer `\pset null '(null)'`.

`numericlocale`

Si *`valeur`* est précisée, elle doit valoir soit `on`, soit `off` afin d'activer ou désactiver l'affichage d'un caractère dépendant de la locale pour séparer des groupes de chiffres à gauche du séparateur décimal. Si *`valeur`* est omise, la commande bascule entre la sortie numérique classique et celle spécifique à la locale.

`pager`

Contrôle l'utilisation d'un paginateur pour les requêtes et les affichages de l'aide de psql. Si la variable d'environnement PSQL_PAGER ou PAGER est configurée, la sortie est envoyée via un tube (*pipe*) dans le programme spécifié. Sinon, une valeur par défaut dépendant de la plateforme (comme `more`) est utilisée.

Quand l'option `pager` vaut `off`, le paginateur n'est pas utilisé. Quand l'option `pager` vaut `on`, et que cela est approprié, c'est-à-dire quand la sortie est dirigée vers un terminal et ne tient pas dans l'écran, le paginateur est utilisé. L'option `pager` peut également être positionnée à `always`, ce qui a pour effet d'utiliser le paginateur pour toutes les sorties terminal, que ces dernières tiennent ou non dans l'écran. `\pset pager`, sans préciser *`valeur`*, bascule entre les états "paginateur activé" et "paginateur désactivé".

`pager_min_lines`

Si `pager_min_lines` est configuré à un numéro supérieur à la hauteur de page, le programme de pagination ne sera appelé que s'il y a au moins ce nombre de lignes à afficher. La configuration par défaut est 0.

`recordsep`

Indique le séparateur d'enregistrement (ligne) à utiliser dans le mode d'affichage non aligné. La valeur par défaut est un caractère de retour chariot.

`recordsep_zero`

Configure le séparateur d'enregistrements pour qu'il utilise un octet zéro dans le format non aligné en sortie.

`tableattr` (ou `T`)

Dans le format HTML, ceci indique les attributs à placer dans la balise `table`. Ce pourrait être par exemple `cellpadding` ou `bgcolor`. Notez que vous ne voulez probablement pas spécifier `border` puisqu'il est déjà pris en compte par `\pset border`. Si *`valeur`* n'est pas précisée, aucun attribut de table n'est positionné.

Dans le format `latex-longtable`, ceci contrôle la largeur proportionnelle de chaque colonne contenant un type de données aligné à gauche. Il est spécifié en tant que liste de valeurs séparées par des espaces blancs, par exemple `'0.2 0.2 0.6'`. Les colonnes en sortie non spécifiées utilisent la dernière valeur indiquée.

`title` (or `C`)

Initialise le titre de la table pour toutes les tables affichées ensuite. Ceci peut être utilisé pour ajouter des balises de description à l'affichage. Si aucun *`valeur`* n'est donné, le titre n'est pas initialisé.

`tuples_only` (ou `t`)

Si *`valeur`* est spécifiée, elle doit valoir soit `on`, soit `off`, ce qui va activer ou désactiver le mode « tuples seulement ». Si *`valeur`* est omise, la commande bascule entre la sortie normale et la sortie « tuples seulement ». La sortie normale comprend des informations supplémentaires telles que les en-têtes de colonnes, les titres, et différents pieds. Dans le mode « tuples seulement », seules les données de la table sont affichées.

`unicode_border_linestyle`

Configure le style d'affichage de la bordure pour le style de ligne `unicode` soit à `single` soit à `double`.

`unicode_column_linestyle`

Configure le style d'affichage de la colonne pour le style de ligne `unicode` soit à `single` soit à `double`.

`unicode_header_linestyle`

Configure le style d'affichage de l'en-tête pour le style de ligne `unicode` soit à `single` soit à `double`.

Des exemples d'utilisation de ces différents formats sont disponibles dans la section Exemples.

> **Astuce**
>
> Il existe plusieurs raccourcis de commandes pour `\pset`. Voir `\a`, `\C`, `\f`, `\H`, `\t`, `\T` et `\x`.

`\q` ou `\quit`

Quitte le programme psql. Avec un script, seule l'exécution du script est terminée.

`\qecho` *`texte`* `[ ... ]`

Cette commande est identique à `\echo` sauf que les affichages sont écrits dans le canal d'affichage des requêtes, configuré par `\o`.

`\r` ou `\reset`

Réinitialise (efface) le tampon de requêtes.

`\s [` *`nomfichier`* `]`

Envoie l'historique de la ligne de commandes de psql dans *`nomfichier`*. Si *`nomfichier`* est omis, l'historique est écrit sur la sortie standard (en utilisant le paginateur si approprié). Cette commande n'est pas disponible si psql a été construit sans le support de Readline.

`\set [` *`nom`* `[` *`valeur`* `[ ... ]]]`

Initialise la variable *`nom`* de psql à *`valeur`* ou, si plus d'une valeur est donnée, à la concaténation de toutes les valeurs. Si un seul argument est donné, la variable est configurée avec une valeur vide. Pour désinitialiser une variable, utilisez la commande `\unset`.

`\set` sans arguments affiche le nom et la valeur de toutes les variables psql actuellement configurées.

Les noms de variables valides peuvent contenir des lettres, chiffres et tirets bas (_). Voir la section Variables ci-dessous pour les détails. Les noms des variables sont sensibles à la casse.

Certaines variables sont spéciales, dans le sens qu'elles contrôlent le comportement de psql ou qu'elles sont mises à jour pour refléter l'état de la connexion. Ces variables sont documentées plus bas dans Variables.

> **Note**
>
> Cette commande est sans relation avec la commande SQL SET.

`\setenv` *`nom`* [*`valeur`*]

Configure la variable d'environnement *`nom`* à *`valeur`*, ou si la *`valeur`* n'est pas fournie, désinitialise la variable d'environnement. Par exemple :

```
testdb=> \setenv PAGER less
testdb=> \setenv LESS -imx4F
```

`\sf[+]` *`description_fonction`*

Cette commande récupère et affiche la définition d'une fonction ou procédure sous la forme d'une commande `CREATE OR REPLACE FUNCTION` ou `CREATE OR REPLACE PROCEDURE`. La définition est affichée via le canal de sortie courant, tel que défini par `\o`.

La fonction cible peut être spécifiée par son seul nom, ou bien par ses nom et arguments, par exemple, `foo(integer, text)`. Fournir les types des arguments devient obligatoire si plusieurs fonctions portent le même nom.

Si + est ajouté à la commande, les numéros de lignes sont affichés, la ligne 1 débutant à partir du corps de la fonction.

Contrairement à la majorité des autres métacommandes, l'intégralité du reste de la ligne est toujours pris en tant qu'argument(s) de `\sf` et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses ne seront effectuées.

`\sv[+]` *`view_name`*

Cette commande récupère et affiche la définition de la vue nommée, dans la forme d'une commande `CREATE OR REPLACE VIEW`. La définition est affichée au travers du canal de sortie actuel, comme configuré par `\o`.

Si + est ajouté au nom de commande, les lignes de sorties sont numérotées à partir de 1.

Contrairement à la majorité des autres métacommandes, l'intégralité du reste de la ligne est toujours pris en tant qu'argument(s) de `\sv` et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses ne sont effectuées dans les arguments.

`\t`

Bascule l'affichage des en-têtes de nom de colonne en sortie et celle du bas de page indiquant le nombre de lignes. Cette commande est équivalente à `\pset tuples_only` et est fournie pour en faciliter l'accès.

`\T` *`options_table`*

Spécifie les attributs qui seront placés dans le tag `table` pour le format de sortie HTML. Cette commande est équivalente à `\pset tableattr` *`options_table`*.

`\timing [ on | off ]`

Avec un paramètre, affiche ou supprime l'affichage du temps d'exécution de chaque requête. Sans paramètre, commute l'affichage entre on et off. L'affichage est en millisecondes ; les intervalles plus longs qu'une seconde sont affichés au format minutes:secondes et les champs heures et jours sont ajoutés si nécessaires.

`\unset nom`

Désinitialise (supprime) la variable psql *nom*.

La plupart des variables qui contrôlent le comportement de psql ne peuvent pas être désinitialisées ; la commande `\unset` est interprétée comme les remettant à leur valeur par défaut. Voir Variables plus bas.

`\w` ou `\write` *nomfichier*
`\w` ou `\write |`*commande*

Place le tampon de requête en cours dans le fichier *nomfichier* ou l'envoie via un tube à la commande shell *commande*. Si le tampon de requête actuel est vide, la dernière requête exécutée est affichée à nouveau.

Si l'argument débute par `|`, alors l'intégralité du reste de la ligne est pris en tant que *commande* à exécuter et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses n'y sont effectuées. Le reste de la ligne est simplement passé littéralement au shell.

`\watch [ seconds ]`

Exécute en répété le tampon de requête courant (comme `\g`) jusqu'à être interrompu explicitement ou que la requête échoue. Attend le nombre spécifié de secondes (2 par défaut) entre les exécutions. Chaque résultat de requête est affiché avec un en-tête qui inclut la chaîne `\pset title` (si c'est activé), l'heure du début de la requête, et l'intervalle.

Si le tampon de requête actuel est vide, la dernière requête envoyée est exécutée à nouveau.

`\x [ on | off | auto ]`

Configure ou bascule le mode étendu de formatage en table. C'est équivalent à `\pset expanded`.

`\z [ motif ]`

Liste les tables, vues et séquences avec leur droits d'accès associés. Si un *motif* est spécifié, seules les tables, vues et séquences dont le nom correspond au motif sont listées.

Ceci est un alias pour `\dp` (« affichage des droits »).

`\! [ commande ]`

Sans argument, échappe vers un sous-shell ; psql reprendra quand le sous-shell se terminera. Avec un argument, exécute la commande shell *commande*.

Contrairement à la majorité des autres métacommandes, l'intégralité du reste de la ligne est toujours pris en compte en tant qu'arguments de `\!`, et ni l'interpolation des variables ni la substitution par guillemets inverses ne seront effectuées sur les arguments. Le reste de la ligne est simplement envoyé directement au shell.

`\? [ thème ]`

Affiche l'aide. Le paramètre optionnel *thème* (par défaut à `commands`) sélectionne les parties de psql à expliquer : `commands` décrit les métacommandes de psql ; `options` décrit les options

en ligne de commande de psql ; et `variables` affiche de l'aide sur les variables de configuration de psql.

`\;`

Un antislash suivi d'un point-virgule n'est pas une méta-commande comme les commandes précédentes. Cela permet d'ajouter un point-virgule au tampon de requête sans autre traitement.

D'ordinaire, psql envoie une commande SQL au serveur dès qu'il atteint un point-virgule de fin de commande, y compris s'il reste du texte sur la ligne courante. Donc, par exemple :

```
select 1; select 2; select 3;
```

résultera en trois commandes SQL envoyées individuellement au serveur, les résultats de chacune étant affichés avant l'exécution de la commande suivante. Néanmoins, un point-virgule saisi avec un antislash avant, `\;`, ne déclenchera pas le traitement de la commande, pour que la commande précédente et la commande suivante soient en fait combinées et envoyées au serveur comme une seule requête. Par exemple

```
select 1\; select 2\; select 3;
```

résultera en l'envoi des trois commandes SQL en une seule requête lorsque le premier point-virgule sans antislash est atteint. Le serveur exécute une telle requête comme une seule transaction, sauf s'il y a des commandes `BEGIN`/`COMMIT` explicites incluses dans la chaîne pour la diviser en plusieurs transactions. (Voir Section 53.2.2.1 pour plus de détails sur la gestion par le serveur des chaînes de plusieurs requêtes.) psql n'affiche que les résultats de la dernière requête pour chaque chaîne qu'il reçoit. Dans cet exemple, bien que les trois `SELECT` sont exécutés, psql affichera seulement le `3`.

motifs

Les différentes commandes `\d` acceptent un paramètre *`motif`* pour spécifier le(s) nom(s) d'objet à afficher. Dans le cas le plus simple, un motif est seulement le nom exact de l'objet. Les caractères à l'intérieur du motif sont normalement mis en minuscule comme pour les noms SQL ; par exemple, `\dt FOO` affichera la table nommée `foo`. Comme pour les noms SQL, placer des guillemets doubles autour d'un motif empêchera la mise en minuscule. Si vous devez inclure un guillemet double dans un motif, écrivez-le en double en accord avec les règles sur les identifiants SQL. Par exemple, `\dt "FOO""BAR"` affichera la table nommée `FOO"BAR` (et non pas `foo"bar`). Contrairement aux règles normales pour les noms SQL, vous pouvez placer des guillemets doubles simplement autour d'une partie d'un motif, par exemple `\dt FOO"FOO"BAR` affichera la table nommée `fooFOObar`.

Lorsque le paramètre *`motif`* est complètement absent, la commande `\d` affiche tous les objets visibles dans le chemin de recherche courant -- cela est équivalent à l'utilisation du motif `*`. (Un objet est dit *visible* si le schéma qui le contient est dans le chemin de recherche et qu'aucun objet de même type et même nom n'apparaît avant dans le chemin de recherche. Cela est équivalent à dire que l'objet peut être référencé par son nom sans préciser explicitement le schéma.) Pour voir tous les objets de la base quelle que soit leur visibilité, utilisez le motif `*.*` .

À l'intérieur d'un motif, `*` correspond à toute séquence de caractères (et aussi à aucun) alors que `?` ne correspond qu'à un seul caractère. (Cette notation est comparable à celle des motifs de nom de fichier Unix.) Par exemple, `\dt int*` affiche les tables dont le nom commence avec `int`. Mais à l'intérieur de guillemets doubles, `*` et `?` perdent leurs significations spéciales et sont donc traités directement.

Un motif qui contient un point (`.`) est interprété comme le motif d'un nom de schéma suivi par celui d'un nom d'objet. Par exemple, `\dt foo*.*bar*` affiche toutes les tables dont le nom inclut `bar` et qui sont dans des schémas dont le nom commence avec `foo`. Sans point, le motif correspond seulement

aux objets qui sont visibles dans le chemin de recherche actuel des schémas. De nouveau, un point dans des guillemets doubles perd sa signification spéciale et est traité directement.

Les utilisateurs avancés peuvent utiliser des expressions rationnelles comme par exemple les classes de caractère (`[0-9]` pour tout chiffre). Tous les caractères spéciaux d'expression rationnelle fonctionnent de la façon indiquée dans Section 9.7.3, sauf pour le `.` qui est pris comme séparateur (voir ci-dessus), l'étoile (`*`) qui est transformée en l'expression rationnelle `.*` et `?` qui est transformée en `.`, et `$` qui est une correspondance littérale. Vous pouvez émuler ces caractères si besoin en écrivant `?` pour `.`, `(`*R*`+|)` pour *R*`*` et `(`*R*`|)` pour *R*`?`. `$` n'est pas nécessaire en tant que caractère d'une expression rationnelle car le motif doit correspondre au nom complet, contrairement à l'interprétation habituelle des expressions rationnelles (en d'autres termes, `$` est ajouté automatiquement à votre motif). Écrivez `*` au début et/ou à la fin si vous ne souhaitez pas que le motif soit ancré. Notez qu'à l'intérieur de guillemets doubles, tous les caractères spéciaux des expressions rationnelles perdent leur signification spéciale et sont traités directement. De plus, ces caractères sont traités littéralement dans les motifs des noms d'opérateurs (par exemple pour l'argument de `\do`).

Fonctionnalités avancées

Variables

psql fournit des fonctionnalités de substitution de variable similaire aux shells de commandes Unix. Les variables sont simplement des paires nom/valeur où la valeur peut être toute chaîne, quelle que soit sa longueur. Le nom doit consister en lettres (incluant les lettres non latines), chiffres et tirets bas.

Pour configurer une variable, utilisez la métacommande psql `\set`. Par exemple :

```
basetest=> \set foo bar
```

initialise la variable `foo` avec la valeur `bar`. Pour récupérer le contenu de la variable, précédez le nom avec un caractère deux-points, par exemple :

```
basetest=> \echo :foo
bar
```

Ceci fonctionne avec les commandes SQL et les métacommandes standards. Il y a plus de détails dans Interpolation SQL, ci-dessous.

Si vous appelez `\set` sans second argument, la variable est initialisée avec une chaîne vide. Pour désinitialiser (c'est-a-dire supprimer) une variable, utilisez la commande `\unset`. Pour afficher les valeurs de toutes les variables, appelez `\set` sans argument.

> **Note**
>
> Les arguments de `\set` sont sujets aux même règles de substitution que les autres commandes. Du coup, vous pouvez construire des références intéressantes comme `\set :foo 'quelquechose'` et obtenir des « liens doux » ou des « variables de variables » comme, respectivement, en Perl ou PHP. Malheureusement (ou heureusement ?), on ne peut rien faire d'utile avec ces constructions. D'un autre côté, `\set bar :foo` est un moyen parfaitement valide de copier une variable.

Un certain nombre de ces variables sont traitées d'une façon particulière par psql. Elles représentent certaines configurations d'options pouvant être changées à l'exécution en modifiant la valeur de la variable ou, dans certains cas, représentent un état modifiable de psql. La convention veut que tous les noms de variables traités spécialement utilisent des lettres ASCII en majuscule (et éventuellement des chiffres et des tirets bas). Pour s'assurer une compatibilité maximum dans le futur, éviter d'utiliser de tels noms de variables pour vos propres besoins.

Les variables qui contrôlent le comportement de psql ne peuvent pas être désinitialisées ou se voir affecter des valeurs incorrectes. Une commande `\unset` est autorisée mais interprétée comme remettant la variable à sa valeur par défaut. Une commande `\set` sans second argument est interprétée comme affectant `on` à la variable, pour les variables de contrôle qui acceptent cette valeur, et sera rejeté pour les autres. Les variables de contrôle qui acceptent les valeurs `on` et `off` accepteront également d'autres formes communes d'écriture des valeurs booléennes, comme `true` et `false`.

Voici une liste des variables spéciales :

`AUTOCOMMIT`

Si actif (`on`, valeur par défaut), chaque commande SQL est automatiquement validée si elle se termine avec succès. Pour suspendre la validation dans ce mode, vous devez saisir une commande SQL `BEGIN` ou `START TRANSACTION`. Lorsqu'elle est désactivée (`off`) ou non initialisée, les commandes SQL ne sont plus validées tant que vous ne lancez pas explicitement `COMMIT` ou `END`. Le mode sans autocommit fonctionne en lançant implicitement un `BEGIN`, juste avant toute commande qui n'est pas déjà dans un bloc de transaction et qui n'est pas elle-même un `BEGIN` ou une autre commande de contrôle de transaction, ou une commande qui ne peut pas être exécutée à l'intérieur d'un bloc de transaction (comme `VACUUM`).

> **Note**
>
> Dans le mode sans autocommit, vous devez annuler explicitement toute transaction échouée en saisissant `ABORT` ou `ROLLBACK`. Gardez aussi en tête que si vous sortez d'une session sans validation, votre travail est perdu.

> **Note**
>
> Le mode auto-commit est le comportement traditionnel de PostgreSQL alors que le mode sans autocommit est plus proche des spécifications SQL. Si vous préférez sans autocommit, vous pouvez le configurer dans le fichier `psqlrc` global du système ou dans votre fichier `~/.psqlrc`.

`COMP_KEYWORD_CASE`

Détermine la casse à utiliser lors de la complétion d'un mot clé SQL. S'il est configuré à `lower` ou `upper`, le mot complété sera, respectivement, en minuscule ou en majuscule. Si la variable est configurée à `preserve-lower` ou `preserve-upper` (valeur par défaut), le mot complété sera dans la casse du mot déjà saisi, mais les mots qui n'ont pas eu un début de saisie seront complétés, respectivement, soit en minuscule soit en majuscule.

`DBNAME`

Le nom de la base de données à laquelle vous êtes actuellement connecté. Ceci est configuré à chaque fois que vous vous connectez à une base de données (ainsi qu'au lancement du programme) mais peut être changé ou désinitialisé.

`ECHO`

Si cette variable est initialisée à `all`, toutes les lignes non vides saisies sont envoyées sur la sortie standard tout de suite après leur lecture. (Ceci ne s'applique pas aux lignes lues de façon interactive.) Pour sélectionner ce comportement au lancement du programme, utilisez l'option `-a`. Si `ECHO` vaut `queries`, psql affiche chaque requête sur la sortie standard comme elle est envoyée au serveur. L'option pour choisir ce comportement est `-e`. Si elle est configurée à `errors`, seules les requêtes échouées seront affichées sur la sortie standard des erreurs. L'option en ligne de

commande pour ce comportement est `-b`. Si elle est configurée à `none` (valeur par défaut), alors aucune requête n'est affichée.

`ECHO_HIDDEN`

Quand cette variable est initialisée à `on` et qu'une commande antislash est envoyée à la base de données, la requête est d'abord affichée. Cette fonctionnalité vous aide à étudier le fonctionnement interne de PostgreSQL et fournir des fonctionnalités similaires dans vos propres programmes. (Pour sélectionner ce comportement au lancement du programme, utilisez l'option `-E`.) Si vous configurez la variable avec la valeur `noexec`, les requêtes sont juste affichées mais ne sont pas réellement envoyées au serveur ni exécutées. La valeur par défaut est `off`.

`ENCODING`

Le codage courant du jeu de caractères du client. Il est fixé à chaque fois que vous vous connectez à une base de données (y compris au démarrage du programme), et quand vous changez l'encodage avec `\encoding`, mais il peut être changé ou désinitialisé.

`ERROR`

`true` si la dernière requête SQL a échoué, `false` si elle a réussi. Voir aussi `SQLSTATE`.

`FETCH_COUNT`

Si cette variable est un entier plus grand que zéro, les résultats des requêtes `SELECT` sont récupérés et affichés en groupe de ce nombre de lignes, plutôt que par le comportement par défaut (récupération de l'ensemble complet des résultats avant l'affichage). Du coup, seule une petite quantité de mémoire est utilisée, quelle que soit la taille de l'ensemble des résultats. Une configuration entre 100 et 1000 est habituellement utilisée lors de l'activation de cette fonctionnalité. Gardez en tête que lors de l'utilisation de cette fonctionnalité, une requête pourrait échouer après avoir affiché quelques lignes.

> **Astuce**
>
> Bien que vous puissiez utiliser tout format de sortie avec cette fonctionnalité, le format par défaut, `aligned`, rend mal car chaque groupe de `FETCH_COUNT` lignes sera formaté séparément, modifiant ainsi les largeurs de colonnes suivant les lignes du groupe. Les autres formats d'affichage fonctionnent mieux.

`HISTCONTROL`

Si cette variable est configurée à `ignorespace`, les lignes commençant avec un espace n'entrent pas dans la liste de l'historique. Si elle est initialisée avec la valeur `ignoredups`, les lignes correspondant aux précédentes lignes de l'historique n'entrent pas dans la liste. Une valeur de `ignoreboth` combine les deux options. Si elle est configurée avec `none`), toutes les lignes lues dans le mode interactif sont sauvegardées dans la liste de l'historique.

> **Note**
>
> Cette fonctionnalité a été plagiée sans vergogne sur Bash.

`HISTFILE`

Le nom du fichier utilisé pour stocker l'historique. Si désinitialisé, le nom du fichier sera la valeur de la variable d'environnement `PSQL_HISTORY`. Si celle-ci n'est pas initialisée, la valeur

par défaut sera `~/.psql_history` ou `%APPDATA%\postgresql\psql_history` sur Windows. Par exemple, mettre :

> **Note**
>
> Cette fonctionnalité a été plagiée sans vergogne sur Bash.

`HISTSIZE`

Le nombre maximum de commandes à stocker dans l'historique des commandes (par défaut 500). Aucune limite ne sera appliquée si une valeur négative est donnée.

> **Note**
>
> Cette fonctionnalité a été plagiée sans vergogne sur Bash.

`HOST`

L'hôte du serveur de la base de données sur lequel vous êtes actuellement connecté. Ceci est configuré à chaque fois que vous vous connectez à une base de données (ainsi qu'au lancement du programme) mais peut être changé ou désinitialisé.

`IGNOREEOF`

Si configuré à 1 ou inférieur, envoyer un caractère EOF (habituellement **Ctrl**+**D**) dans une session interactive de psql ferme l'application. Si configuré à une valeur numérique supérieure, alors autant de caractères EOF consécutifs doivent être saisis pour terminer une session interactive. Une valeur non numérique sera interprétée comme valant 10. La valeur par défaut est 0.

> **Note**
>
> Cette fonctionnalité a été plagiée sans vergogne sur Bash.

`LASTOID`

La valeur du dernier OID affecté, renvoyée à partir d'une commande `INSERT` ou `lo_import`. La validité de cette variable est seulement garantie jusqu'à l'affichage du résultat de la commande SQL suivante.

`LAST_ERROR_MESSAGE`
`LAST_ERROR_SQLSTATE`

Le message d'erreur principal et le code SQLSTATE associé pour la plus récente requête en échec dans la session psql en cours, ou une chaîne vide et `00000` s'il n'y a eu aucune erreur dans la session actuelle.

`ON_ERROR_ROLLBACK`

Lorsqu'il est actif (`on`), si une instruction d'un bloc de transaction génère une erreur, cette dernière est ignorée et la transaction continue. Lorsqu'il vaut `interactive`, ces erreurs sont seulement ignorées lors des sessions interactives, mais ne le sont pas lors de la lecture de scripts. Lorsqu'il est configuré à `off` (valeur par défaut), une instruction générant une erreur dans un

bloc de transaction annule la transaction complète. Le mode avec `on` fonctionne en exécutant un `SAVEPOINT` implicite pour vous, juste avant chaque commande se trouvant dans un bloc de transaction, et annule jusqu'au point de sauvegarde si la commande échoue.

`ON_ERROR_STOP`

Par défaut, le traitement des commandes continue après une erreur. Quand cette variable est positionnée à `on`, le traitement sera immédiatement arrêté dès la première erreur rencontrée. En mode interactif, psql reviendra à l'invite de commande ; sinon psql quittera en renvoyant le code d'erreur 3 pour distinguer ce cas des conditions d'erreurs fatales, qui utilisent le code 1. Dans tous les cas, tout script en cours d'exécution (le script de plus haut niveau, s'il y a, et tout autre script qui pourrait avoir été appelé) sera terminé immédiatement. Si la chaîne de commande de plus haut niveau contient plusieurs commandes SQL, le traitement s'arrêtera à la commande en cours.

`PORT`

Le port du serveur de la base de données sur lequel vous êtes actuellement connecté. Ceci est configuré à chaque fois que vous vous connectez à une base de données (ainsi qu'au lancement du programme) mais peut être changé ou désinitialisé.

`PROMPT1`
`PROMPT2`
`PROMPT3`

Ils spécifient à quoi doit ressembler l'invite psql. Voir Invite ci-dessous.

`QUIET`

Configurer cette variable à `on` est équivalent à l'option `-q` en ligne de commande. Elle n'est probablement pas très utile en mode interactif.

`ROW_COUNT`

Le nombre de lignes renvoyées ou affectées par la dernière requête SQL, ou 0 si la requête a échoué ou si elle n'a pas renvoyée un nombre de lignes.

`SERVER_VERSION_NAME`
`SERVER_VERSION_NUM`

Le numéro de version du serveur sous la forme d'une chaîne de caractères, par exemple `9.6.2`, `10.1` ou `11beta1`, et sous sa forme numérique, par exemple `90602` ou `100001`. Ces variables sont configurées à chaque fois que vous vous connectez à une base de données (y compris au lancement du programme) mais peuvent être modifiées ou déconfigurées.

`SHOW_CONTEXT`

Cette variable peut être configurée avec les valeurs `never`, `errors` ou `always` pour contrôler si les champs `CONTEXT` sont affichés dans les messages du serveur. La valeur par défaut est `errors` (signifiant que ce contexte sera affiché dans les messages d'erreur et non pas dans les notes et avertissements). Ce paramètre n'a pas d'effet quand `VERBOSITY` est configuré à `terse`. (Voir aussi `\errverbose`, à utiliser quand vous voulez une version verbose du dernier message d'erreur reçu.)

`SINGLELINE`

Configurer cette variable à `on` est équivalent à l'option `-S` en ligne de commande.

`SINGLESTEP`

Configuer cette variable à `on` est équivalent à l'option `-s` en ligne de commande.

`SQLSTATE`

Le code d'erreur (voir Annexe A) associé avec l'échec de la dernière requête SQL, ou `00000` si elle a réussi.

`USER`

L'utilisateur de la base de données sur laquelle vous êtes actuellement connecté. Ceci est configuré à chaque fois que vous vous connectez à une base de données (ainsi qu'au lancement du programme) mais peut être changé ou désinitialisé.

`VERBOSITY`

Cette variable peut être configurée avec les valeurs `default`, `verbose` (bavard) ou `terse` (succinct) pour contrôler la verbosité des rapports d'erreurs. (Voir aussi `\errverbose` à utiliser quand vous avez besoin d'une version verbeuse de l'erreur que vous venez de récupérer.)

`VERSION`
`VERSION_NAME`
`VERSION_NUM`

Ces variables sont configurées au démarrage du programme pour refléter la version de psql respectivement sous la forme d'une chaîne de caractères, d'une chaîne courte (par exemple `9.6.2`, `10.1` ou `11beta1`) d'un nombre (par exemple `90602` ou `100001`). Elles peuvent être modifiées ou désinitialisées.

Interpolation SQL

Une fonctionnalité clé des variables psql est que vous pouvez les substituer (« interpolation ») dans des requêtes SQL standards, ainsi qu'en arguments de métacommandes. De plus, psql fournit des fonctionnalités vous assurant que les valeurs des variables utilisées comme constantes et identifiants SQL sont correctement mises entre guillemets. La syntaxe pour l'interpolation d'une valeur sans guillemets est de préfixer le nom de la variable avec le symbole deux-points (`:`). Par exemple :

```
basetest=> \set foo 'ma_table'
basetest=> SELECT * FROM :foo;
```

envoie alors la requête pour la table `ma_table`. Notez que cela peut être dangereux ; la valeur de la variable est copiée de façon litérale, elle peut même contenir des guillemets non fermés, ou bien des commandes antislash. Vous devez vous assurer que cela a du sens à l'endroit où vous les utilisez.

Lorsqu'une valeur doit être utilisée comme une chaîne SQL litérale ou un identifiant, il est plus sûr de s'arranger pour qu'elle soit entre guillemets. Afin de mettre en guillemets la valeur d'une variable en tant que chaîne SQL litérale, écrivez un caractère deux-points, suivi du nom de la variable entouré par des guillemets simples. Pour mettre entre guillemet la valeur en tant qu'identifiant SQL, écrivez un caractère deux-points suivi du nom de la valeur entouré de guillemets doubles. Ces constructions gèrent correctement les guillemets et autres caractères spéciaux intégrés dans la valeur de la variable. L'exemple précédent peut s'écrire de façon plus sûre ainsi :

```
testdb=> \set foo 'my_table'
testdb=> SELECT * FROM :"foo";
```

L'interpolation de variables ne sera pas réalisée à l'intérieur de litéraux et d'identifiants SQL mis entre guillemets. Du coup, une construction comme `':foo'` ne fonctionne pas pour avoir un litéral entre guillemets à partir de la valeur d'une variable (il serait même dangereux que cela fonctionne car ça ne peut pas gérer correctement les guillemets embarqués dans la valeur).

Un exemple de l'utilisation de ce mécanisme est la copie du contenu d'un fichier dans la colonne d'une table. Tout d'abord, chargez le fichier dans une variable puis interpolez la valeur de la valeur en tant que chaîne de caractères :

```
basetest=> \set contenu `cat mon_fichier.txt`
basetest=> INSERT INTO ma_table VALUES (:'contenu');
```

(Notez que cela ne fonctionnera par si le fichier `mon_fichier.txt` contient des octets nuls. psql ne gère pas les octets nuls inclus dans les valeurs de variable.)

Comme des caractères deux-points peuvent légitimement apparaître dans les commandes SQL, une tentative apparente d'interpolation (comme `:nom`, `:'nom'`, ou `:"nom"`) n'est pas remplacée, sauf si la variable nommée est actuellement positionnée. Dans tous les cas, vous pouvez échapper un caractère deux-points avec un antislash pour le protéger des substitutions.

La syntaxe spéciale `:{?`*`name`*`}` renvoie TRUE ou FALSE suivant l'existence ou non de la variable, et est donc toujours substituée, sauf si le symbole deux-points est échappé avec un antislash.

La syntaxe deux-points pour les variables est du SQL standard pour les langages de requête embarqués, comme ECPG. La syntaxe avec les deux-points pour les tranches de tableau et les conversions de types sont des extensions PostgreSQL, qui peut parfois provoquer un conflit avec l'utilisation standard. La syntaxe avec le caractère deux-points pour échapper la valeur d'une variable en tant que chaîne SQL litérale ou identifiant est une extension psql.

Invite

Les invites psql peuvent être personnalisées suivant vos préférences. Les trois variables `PROMPT1`, `PROMPT2` et `PROMPT3` contiennent des chaînes et des séquences d'échappement spéciales décrivant l'apparence de l'invite. L'invite 1 est l'invite normale qui est lancée quand psql réclame une nouvelle commande. L'invite 2 est lancée lorsqu'une saisie supplémentaire est attendue lors de la saisie de la commande, par exemple parce que la commande n'a pas été terminée avec un point-virgule ou qu'un guillemet n'a pas été fermé. L'invite 3 est lancée lorsque vous exécutez une commande SQL `COPY FROM stdin` et que vous devez saisir les valeurs des lignes sur le terminal.

La valeur de la variable prompt sélectionnée est affichée littéralement sauf si un signe pourcentage (%) est rencontré. Suivant le prochain caractère, certains autres textes sont substitués. Les substitutions définies sont :

`%M`

Le nom complet de l'hôte (avec le nom du domaine) du serveur de la base de données ou `[local]` si la connexion est établie via une socket de domaine Unix ou `[local:`*`/répertoire/nom`*`]`, si la socket de domaine Unix n'est pas dans l'emplacement par défaut défini à la compilation.

`%m`

Le nom de l'hôte du serveur de la base de données, tronqué au premier point ou `[local]` si la connexion se fait via une socket de domaine Unix.

`%>`

Le numéro de port sur lequel le serveur de la base de données écoute.

`%n`

Le nom d'utilisateur de la session. (L'expansion de cette valeur peut changer pendant une session après une commande `SET SESSION AUTHORIZATION`.)

`%/`

Le nom de la base de données courante.

%~

Comme %/ mais l'affichage est un ~ (tilde) si la base de données est votre base de données par défaut.

%#

Si l'utilisateur de la session est un superutilisateur, alors un # sinon un >. (L'expansion de cette valeur peut changer durant une session après une commande SET SESSION AUTHORIZATION.)

%p

L'identifiant du processus serveur (PID) pour cette connexion.

%R

Dans le prompt 1 normalement =, mais @ si la session est dans une branche inactive d'un bloc conditionnel, ou ^ en mode simple ligne, ou ! si la session est déconnectée de la base (ce qui peut arriver si \connect échoue). Dans le prompt 2, %R est remplacé par un caractère qui dépend de la raison pour laquelle psql attend des entrées supplémentaires : - si la commande n'est juste pas terminée, mais * s'il y a un commentaire /* ... */ non terminé, un guillemet simple pour une chaîne de caractères entre guillemets simples non terminée, un guillemet double pour un identifiant échappé non terminé, un signe dollar pour une chaîne de caractères entre dollars, ou (s'il y a une parenthèse ouvrante sans correspondance. Dans le prompt 3, %R n'a aucun effet.

%x

État de la Transaction : une chaîne vide lorsque vous n'êtes pas dans un bloc de transaction, ou * si vous y êtes, ou ! dans une transaction échouée, ou ? lorsque l'état de la transaction est indéterminé (par exemple parce qu'il n'y a pas de connexion).

%l

Le numéro de ligne dans la requête courante, en partant de 1.

%*chiffres*

Le caractère avec ce code numérique est substitué.

%:*nom*:

La valeur de la variable *nom* de psql. Voir la section Variables pour les détails.

%`*commande*`

La sortie de la *commande*, similaire à la substitution par « guillemets inverse » classique.

%[... %]

Les invites peuvent contenir des caractères de contrôle du terminal qui, par exemple, modifient la couleur, le fond ou le style du texte de l'invite, ou modifient le titre de la fenêtre du terminal. Pour que les fonctionnalités d'édition de ligne de Readline fonctionnent correctement, les caractères de contrôle non affichables doivent être indiqués comme invisibles en les entourant avec %[et %]. Des paires multiples de ceux-ci peuvent survenir à l'intérieur de l'invite. Par exemple :

```
basetest=> \set PROMPT1 '%[%033[1;33;40m%]%n@%/%R%[%033[0m%]%# '
```

a pour résultat une invite en gras (1;), jaune sur noir (33;40) sur les terminaux compatibles VT100.

Pour insérer un pourcentage dans votre invite, écrivez %%. Les invites par défaut sont `'%/%R%# '` pour les invites 1 et 2 et `'>> '` pour l'invite 3.

> **Note**
>
> Cette fonctionnalité a été plagiée sans vergogne sur tcsh.

Édition de la ligne de commande

psql supporte la bibliothèque Readline pour une édition et une recherche simplifiée et conviviale de la ligne de commande. L'historique des commandes est automatiquement sauvegardé lorsque psql quitte et est rechargé quand psql est lancé. La complétion par tabulation est aussi supportée bien que la logique de complétion n'ait pas la prétention d'être un analyseur SQL. Les requêtes générées par complétion peuvent aussi interférer avec les autres commandes SQL, par exemple `SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL`. Si pour quelque raison que ce soit vous n'aimez pas la complétion par tabulation, vous pouvez la désactiver en plaçant ceci dans un fichier nommé `.inputrc` de votre répertoire personnel :

```
$if psql
set disable-completion on
$endif
```

(Ceci n'est pas une fonctionnalité psql mais Readline. Lisez sa documentation pour plus de détails.)

Environnement

`COLUMNS`

Si `\pset columns` vaut zéro, contrôle la largeur pour le format `wrapped` et la largeur pour déterminer si une sortie large a besoin du paginateur ou doit être basculé en format vertical dans le mode automatique étendu.

`PGDATABASE`
`PGHOST`
`PGPORT`
`PGUSER`

Paramètres de connexion par défaut (voir Section 34.14).

`PSQL_EDITOR`
`EDITOR`
`VISUAL`

Éditeur utilisé par les commandes `\e` `\ef` et `\ev`. Les variables sont examinées dans l'ordre donné ; la première initialisée est utilisée. Si aucun des deux n'est configuré, le système utilise `vi` par défaut sur les systèmes Unix et `notepad.exe` sur les systèmes Windows.

`PSQL_EDITOR_LINENUMBER_ARG`

Lorsque les commandes `\e` ou `\ef` sont utilisées avec un argument spécifiant le numéro de ligne, cette variable doit indiquer l'argument en ligne de commande à fournir à l'éditeur de texte. Pour les éditeurs les plus courants, tels qu'emacs ou vi, vous pouvez simplement initialiser cette variable avec le signe +. Il faut inclure le caractère d'espacement en fin de la valeur de la variable si la syntaxe de l'éditeur nécessite un espace entre l'option à spécifier et le numéro de ligne. Par exemple :

```
PSQL_EDITOR_LINENUMBER_ARG='+'
PSQL_EDITOR_LINENUMBER_ARG='--line '
```

La valeur par défaut est + sur les systèmes Unix (ce qui correspond à la bonne configuration pour l'éditeur par défaut, `vi`, et est utilisable généralement avec la plupart des éditeurs courants) ; par contre, il n'y a pas de valeur par défaut pour les systèmes Windows.

`PSQL_HISTORY`

Emplacement alternatif pour le fichier d'historique des commandes. L'expansion du symbole ~ est réalisée.

`PSQL_PAGER`
`PAGER`

Si les résultats d'une requête ne tiennent pas sur l'écran, ils sont envoyés à cette commande. Les valeurs typiques sont `more` ou `less`. L'utilisation du paginateur peut être désactivé en configurant `PSQL_PAGER` ou `PAGER` à une chaîne vide ou en ajustant les options relatives au paginateur avec la commande `\pset`. Ces variables sont examinées dans l'ordre listé ; la première qui est configurée est utilisée. Si aucune n'est configurée, le comportement par défaut est d'utiliser `more` sur la plupart des plateformes et `less` sur Cygwin.

`PSQLRC`

Emplacement alternatif pour le fichier `.psqlrc` de l'utilisateur. L'expansion du symbôle ~ est réalisée.

`SHELL`

Commande exécutée par la commande `\!`.

`TMPDIR`

Répertoire pour stocker des fichiers temporaires. La valeur par défaut est `/tmp`.

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Fichiers

`psqlrc` et `~/.psqlrc`

Sauf si une option `-X` est fournie, psql tente de lire et exécuter les commandes provenant du fichier global au système (`psqlrc`), puis du fichier utilisateur (`~/.psqlrc`) après la connexion à la base de données mais avant d'accepter les commandes interactives. Ces fichiers sont utilisés pour configurer le client et le serveur à votre goût, généralement en utilisant les commandes `\set` et `SET`.

Le fichier de configuration au niveau système est nommé `psqlrc` et est placé dans le répertoire de configuration système de l'installation. Il est facilement identifiable en exécutant `pg_config --sysconfdir`. Par défaut, ce répertoire doit être `../etc/` relatif au répertoire contenant les exécutables PostgreSQL. Le nom de ce répertoire peut être configuré explicitement avec la variable d'environnement `PGSYSCONFDIR`.

Le fichier de configuration personnel de l'utilisateur est nommé `.psqlrc` et est placé à la racine du répertoire personnel de l'utilisateur. Sur Windows, qui manque d'un tel concept, le fichier de configuration personnel est nommé `%APPDATA%\postgresql\psqlrc.conf`. L'emplacement du fichier de configuration personnel peut être configuré explicitement via la variable d'environnement `PSQLRC`.

Le fichier niveau système et le fichier de l'utilisateur peuvent être spécifiques à la version de psql en ajoutant un tiret et la version mineure ou majeure, par exemple `~/.psqlrc-9.2` ou `~/.psqlrc-9.2.5`. Le fichier dont la version est la plus proche sera lu à la place d'un fichier sans indication de version.

`.psql_history`

L'historique de la ligne de commandes est stocké dans le fichier `~/.psql_history` ou `%APPDATA%\postgresql\psql_history` sur Windows.

L'emplacement du fichier historique peut aussi être configuré explicitement avec la variable psql `HISTFILE` ou avec la variable d'environnement `PSQL_HISTORY`.

Notes

- psql fonctionne mieux avec des serveurs de la même version ou d'une version majeure plus ancienne. Les commandes antislashs peuvent échouer si le serveur est plus récent que psql. Néanmoins, les commandes antislashs de la famille `\d` devraient fonctionner avec tous les serveurs jusqu'à la version 7.4, bien que pas nécessairement avec des serveurs plus récents que psql lui-même. Les fonctionnalités générales d'exécution de commandes SQL et d'affichage des résultats des requêtes devraient aussi fonctionner avec les serveurs d'une version majeure plus récente mais ce ne peut être garanti dans tous les cas.

  Si vous voulez utiliser psql pour vous connecter à différentes versions majeures, il est recommandé d'utiliser la dernière version de psql. Autrement, vous pouvez conserver une copie de psql pour chaque version majeure utilisée et vous assurer que la version utilisée correspond au serveur respectif. En pratique, cette complication supplémentaire n'est pas nécessaire.

- Avant PostgreSQL 9.6, l'option `-c` impliquait `-X` (`--no-psqlrc`) ; ceci n'est plus le cas.

- Avant PostgreSQL 8.4, psql autorisait le premier argument d'une commande antislash à une seule lettre à commencer directement après la commande, sans espace supplémentaire. Maintenant, un espace blanc est requis.

Notes pour les utilisateurs sous Windows

psql est construit comme une « application de type console ». Comme les fenêtres console de Windows utilisent un codage différent du reste du système, vous devez avoir une attention particulière lors de l'utilisation de caractères sur 8 bits à l'intérieur de psql. Si psql détecte une page de code problématique, il vous avertira au lancement. Pour modifier la page de code de la console, deux étapes sont nécessaires :

- Configurez la page code en saisissant **`cmd.exe /c chcp 1252`**. (1252 est une page code appropriée pour l'Allemagne ; remplacez-la par votre valeur.) Si vous utilisez Cygwin, vous pouvez placer cette commande dans `/etc/profile`.

- Configurez la police de la console par `Lucida Console` parce que la police raster ne fonctionne pas avec la page de code ANSI.

Exemples

Le premier exemple montre comment envoyer une commande sur plusieurs lignes d'entrée. Notez le changement de l'invite :

```
basetest=> CREATE TABLE ma_table (
basetest(>  premier integer not NULL default 0,
basetest(>  second text)
basetest-> ;
CREATE TABLE
```

Maintenant, regardons la définition de la table :

```
basetest=> \d ma_table
              Table "public.ma_table"
 Column  |  Type   | Collation | Nullable | Default
---------+---------+-----------+----------+---------
 premier | integer |           | not null | 0
 second  | text    |           |          |
```

Maintenant, changeons l'invite par quelque chose de plus intéressant :

```
basetest=> \set PROMPT1 '%n@%m %~%R%# '
pierre@localhost basetest=>
```

Supposons que nous avons rempli la table de données et que nous voulons les regarder :

```
pierre@localhost basetest=> SELECT * FROM ma_table;
 premier | second
---------+--------
       1 | un
       2 | deux
       3 | trois
       4 | quatre
(4 rows)
```

Vous pouvez afficher cette table de façon différente en utilisant la commande `\pset` :

```
pierre@localhost basetest=> \pset border 2
Border style is 2.
pierre@localhost basetest=> SELECT * FROM ma_table;
+---------+--------+
| premier | second |
+---------+--------+
|       1 | un     |
|       2 | deux   |
|       3 | trois  |
|       4 | quatre |
+---------+--------+
(4 rows)

pierre@localhost basetest=> \pset border 0
Border style is 0.
pierre@localhost basetest=> SELECT * FROM ma_table;
premier second
------- ------
      1 un
      2 deux
      3 trois
      4 quatre
(4 rows)

pierre@localhost basetest=> \pset border 1
Border style is 1.
pierre@localhost basetest=> \pset format unaligned
```

```
Output format is unaligned.
pierre@localhost basetest=> \pset fieldsep ","
Field separator is ",".
pierre@localhost basetest=> \pset tuples_only
Showing only tuples.
pierre@localhost basetest=> SELECT second, premier FROM
ma_table;
un,1
deux,2
trois,3
quatre,4
```

Vous pouvez aussi utiliser les commandes courtes :

```
pierre@localhost basetest=> \a \t \x
Output format is aligned.
Tuples only is off.
Expanded display is on.
pierre@localhost basetest=> SELECT * FROM ma_table;
-[ RECORD 1 ]---
premier  | 1
second   | un
-[ RECORD 2 ]---
premier  | 2
second   | deux
-[ RECORD 3 ]---
premier  | 3
second   | trois
-[ RECORD 4 ]---
premier  | 4
second   | quatre
```

En cas de besoin, les résultats de la requête peuvent être affichés dans une représentation croisée avec la commande `\crosstabview` :

```
testdb=> SELECT first, second, first > 2 AS gt2 FROM my_table;
premier | second | gt2
---------+--------+-----
      1 | un     | f
      2 | deux   | f
      3 | trois  | t
      4 | quatre | t
(4 rows)

testdb=> \crosstabview premier second
premier | un | deux | trois | quatre
---------+----+------+-------+--------
      1 | f  |      |       |
      2 |    | f    |       |
      3 |    |      | t     |
      4 |    |      |       | t
(4 rows)
```

Ce deuxième exemple montre une table de multiplication avec les lignes triées en ordre numérique inverse et les colonnes dans un ordre numérique ascendant indépendant.

```
testdb=> SELECT t1.premier as "A", t2.premier+100 AS "B",
 t1.premier*(t2.premier+100) as "AxB",
testdb(> row_number() over(order by t2.premier) AS ord
testdb(> FROM ma_table t1 CROSS JOIN ma_table t2 ORDER BY 1 DESC
testdb(> \crosstabview "A" "B" "AxB" ord
 A | 101 | 102 | 103 | 104
---+-----+-----+-----+-----
 4 | 404 | 408 | 412 | 416
 3 | 303 | 306 | 309 | 312
 2 | 202 | 204 | 206 | 208
 1 | 101 | 102 | 103 | 104
(4 rows)
```

reindexdb

reindexdb — réindexe une base de données PostgreSQL

Synopsis

`reindexdb` [*option-connexion*...] [*option*...] [`-S` | `--schema` *schéma*] ... [`-t` | `--table` *table*] ... [`-i` | `--index` *index*] ... [*nombase*]

`reindexdb` [*option-connexion*...] [*option*...] `-a` | `--all`

`reindexdb` [*option-connexion*...] [*option*...] `-s` | `--system` [*nombase*]

Description

reindexdb permet de reconstruire les index d'une base de données PostgreSQL.

reindexdb est un enrobage de la commande REINDEX. Il n'y a pas de différence entre la réindexation des bases de données par cette méthode et par celles utilisant d'autres méthodes d'accès au serveur.

Options

reindexdb accepte les arguments suivants en ligne de commande :

`-a`
`--all`

Réindexe toutes les bases de données.

`[-d] base`
`[--dbname=]base`

Spécifie le nom de la base à réindexer quand l'option `-a`/`--all` n'est pas utilisée. Si le nom de la base n'est pas fourni, il est lu à partir de la variable d'environnement PGDATABASE. Si elle n'est pas configurée, le nom de l'utilisateur pour la connexion est utilisé. Ce nom de base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

`-e`
`--echo`

Affiche les commandes que reindexdb génère et envoie au serveur.

`-i index`
`--index=index`

Ne recrée que l'index *index*. Plusieurs indexes peuvent être récréés en même temps en utilisant plusieurs fois l'option `-i`.

`-q`
`--quiet`

N'affiche pas la progression.

`-s`
`--system`

Réindexe seulement les catalogues système de la base de données.

`-S` *`schema`*
`--schema=`*`schema`*

Ne réindexe que le schéma *`schéma`*. Plusieurs schémas peuvent être réindexés en même temps en utilisant plusieurs fois l'option `-S`.

`-t` *`table`*
`--table=`*`table`*

Ne réindexe que la table *`table`*. Plusieurs tables peuvent être réindexées en même temps en utilisant plusieurs fois l'option `-t`.

`-v`
`--verbose`

Affiche des informations détaillées sur le traitement.

`-V`
`--version`

Affiche la version de reindexdb, puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de reindexdb, puis quitte.

reindexdb accepte aussi les arguments suivants en ligne de commande pour les paramètres de connexion :

`-h` *`hôte`*
`--host=`*`hôte`*

Précise le nom d'hôte de la machine hébergeant le serveur. Si cette valeur débute par une barre oblique ('/' ou slash), elle est utilisée comme répertoire de socket UNIX.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Précise le port TCP ou le fichier de socket UNIX d'écoute.

`-U` *`nom_utilisateur`*
`--username=`*`nom_utilisateur`*

Nom de l'utilisateur à utiliser pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force reindexdb à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car reindexdb demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, reindexdb perdra une tentative

de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

`--maintenance-db=`*`nom-base-maintenance`*

Indique le nom de la base où se connecter pour récupérer la liste des bases à réindexer. Cette option est intéressante quand l'option `-a`/`--all` est utilisée. Si cette option n'est pas ajoutée, la base `postgres` sera utilisée. Si cette base n'existe pas, la base `template1` sera utilisée. Le nom de la base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront les options en ligne de commande conflictuelles. De plus, les paramètres de la chaîne de connexion autres que le nom de la base lui-même seront réutilisés lors de la connexion aux autres bases.

Environnement

PGDATABASE
PGHOST
PGPORT
PGUSER

Paramètres par défaut pour la connexion

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Diagnostiques

En cas de difficultés, il peut être utile de consulter REINDEX et psql, sections présentant les problèmes éventuels et les messages d'erreur.

Le serveur de base de données doit fonctionner sur le serveur cible. Les paramètres de connexion éventuels et les variables d'environnement utilisés par la bibliothèque cliente libpq s'appliquent.

Notes

reindexdb peut avoir besoin de se connecter plusieurs fois au serveur PostgreSQL. Afin d'éviter de saisir le mot de passe à chaque fois, on peut utiliser un fichier `~/.pgpass`. Voir Section 34.15 pour plus d'informations.

Exemples

Pour réindexer la base de données `test` :

```
$ reindexdb test
```

Pour réindexer la table `foo` et l'index `bar` dans une base de données nommée `abcd` :

```
$ reindexdb --table=foo --index=bar abcd
```

Voir aussi

REINDEX

vacuumdb

vacuumdb — récupère l'espace inutilisé et, optionnellement, analyse une base de données PostgreSQL

Synopsis

vacuumdb [*option-de-connexion*...] [*option*...] [-t | --table *table* [(*colonne* [,...])]] ... [*nom_base*]

vacuumdb [*options-de-connexion*...] [*option*...] -a | --all

Description

vacuumdb est un outil de nettoyage d'une base de données. vacuumdb peut également engendrer des statistiques internes utilisées par l'optimiseur de requêtes de PostgreSQL.

vacuumdb est une surcouche de la commande VACUUM. Il n'y a pas de différence réelle entre exécuter des VACUUM et des ANALYZE sur les bases de données via cet outil et via d'autres méthodes pour accéder au serveur.

Options

vacuumdb accepte les arguments suivants sur la ligne de commande :

`-a`
`--all`

Nettoie toutes les bases de données.

`[-d] nom_base`
`[--dbname=]nom_base`

Spécifie le nom de la base à nettoyer ou à analyser quand l'option `-a`/`--all` n'est pas utilisée. Si le nom de la base n'est pas fourni, il est lu à partir de la variable d'environnement PGDATABASE. Si elle n'est pas configurée, le nom de l'utilisateur pour la connexion est utilisé. Ce nom de base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront toutes les options en ligne de commande conflictuelles.

`-e`
`--echo`

Affiche les commandes que vacuumdb engendre et envoie au serveur.

`-f`
`--full`

Exécute un nettoyage « complet ».

`-F`
`--freeze`

« Gèle » agressivement les lignes.

`-j njobs`
`--jobs=njobs`

Exécute les commandes VACUUM et/ou ANALYZE en parallèle en plaçant *njobs* commandes simultanément. Cette option réduit la durée du traitement tout en augmentant la charge sur le serveur de bases de données.

vacuumdb ouvrira *njobs* connexions sur la base de données, donc assurez-vous que votre configuration du paramètre max_connections est suffisament élevée pour accepter toutes les connexions nécessaires.

Notez que l'utilisation de ce mode avec l'option `-f` (`FULL`) pourrait causer des échecs de type deadlock si certains catalogues systèmes sont traités en parallèle.

`-q`
`--quiet`

N'affiche pas de message de progression.

`-t` *table* `[ (`*colonne* `[,...]) ]`
`--table=`*table* `[ (`*colonne* `[,...]) ]`

Ne nettoie ou n'analyse que la table *table*. Des noms de colonnes peuvent être précisés en conjonction avec les options `--analyze` ou `--analyze-only`. Plusieurs tables peuvent être traitées par VACUUM en utilisant plusieurs fois l'option `-t`.

> **Astuce**
>
> Lorsque des colonnes sont indiquées, il peut être nécessaire d'échapper les parenthèses. (Voir les exemples plus bas.)

`-v`
`--verbose`

Affiche des informations détaillées durant le traitement.

`-V`
`--version`

Affiche la version de vacuumdb, puis quitte.

`-z`
`--analyze`

Calcule aussi les statistiques utilisées par le planificateur.

`-Z`
`--analyze-only`

Calcule seulement les statistiques utilisées par le planificateur (donc pas de VACUUM).

`--analyze-in-stages`

Calcule seulement les statistiques utilisées par le planificateur (donc pas de VACUUM), comme `--analyze-only`. Effectue plusieurs (pour le moment trois) étapes de calcul avec différents réglages de configuration afin de générer des statistiques utilisables plus rapidement.

Cette option est utile pour calculer les statistiques d'une base qui vient d'être peuplée, que cela soit à partir d'une restauration de sauvegarde ou d'un `pg_upgrade`. Cette option tentera de créer quelques statistiques le plus rapidement possible, pour rendre la base de données utilisable, et ensuite produire les statistiques complètes durant les étapes suivantes.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de vacuumdb, puis quitte.

vacuumdb accepte aussi les arguments suivants comme paramètres de connexion :

`-h` *`hôte`*
`--host=`*`hôte`*

Indique le nom d'hôte de la machine qui héberge le serveur de bases de données. Si la valeur commence par une barre oblique (/), elle est utilisée comme répertoire pour la socket de domaine Unix.

`-p` *`port`*
`--port=`*`port`*

Indique le port TCP ou le fichier local de socket de domaine Unix sur lequel le serveur attend les connexions.

`-U` *`utilisateur`*
`--username=`*`utilisateur`*

Nom d'utilisateur pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`
`--password`

Force vacuumdb à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car vacuumdb demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, vacuumdb perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

`--maintenance-db=`*`nom-base-maintenance`*

Indique le nom de la base où se connecter pour récupérer la liste des bases pour lesquelles il faut exécuter un nettoyage via VACUUM. Cette option est intéressante quand l'option `-a`/`--all` est utilisée. Si cette option n'est pas ajoutée, la base `postgres` sera utilisée. Si cette base n'existe pas, la base `template1` sera utilisée. Le nom de la base peut être remplacé par une chaîne de connexion. Dans ce cas, les paramètres de la chaîne de connexion surchargeront les options en ligne de commande conflictuelles. De plus, les paramètres de la chaîne de connexion autres que le nom de la base lui-même seront réutilisés lors de la connexion aux autres bases.

Environnement

`PGDATABASE`
`PGHOST`
`PGPORT`
`PGUSER`

Paramètres de connexion par défaut.

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Diagnostiques

En cas de difficultés, il peut être utile de consulter VACUUM et psql, sections présentant les problèmes éventuels et les messages d'erreur.

Le serveur de base de données doit fonctionner sur le serveur cible. Les paramètres de connexion éventuels et les variables d'environnement utilisés par la bibliothèque cliente libpq s'appliquent.

Notes

vacuumdb peut avoir besoin de se connecter plusieurs fois au serveur PostgreSQL. Afin d'éviter de saisir le mot de passe à chaque fois, on peut utiliser un fichier `~/.pgpass`. Voir Section 34.15 pour plus d'informations.

Exemples

Pour nettoyer la base de données `test` :

```
$ vacuumdb test
```

Pour nettoyer et analyser une base de données nommée `grossebase` :

```
$ vacuumdb --analyze grossebase
```

Pour nettoyer la seule table `foo` dans une base de données nommée `xyzzy` et analyser la seule colonne `bar` de la table :

```
$ vacuumdb --analyze --verbose --table='foo(bar)' xyzzy
```

Voir aussi

VACUUM

Applications relatives au serveur PostgreSQL

Cette partie contient des informations de référence concernant les applications et les outils relatifs au serveur PostgreSQL. Ces commandes n'ont d'utilité que lancées sur la machine sur laquelle le serveur fonctionne. D'autres programmes utilitaires sont listés dans la Applications client de PostgreSQL.

Table des matières

initdb

initdb — Créer un nouveau « cluster »

Synopsis

```
initdb [option...] [ --pgdata | -D ] répertoire
```

Description

`initdb` crée une nouvelle grappe de bases de données, ou « cluster », PostgreSQL. Un cluster est un ensemble de bases de données gérées par une même instance du serveur.

Créer un cluster consiste à :

- créer les répertoires dans lesquels sont stockées les données de la base ;
- créer les tables partagées du catalogue (tables partagées par tout le cluster) ;
- créer les bases de données `template1` et `postgres`.

Lors de la création ultérieure d'une base de données, tout ce qui se trouve dans la base `template1` est copié. (Ce qui implique que tout ce qui est installé dans `template1` est automatiquement copié dans chaque base de données créée par la suite.) La base de données `postgres` est une base de données par défaut à destination des utilisateurs, des outils et des applications tiers.

`initdb` tente de créer le répertoire de données indiqué. Il se peut que la commande n'est pas les droits nécessaires si le répertoire parent du répertoire de données indiqué est possédé par root. Dans ce cas, pour réussir l'initialisation, il faut créer un répertoire de données vide en tant que root, puis utiliser `chown` pour en donner la possession au compte utilisateur de la base de données. `su` peut alors être utilisé pour prendre l'identité de l'utilisateur de la base de données et exécuter `initdb`.

`initdb` doit être exécuté par l'utilisateur propriétaire du processus serveur parce que le serveur doit avoir accès aux fichiers et répertoires créés par `initdb`. Comme le serveur ne peut pas être exécuté en tant que root, il est impératif de ne pas lancer `initdb` en tant que root. (En fait, `initdb` refuse de se lancer dans ces conditions.)

Pour des raisons de sécurité, la nouvelle instance créée par `initdb` sera seulement accessible par défaut par le propriétaire de l'instance. L'option `--allow-group-access` permet à tout utilisateur du même groupe que le propriétaire de l'instance de lire les fichiers de l'instance. Ceci est utile pour réaliser des sauvegardes en tant qu'utilisateur non privilégié.

`initdb` initialise la locale et l'encodage de jeu de caractères par défaut du cluster. L'encodage du jeu de caractères, l'ordre de tri (`LC_COLLATE`) et les classes d'ensembles de caractères (`LC_CTYPE`, c'est-à-dire majuscule, minuscule, chiffre) peuvent être configurés séparément pour chaque base de données à sa création. `initdb` détermine ces paramètres à partir de la base de données `template1` qui servira de valeur par défaut pour toutes les autres bases de données.

Pour modifier l'ordre de tri ou les classes de jeu de caractères par défaut, utilisez les options `--lc-collate` et `--lc-ctype`. Les ordres de tri autres que `C` et `POSIX` ont aussi un coût en terme de performance. Pour ces raisons, il est important de choisir la bonne locale lors de l'exécution d'`initdb`.

Les catégories de locale restantes peuvent être modifiées plus tard, lors du démarrage du serveur. Vous pouvez aussi utiliser `--locale` pour configurer les valeurs par défaut de toutes les catégories de locale, ceci incluant l'ordre de tri et les classes de jeu de caractères. Toutes les valeurs de locale côté

serveur (`lc_*`) peuvent être affichées via la commande `SHOW ALL`. Il y a plus d'informations sur ce point sur Section 23.1.

Pour modifier l'encodage par défaut, utilisez l'option `--encoding`. Section 23.3 propose plus d'options.

Options

`-A` *méthode_auth*
`--auth=`*méthode_auth*

Cette option spécifie la méthode d'authentification par défaut pour les utilisateurs locaux utilisée dans `pg_hba.conf` (`host` et `local` lines). `initdb`pré-remplira les entrées de `pg_hba.conf` en utilisant la méthode d'authentification spécifiée pour les connexions qui ne sont pas pour la réplication aussi bien que pour les connexions de réplication.

N'utilisez pas `trust` à moins que vous ne fassiez confiance à tous les utilisateurs locaux sur votre système. `trust` est utilisé par défaut pour faciliter l'installation.

`--auth-host=`*méthode_auth*

Cette option spécifie la méthode d'authentification pour les utilisateurs définis dans le fichier `pg_hba.conf` et qui peuvent se connecter localement via une connexion TCP/IP (lignes `host`).

`--auth-local=`*méthode_auth*

Cette option spécifie la méthode d'authentification pour les utilisateurs définis dans le fichier `pg_hba.conf` et qui peuvent se connecter localement via une socket de domaine Unix (lignes `local`).

`-D` *répertoire*
`--pgdata=`*répertoire*

Indique le répertoire de stockage de la grappe de bases de données. C'est la seule information requise par `initdb`. Il est possible d'éviter de préciser cette option en configurant la variable d'environnement `PGDATA`. Cela permet, de plus, au serveur de bases de données (`postgres`) de trouver le répertoire par cette même variable.

`-E` *codage*
`--encoding=`*codage*

Définit l'encodage de la base de données modèle (*template*). C'est également l'encodage par défaut des bases de données créées ultérieurement. Cette valeur peut toutefois être surchargée. La valeur par défaut est déduite de la locale. Dans le cas où cela n'est pas possible, `SQL_ASCII` est utilisé. Les jeux de caractères supportés par le serveur PostgreSQL sont décrits dans Section 23.3.1.

`-g`
`--allow-group-access`

Autorise les utilisateurs du même groupe que le propriétaire de l'instance à lire tous les fichiers de l'instance créés par `initdb`. Cette option est ignorée sur Windows car ce système ne supporte pas les droits de groupe du style POSIX.

`-k`
`--data-checksums`

Utilise des sommes de contrôle sur les pages de données pour aider à la détection d'une corruption par le système en entrée/sortie qui serait autrement passée sous silence. Activer les sommes de contrôle peut causer une pénalité importante sur les performances. Cette option peut seulement être configurée lors de l'initialisation, et ne peut pas être modifiée après coup. Si elle est activée, les sommes de contrôle sont calculées pour tous les objets de chaque base de données.

`--locale=`*`locale`*

Configure la locale par défaut pour le cluster. Si cette option n'est pas précisée, la locale est héritée de l'environnement d'exécution d'`initdb`. Le support des locales est décrit dans Section 23.1.

`--lc-collate=`*`locale`*
`--lc-ctype=`*`locale`*
`--lc-messages=`*`locale`*
`--lc-monetary=`*`locale`*
`--lc-numeric=`*`locale`*
`--lc-time=`*`locale`*

Même principe que `--locale`, mais seule la locale de la catégorie considérée est configurée.

`--no-locale`

Équivalent à `--locale=C`.

`-N`
`--no-sync`

Par défaut, `initdb` attendra que tous les fichiers soient correctement écrit sur disque. Cette option permet à `initdb` de quitter sans attendre, ce qui est plus rapide, mais ce qui signifie aussi qu'un crash du système d'exploitation immédiatement après peut aboutir à une corruption du répertoire des données. Cette option n'est réellement utile que pour les tests et ne devrait pas être utilisée lors de la mise en place d'un serveur en production.

`--pwfile=`*`nomfichier`*

Incite `initdb` à lire le mot de passe du superutilisateur à partir d'un fichier. La première ligne du fichier est utilisée comme mot de passe.

`-S`
`--sync-only`

Écrit en toute sécurité tous les fichiers de la base sur disque, puis quitte. Ceci ne réalise aucune des opérations normales d'initdb.

`-T` *`config`*
`--text-search-config=`*`config`*

Définit la configuration par défaut pour la recherche de texte. Voir default_text_search_config pour de plus amples informations.

`-U` *`nomutilisateur`*
`--username=`*`nomutilisateur`*

Précise le nom de l'utilisateur défini comme superutilisateur de la base de données. Par défaut, c'est le nom de l'utilisateur qui lance `initdb`. Le nom du superutilisateur importe peu, mais postgres peut être conservé, même si le nom de l'utilisateur système diffère.

`-W`
`--pwprompt`

Force `initdb` à demander un mot de passe pour le superutilisateur de la base de données. Cela n'a pas d'importance lorsqu'aucune authentification par mot de passe n'est envisagée. Dans le cas contraire, l'authentification par mot de passe n'est pas utilisable tant qu'un mot de passe pour le superutilisateur n'est pas défini.

`-X` *`répertoire`*
`--waldir=`*`répertoire`*

Définit le répertoire de stockage des journaux de transaction.

`--wal-segsize=`*`size`*

Configure la *taille d'un segment WAL* en mégaoctets. C'est la taille d'un fichier individuel des journaux de transactions. La taille par défaut est de 16 Mo. La valeur doit être une puissance de 2 entre 1 et 1024 (mégaoctets). Cette option est seulement configurable au moment de l'initialisation. Elle ne peut plus être changée après.

Il pourrait être utile d'ajuster cette taille pour contrôler la granularité de la copie ou de l'archivage des journaux de transactions. De plus, dans les bases à gros volumes d'écritures, le grand nombre de fichiers de journaux de transactions par répertoire peut devenir un problème de performance et de gestion. Augmenter la taille des fichiers WAL réduira le nombre de fichiers WAL.

D'autres options, moins utilisées, sont disponibles :

`-d`
`--debug`

Affiche les informations de débogage du processus amorce et quelques autres messages de moindre intérêt pour le grand public. Le processus amorce est le programme qu'`initdb` lance pour créer les tables catalogues. Cette option engendre une quantité considérable de messages ennuyeux.

`-L` *`répertoire`*

Indique à `initdb` où trouver les fichiers d'entrée nécessaires à l'initialisation du cluster. En temps normal, cela n'est pas nécessaire. Un message est affiché lorsque leur emplacement doit être indiqué de manière explicite.

`-n`
`--no-clean`

Par défaut, lorsqu'`initdb` rencontre une erreur qui l'empêche de finaliser la création du cluster, le programme supprime tous les fichiers créés avant l'erreur. Cette option désactive le nettoyage. Elle est utile pour le débogage.

D'autres options :

`-V`
`--version`

Affiche la version de initdb puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de initdb, puis quitte

Environnement

`PGDATA`

Indique le répertoire de stockage de la grappe de bases de données ; peut être surchargé avec l'option `-D`.

`TZ`

Précise le fuseau horaire par défaut de l'instance. Cette valeur doit être un nom complet de fuseau horaire (voir Section 8.5.3).

Cet outil, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Notes

`initdb` peut aussi être appelé avec `pg_ctl initdb`.

Voir aussi

postgres

pg_archivecleanup

pg_archivecleanup — nettoie les archives des journaux de transactions PostgreSQL

Synopsis

`pg_archivecleanup` [*option*...] *`emplacementarchive`* *`fichierwalaconserver`*

Description

pg_archivecleanup est conçu pour être utilisé avec le paramètre `archive_cleanup_command` pour nettoyer les archives de journaux de transactions quand un serveur standby est utilisé (voir Section 26.2). pg_archivecleanup peut aussi être utilisé en tant que programme autonome pour nettoyer les archives des journaux de transactions.

Pour configurer un serveur standby à utiliser pg_archivecleanup, placez ceci dans le fichier de configuration `recovery.conf` :

```
archive_cleanup_command = 'pg_archivecleanup emplacementarchive %r'
```

où *`emplacementarchive`* est le répertoire où se trouvent les fichiers à nettoyer.

Lorsqu'il est utilisé dans archive_cleanup_command, tous les fichiers WAL précédant logiquement la valeur de l'argument `%r` seront supprimés de *`emplacementarchive`*. Ceci minimise le nombre de fichiers à conserver tout en préservant la possibilité de redémarrer après un crash. L'utilisation de ce paramètre est approprié si *`emplacementarchive`* est une aire temporaire pour ce serveur standby particulier. Cela n'est *pas* le cas quand *`emplacementarchive`* est conçu comme une aire d'archivage sur le long terme ou si plusieurs serveurs standby récupèrent les journaux à partir de ce même emplacement.

Lorsqu'il est utilisé en tant que programme autonome, tous les fichiers WAL qui précèdent logiquement *`fichierwalaconserver`* seront supprimés de *`emplacementarchive`*. Dans ce mode, si vous donnez un nom de fichier `.partial` ou `.backup`, alors seul le préfixe du fichier sera utilisé comme *`fichierwalaconserver`*. Ce traitement d'un nom de fichier `.backup` vous permet de supprimer tous les fichiers WAL archivés avant une sauvegarde de base spécifique, sans erreur. L'exemple suivant supprime tous les fichiers plus anciens que le nom `000000010000003700000010` :

```
pg_archivecleanup -d archive
 000000010000003700000010.00000020.backup

pg_archivecleanup:  keep WAL file
 "archive/000000010000003700000010" and later
pg_archivecleanup:  removing file
 "archive/00000001000000370000000F"
pg_archivecleanup:  removing file
 "archive/00000001000000370000000E"
```

pg_archivecleanup suppose que *`emplacementarchive`* est un répertoire accessible en lecture et écriture par l'utilisateur qui exécute le serveur.

Options

pg_archivecleanup accepte les arguments suivant en ligne de commande :

`-d`

Affiche plein de messages de debug sur `stderr`.

`-n`

Affiche le nom des fichiers qui auraient été supprimés sur le sortie standard (`stdout`) (permet un test).

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_archivecleanup, puis quitte.

`-x` *`extension`*

Fournit une extension qui sera supprimé de tous les noms de fichiers avant de décider s'ils doivent être supprimés. Ceci est utile pour nettoyer des archives qui ont été compressés lors du stockage et, de ce fait, ont une extension ajoutée par le programme de compression. Par exemple `-x .gz`.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_archivecleanup, puis quitte.

Notes

pg_archivecleanup est conçu pour fonctionner avec PostgreSQL 8.0 et les versions ultérieures lorsqu'il est utilisé comme outil autonome, ou avec PostgreSQL et ultérieures quand il est utilisé comme commande de nettoyage des archives.

pg_archivecleanup est écrit en C et dispose d'un code facile à modifier, avec des sections désignées de telle façon qu'elles puissent être modifiées pour vos propres besoins.

Exemples

Sur des systèmes Linux ou Unix, vous pourriez utiliser :

```
archive_cleanup_command = 'pg_archivecleanup -d /mnt/standby/
archive %r 2>>cleanup.log'
```

où le répertoire d'archivage est situé physiquement sur le serveur standby, pour que le paramètre `archive_command` y accède via NFS mais que les fichiers soient locaux au standby. Cette commande va :

- produire une sortie de débuggage `cleanup.log`
- supprimer les fichiers inutiles du répertoire d'archivage

Voir aussi

pg_standby

pg_controldata

pg_controldata — afficher les informations de contrôle d'un groupe de bases de données PostgreSQL

Synopsis

`pg_controldata` [*option*] [[`-D` | `--pgdata`]*répertoire_données*]

Description

`pg_controldata` affiche les informations initialisées lors d'`initdb`, telles que la version du catalogue. Il affiche aussi des informations sur le traitement des WAL et des points de vérification. Cette information, qui porte sur le groupe complet, n'est pas spécifique à une base de données.

Cet outil ne peut être lancé que par l'utilisateur qui a initialisé le groupe. Il est, en effet, nécessaire d'avoir le droit de lire le répertoire des données. Le répertoire des données peut être spécicifé sur la ligne de commande ou à l'aide de la variable d'environnement `PGDATA`. Cet outil accepte les options `-V` et `--version`, qui affiche la version de pg_controldata puis arrête l'application. Il accepte aussi les options `-?` et `--help`, qui affichent les arguments acceptés.

Environnement

`PGDATA`

Emplacement du répertoire de données par défaut

pg_ctl

pg_ctl — initialiser, démarrer, arrêter ou contrôler le serveur PostgreSQL

Synopsis

```
pg_ctl init[db] [-D répertoire_données] [-s] [-o options-initdb]

pg_ctl start [-D répertoire_données] [-l nomfichier] [-W] [-t secondes] [-s]
[-o options] [-p chemin] [-c]

pg_ctl stop [-D répertoire_données] [-m s[mart] | f[ast] | i[mmediate] ] [-W]
[-t secondes] [-s]

pg_ctl restart [-D répertoire_données] [-m s[mart] | f[ast] | i[mmediate] ]
[-W] [-t secondes] [-s] [-o options] [-c]

pg_ctl reload [-D répertoire_données] [-s]

pg_ctl status [-D répertoire_données]

pg_ctl promote [-s] [-D répertoire_données] [-W] [-t secondes] [-s]

pg_ctl kill nom_signal id_processus
```

Sur Microsoft Windows, également :

```
pg_ctl register [-D répertoire_données] [-N nom_service] [-U
nom_utilisateur] [-P mot_de_passe] [-S a[uto] | d[emand] ] [-e source] [-W] [-
t secondes] [-s] [-o options]

pg_ctl unregister [-N nom_service]
```

Description

pg_ctl est un outil qui permet d'initialiser une instance, de démarrer, d'arrêter, ou de redémarrer un serveur PostgreSQL (postgres). Il permet également d'afficher le statut d'un serveur en cours d'exécution.

Bien que le serveur puisse être démarré manuellement, pg_ctl encapsule les tâches comme la redirection des traces ou le détachement du terminal et du groupe de processus. Il fournit également des options intéressantes pour contrôler l'arrêt.

Le mode `init` ou `initdb` crée une nouvelle grappe PostgreSQL. Une grappe est un ensemble de bases contrôlées par une même instance du serveur. Ce mode invoque la commande `initdb`. Voir initdb pour les détails.

Le mode `start` lance un nouveau serveur. Le serveur est démarré en tâche de fond et l'entrée standard est attachée à `/dev/null` (sur `nul` sur Windows). Sur les systèmes Unix, par défaut, la sortie standard et la sortie des erreurs du serveur sont envoyées sur la sortie standard de pg_ctl (pas la sortie des erreurs). La sortie standard de pg_ctl devrait ensuite être redirigée dans un fichier standard ou dans un fichier pipe vers un autre processus comme un outil de rotation de fichiers de trace comme rotatelogs. Dans le cas contraire, `postgres` écrira sa sortie sur le terminal de contrôle. Sur Windows, par défaut, la sortie standard et la sortie des erreurs du serveur sont envoyées au terminal. Les comportements par défaut peuvent être changés en utilisant l'option `-l` pour ajouter la sortie

du serveur dans un fichier de trace. L'utilisation de l'option `-l` ou d'une redirection de la sortie est recommandée.

Le mode `stop` arrête le serveur en cours d'exécution dans le répertoire indiqué. Trois méthodes différentes d'arrêt peuvent être choisies avec l'option `-m` : le mode « smart » interdit les nouvelles connexions, puis attend la fin de la sauvegarde en ligne (PITR) et la déconnexion de tous les clients existants. Si le serveur est en mode hot standby, la récupération et la réplication en continu sont arrêtées dès que tous les clients se sont déconnectés. Le mode « fast » (la valeur par défaut) n'attend pas la déconnexion des clients et stoppe la sauvegarde en ligne (PITR). Toutes les transactions actives sont annulées et les clients sont déconnectés. Le serveur est ensuite arrêté. Le mode « immediate » tue tous les processus serveur immédiatement, sans leur laisser la possibilité de s'arrêter proprement. Ce choix conduit à une phase de récupération au redémarrage.

Le mode `restart` exécute un arrêt suivi d'un démarrage. Ceci permet de modifier les options en ligne de commande de `postgres`, ou de changer des options du fichier de configuration qui ne peuvent pas être modifiées sans un redémarrage du serveur. Si des chemins relatifs sont utilisés sur la ligne de commande durant le redémarrage du serveur, `restart` pourrait échouer à moins que pg_ctl ne soit exécuté depuis le même répertoire courant que celui durant le démarrage du serveur.

Le mode `reload` envoie simplement au processus `postgres` un signal SIGHUP. Le processus relit alors ses fichiers de configuration (`postgresql.conf`, `pg_hba.conf`, etc.). Cela permet de modifier les options des fichiers de configuration qui ne requièrent pas un redémarrage complet pour être prises en compte.

Le mode `status` vérifie si un serveur est toujours en cours d'exécution sur le répertoire de données indiqué. Si c'est le cas, le PID du serveur et les options en ligne de commande utilisées lors de son démarrage sont affichés. Si le serveur n'est pas en cours d'exécution, pg_ctl retourne une valeur de sortie de 3. Si un répertoire de données accessible n'est pas indiqué, pg_ctl retourne une valeur de sortie de 4.

Le mode `promote` commande au serveur secondaire en cours d'exécution dans le répertoire de données spécifié d'arrêter le mode de secours et de commencer des opérations en lecture / écriture.

Le mode `kill` envoie un signal à un processus spécifique. Ceci est particulièrement utile pour Microsoft Windows, qui ne possède pas de commande kill. `--help` permet d'afficher la liste des noms de signaux supportés.

Le mode `register` enregistre le serveur PostgreSQL comme service système sur Microsoft Windows. L'option `-S` permet la sélection du type de démarrage du service, soit « auto » (lance le service automatiquement lors du démarrage du serveur) soit « demand » (lance le service à la demande).

Le mode `unregister` supprime l'enregistrement du service système sur Microsoft Windows. Ceci annule les effets de la commande `register`.

Options

`-c`
`--core-files`

Tente d'autoriser la création de fichiers core suite à un arrêt brutal du serveur, sur les plateformes où cette fonctionnalité est disponible, en augmentant la limite logicielle qui en dépend. C'est utile pour le déboguage et pour diagnostiquer des problèmes en permettant la récupération d'une trace de la pile d'un processus serveur en échec.

`-D` *`répertoire_données`*
`--pgdata=`*`datadir`*

Indique l'emplacement des fichiers de configuration de la base de données sur le système de fichiers. Si cette option est omise, la variable d'environnement `PGDATA` est utilisée.

`-l` *`nomfichier`*
`--log=`*`filename`*

Ajoute la sortie des traces du serveur dans *`nomfichier`*. Si le fichier n'existe pas, il est créé. L'umask est configuré à 077, donc l'accès au journal des traces est, par défaut, interdit aux autres utilisateurs.

`-m` *`mode`*
`--mode=`*`mode`*

Précise le mode d'arrêt. *`mode`* peut être `smart`, `fast` ou `immediate`, ou la première lettre d'un de ces trois mots. Si cette option est omise, `fast` est utilisé.

`-o` *`options`*
`--options=`*`options`*

Indique les options à passer directement à la commande `postgres`. `-o` peut être spécifié plusieurs fois, et toutes les options spécifiées seront transférées.

Les *`options`* doivent habituellement être entourées de guillemets simples ou doubles pour s'assurer qu'elles soient bien passées comme un groupe.

`-o` *`options-initdb`*
`--options=`*`options-initdb`*

Spécifie les options à passer directement à la commande `initdb`. `-o` peut être spécifié plusieurs fois, et toutes les options spécifiées seront transférées.

Ces *`initdb-options`* sont habituellement entourées par des guillemets simples ou doubles pour s'assurer qu'elles soient passées groupées.

`-p` *`chemin`*

Indique l'emplacement de l'exécutable `postgres`. Par défaut, l'exécutable `postgres` est pris à partir du même répertoire que `pg_ctl` ou, si cela échoue, à partir du répertoire d'installation codé en dur. Il n'est pas nécessaire d'utiliser cette option sauf cas inhabituel, comme lorsque des erreurs concernant l'impossibilité de trouver l'exécutable `postgres` apparaissent.

Dans le mode `init`, cette option indique de manière analogue la localisation de l'exécutable `initdb`.

`-s`
`--silent`

Affichage des seules erreurs, pas de messages d'information.

`-t` *`secondes`*
`--timeout=`*`secondes`*

Spécifie le nombre maximal de secondes à attendre lors de l'attendre de la fin d'une opération (voir l'option `-w`). La valeur par défaut est la valeur de la variable d'environnement `PGCTLTIMEOUT`, ou 60 secondes si cette variable n'est pas positionnée.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_ctl, puis quitte.

`-w`
`--wait`

Attend la fin de l'opération. Cela est supporté pour les modes `start`, `stop`, `restart`, `promote`, et `register`, et il s'agit de la valeur par défaut pour ces modes.

Lors d'une attente, `pg_ctl` tente de façon répétée de vérifier le fichier PID du serveur, s'endormant pour un court instant entre chaque test. Le démarrage est considéré réalisé quand le fichier PID indique que le serveur est prêt à accepter des connexions. L'arrêt est considéré réalisé quand le serveur supprimer le fichier PID. Cette option permet d'entrer une passphrase SSL au démarrage. `pg_ctl` renvoie un code d'erreur basé sur le succès du démarrage ou de l'arrêt.

Si l'opération ne se termine pas dans le délai configuré (voir l'option option `-t`), alors `pg_ctl` quitte avec un code de sortie différent de zéro. Mais notez que l'opération pourrait continuer en tâche de fond et finalement réussir.

`-W`
`--no-wait`

N'attend pas la fin de l'opération. Il s'agit de l'opposé de l'option `-w`.

Si l'attente est désactivée, l'action demandée est déclenchée, mais il n'y a aucun retour sur son succès. Dans ce cas, le fichier de trace du serveur ou un système de supervision extérieur devra être utilisé pour vérifier le progrès et le succès de l'opération.

Dans les précédentes version de PostgreSQL, c'était le comportement par défaut sauf pour le mode `stop`.

`-?`
`--help`

Affiche de l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_ctl, puis quitte.

Si une option spécifiée est valide mais n'est pas applicable pour le mode d'opération sélectionné, pg_ctl l'ignore.

Options Windows

`-e` *`source`*

Nom de la source d'événement à utiliser par pg_ctl pour tracer dans le journal des événements lors de l'utilisation d'un service Windows. La valeur par défaut est `PostgreSQL`. Notez que ceci ne contrôle que les messages envoyés par pg_ctl ; une fois démarré, le serveur utilise la source d'événement spécifiée par son paramètre event_source. Si le serveur échoue très tôt durant le démarrage, avant que ce paramètre ait été positionné, il pourrait également envoyer une trace avec le nom de la source d'événement par défaut `PostgreSQL`.

`-N` *`nom_service`*

Nom du service système à enregistrer. Ce nom est utilisé à la fois comme nom de service et comme nom affiché. The default is `PostgreSQL`.

`-P` *`mot_de_passe`*

Mot de passe de l'utilisateur qui exécute le service.

`-S` *`start-type`*

Type de démarrage du service système à enregistrer. *`start-type`* peut valoir `auto` ou `demand` ou la première lettre de ces deux possibilités. Si cette option est omise, la valeur par défaut est `auto`.

`-U` *`nom_utilisateur`*

Nom de l'utilisateur qui exécute le service. Pour les utilisateurs identifiés sur un domaine, on utilise le format `DOMAIN\nom_utilisateur`.

Environnement

`PGCTLTIMEOUT`

Limite par défaut du nombre de secondes à attendre pour la fin de l'opération de démarrage ou d'arrêt. Si elle n'est pas configurée, l'attente est de 60 secondes.

`PGDATA`

Emplacement par défaut du répertoire des données.

La plupart des mode `pg_ctl` requièrent de connaitre l'emplacement du répertoire de donnée; par conséquence, l'option `-D` est nécessaire à moins que `PGDATA` ne soit positionné.

`pg_ctl`, comme la plupart des autres outils PostgreSQL, utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Pour des variables serveurs supplémentaires qui affectent le serveur, voir postgres.

Fichiers

`postmaster.pid`

pg_ctl examine ce fichier dans le répertoire de données pour déterminer si le serveur est actuellement en cours d'exécution.

`postmaster.opts`

Si ce fichier existe dans le répertoire des données, pg_ctl (en mode `restart`) passe le contenu du fichier comme options de postgres, sauf en cas de surcharge par l'option `-o`. Le contenu de ce fichier est aussi affiché en mode `status`.

Exemples

Lancer le serveur

Démarrer un serveur, avec blocage tant que le serveur n'est pas complètement démarré :

```
$ pg_ctl start
```

Pour exécuter le serveur en utilisant le port 5433, et en s'exécutant sans `fsync` :

```
$ pg_ctl -o "-F -p 5433" start
```

Arrêt du serveur

Pour arrêter le serveur, utilisez :

```
$ pg_ctl stop
```

L'option `-m` autorise le contrôle sur la façon dont le serveur est arrêté :

```
$ pg_ctl stop -m smart
```

Redémarrage du serveur

Redémarrer le serveur est pratiquement équivalent à l'arrêter puis à le démarrer à nouveau si ce n'est que, par défaut, `pg_ctl` sauvegarde et réutilise les options en ligne de commande qui étaient passées à l'instance précédente. Pour redémarrer le serveur de la façon la plus simple, on utilise :

```
$ pg_ctl restart
```

Mais si `-o` est spécifié, cela remplace toute option précédente. Redémarrer en utilisant le port 5433 et en désactivant `fsync` après redémarrage :

```
$ pg_ctl -o "-F -p 5433" restart
```

Affichage de l'état du serveur

Exemple de statut affiché à partir de pg_ctl :

```
$ pg_ctl status

+pg_ctl: server is running (PID: 13718)
+/usr/local/pgsql/bin/postgres "-D" "/usr/local/pgsql/data" "-p"
 "5433" "-B" "128"
```

La deuxième ligne est la ligne de commande qui sera appelée en mode redémarrage.

Voir aussi

initdb, postgres

pg_resetwal

pg_resetwal — réinitialiser les WAL et les autres informations de contrôle d'une grappe de bases de données PostgreSQL

Synopsis

```
pg_resetwal [ -f | --force ] [ -n | --dry-run ] [option...] [ -D | --pgdata ]répertoire_données
```

Description

`pg_resetwal` efface les journaux d'écritures anticipées (*Write-Ahead Log* ou WAL) et réinitialise optionnellement quelques autres informations de contrôle stockées dans le fichier `pg_control`. Cette fonction est parfois nécessaire si ces fichiers ont été corrompus. Elle ne doit être utilisée qu'en dernier ressort quand le serveur ne démarre plus du fait d'une telle corruption.

À la suite de cette commande, le serveur doit pouvoir redémarrer. Toutefois, il ne faut pas perdre de vue que la base de données peut contenir des données inconsistantes du fait de transactions partiellement validées. Il est alors opportun de sauvegarder les données, lancer `initdb` et de les recharger. Après cela, les inconsistances doivent être recherchées et le cas échéant corrigées.

Seul l'utilisateur qui a installé le serveur peut utiliser cet outil. Il requiert, en effet, un accès en lecture/écriture au répertoire des données. Pour des raisons de sécurité, `pg_resetwal` n'utilise pas la variable d'environnement `PGDATA`. Le répertoire des données doit donc être précisé sur la ligne de commande.

Si `pg_resetwal` se plaint de ne pas pouvoir déterminer de données valides pour `pg_control`, vous pouvez malgré tout le forcer à continuer en spécifiant l'option `-f` (force). Dans ce cas, des valeurs probables sont substituées aux données manquantes. La plupart des champs correspondent mais une aide manuelle pourrait être nécessaire pour le prochain OID, le prochain TID et sa date, le prochain identifiant multi-transaction et son décalage, l'adresse de début des journaux de transactions. Ces champs peuvent être configurés en utilisant les options indiquées ci-dessus. Si vous n'êtes pas capable de déterminer les bonnes valeurs pour tous ces champs, `-f` peut toujours être utilisé mais la base de données récupérée doit être traitée avec encore plus de suspicion que d'habitude : une sauvegarde immédiate et un rechargement sont impératifs. *Ne pas* exécuter d'opérations de modifications de données dans la base avant de sauvegarder ; ce type d'action risque de faire empirer la corruption.

Options

`-f`
`--force`

Force `pg_resetwal` à continuer même s'il ne peut pas déterminer de données valides pour `pg_control`, comme expliquées ci-dessus.

`-n`
`--dry-run`

L'option `-n`/`--dry-run` demande à `pg_resetwal` d'afficher les valeurs reconstruites à partir de `pg_control` et les valeurs à modifier, puis quitte sans faire aucune modification. C'est principalement un outil de débugage, mais il peut être utilise aussi comme outil de vérification avant d'autoriser `pg_resetwal` à réaliser des modifications.

`-V`
`--version`

Affiche les informations de version, puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide, puis quitte.

Les options suivantes sont seulement nécessaires quand `pg_resetwal` est incapable de déterminer les valeurs appropriées lors de la lecture de `pg_control`. Des valeurs sûres peuvent être déterminées comem décrit ci-dessous. Pour les valeurs prenant des arguments numériques, les valeurs hexadécimales peuvent être précisées en utilisant le préfixe `0x`.

`-c` *`xid,xid`*
`--commit-timestamp-ids=`*`xid,xid`*

Configure manuellement le plus ancien et le plus récent identifiant de transaction pour lesquels le temps de validation peut être retrouvé.

Une valeur sûre pour la plus ancienne transaction dont le temps de validation peut être retrouvé (première partie) peut être déterminée en recherchant le numéro de fichier le plus petit numériquement dans le sous-répertoire `pg_commit_ts` du répertoire principal des données. De la même manière, une valeur sûre pour l'identifiant de transaction le plus récent dont le temps de validation peut être retrouvé (deuxième partie) peut être déterminé en recherchant le nom de fichier le plus grand numériquement dans le même répertoire. Les noms de fichiers sont en hexadécimal.

`-e` *`xid_epoch`*
`--epoch=`*`xid_epoch`*

Configure manuellement l'epoch du prochain identifiant de transaction.

L'epoch de l'identifiant de transaction n'est pas enregistré actuellement dans la base de données, en dehors du champ configuré par `pg_resetwal`, donc n'importe quelle valeur fonctionnera. Vous pourriez avoir besoin d'ajuster cette valeur pour assurer que les systèmes de réplication comme Slony-I et Skytools fonctionnent correctement -- dans ce cas, une valeur appropriée est récupérable à partir de l'état de la base de données répliquée.

`-l` *`fichier_wal`*
`--next-wal-file=`*`fichier_wal`*

Configure manuellement l'emplacement de démarrage du WAL en spécifiant le nom du prochain fichier de segment WAL.

Le nom du prochain fichier de segment WAL devrait être plus gros que le nom des segments WAL existant actuellement dans le sous-répertoire `pg_wal` sous le répertoire principal de données. Ces noms sont aussi en hexadécimal et sont composés de trois parties. La première partie est l'« identifiant de la ligne de temps » et devrait être généralement identique. Par exemple, si `000000010000000320000004A` est la plus large entrée dans largest entry in `pg_wal`, utilisez `-l 000000010000000320000004B` ou plus haut.

Notez que, en utilisant des tailles non standards pour les segments WAL, les nombres dans les noms des fichiers WAL sont différents des LSN reportés par les fonctions systèmes et les vues systèmes. Cette option prend un nom de fichier WAL, pas un LSN.

> **Note**
>
> `pg_resetwal` recherche lui-même les fichiers dans `pg_wal` et choisit une configuration par défaut pour `-l` au-dessus du dernier nom de fichier existant. De ce fait, un ajustement manuel de `-l` est seulement nécessaire si vous connaissez des fichiers de segments WAL qui ne sont pas actuellement présents dans `pg_wal`, comme les entrées d'une archive hors-ligne ou si le contenu de `pg_wal` a été entièrement perdu.

`-m` *mxid*`,`*mxid*
`--multixact-ids=`*mxid*`,`*mxid*

Configure manuellement le plus ancien et le prochain identifiants de multitransaction.

Une valeur sûre pour le prochain identifiant de multitransaction (première partie) peut être déterminée en recherchant le nom de fichier le plus élevé numériquement dans le sous-répertoire `pg_multixact/offsets` du répertoire principal des données, en ajoutant 1, puis en multipliant par 65536 (0x10000). De la même façon, une valeur sûr pour l'identifiant de multitransaction le plus ancien (deuxième partie de `-m`) peut être déterminée en recherchant le nom de fichier le moins élevé numériquement dans le même répertoire et en multipliant par 65536. Les noms de fichier sont en hexadécimal, donc la façon la plus simple de le faire est de spécifier la valeur en option en hexadécimal et d'ajouter quatre zéros.

`-u` *xid*

Configure manuellement le plus ancien identifiant de transaction non gelé.

Une valeur sûre peut être déterminée en recherchant le nom de fichier le plus petit dans le sous-répertoire `pg_xact` du répertoire des données et en le multipliant par 1048576 (0x100000). Notez que les noms de fichiers sont en hexadécimal. Il est habituellement plus simple d'indiquer la valeur de cette option en hexadécimal là-aussi. Par exemple, si `0007` est la plus petite entrée dans `pg_xact`, `-u 0x700000` fonctionnera (les cinq zéros en fin fournissent le bon multiplieur).

`-o` *oid*
`--next-oid=`*oid*

Configure manuellement le prochain OID.

Il n'existe pas de façon simple de déterminer le prochain OID, celui qui se trouve après le numéro le plus élevé dans la base de données. Heureusement, ce n'est pas critique de configurer correctement ce paramètre.

`-O` *mxoff*
`--multixact-offset=`*mxoff*

Configure manuellement le prochain décalage de multitransaction.

Une valeur sûre peut être déterminée en recherchant le nom de fichier le plus élevé numériquement dans le sous-répertoire `pg_multixact/members` du répertoire principal des données, en ajoutant 1, puis en multipliant par 52352 (0xCC80). Les noms de fichier sont en hexadécimal. Il n'existe pas de recette simple telle que celles fournies pour les autres options avec l'ajout de zéros.

`--wal-segsize=`*wal_segment_size*

Configure la nouvelle taille d'un segment WAL, en mégaoctets. La valeur doit être une puissance de 2 entre 1 et 1024 (mégaoctets). Voir la même option de initdb pour plus d'informations.

> **Note**
>
> Bien que `pg_resetwal` configurera l'adresse de début de WAL après le dernier fichier segment de WAL existant, certaines modifications de taille de segment peuvent causer la réutilisation de précédents noms de fichier WAL. Il est recommandé d'utiliser l'option `-l` avec cette option pour configurer manuellement l'adresse de début de WAL si une surcharge d'un nom de fichier WAL causerait des problèmes avec votre stratégie d'archivage.

`-x` *xid*
`--next-transaction-id=`*xid*

Configure manuellement la prochain identifiant de transaction.

Une valeur sûre peut être déterminée en recherchant le nom de fichier le plus élevé numériquement dans le sous-répertoire `pg_xact` du répertoire principal des données, en ajoutant 1, puis en multipliant par 1048576 (0x100000). Notez que les noms de fichier sont en hexadécimal. Il est généralement plus simple de spécifier la valeur de l'option en hexadécimal. Par exemple, si `0011` est l'entrée la plus élevée dans `pg_xact`, `-x 0x1200000` fonctionnera (cinq zéros à l'arrière fournissent le bon multiplicateur).

Notes

Cette commande ne doit pas être utilisée quand le serveur est en cours d'exécution. `pg_resetwal` refusera de démarrer s'il trouve un fichier verrou du serveur dans le répertoire de données. Si le serveur s'est arrêté brutalement, un fichier verrou pourrait être toujours présent. Dans ce cas, vous pouvez supprimer le fichier verrou pour permettre l'exécution de `pg_resetwal`. Mais avant de faire cela, assurez-vous qu'aucun processus serveur n'est toujours en cours d'exécution.

`pg_resetwal` fonctionne seulement avec les serveurs de la même version majeure.

`pg_resetxlog` fonctionne seulement avec les serveurs de la même version majeure.

Voir aussi

pg_controldata

pg_rewind

pg_rewind — synchronise le répertoire des données de PostgreSQL avec un autre répertoire de données

Synopsis

```
pg_rewind [option...] { -D   | --target-pgdata }  directory { --source-pgdata=répertoire | --source-server=chaine_de_connexion }
```

Description

pg_rewind est un outil qui permet de synchroniser une instance PostgreSQL avec une copie de cette même instance, a postériori de la séparation des timelines. Le scénario classique consiste à réactiver un ancien serveur primaire, après une bascule, en tant que serveur secondaire répliqué depuis le nouveau serveur primaire.

Le résultat est le même que lorsqu'on remplace le répertoire de données cible avec celui de la source. Seuls les blocs modifiés des fichiers des relations déjà existants sont copiés, tous les autres fichiers sont copiés intégralement, fichiers de configurations compris. L'avantage de pg_rewind par rapport à la réalisation d'une nouvelle sauvegarde de base, ou l'utilisation d'un outil tel que rsync, est que pg_rewind n'a pas besoin de lire tous les blocs non modifiés des fichiers de l'ancienne instance. Cela rend l'opération éminement plus rapide lorsqu'on est face à une volumétrie conséquente et qu'il a peu de différences entre les deux instances.

pg_rewind inspecte l'historique de la timeline de l'instance source et de l'instance cible pour déterminer à quel moment a eu lieu la séparation, et s'attend à trouver tous les fichiers WAL jusqu'au moment de la bascule dans le répertoire `pg_wal`. Le point de divergence peut être trouvé soit sur la ligne de temps cible, soit sur la ligne de temps source, soit sur leur ancêtre commun. Dans un scénario de bascule classique, où l'instance cible a été arrêtée peu après le changement, cela ne pose aucun problème. En revanche, si l'instance cible a travaillé un certain temps après le changement, les anciens fichiers WAL peuvent ne plus être présents dans le répertoire `pg_wal`. Dans ce cas, ils peuvent être copiés à la main depuis les fichiers WAL archivés vers le répertoire `pg_wal`. L'utilisation de pg_rewind n'est pas limitée au failover : un serveur standby peut être promu, écrire quelques transactions, puis transformé de nouveau en standby avec cet outil.

Lorsque l'instance cible est démarrée pour la première fois après avoir utilisé pg_rewind, elle va se mettre en mode de restauration (*recovery*) et va rejouer tous les fichiers WAL générés par l'instance source depuis la bascule. Si certains fichiers WAL ne sont plus disponibles sur la source lorsque pg_rewind est en cours, ils ne peuvent donc plus être copiés par la session pg_rewind. Il est alors nécessaire de faire en sorte qu'ils puissent être disponibles lorsque le serveur cible sera démarré. Cela est possible en créant un fichier `recovery.conf` dans le répertoire principal cible des données, en utilisant le paramètre `restore_command` de manière appropriée.

pg_rewind nécessite que l'instance cible ait l'option wal_log_hints activée dans le fichier de configuration `postgresql.conf` ou que les sommes de contrôle sur les données aient été activés lorsque l'instance a été initialisée par la commande initdb. Aucune de ces options n'est active par défaut. Le paramètre full_page_writes doit lui aussi être activé. Il l'est par défaut.

Avertissement

Si pg_rewind échoue lors du traitement, le répertoire des données de la cible est très probablement dans un état inutilisable. Dans ce cas, prendre une nouvelle sauvegarde est recommandé.

pg_rewind échouera immédiatement s'il trouve des fichiers qu'il ne peut pas modifié. Ceci peut arrivé quand les serveurs source et cible utilisent les mêmes emplacements pour les clés et les certificats SSL qui sont habituellement en lecture seule. Si de tels fichiers sont présents sur le serveur cible, il est recommandé de les supprimer avant d'exécuter pg_rewind. Après l'avoir exécuté, certains de ces fichiers devront peut-être être copiés de la source, auquel cas il pourrait être nécessaire de supprimer les données copiées et de restaurer l'ensemble des liens utilisés avant l'exécution de l'outil.

Options

pg_rewind accepte les arguments suivants en ligne de commande :

`-D` *`répertoire`*
`--target-pgdata=`*`répertoire`*

Cette option définit le répertoire de données cible qui va être synchronisé avec le répertoire source. Cette option requiert que le serveur source ait été arrêté proprement.

`--source-pgdata=`*`répertoire`*

Cette option définit le répertoire de données source qui va être synchronisé avec le répertoire cible. Si cette option est utilisée, l'instance source doit être arrêtée proprement.

`--source-server=`*`chaine de connexion`*

Définit une chaine de connexion libpq permettant d'accéder à l'instance PostgreSQL source de façon à pouvoir la synchroniser avec la cible. Cette option requiert l'utilisation d'une connexion standard avec un rôle ayant les droits suffisants pour exécuter les fonctions utilisées par pg_rewind sur le serveur source (voir la section Notes pour les détails) ou un rôle superutilisateur.

`-n`
`--dry-run`

Réalise toutes les opérations sans modifier le répertoire cible.

`-P`
`--progress`

Permet d'activer les traces. Activer cette option vous fournira les informations au fil de l'eau sur l'avancée de la copie des données depuis l'instance source.

`--debug`

Affiche les détails de la sortie debug, ce qui est surtout utile aux développeurs qui corrigent pg_rewind.

`-V`
`--version`

Affiche les informations concernant la version, puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide, puis quitte.

Environnement

Lorsque l'option `--source-server` est utilisée, pg_rewind utilise aussi les variables d'environnement supportées par la bibliothèque libpq (voir Section 34.14).

Notes

Lors de l'exécution de pg_rewind sur une instance en ligne comme source, un rôle doté des droits suffisants pour exécuter les fonctions utilisées par pg_rewind sur l'instance source peut être utilisé à la place d'un superutilisateur. Voici comment créer ce rôle, nommé ici `rewind_user` :

```
CREATE USER rewind_user LOGIN;
GRANT EXECUTE ON function pg_catalog.pg_ls_dir(text, boolean,
 boolean) TO rewind_user;
GRANT EXECUTE ON function pg_catalog.pg_stat_file(text, boolean) TO
 rewind_user;
GRANT EXECUTE ON function pg_catalog.pg_read_binary_file(text) TO
 rewind_user;
GRANT EXECUTE ON function pg_catalog.pg_read_binary_file(text,
 bigint, bigint, boolean) TO rewind_user;
```

Lors de l'exécution de pg_rewind sur une instance en ligne comme source récemment promue, il est nécessaire d'exécuter un `CHECKPOINT` après la promotion pour que son fichier de contrôle reflète des informations de timeline à jour, qui est utilisé par pg_rewind pour vérifier si l'instance cible peut être rembobiné en utilisant l'instance source désignée.

Fonctionnement

L'idée de base est de copier toutes les modifications de fichiers au niveau système de fichiers de l'instance source vers l'instance cible :

1. Parcourir les journaux de transactions de l'instance cible, en commançant du dernier checkpoint avant le moment où l'historique de timeline de l'instance source a dévié de celle de l'instance cible. Pour chaque enregistrement dans les journaux de transactions, enregistrer chaque bloc de données modifié. Ceci a pour résultat une liste de tous les blocs de données modifiés dans l'instance cible, après la séparation avec l'instance source.

2. Copier tous les blocs modifiés de l'instance source vers l'instance cible, soit en utilisant un accès direct au système de fichiers (`--source-pgdata`) soit en SQL (`--source-server`).

3. Copier tous les autres fichiers, tels que `pg_xact` et les fichiers de configuration de l'instance source vers l'instance cible (sauf les fichiers des relations). De façon similaire aux sauvegardes de base, le contenu des répertoires `pg_dynshmem/`, `pg_notify/`, `pg_replslot/`, `pg_serial/`, `pg_snapshots/`, `pg_stat_tmp/`et `pg_subtrans/` sont omis des données copiées à partir de l'instance source. Tout fichier ou répertoire commençant par `pgsql_tmp` est omis, ainsi que `backup_label`, `tablespace_map`, `pg_internal.init`, `postmaster.opts` et `postmaster.pid`.

4. Appliquer les enregistrements des journaux de transactions provenant de l'instance source, en commençant à partir du checkpoint créé au moment du failover. (En fait, pg_rewind n'applique pas les journaux de transactions. Il crée simplement un fichier backup_label qui fera en sorte que PostgreSQL démarre en rejoutant les enregistrements des journaux de transactions à partir de ce checkpoint.)

pg_test_fsync

pg_test_fsync — déterminer la configuration de `wal_sync_method` la plus rapide pour PostgreSQL

Synopsis

`pg_test_fsync` [*`option`*...]

Description

pg_test_fsync a pour but de donner une idée raisonnable de la configuration la plus rapide de wal_sync_method sur votre système spécifique, ainsi que de fournir des informations de diagnostiques dans le cas où un problème d'entrées/sorties est identifié. Néanmoins, les différences montrées par pg_test_fsync pourraient ne pas faire de grosses différences sur une utilisation réelle de la base de données, tout spécialement quand de nombreux serveurs de bases de données ne sont pas limitées en performance par les journaux de transactions. pg_test_fsync rapporte la durée moyenne d'opération d'une synchronisation de fichiers en microsecondes pour chaque configuration possible de `wal_sync_method`, qui peut aussi être utilisé pour informer des efforts à optimiser la valeur de commit_delay.

Options

pg_test_fsync accepte les options suivantes en ligne de commande :

`-f`
`--filename`

Spécifie le nom du fichier où écrire les données de tests. Ce fichier doit être dans le même système de fichiers que le répertoire `pg_wal`. (`pg_wal` contient les fichiers WAL.) La valeur par défaut est de placer `pg_test_fsync.out` dans le répertoire courant.

`-s`
`--secs-per-test`

Indique le nombre de secondes de chaque test. Plus la durée est importante, et plus la précision du test est importante, mais plus cela prendra du temps. La valeur par défaut est de cinq secondes, ce qui permet au programme de terminer en moins de deux minutes.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_test_fsync, puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_test_fsync, puis quitte.

Voir aussi

postgres

pg_test_timing

pg_test_timing — mesure de l'impact du chronométrage

Synopsis

`pg_test_timing` [*option*...]

Description

pg_test_timing est un outil qui mesure l'impact du chronométrage sur votre système et confirme que l'horloge système ne prend jamais de retard. Les systèmes qui sont lents pour collecter des données chronométrées peuvent donner des résultats moins précis pour la commande `EXPLAIN ANALYSE`.

Options

pg_test_timing accepte les options de ligne de commande suivantes :

`-d` *durée*
`--duration=`*durée*

Indique la durée du test, en secondes. Des durées plus longues ont une précision bien meilleure, et ont plus de chances de détecter des problèmes avec les horloges systèmes qui prennent du retard. La durée par défaut du test est de 3 secondes.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_test_timing puis termine.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide concernant les arguments de la commande pg_test_timing, puis termine.

Utilisation

Interprétation des résultats

De bons résultats montreront que la plupart (>90%) des appels individuels de chronométrage prendront moins d'une microseconde. La moyenne de l'impact par boucle sera même plus basse, sous 100 nanosecondes. L'exemple ci-dessous tiré d'un système Intel i7-860 utilisant une source d'horloge TSC montre d'excellentes performances :

```
Testing timing overhead for 3 seconds.
Per loop time including overhead: 35.96 ns
Histogram of timing durations:
  < us   % of total      count
     1     96.40465   80435604
     2      3.59518    2999652
     4      0.00015        126
     8      0.00002         13
    16      0.00000          2
```

Notez que différentes unités sont utilisées pour le temps par boucle et les temps figurant dans l'histogramme. La boucle peut avoir une résolution de quelques nanosecondes (ns), alors que les appels individuels de chronométrage peuvent seulement descendre jusqu'à une microseconde (us).

Mesure de l'impact du chronométrage sur l'exécuteur

Lorsque l'exécuteur de requêtes exécute une instruction `EXPLAIN ANALYSE`, les opérations individuelles sont également chronométrées comme affiché par la sortie de la commande. L'impact supplémentaire de votre système peut être vérifié en comptant les lignes avec l'application psql :

```
CREATE TABLE t AS SELECT * FROM generate_series(1,100000);
\timing
SELECT COUNT(*) FROM t;
EXPLAIN ANALYZE SELECT COUNT(*) FROM t;
```

Le système i7-860 mesuré effectue la requête de comptage en 9,8 ms alors que la commande `EXPLAIN ANALYSE` prend 16,6 ms, chaque version traitant 100 000 lignes. Cette différence de 6,8 ms signifie que l'incidence du chronométrage par ligne est de 68 ns, à peu près le double de l'estimation de pg_test_timing. Même cette relative petite incidence fait que l'instruction complète prend presque 70% de temps en plus. Sur des requêtes plus substantielles, l'impact du chronométrage serait moins problématique.

Modification de la source du chronométrage

Sur certains systèmes Linux récents, il est possible de modifier l'horloge source utilisée pour collecter les données chronométrées à n'importe quel moment. Un second exemple montre le ralentissement possible d'un passage à l'horloge plus lente acpi_pm, sur le même système utilisé pour les résultats rapides ci-dessus :

```
# cat /sys/devices/system/clocksource/clocksource0/
available_clocksource
tsc hpet acpi_pm
# echo acpi_pm > /sys/devices/system/clocksource/clocksource0/
current_clocksource
# pg_test_timing
Per loop time including overhead: 722.92 ns
Histogram of timing durations:
  < us   % of total      count
     1     27.84870    1155682
     2     72.05956    2990371
     4      0.07810       3241
     8      0.01357        563
    16      0.00007          3
```

Dans cette configuration, la même commande `EXPLAIN ANALYSE` que ci-dessus prend 115,9 ms. Soit un impact de 1061 ns du chronométrage, à nouveau un petit multiple de ce qui est mesuré directement par cet utilitaire. Autant d'impact du chronométrage signifie que la requête actuelle elle-même prend une petite fraction du temps constaté, la plupart de celui-ci étant consommé par l'impact du chronométrage. Dans cette configuration, tous les totaux de la commande `EXPLAIN ANALYSE` entraînant beaucoup d'opérations chronométrées seront significativement augmentés par cet impact du chronomètre.

FreeBSD permet également de modifier à la volée la source du chronométrage, et il trace au démarrage l'information concernant l'horloge sélectionnée :

```
# dmesg | grep "Timecounter"
Timecounter "ACPI-fast" frequency 3579545 Hz quality 900
Timecounter "i8254" frequency 1193182 Hz quality 0
Timecounters tick every 10.000 msec
Timecounter "TSC" frequency 2531787134 Hz quality 800
# sysctl kern.timecounter.hardware=TSC
kern.timecounter.hardware: ACPI-fast -> TSC
```

D'autres systèmes peuvent n'autoriser la modification de la source du chronométrage qu'au démarrage. Sur les plus vieux systèmes Linux, le paramètre noyau « clock » est la seule manière d'effectuer ce type de modification. Et même sur certains systèmes plus récents, la seule option disponible pour une source d'horloge est « jiffies ». Jiffies est la plus vieille implémentation Linux d'horloge logicielle, qui peut avoir une bonne résolution lorsqu'elle s'appuie sur une horloge matérielle suffisamment rapide, comme dans cet exemple :

```
$ cat /sys/devices/system/clocksource/clocksource0/
available_clocksource
jiffies
$ dmesg | grep time.c
time.c: Using 3.579545 MHz WALL PM GTOD PIT/TSC timer.
time.c: Detected 2400.153 MHz processor.
$ pg_test_timing
Testing timing overhead for 3 seconds.
Per timing duration including loop overhead: 97.75 ns
Histogram of timing durations:
  < us   % of total      count
     1     90.23734   27694571
     2      9.75277    2993204
     4      0.00981       3010
     8      0.00007         22
    16      0.00000          1
    32      0.00000          1
```

Horloge matérielle et exactitude du chronométrage

Collectionner des données chronométrées précises est normalement effectué sur des ordinateurs en utilisant des horloges matérielles ayant différents niveaux de précision. Avec certains matériels, le système d'exploitation peut transmettre le temps de l'horloge système presque directement aux programmes. Une horloge système peut aussi provenir d'une puce qui fournit simplement des interruptions périodiques, des tic-tac à intervalles réguliers. Dans les deux cas, le noyau des systèmes d'exploitation fournit une source d'horloge qui masque ces détails. Mais la précision de cette source d'horloge et la vitesse à laquelle elle peut renvoyer des résultats est fonction du matériel sous-jacent.

Une gestion du temps inexacte peut entraîner une instabilité du système. Testez tous les changements de source d'horloge avec soin. Les réglages par défaut des systèmes d'exploitation sont parfois effectués pour favoriser la fiabilité sur la précision. Et si vous utilisez une machine virtuelle, examinez les sources d'horloge compatibles recommandées avec elle. Le matériel virtuel fait face à des difficultés additionnelles pour émuler des horloges, et il existe souvent des réglages par système d'exploitation suggérés par les vendeurs.

La source d'horloge Time Stamp Counter (TSC) est la plus précise disponible sur la génération actuelle de CPU. C'est la manière préférentielle pour suivre le temps système lorsqu'elle est supportée par le système d'exploitation et que l'horloge TSC est fiable. Il existe plusieurs sources possibles pour qu'une horloge TSC échoue à fournir une source de temps précise, la rendant non fiable. Les plus vieux systèmes peuvent avoir une horloge TSC qui varie en fonction de la température du CPU, la rendant inutilisable pour le chronométrage. Essayer d'utiliser une horloge TSC sur certains vieux CPU multi-cœurs peut renvoyer des temps qui sont incohérents entre les multiples cœurs. Ceci peut résulter en

des temps qui reculent, un problème que ce programme vérifie. Et même des systèmes plus récents peuvent échouer à fournir des chronométrages TSC précis avec des configurations très agressives en matière d'économie d'énergie.

Les systèmes d'exploitation plus récents peuvent vérifier ces problèmes connus avec l'horloge TSC et basculer vers une source plus lente, plus stable lorsqu'elles sont vues. Si votre système supporte le temps TSC mais ne l'utilise pas par défaut, c'est qu'il peut être désactivé pour une bonne raison. Et certains systèmes d'exploitation peuvent ne pas détecter correctement tous les problèmes possibles, ou autoriseront l'utilisation de l'horloge TSC y compris dans des situations où il est reconnu qu'elle n'est pas fiable.

La source High Precision Event Timer (HPET) est l'horloge préférée sur les systèmes où elle est disponible et que TSC n'est pas fiable. La puce horloge elle-même est programmable pour permettre une résolution allant jusqu'à 100 nanosecondes, mais vous pouvez ne pas constater autant de précision avec votre horloge système.

L'Advanced Configuration and Power Interface (ACPI) fournit un Power Timer (PIT), le real-time clock (RTC), l'horloge Advanced Programmable Interrupt Controller (APIC), et l'horloge Cyclone. Ces chronomètres visent une résolution de l'ordre de la milliseconde.

Voir aussi

EXPLAIN

pg_upgrade

pg_upgrade — met à jour une instance du serveur PostgreSQL

Synopsis

```
pg_upgrade -b ancien_repertoire_executables -B nouveau_repertoire_executables -d ancien_repertoire_configuration -D nouveau_repertoire_configuration [option...]
```

Description

pg_upgrade (antérieurement connu sous le nom pg_migrator) permet de mettre à jour les fichiers de données vers une version plus récente de PostgreSQL sans la sauvegarde et le rechargement de données typiquement requis pour les mises à jour d'une version majeure vers une autre, par exemple d'une version 9.5.8 à une version 9.6.4 ou à partir de 10.7 vers 11.2. Il n'est pas nécessaire pour les mises à jour de versions mineures, par exemple de 9.6.2 à 9.6.3 ou de 10.1 à 10.2.

Les sorties de version majeures de PostgreSQL ajoutent régulièrement de nouvelles fonctionnalités qui changent souvent la structure des tables système, mais le format interne des données stockées change rarement. pg_upgrade utilise ce fait pour effectuer des mises à jour rapides en créant de nouvelles tables systèmes et en réutilisant les anciens fichiers de données. Si jamais une future version majeure devait modifier le format d'enregistrement des données de telle sorte que l'ancien format des données soit illisible, pg_upgrade ne pourrait pas être utilisé pour ces mises à jour. (La communauté essaiera d'éviter de telles situations.)

pg_upgrade fait de son mieux pour être sûr que la nouvelle et l'ancienne instances soient compatibles au niveau binaire, par exemple en vérifiant que les options de compilation sont compatibles, y compris le format 32/64 bits des binaires. Il est également important que les modules externes soient aussi compatibles au plan binaire, bien que ceci ne puisse être vérifié par pg_upgrade.

pg_upgrade supporte les mises à jour à partir de la version 8.4.X et suivantes jusqu'à la version majeure courante de PostgreSQL, y compris les images et versions beta.

Options

pg_upgrade accepte les arguments de ligne de commande suivants :

`-b` *repertoire_executables*
`--old-bindir=`*repertoire_executables*

l'ancien répertoire des exécutables PostgreSQL ; variable d'environnement `PGBINOLD`

`-B` *repertoire_executables*
`--new-bindir=`*repertoire_executables*

le nouveau répertoire des exécutables PostgreSQL ; variable d'environnement `PGBINNEW`

`-c`
`--check`

uniquement la vérification des instances, ne modifie aucune donnée

`-d` *repertoire_configuration*
`--old-datadir=`*repertoire_configuration*

répertoire de configuration de l'ancienne instance ; variable d'environnement`PGDATAOLD`

`-D` *repertoire_configuration*
`--new-datadir=`*repertoire_configuration*

répertoire de configuration de la nouvelle instance ; variable d'environnement `PGDATANEW`

`-j` *njobs*
`--jobs=`*njobs*

nombres de processus ou threads simultanés à utiliser

`-k`
`--link`

utiliser des liens physiques au lieu de copier les fichiers vers la nouvelle instance

`-o` *options*
`--old-options` *options*

options à passer directement à l'ancienne commande `postgres` ; les invocations multiples de cette option sont cumulées

`-O` *options*
`--new-options` *options*

options à passer directement à la nouvelle commande `postgres` ; les invocations multiples de cette commande sont cumulées

`-p` *port*
`--old-port=`*port*

le numéro de port de l'ancienne instance ; variable d'environnement`PGPORTOLD`

`-P` *port*
`--new-port=`*port*

le numéro de port de la nouvelle instance ; variable d'environnement`PGPORTNEW`

`-r`
`--retain`

conserver les fichiers SQL et de traces y compris après avoir terminé avec succès

`-U` *username*
`--username=`*username*

nom d'utilisateur de l'instance d'installation ; variable d'environnement`PGUSER`

`-v`
`--verbose`

activer la trace interne verbeuse

`-V`
`--version`

afficher les informations de version, puis quitter

`-?`
`--help`

afficher l'aide, puis quitter

Usage

Ci-dessous les étapes pour effectuer une mise à jour avec pg_upgrade :

1. **Si nécessaire, déplacez l'ancienne instance**

   Si vous utilisez un répertoire d'installation spécifique par version, exemple `/opt/PostgreSQL/11`, vous n'avez pas besoin de déplacer l'ancienne instance. Les installateurs graphiques utilisent tous des répertoires d'installation spécifiques par version.

   Si votre répertoire d'installation n'est pas spécifique par version, par exemple `/usr/local/pgsql`, il est nécessaire de déplacer le répertoire d'installation courant de PostgreSQL de telle manière à ce qu'il n'interfère pas avec la nouvelle installation de PostgreSQL. Une fois que le serveur courant PostgreSQL est éteint, il est sans danger de renommer le répertoire d'installation de PostgreSQL ; en supposant que l'ancien répertoire est `/usr/local/pgsql`, vous pouvez faire :

   ```
   mv /usr/local/pgsql /usr/local/pgsql.old
   ```

   pour renommer le répertoire.

2. **Pour les installations à partir des sources, construisez la nouvelle version**

   Construisez la nouvelle version de PostgreSQL à partir des sources avec des options de `configure` qui sont compatibles avec l'ancienne instance. pg_upgrade utilisera `pg_controldata` pour s'assurer que l'ensemble des configurations sont compatibles avant de commencer la mise à jour.

3. **Installez les nouveaux binaires PostgreSQL**

   Installez les binaires du nouveau serveur et les fichiers associés. Par défaut, pg_upgrade est inclus dans une installation.

   Pour les installations à partir des sources, si vous souhaitez installer le nouveau serveur dans un répertoire personnalisé, utilisez la variable `prefix` :

   ```
   make prefix=/usr/local/pgsql.new install
   ```

4. **Initialisez la nouvelle instance PostgreSQL**

   Initialisez la nouvelle instance en utilisant la commande `initdb`. À nouveau, utilisez des options de la commande `initdb` compatibles avec l'ancienne instance. Beaucoup d'installateurs pré-construits effectuent cette étape automatiquement. Il n'est pas nécessaire de démarrer la nouvelle instance.

5. **Installez les fichiers objets partagés d'extension**

   Beaucoup d'extensions et de modules personnalisés, qu'ils viennent de `contrib` ou d'une autre source, utilisent les fichiers d'objets partagés (ou DLL), par exemple `pgcrypto.so`. Si l'ancienne instance les utilisait, les fichiers d'objets partagés correspondant aux binaires du nouveau serveur doivent être installés dans la nouvelle instance, habituellement avec les commandes du système d'exploitation. Ne chargez pas les définitions de schéma, par exemple `CREATE EXTENSION pgcrypto`, parce qu'elles seront dupliquées à partir de l'ancienne instance. Si des mises à jour d'extensions sont disponibles, pg_upgrade l'indiquera et créera un script à exécuter plus tard pour les mettre à jour.

6. **Copier les fichiers personnalisés de recherche plein texte**

   Copiez tous les fichiers personnalisés de recherche plein texte (dictionnaire, synonymes, thésaurus, mots d'arrêt) de l'ancienne instance vers la nouvelle.

7. **Ajuster l'authentification**

   `pg_upgrade` se connectera à l'ancien et au nouveau serveur plusieurs fois, aussi vous pourriez avoir besoin de positionner l'authentification sur `peer` ou d'utiliser un fichier `~/.pgpass` (voir Section 34.15).

8. **Arrêtez les deux serveurs**

   Assurez vous que les deux serveurs sont arrêtés en utilisant, sur Unix par exemple :

   ```
   pg_ctl -D /opt/PostgreSQL/9.6 stop
   pg_ctl -D /opt/PostgreSQL/11 stop
   ```

   ou sur Windows, en utilisant les noms de services corrects :

   ```
   NET STOP postgresql-9.6
   NET STOP postgresql-11
   ```

   Les serveurs standby par réplication en flux et par copie des journaux doivent être en cours d'exécution jusqu'à une étape ultérieure.

9. **Préparez la mise à jour d'un serveur standby**

   Si vous êtes en train de mettre à jour des serveurs standby en suivant la description de la section Étape 11, vérifiez en utilisant pg_controldata sur les anciennes instances primaires et standby que les anciens serveurs standby sont à jour. Vérifiez que les valeurs de « Latest checkpoint location » correspondent dans toutes les instances. De plus, assurez-vous que le paramètre `wal_level` ne soit pas configuré avec la valeur `minimal` dans le fichier de configuration `postgresql.conf` sur la nouvelle instance primaire.

10. **Lancez pg_upgrade**

    Lancez toujours le binaire pg_upgrade du nouveau serveur, pas celui de l'ancien. pg_upgrade exige la spécification des anciens et des nouveaux répertoires de données et des exécutables (`bin`). Vous pouvez aussi indiquer des valeurs pour les utilisateurs et les ports, et si vous voulez que les fichiers de données soient liées plutôt que copiées (par défaut ce dernier).

    Si vous utilisez le mode lien, la mise à jour sera beaucoup plus rapide (pas de copie de fichiers) et utilisera moins d'espace disque, mais vous ne serez plus en mesure d'accèder à votre ancienne instance une fois que la nouvelle instance sera démarrée après la mise à jour. Le mode lien exige également que le répertoire de données de l'ancienne et de la nouvelle instance soient dans le même système de fichiers. (Les tablespaces et `pg_wal` peuvent être sur des systèmes de fichiers différents.) Voir `pg_upgrade --help` pour une liste complète des options.

    L'option `--jobs` permet l'utilisation de plusieurs cœurs CPU pour copier ou lier des fichiers, et pour sauvegarder et recharger les schémas des bases de données en parallèle ; un bon chiffre pour commencer est le maximum du nombre de cœurs CPU et des tablespaces. Cette option peut réduire dramatiquement le temps pour mettre à jour un serveur avec plusieurs bases de données s'exécutant sur une machine multiprocesseur.

    Pour les utilisateurs Windows, vous devez être connecté avec un compte administrateur, et lancer un shell sous l'utilisateur `postgres` en positionnant le chemin correct :

```
RUNAS /USER:postgres "CMD.EXE"
SET PATH=%PATH%;C:\Program Files\PostgreSQL\11\bin;
```

puis lancez pg_upgrade avec les répertoires entre guillemets, par exemple :

```
pg_upgrade.exe
        --old-datadir "C:/Program Files/PostgreSQL/9.6/data"
        --new-datadir "C:/Program Files/PostgreSQL/11/data"
        --old-bindir "C:/Program Files/PostgreSQL/9.6/bin"
        --new-bindir "C:/Program Files/PostgreSQL/11/bin"
```

Une fois démarré, `pg_upgrade` vérifiera que les deux instances sont compatibles avant d'effectuer la mise à jour. Vous pouvez utiliser `pg_upgrade --check` pour effectuer uniquement la vérification, y compris si l'ancien serveur est actuellement en fonctionnement. `pg_upgrade --check` mettra également en évidence les ajustements manuels nécessaires que vous aurez besoin de faire après la mise à jour. Si vous désirez utiliser le mode lien, vous devriez indiquer l'option `--link` avec l'option `--check` pour activer les vérifications spécifiques au mode lien. `pg_upgrade` doit avoir le droit d'écrire dans le répertoire courant.

Évidemment, personne ne doit accèder aux instances pendant la mise à jour. pg_upgrade lance par défaut les serveurs sur le port 50432 pour éviter les connexions non désirées de clients. Vous pouvez utilisez le même numéro de port pour les deux instances lors d'une mise à jour car l'ancienne et la nouvelle instance ne fonctionneront pas en même temps. Cependant, lors de la vérification d'un ancien serveur en fonctionnement, l'ancien et le nouveau numéros de port doivent être différents.

Si une erreur survient lors de la restauration du schéma de la base de données, `pg_upgrade` quittera et vous devrez revenir à l'ancienne instance comme décrit ci-dessous (Étape 17). Pour réessayer `pg_upgrade`, vous aurez besoin de modifier l'ancienne instance de telle manière que la restauration du schéma par pg_upgrade réussisse. Si le problème est un module `contrib`, vous pourriez avoir besoin de désinstaller le module `contrib` de l'ancienne instance et le réinstaller dans la nouvelle instance après la mise à jour, en supposant que le module n'est pas utilisé pour stocker des données utilisateur.

11. **Mettez à jour les serveurs standby par réplication en flux et copie de journaux**

    Si vous utilisez le mode lien et avez des serveurs standby par réplication continue (voir Section 26.2.5) ou par copie des journaux de transactions (voir Section 26.2), vous pouvez suivre les étapes ci-dessous pour les mettre à jour rapidement. Vous ne lancerez pas pg_upgrade sur les serveurs standby, mais plutôt rsync sur le primaire. Ne démarrez encore aucun serveurs.

    Si vous n'utilisez *pas* le mode lien, n'avez pas ou ne voulez pas utiliser rsync, ou si vous voulez une solution plus simple, ignorez les instructions de cette section et recréez simplement les serveurs standbys une fois que pg_upgrade a terminé et que le nouveau primaire fonctionne de nouveau.

    a. **Installez les nouveaux binaires PostgreSQL sur les serveurs standy**

       Assurez-vous que les nouveaux binaires et fichiers de support sont installés sur tous les serveurs standby.

b. **Assurez vous que les nouveaux répertoires de données sur les serveurs standby n'existent *pas***

Assurez vous que les nouveaux répertoires de données sur les serveurs standby n'existent *pas* ou sont vides. Si initdb a été lancé, détruisez les nouveaux répertoires de données des serveurs standby.

c. **Installez les fichiers objets partagés d'extension**

Installez les mêmes fichiers objets partagés d'extension sur les nouveaux serveurs standby que vous avez installé sur la nouvelle instance maître.

d. **Arrêtez les serveurs standby**

Si les serveurs standby sont encore lancés, arrêtez les maintenant en utilisant les instructions ci-dessus.

e. **Sauvegardez les fichiers de configuration**

Sauvegardez tous les fichiers de configuration des anciens serveurs standby que vous avez besoin de conserver, par exemple `postgresql.conf` (et tout fichier inclus par ce dernier), `postgresql.auto.conf`, `recovery.conf`, `pg_hba.conf`, dans la mesure où ceux-ci seront réécrits ou supprimés dans l'étape suivante.

f. **Lancez rsync**

Lors de l'utilisation du mode lien, les serveurs standbys peuvent être rapidement mis à jour en utilisant rsync. Pour cela, à partir d'un répertoire du serveur primaire situé au-dessus des répertoires de l'ancienne et de la nouvelle instance de bases de données, exécutez cette commande sur le *primaire* pour chaque serveur standby :

```
rsync --archive --delete --hard-links --size-only --
no-inc-recursive ancien_rep_config nouveau_rep_config
 repertoire_distant
```

où `ancien_rep_config` et `nouveau_rep_config` sont relatifs au répertoire courant du serveur primaire, et `repertoire_distant` est *au-dessus* des ancien et nouveau répertoires des instances sur le serveur standby. La structure des répertoires sous les répertoires spécifiés du primaire et des secondaires doit correspondre. Consultez les pages du manuel de rsync pour des détails sur la manière de spécifier le répertoire distant, par exemple :

```
rsync --archive --delete --hard-links --size-only --no-inc-
recursive /opt/PostgreSQL/9.5 \
      /opt/PostgreSQL/9.6 standby.example.com:/opt/
PostgreSQL
```

Vous pouvez vérifier ce que la commande va faire en utilisant l'option `--dry-run` de rsync. Alors que rsync doit être exécuté sur le primaire pour au moins un serveur standby, il est possible d'exécuter rsync sur un standby mis à jour pour mettre à jour les autres standbys tant que le standby mis à jour n'est pas démarré.

Cela enregistre les liens créés par le mode lien de pg_upgrade qui connecte les fichiers dans les ancienne et nouvelle instances du serveur primaire. Puis, il trouve les fichiers correspondant dans l'ancienne instance du standby et crée les liens pour eux dans la nouvelle

instance du serveur standby. Les fichiers qui n'ont pas été liés sur le primaire sont copiés sur à partir du serveur primaire vers le serveur secondaire. (Ils sont généralement petits.) Ceci fournit des mises à jour rapides des serveurs secondaires. Malheureusement, rsync copie sans raison les fichiers associés aux tables temporaires et non journalisées parce que ces fichiers n'existent normalement pas sur les serveurs secondaires.

Si vous avez des tablespaces, vous aurez besoin de lancer une commande rsync similaire pour chaque répertoire de tablespace, par exemple :

```
rsync --archive --delete --hard-links --size-only --no-inc-
recursive /vol1/pg_tblsp/PG_9.5_201510051 \
      /vol1/pg_tblsp/PG_9.6_201608131 standby.example.com:/
vol1/pg_tblsp
```

Si vous avez déplacé `pg_wal` en dehors des répertoires de données, rsync doit être lancé aussi sur ces répertoires.

g. **Configurez les serveurs standby par réplication en flux et par copie de fichiers**

Configurez les serveurs pour les copies des fichiers de transactions. (Vous n'avez pas besoin d'exécuter les fonctions `pg_start_backup()` et `pg_stop_backup()` ou effectuer une sauvegarde des fichiers car les secondaires sont toujours synchronisés avec le primaire.) Les slots de réplication ne sont pas copiés et doivent être recréés.

12. **Restaurez `pg_hba.conf`**

Si vous avez modifié `pg_hba.conf`, restaurez cette configuration d'origine. Il peut être aussi nécessaire d'ajuster d'autres fichiers de configuration dans la nouvelle instance pour correspondre à l'ancienne instance, par exemple `postgresql.conf` (et tout fichier inclus par celui-ci), `postgresql.auto.conf`.

13. **Démarrez le nouveau serveur**

Le nouveau serveur peut maintenant être démarré en toute sécurité, puis les autres serveurs standby synchronisés avec rsync.

14. **Traitements après mise à jour**

Si des traitements après mise à jour sont nécessaires, pg_upgrade affichera des avertissements lors de son travail. Il générera également des scripts qui devront être lancés par l'administrateur. Les scripts se connecteront à chaque base de données qui ont besoin de traitements après mise à jour. Chaque script devrait être lancé comme suit :

```
psql --username=postgres --file=script.sql postgres
```

Les scripts peuvvent être lancés dans n'importe quel ordre et détruits une fois terminés.

> **Attention**
>
> Généralement, il n'est pas sûr d'accèder des tables référencées dans les scripts de reconstruction avant la fin de leurs traitements ; le faire pourrait entraîner des résultats incorrects ou de médiocres performances. Les tables non référencées dans les scripts de reconstruction peuvent être accédées immédiatement.

15. **Statistiques**

    Parce que les statistiques de l'optimiseur ne sont pas transférées par `pg_upgrade`, vous serez invités à lancer une commande pour regénérer les statistiques à la fin de la mise à jour. Vous pourriez avoir besoin de positionner les paramètres de connexion pour qu'ils correspondent à votre nouvelle instance.

16. **Détruire les anciennes instances**

    Une fois que vous êtes satisfait de la mise à jour, vous pouvez détruire les répertoires de données des anciennes instances en lançant le script indiqué par `pg_upgrade` à la fin de son traitement. (La destruction automatique n'est pas possible si vous avez défini des tablespaces personnalisés dans l'ancien répertoire de données.) Vous pouvez également supprimer les anciens répertoires d'installation (par exemple `bin`, `share`).

17. **Revenir à l'ancienne instance**

    Si, après avoir lancé `pg_upgrade`, vous désirez revenir à l'ancienne instance, il y a plusieurs options :

    - Si l'option `--check` a été utilisée, l'ancienne instance n'a pas été modifiée, elle peut être redémarrée.

    - Si l'option `--link` n'a *pas* été utilisée, l'ancienne instance n'a pas été modifiée, elle peut être redémarrée.

    - Si l'option `--link` a été utilisée, les fichiers de données pourraient être partagés entre l'ancienne instance et la nouvelle :

      - Si `pg_upgrade` a annulé avant de réaliser les liens, l'ancienne instance n'a pas été modifiée, elle peut être redémarrée.

      - Si vous n'avez *pas* démarré la nouvelle instance, l'ancienne instance n'a pas été modifiée sauf, quand les liens ont commencé, un suffixe `.old` a été ajouté au fichier `$PGDATA/global/pg_control`. Pour utiliser de nouveau l'ancienne instance, supprimez le suffixe `.old` du fichier `$PGDATA/global/pg_control` ; vous pouvez alors redémarrer l'ancienne instance.

      - Si vous avez démarré la nouvelle instance, elle a écrit dans des fichiers partagés et il est dangereux d'utiliser l'ancienne instance. Cette dernière doit être restaurée d'une sauvegarde dans ce cas.

Notes

pg_upgrade ne supporte pas la mise à jour des bases de données contenant des types de données `reg*` suivant référençant des OID : `regproc`, `regprocedure`, `regoper`, `regoperator`, `regconfig` et `regdictionary`. Par contre, une donnée de type `regtype` peut être mis à jour.

Tous les échecs, reconstructions et réindexations seront reportés par pg_upgrade s'ils affectent votre installation ; les scripts d'après mise à jour pour reconstruire les tables et index seront générés automatiquement. Si vous essayez d'automatiser la mise à jour de plusieurs instances, vous devriez constater que les instances avec des schémas de bases de données identiques ont besoin des mêmes étapes après mise à jour ; car les étapes après mise à jour sont basées sur les schémas des bases de données, et pas sur les données utilisateurs.

Pour les déploiements de tests, créez uniquement une copie du schéma de l'ancienne instance, insérez des données de tests, et faites la mise à jour.

Si vous effectuez la mise à jour d'une instance PostgreSQL avant la version 9.2 qui utilise un répertoire contenant uniquement un fichier de configuration, vous devez indiquer l'emplacement

réel du répertoire de données à pg_upgrade, et indiquer l'emplacement du répertoire de configuration du serveur, exemple `-d /repertoire_donnees_reel -o '-D /repertoire_configuration'`.

Si vous utilisez un ancien serveur avec une version antérieure à la 9.1 qui utilise un répertoire de socket unix qui n'est pas celui par défaut ou un emplacement par défaut qui est différent de celui de la nouvelle instance, positionnez `PGHOST` pour qu'il pointe sur la socket de l'ancien serveur. (Ceci n'est pas applicable sous Windows.)

Si vous souhaitez utiliser le mode lien et ne voulez pas que votre ancienne instance ne soit modifiée lorsque la nouvelle instance est démarré, faites une copie de l'ancienne instance et faites la mise à jour à partir de cette copie. Pour faire une copie valide de l'ancienne instance, utilisez `rsync` pour effectuer une copie grossière de l'ancienne instance lancée, puis arrêtez l'ancien serveur et lancez `rsync --checksum` à nouveau pour mettre à jour la copie dans un état cohérent avec tous les changements. (L'option `--checksum` est nécessaire car `rsync` n'a une granularité sur les dates de modification de fichiers que d'une seconde.) Vous pourriez souhaiter exclure certains fichiers, par exemple `postmaster.pid`, comme documenté à Section 25.3.3. Si votre système de fichiers supporte les images de système de fichiers ou la fonctionnalité Copy-On-Write, vous pouvez utiliser ces fonctionnalités pour faire une sauvegarde de l'ancienne instance et des tablespaces, bien que l'image et les copies doivent être créées simultanément ou lorsque le serveur de bases de données est éteint.

Voir aussi

initdb, pg_ctl, pg_dump, postgres

pg_verify_checksums

pg_verify_checksums — vérifie les sommes de contrôle d'une instance PostgreSQL

Synopsis

```
pg_verify_checksums [option...] [[ -D | --pgdata ] répertoire_données]
```

Description

`pg_verify_checksums` vérifie les sommes de contrôle d'une instance PostgreSQL. Le serveur doit être arrêté proprement avant d'exécuter pg_verify_checksums. Le statut de sortie vaut zéro s'il n'y a pas d'erreurs sur les sommes de contrôle, et différent de zéro dans les cas contraires.

Options

Les options en ligne de commande suivantes sont disponibles :

`-D` *répertoire_données*
`--pgdata=`*répertoire_données*

Indique le répertoire des données de l'instance.

`-v`
`--verbose`

Active les traces verbeuses. Liste tous les fichiers vérifiés.

`-r` *relfilenode*

Ne vérifier les sommes de contrôles que pour les relations ayant le relfilenode spécifié.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_verify_checksums et quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide des options en ligne de commande de pg_verify_checksums et quitte.

Environnement

`PGDATA`

Indique le répertoire des données de l'instance ; peut être surchargé avec l'option `-D`.

pg_waldump

pg_waldump — affiche une version lisible du contenu des fichiers WAL (journaux de transactions) d'une instance PostgreSQL

Synopsis

```
pg_waldump [option...] [startseg [endseg] ]
```

Description

`pg_waldump` affiche une version lisible des journaux de transaction (appelés aussi fichiers WAL), ce qui peut être très utile pour le debugging ou l'apprentissage.

Cet utilitaire peut seulement être lancé par l'utilisateur qui a installé l'instance car il nécessite un accès en lecture seule sur le répertoire principale des données.

Options

Les options suivantes de la ligne de commande vérifient l'emplacement et le format de la sortie :

`startseg`

On commence à lire au niveau du segment de journal spécifié. Implicitement, cela détermine le chemin dans lequel les fichiers vont être cherchés et la timeline à utiliser.

`endseg`

On arrête de lire au niveau du segment de journal spécifié.

`-b`
`--bkp-details`

Permet de renvoyer des informations détaillées sur les blocs de sauvegarde.

`-e` *`end`*
`--end=`*`end`*

Arrête la lecture à une position dans le journal spécifié, au lieu de lire jusqu'à la fin du flux.

`-f`
`--follow`

Après avoir atteint la fin d'un fichier WAL valide, la commande vérifie toutes les secondes si un nouveau fichier WAL est apparu.

`-n` *`limite`*
`--limit=`*`limite`*

Affiche seulement le nombre spécifié d'enregistrements, puis s'arrête.

`-p` *`chemin`*
`--path=`*`chemin`*

Indique un répertoire où recherche les segments de journaux de transactions ou un répertoire contenant un sous-répertoire `pg_xlog` qui contient ces fichiers. Par défaut, l'outil recherche dans le répertoire courant, dans le sous-répertoire `pg_xlog` du répertoire courant et dans le sous-répertoire `pg_xlog` du répertoire ciblé par `PGDATA`.

`-r` *`rmgr`*
`--rmgr=`*`rmgr`*

N'affiche que les enregistrements générés par le gestionnaire de ressources spécifié. Si `list` est positionné comme un nom, alors cela affiche la liste des gestionnaires valides, puis quitte.

`-s` *`début`*
`--start=`*`début`*

Position dans le journal où l'on commmence à lire. Par défaut, la lecture commence au premier enregistrement valide trouvé dans le fichier le plus ancien trouvé.

`-t` *`timeline`*
`--timeline=`*`timeline`*

La timeline des journaux depuis laquelle on lit les enregistrements. Le comportement par défaut prendra la valeur trouvée dans *`startseg`*, s'il est spécifié, sinon la valeur par défaut sera 1.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_waldump, puis quitte.

`-x` *`xid`*
`--xid=`*`xid`*

N'affiche que les enregistrements balisés avec l'identifiant de transaction donné.

`-z`
`--stats[=enregistrement]`

Affiche un résumé des statistiques (nombre, taille des enregistrements et bloc complet) au lieu des enregistrements individuels. En option, il peut générer les statistiques par enregistrement plutôt que par gestionnaire de ressources.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_waldump puis quitte.

Notes

Les résultats peuvent être erronés lorsque le serveur est démarré.

Seule la timeline spécifiée est affichée (ou celle par défaut s'il n'y en a pas de spécifiée). Les enregistrements des autres timelines sont ignorés.

pg_waldump ne peut pas lire les fichiers suffixés par `.partial`. Si ces fichiers ont tout de même besoin d'être lus, le suffixe `.partial` doit être retiré du nom du fichier.

Voir aussi

Section 30.5

postgres

postgres — Serveur de bases de données PostgreSQL

Synopsis

`postgres` [*option*...]

Description

`postgres` est le serveur de bases de données PostgreSQL. Pour qu'une application cliente puisse accéder à une base de données, elle se connecte (soit via le réseau soit localement) à un processus `postgres` en cours d'exécution. L'instance `postgres` démarre ensuite un processus serveur séparé pour gérer la connexion.

Une instance `postgres` gère toujours les données d'un seul cluster. Un cluster est un ensemble de bases de données stocké à un même emplacement dans le système de fichiers (le « répertoire des données »). Plus d'un processus `postgres` peut être en cours d'exécution sur un système à un moment donné, s'ils utilisent des répertoires différents et des ports de communication différents (voir ci-dessous). Quand `postgres` se lance, il a besoin de connaître l'emplacement du répertoire des données. Cet emplacement doit être indiquée par l'option `-D` ou par la variable d'environnement `PGDATA` ; il n'y a pas de valeur par défaut. Typiquement, `-D` ou `PGDATA` pointe directement vers le répertoire des données créé par initdb. D'autres dispositions de fichiers possibles sont discutés dans Section 19.2. Un répertoire de données est créé avec initdb.

Par défaut, `postgres` s'exécute en avant-plan et affiche ses messages dans le flux standard des erreurs. En pratique, `postgres` devrait être exécuté en tant que processus en arrière-plan, par exemple au lancement.

La commande `postgres` peut aussi être appelé en mode mono-utilisateur. L'utilisation principal de ce mode est lors du « bootstrap » utilisé par initdb. Quelque fois, il est utilisé pour du débogage et de la récupération suite à un problème (mais noter qu'exécuter un serveur en mode mono-utilisateur n'est pas vraiment convenable pour déboguer le serveur car aucune communication inter-processus réaliste et aucun verrouillage n'interviennent.) Quand il est appelé en mode interactif à partir du shell, l'utilisateur peut saisir des requêtes et le résultat sera affiché à l'écran mais dans une forme qui est plus utile aux développeurs qu'aux utilisateurs. Dans le mode mono-utilisateur, la session ouverte par l'utilisateur sera configurée avec l'utilisateur d'identifiant 1 et les droits implicites du superutilisateur lui sont donnés. Cet utilisateur n'a pas besoin d'exister, donc le mode mono-utilisateur peut être utilisé pour récupérer manuellement après certains types de dommages accidentels dans les catalogues systèmes.

Options

`postgres` accepte les arguments suivants en ligne de commande. Pour une discussion détaillée des options, consultez Chapitre 19. Vous pouvez éviter de saisir la plupart de ces options en les initialisant dans le fichier de configuration. Certaines options (sûres) peuvent aussi être configurées à partir du client en cours de connexion d'une façon dépendante de l'application, configuration qui ne sera appliquée qu'à cette session. Par exemple si la variable d'environnement `PGOPTIONS` est configurée, alors les clients basés sur libpq passeront cette chaîne au serveur qui les interprétera comme les options en ligne de commande de `postgres`.

Général

`-B` *ntampons*

Configure le nombre de tampons partagés utilisés par les processus serveur. La valeur par défaut de ce paramètre est choisi automatiquement par initdb. Indiquer cette option est équivalent à configurer le paramètre shared_buffers.

`-c` *`nom=valeur`*

Configure un parammètre d'exécution nommé. Les paramètres de configuration supportés par PostgreSQL sont décrits dans Chapitre 19. La plupart des autres options en ligne de commande sont en fait des formes courtes d'une affectation de paramètres. `-c` peut apparaître plusieurs fois pour configurer différents paramètres.

`-C` *`nom`*

Affiche la valeur d'un paramètre d'exécution nommé, ouis quitte. (Voir l'option `-c` ci-dessus pour les détails.) Cela peut être utilisé sur un serveur en cours d'exécution, et renvoie les valeurs du `postgresql.conf`, modifiées par tout paramètre fourni lors de cet appel. Cela ne reflète pas les paramètres fournis lors de la création de l'instance.

Cette option a pour but de permettre aux autres programmes d'interagir avec un outil comme pg_ctl pour récupérer des valeurs de configuration. Les applications utilisateurs devraient plutôt utiliser la commande SHOW ou la vue `pg_settings`.

`-d` *`niveau-débogage`*

Configure le niveau de débogage. Plus haute est sa valeur, plus importante seront les traces écrites dans les journaux. Les valeurs vont de 1 à 5. Il est aussi possible de passer `-d 0` pour une session spécifique qui empêchera le niveau des traces serveur du processus `postgres` parent d'être propagé jusqu'à cette session.

`-D` *`repdonnées`*

Indique le répertoire des fichier(s) de configuration. Voir Section 19.2 pour les détails.

`-e`

Configure le style de date par défaut à « European », c'est-à-dire l'ordre `DMY` pour les champs en entrée. Ceci cause aussi l'affichage de la date avant le mois dans certains formats de sortie de date. Voir Section 8.5 pour plus d'informations.

`-F`

Désactive les appels `fsync` pour améliorer les performances au risque de corrompre des données dans l'idée d'un arrêt brutal du système. Spécifier cette option est équivalent à désactiver le paramètre de configuration fsync. Lisez la documentation détaillée avant d'utiliser ceci !

`-h` *`hôte`*

Indique le nom d'hôte ou l'adresse IP sur lequel `postgres` attend les connexions TCP/IP d'applications clientes. La valeur peut aussi être une liste d'adresses séparées par des virgules ou `*` pour indiquer l'attente sur toutes les interfaces disponibles. Une valeur vide indique qu'il n'attend sur aucune adresse IP, auquel cas seuls les sockets de domaine Unix peuvent être utilisés pour se connecter au serveur. Par défaut, attend les connexions seulement sur localhost. Spécifier cette option est équivalent à la configurer dans le paramètre listen_addresses.

`-i`

Autorise les clients distants à se connecter via TCP/IP (domaine Internet). Sans cette option, seules les connexions locales sont autorisées. Cette option est équivalent à la configuration du paramètre `listen_addresses` à `*` dans `postgresql.conf` ou via `-h`.

Cette option est obsolète car il ne permet plus l'accès à toutes les fonctionnalités de listen_addresses. Il est généralement mieux de configurer directement `listen_addresses`.

`-k` *`directory`*

Indique le répertoire de la socket de domaine Unix sur laquelle `postgres` est en attente des connexions des applications clients. Ce paramètre peut aussi contenir une liste de répertoires

séparés par des virgules. Une valeur vide précise que le serveur ne doit pas écouter à des sockets de domaine Unix, auquel cas seul les sockets TCP/IP pourront être utilisés pour se connecter. La valeur par défaut est habituellement `/tmp`, mais cela peut être changé au moment de la compilation. Spécifier cette option est équivalent à configurer le paramètre unix_socket_directories.

`-l`

Active les connexions sécurisées utilisant SSL. PostgreSQL doit avoir été compilé avec SSL pour que cette option soit disponible. Pour plus d'informations sur SSL, référez-vous à Section 18.9.

`-N` *`max-connections`*

Initialise le nombre maximum de connexions clientes que le serveur acceptera. La valeur par défaut de ce paramètre est choisi automatiquement par initdb. Indiquer cette option est équivalent à configurer le paramètre max_connections.

`-o` *`extra-options`*

Les options en ligne de commande indiquées dans *`extra-options`* sont passées à tous les processus serveur exécutés par ce processus `postgres`.

Les espaces dans *`extra- options`* sont considérés comme séparant les arguments, sauf s'ils sont échappés avec un antislash (\) ; écrire \\ pour représenter un antislash litéal. Plusieurs arguments peuvent aussi être spécifiés avec plusieurs utilisations de `-o`.

Cette option est obsolète ; toutes les options en ligne de commande des processus serveur peuvent être spécifiées directement sur la ligne de commande de `postgres`.

`-p` *`port`*

Indique le port TCP/IP ou l'extension du fichier socket de domaine Unix sur lequel `postgres` attend les connexions des applications clientes. Par défaut, la valeur de la variable d'environnement `PGPORT` environment ou, si cette variable n'est pas configurer, la valeur connue à la compilation (habituellement 5432). Si vous indiquez un port autre que celui par défaut, alors toutes les applications clientes doivent indiquer le même numéro de port soit dans les options en ligne de commande soit avec `PGPORT`.

`-s`

Affiche une information de temps et d'autres statistiques à la fin de chaque commande. Ceci est utile pour créer des rapports de performance ou pour configurer finement le nombre de tampons.

`-S` *`work-mem`*

Indique la quantité de mémoire à utiliser par les tris internes et par les hachages avant d'utiliser des fichiers disque temporaires. Voir la description du paramètre `work_mem` dans Section 19.4.1.

`-V`
`--version`

Affiche la version de postgres, puis quitte.

`--`*`nom`*`=`*`valeur`*

Configure un paramètre à l'exécution ; c'est une version courte de `-c`.

`--describe-config`

Cette option affiche les variables de configuration internes du serveur, leurs descriptions et leurs valeurs par défaut dans un format `COPY` délimité par des tabulations. Elle est conçue principalement pour les outils d'administration.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide des arguments en ligne de commande sur postgres, puis quitte.

Options semi-internes

Les options décrites ici sont utilisées principalement dans un but de débogage et pouvant quelque fois aider à la récupération de bases de données très endommagées/ Il n'y a aucune raison pour les utiliser dans la configuration d'un système en production. Elles sont listées ici à l'intention des développeurs PostgreSQL. De plus, une de ces options pourrait disparaître ou changer dans le futur sans avertissement.

`-f { s | i | o | b | t | n | m | h }`

Interdit l'utilisation de parcours et de méthode de jointure particulières. `s` et `i` désactivent respectivement les parcours séquentiels et d'index, `o`, `b` et `t` désactivent respectivement les parcours d'index seul, les parcours d'index bitmap et les parcours de TID alors que `n`, `m` et `h` désactivent respectivement les jointures de boucles imbriquées, jointures de fusion et de hachage.

Ni les parcours séquentiels ni les jointures de boucles imbriquées ne peuvent être désactivés complètement ; les options `-fs` et `-fn` ne font que décourager l'optimiseur d'utiliser ce type de plans.

`-n`

Cette option est présente pour les problèmes de débogage du genre mort brutal d'un processus serveur. La stratégie habituelle dans cette situation est de notifier tous les autres processus serveur qu'ils doivent se terminer, puis réinitialiser la mémoire partagée et les sémaphores. Tout ceci parce qu'un processus serveur errant peut avoir corrompu certains états partagés avant de terminer. Cette option spécifie seulement que `postgres` ne réinitialisera pas les structures de données partagées. Un développeur système avec quelques connaissances peut utiliser un débogueur pour examiner l'état de la mémoire partagée et des sémaphores.

`-O`

Autorise la modification de la structure des tables système. C'est utilisé par `initdb`.

`-P`

Ignore les index système lors de la lecture des tables système (mais les met à jour lors de la modification des tables). Ceci est utile lors de la récupération d'index système endommagés.

`-t pa[rser] | pl[anner] | e[xecutor]`

Affiche les statistiques en temps pour chaque requête en relation avec un des modules majeurs du système. Cette option ne peut pas être utilisée avec l'option `-s`.

`-T`

Cette option est présente pour les problèmes de débogage du genre mort brutal d'un processus serveur. La stratégie habituelle dans cette situation est de notifier tous les autres processus serveur qu'ils doivent se terminer, puis réinitialiser la mémoire partagée et les sémaphores. Tout ceci parce qu'un processus serveur errant peut avoir corrompu certains états partagés avant de terminer. Cette option spécifie seulement que `postgres` arrêtera tous les autres processus serveur en leur envoyant le signal `SIGSTOP` mais ne les arrêtera pas. Ceci permet aux développeurs système de récupérer manuellement des « core dumps » de tous les processus serveur.

`-v` *`protocole`*

Indique le numéro de version utilisé par le protocole interface/moteur pour une session particulière. Cette option est uniquement utilisée en interne.

`-W` *`secondes`*

Un délai de ce nombre de secondes survient quand un nouveau processus serveur est lancé, une fois la procédure d'authentification terminée. Ceci a pour but de permettre au développeur d'attacher un débogueur au processus serveur.

Options en mode mono-utilisateur

Les options suivantes s'appliquent uniquement en mode mono-utilisateur (voir Mode simple utilisateur).

`--single`

Sélectionne le mode mono-utilisateur. Cette option doit être la première sur la ligne de commande.

`base`

Indique le nom de la base à accèder. Il doit être le dernier argument. Si elle est omise, le nom de l'utilisateur est utilisé par défaut.

`-E`

Affiche toutes les commandes sur la sortie standard avant de les exécuter.

`-j`

Utilise un point-virgule suivi par deux retours à la ligne, plutôt qu'une seule comme marqueur de fin de commande.

`-r` *`fichier`*

Envoie toute la sortie des traces du serveur dans *`fichier`*. Cette option est seulement honorée quand elle est fournie en tant qu'option de ligne de commande.

Environnement

`PGCLIENTENCODING`

Jeu de caractères utilisé par défaut par tous les clients. (Les clients peuvent surcharger ce paramètre individuellement.) Cette valeur est aussi configurable dans le fichier de configuration.

`PGDATA`

Emplacement du répertoire des données par défaut

`PGDATESTYLE`

Valeur par défaut du paramètre en exécution datestyle. (Cette variable d'environnement est obsolète.)

`PGPORT`

Numéro de port par défaut (à configurer de préférence dans le fichier de configuration)

Diagnostiques

Un message d'erreur mentionnant `semget` ou `shmget` indique probablement que vous devez configurer votre noyau pour fournir la mémoire partagée et les sémaphores adéquates. Pour plus de discussion, voir Section 18.4. Vous pouvez aussi repousser la configuration du noyau en diminuant shared_buffers pour réduire la consommation de la mémoire partagée utilisée par PostgreSQL, et/ou en diminuant max_connections pour réduire la consommation de sémaphores.

Un message d'erreur suggérant qu'un autre serveur est déjà en cours d'exécution devra vous demander une vérification attentive, par exemple en utilisant ls commandes

```
$ ps ax | grep postgres
```

ou

```
$ ps -ef | grep postgres
```

suivant votre système. Si vous êtes certain qu'il n'y a aucun serveur en conflit, vous pouvez supprimer le fichier verrou mentionné dans le message et tenter de nouveau.

Un message d'erreur indiquant une incapacité à se lier à un port indique que ce port est déjà utilisé par des processus autres que PostgreSQL. Vous pouvez aussi obtenir cette erreur si vous quittez `postgres` et le relancez immédiatement en utilisant le même port ; dans ce cas, vous devez tout simplement attendre quelques secondes pour que le système d'exploitation ferme bien le port avant de tenter de nouveau. Enfin, vous pouvez obtenir cette erreur si vous indiquez un numéro de port que le système considère comme réservé. Par exemple, beaucoup de versions d'Unix considèrent les numéros de port sous 1024 comme de « confiance » et permettent seulement leur accès par le superutilisateur Unix.

Notes

L'outil pg_ctl est utilisable pour lancer et arrêter le serveur `postgres` de façon sûre et confortable.

Si possible, *ne pas* utiliser `SIGKILL` pour tuer le serveur `postgres` principal. Le fait empêchera `postgres` de libérer les ressources système (c'est-à-dire mémoire partagée et sémaphores) qu'il détient avant de s'arrêter. Ceci peut poser problèmes lors du lancement d'un `postgres` frais.

Pour terminer le serveur `postgres` normalement, les signaux `SIGTERM`, `SIGINT` ou `SIGQUIT` peuvent être utilisés. Le premier attendra que tous les clients terminent avant de quitter, le second forcera la déconnexion de tous les clients et le troisième quittera immédiatement sans arrêt propre. Ce dernier amènera une récupération lors du redémarrage.

Le signal `SIGHUP` rechargera les fichiers de configuration du serveur. Il est aussi possible d'envoyer `SIGHUP` à un processus serveur individuel mais ce n'est pas perceptible.

Pour annuler une requête en cours d'exécution, envoyez le signal `SIGINT` au processus exécutant cette commande. Pour tuer un processus serveur de façon propre, envoyez le signal `SIGTERM` à ce processus. Voir aussi `pg_cancel_backend` et `pg_terminate_backend` dans Section 9.26.2 pour leur équivalents appelables avec une requête SQL.

Le serveur `postgres` utilise aussi `SIGQUIT` pour dire à ses processus-fils de terminer sans le nettoyage habituel. Ce signal *ne doit pas* être envoyé par les utilisateurs. Il est aussi déconseillé d'envoyer `SIGKILL` à un processus serveur -- le serveur `postgres` principal interprétera ceci comme un arrêt brutal et forcera tous les autres processus serveur à quitter dans le cas d'une procédure standard de récupération après arrêt brutal.

Bogues

Les options `--` ne fonctionneront pas sous FreeBSD et OpenBSD. Utilisez `-c` à la place. C'est un bogue dans les systèmes d'exploitation affectés ; une prochaine version de PostgreSQL fournira un contournement si ce n'est pas corrigé.

Mode simple utilisateur

Pour démarrer un serveur en mode mono-utilisateur, utilisez une commande comme

```
postgres --single -D /usr/local/pgsql/data autres-options ma_base
```

Fournissez le bon chemin vers le répertoire des bases avec l'option `-D` ou assurez-vous que la variable d'environnement `PGDATA` est configurée. De plus, spécifiez le nom de la base particulière avec laquelle vous souhaitez travailler.

Habituellement, le serveur en mode mono-utilisateur traite le retour chariot comme le terminateur d'une saisie ; il n'y a pas le concept du point-virgule contraitement à psql. Pour saisir une commande sur plusieurs lignes, vous devez saisir un antislash juste avant un retour chariot, sauf pour le dernier. L'antislash et le retour à la ligne qui suit sont supprimés de la saisie en entrée. Notez que ceci survient même à l'intérieur d'un chaîne litérale ou d'un commentaire.

Si vous utilisez l'option en ligne de commande `-j`, un seul retour à la ligne ne suffira pas à terminer la saisie. Dans ce cas, il faut utiliser la séquence point-virgule - retour à la ligne - retour à la ligne. Autrement dit, saisir un point-virgule suivi d'une ligne entièrement vide. La séquence antislash - retour à la ligne n'est pas traitée spécialement dans ce mode. Encore une fois, il n'y a aucune intelligence sur une séquence apparaissant à l'intérieur d'une chaîne litérale ou d'un commentaire.

Dans les modes de saisie, si vous saisissez un point-virgule qui ne se trouve ni avant ni partie prenant d'une fin de saisie, il est considéré comme un séparateur de commande. Quand vous saisissez une fin de commande, les différentes requêtes saisies seront exécutées dans la même transaction.

Pour quitter la session, saisissez EOF (habituellement, **Control**+**D**). Si vous avez saisi du texte depuis la fin de la commande précédente, alors EOF sera pris comme une fin de commande et un autre EOF sera nécessaire pour quitter.

Notez que le serveur en mode mono-utilisateur ne fournit pas de fonctionnalités avancées sur l'édition de lignes (par exemple, pas d'historique des commandes). De plus, le mode mono-utilisateur ne lance pas de processus en tâche de fond, comme par exemple les checkpoints automatiques ou la réplication.

Exemples

Pour lancer `postgres` en tâche de fond avec les valeurs par défaut, saisissez :

```
$ nohup postgres >logfile 2>&1 </dev/null &
```

Pour lancer `postgres` avec un port spécifique, e.g. 1234 :

```
$ postgres -p 1234
```

Pour se connecter à ce serveur avec psql, indiquez le numéro de port avec l'option -p :

```
$ psql -p 1234
```

ou de configurer la variable d'environnement `PGPORT` :

```
$ export PGPORT=1234
$ psql
```

Les paramètres nommés peuvent être configurés suivant deux façons :

```
$ postgres -c work_mem=1234
$ postgres --work-mem=1234
```

Ces deux formes surchargent le paramétrage qui pourrait exister pour `work_mem` dans `postgresql.conf`. Notez que les tirets bas dans les noms de paramètres sont écrits avec soir des tirets bas soit des tirets sur la ligne de commande. Sauf pour les expériences à court terme, il est probablement mieux de modifier le paramétrage dans `postgresql.conf` que de se baser sur une option en ligne de commande.

Voir aussi

initdb, pg_ctl

postmaster

postmaster — Serveur de bases de données PostgreSQL

Synopsis

`postmaster` [*`option`*...]

Description

`postmaster` est un alias obsolète de `postgres`.

Voir aussi

postgres

Partie VII. Internes

Cette partie contient des informations diverses utiles aux développeurs.

Table des matières

Chapitre 51. Présentation des mécanismes internes de PostgreSQL

> **Auteur**
>
> Ce chapitre est extrait de [sim98], mémoire de maîtrise (Master's Thesis) de Stefan Simkovics. Cette maîtrise a été préparée à l'université de technologie de Vienne sous la direction du professeur (O.Univ.Prof.Dr.) Georg Gottlob et de l'assistante d'université (Univ.Ass.) Mag. Katrin Seyr.

Ce chapitre présente la structure interne du serveur PostgreSQL. La lecture des sections qui suivent permet de se faire une idée de la façon dont une requête est exécutée ; les opérations internes ne sont pas décrites dans le détail. Ce chapitre a, au contraire, pour but d'aider le lecteur à comprendre la suite des opérations effectuées sur le serveur depuis la réception d'une requête jusqu'au retour des résultats.

51.1. Chemin d'une requête

Ceci est un rapide aperçu des étapes franchies par une requête pour obtenir un résultat.

1. Une connexion au serveur est établie par une application. Elle transmet une requête et attend le retour des résultats.

2. L'*étape d'analyse* (*parser stage*) vérifie la syntaxe de la requête et crée un *arbre de requête* (*query tree*).

3. Le *système de réécriture* (*rewrite system*) recherche les *règles* (stockées dans les *catalogues système*) à appliquer à l'arbre de requête. Il exécute les transformations indiquées dans le *corps des règles* (*rule bodies*).

   La réalisation des *vues* est une application du système de réécriture. Toute requête utilisateur impliquant une vue (c'est-à-dire une *table virtuelle*), est réécrite en une requête qui accède aux *tables de base*, en fonction de la *définition de la vue*.

4. Le *planificateur/optimiseur* (*planner/optimizer*) transforme l'arbre de requête (réécrit) en un *plan de requête* (*query plan*) passé en entrée de l'*exécuteur*.

   Il crée tout d'abord tous les *chemins* possibles conduisant au résultat. Ainsi, s'il existe un index sur une relation à parcourir, il existe deux chemins pour le parcours. Le premier consiste en un simple parcours séquentiel, le second utilise l'index. Le coût d'exécution de chaque chemin est estimé ; le chemin le moins coûteux est alors choisi. Ce dernier est étendu en un plan complet que l'exécuteur peut utiliser.

5. L'exécuteur traverse récursivement les étapes de l'*arbre de planification* (*plan tree*) et retrouve les lignes en fonction de ce plan. L'exécuteur utilise le *système de stockage* lors du parcours des relations, exécute les *tris* et *jointures*, évalue les *qualifications* et retourne finalement les lignes concernées.

Les sections suivantes présentent en détail les éléments brièvement décrits ci-dessus.

51.2. Établissement des connexions

PostgreSQL est écrit suivant un simple modèle client/serveur « processus par utilisateur ». Dans ce modèle, il existe un *processus client* connecté à un seul *processus serveur*. Comme le nombre de connexions établies n'est pas connu à l'avance, il est nécessaire d'utiliser un *processus maître* qui lance

un processus serveur à chaque fois qu'une connexion est demandée. Ce processus maître s'appelle `postgres` et écoute les connexions entrantes sur le port TCP/IP indiqué. À chaque fois qu'une demande de connexion est détectée, le processus `postgres` lance un nouveau processus serveur. Les tâches du serveur communiquent entre elles en utilisant des *sémaphores* et de la *mémoire partagée* pour s'assurer de l'intégrité des données lors d'accès simultanés aux données.

Le processus client est constitué de tout programme comprenant le protocole PostgreSQL décrit dans le Chapitre 53. De nombreux clients s'appuient sur la bibliothèque C libpq, mais il existe différentes implantations indépendantes du protocole, tel que le pilote Java JDBC.

Une fois la connexion établie, le processus client peut envoyer une requête au serveur (*backend*). La requête est transmise en texte simple, c'est-à-dire qu'aucune analyse n'a besoin d'être réalisée au niveau de l'*interface* (client). Le serveur analyse la requête, crée un *plan d'exécution*, exécute le plan et renvoie les lignes trouvées au client par la connexion établie.

51.3. Étape d'analyse

L'*étape d'analyse* est constituée de deux parties :

- l'*analyseur*, défini dans `gram.y` et `scan.l`, est construit en utilisant les outils Unix bison et flex ;
- le *processus de transformation* fait des modifications et des ajouts aux structures de données renvoyées par l'analyseur.

51.3.1. Analyseur

L'analyseur doit vérifier que la syntaxe de la chaîne de la requête (arrivant comme un texte) est valide. Si la syntaxe est correcte, un *arbre d'analyse* est construit et renvoyé, sinon une erreur est retournée. Les analyseur et vérificateur syntaxiques sont développés à l'aide des outils Unix bien connus bison et flex.

L'*analyseur lexical*, défini dans le fichier `scan.l`, est responsable de la reconnaissance des *identificateurs*, des *mots clés SQL*, etc. Pour chaque mot clé ou identificateur trouvé, un *jeton* est engendré et renvoyé à l'analyseur.

L'analyseur est défini dans le fichier `gram.y` et consiste en un ensemble de *règles de grammaire* et en des *actions* à exécuter lorsqu'une règle est découverte. Le code des actions (qui est en langage C) est utilisé pour construire l'arbre d'analyse.

Le fichier `scan.l` est transformé en fichier source C `scan.c` en utilisant le programme flex et `gram.y` est transformé en `gram.c` en utilisant bison. Après avoir réalisé ces transformations, un compilateur C normal peut être utilisé pour créer l'analyseur. Il est inutile de modifier les fichiers C engendrés car ils sont écrasés à l'appel suivant de flex ou bison.

> **Note**
>
> Les transformations et compilations mentionnées sont normalement réalisées automatiquement en utilisant les *makefile* distribués avec les sources de PostgreSQL.

La description détaillée de bison ou des règles de grammaire données dans `gram.y` dépasse le cadre de ce document. Il existe de nombreux livres et documentations en relation avec flex et bison. Il est préférable d'être familier avec bison avant de commencer à étudier la grammaire donnée dans `gram.y`, au risque de ne rien y comprendre.

51.3.2. Processus de transformation

L'étape d'analyse crée un arbre d'analyse qui n'utilise que les règles fixes de la structure syntaxique de SQL. Il ne fait aucune recherche dans les catalogues système. Il n'y a donc aucune possibilité de

comprendre la sémantique détaillée des opérations demandées. Lorsque l'analyseur a fini, le *processus de transformation* prend en entrée l'arbre résultant de l'analyseur et réalise l'interprétation sémantique nécessaire pour connaître les tables, fonctions et opérateurs référencés par la requête. La structure de données construite pour représenter cette information est appelée l'*arbre de requête*.

La séparation de l'analyse brute et de l'analyse sémantique résulte du fait que les recherches des catalogues système ne peuvent se dérouler qu'à l'intérieur d'une transaction. Or, il n'est pas nécessaire de commencer une transaction dès la réception d'une requête. L'analyse brute est suffisante pour identifier les commandes de contrôle des transactions (`BEGIN`, `ROLLBACK`, etc.). Elles peuvent de plus être correctement exécutées sans analyse complémentaire. Lorsqu'il est établi qu'une vraie requête doit être gérée (telle que `SELECT` ou `UPDATE`), une nouvelle transaction est démarrée si aucune n'est déjà en cours. Ce n'est qu'à ce moment-là que le processus de transformation peut être invoqué.

La plupart du temps, l'arbre d'une requête créé par le processus de transformation a une structure similaire à l'arbre d'analyse brute mais, dans le détail, de nombreuses différences existent. Par exemple, un nœud `FuncCall` dans l'arbre d'analyse représente quelque chose qui ressemble syntaxiquement à l'appel d'une fonction. Il peut être transformé soit en nœud `FuncExpr` soit en nœud `Aggref` selon que le nom référencé est une fonction ordinaire ou une fonction d'agrégat. De même, des informations sur les types de données réels des colonnes et des résultats sont ajoutées à l'arbre de la requête.

51.4. Système de règles de PostgreSQL

PostgreSQL supporte un puissant *système de règles* pour la spécification des *vues* et des *mises à jour de vues* ambiguës. À l'origine, le système de règles de PostgreSQL était constitué de deux implantations :

- la première, qui fonctionnait au *niveau des lignes*, était implantée profondément dans l'*exécuteur*. Le système de règles était appelé à chaque fois qu'il fallait accéder une ligne individuelle. Cette implantation a été supprimée en 1995 quand la dernière version officielle du projet Berkeley Postgres a été transformée en Postgres95 ;

- la deuxième implantation du système de règles est une technique appelée *réécriture de requêtes*. Le *système de réécriture* est un module qui existe entre l'*étape d'analyse* et le *planificateur/optimiseur*. Cette technique est toujours implantée.

Le système de réécriture de requêtes est vu plus en détails dans le Chapitre 41. Il n'est donc pas nécessaire d'en parler ici. Il convient simplement d'indiquer qu'à la fois l'entrée et la sortie du système sont des arbres de requêtes. C'est-à-dire qu'il n'y a pas de changement dans la représentation ou le niveau de détail sémantique des arbres. La réécriture peut être imaginée comme une forme d'expansion de macro.

51.5. Planificateur/Optimiseur

La tâche du *planificateur/optimiseur* est de créer un plan d'exécution optimal. En fait, une requête SQL donnée (et donc, l'arbre d'une requête) peut être exécutée de plusieurs façons, chacune arrivant au même résultat. Si ce calcul est possible, l'optimiseur de la requête examinera chacun des plans d'exécution possibles pour sélectionner le plan d'exécution estimé comme le plus rapide.

> **Note**
>
> Dans certaines situations, examiner toutes les façons d'exécuter une requête prend beaucoup de temps et de mémoire. En particulier, lors de l'exécution de requêtes impliquant un grand nombre de jointures. Pour déterminer un plan de requête raisonnable (mais pas forcément optimal) en un temps raisonnable, PostgreSQL utilise un *Genetic Query Optimizer* (voir Chapitre 60) dès lors que le nombre de jointures dépasse une certaine limite (voir geqo_threshold).

La procédure de recherche du planificateur fonctionne avec des structures de données appelés *chemins*, simples représentations minimales de plans ne contenant que l'information nécessaire au planificateur pour prendre ses décisions. Une fois le chemin le moins coûteux déterminé, un *arbre plan* est construit pour être passé à l'exécuteur. Celui-ci représente le plan d'exécution désiré avec suffisamment de détails pour que l'exécuteur puisse le lancer. Dans le reste de cette section, la distinction entre chemins et plans est ignorée.

51.5.1. Engendrer les plans possibles

Le planificateur/optimiseur commence par engendrer des plans de parcours de chaque relation (table) invididuelle utilisée dans la requête. Les plans possibles sont déterminés par les index disponibles pour chaque relation. Un parcours séquentiel de relation étant toujours possible, un plan de parcours séquentiel est systématiquement créé. Soit un index défini sur une relation (par exemple un index B-tree) et une requête qui contient le filtre `relation.attribut OPR constante`. Si `relation.attribut` correspond à la clé de l'index B-tree et `OPR` est un des opérateurs listés dans la *classe d'opérateurs* de l'index, un autre plan est créé en utilisant l'index B-tree pour parcourir la relation. S'il existe d'autres index et que les restrictions de la requête font correspondre une clé à un index, d'autres plans sont considérés. Des plans de parcours d'index sont également créés pour les index dont l'ordre de tri peut correspondre à la clause `ORDER BY` de la requête (s'il y en a une), ou dont l'ordre de tri peut être utilisé dans une jointure de fusion (cf. plus bas).

Si la requête nécessite de joindre deux, ou plus, relations, les plans de jointure des relations sont considérés après la découverte de tous les plans possibles de parcours des relations uniques. Les trois stratégies possibles de jointure sont :

- *jointure de boucle imbriquée* (*nested loop join*) : la relation de droite est parcourue une fois pour chaque ligne trouvée dans la relation de gauche. Cette stratégie est facile à implanter mais peut être très coûteuse en temps. (Toutefois, si la relation de droite peut être parcourue à l'aide d'un index, ceci peut être une bonne stratégie. Il est possible d'utiliser les valeurs issues de la ligne courante de la relation de gauche comme clés du parcours d'index à droite.)

- *jointure de fusion* (*merge join*) : chaque relation est triée selon les attributs de la jointure avant que la jointure ne commence. Puis, les deux relations sont parcourues en parallèle et les lignes correspondantes sont combinées pour former des lignes jointes. Ce type de jointure est plus intéressant parce que chaque relation n'est parcourue qu'une seule fois. Le tri requis peut être réalisé soit par une étape explicite de tri soit en parcourant la relation dans le bon ordre en utilisant un index sur la clé de la jointure ;

- *jointure de hachage* (*hash join*) : la relation de droite est tout d'abord parcourue et chargée dans une table de hachage en utilisant ses attributs de jointure comme clés de hachage. La relation de gauche est ensuite parcourue et les valeurs appropriées de chaque ligne trouvée sont utilisées comme clés de hachage pour localiser les lignes correspondantes dans la table.

Quand la requête implique plus de deux relations, le résultat final doit être construit à l'aide d'un arbre d'étapes de jointure, chacune à deux entrées. Le planificateur examine les séquences de jointure possibles pour trouver le moins cher.

Si la requête implique moins de geqo_threshold relations, une recherche quasi-exhaustive est effectuée pour trouver la meilleure séquence de jointure. Le planificateur considère préférentiellement les jointures entre paires de relations pour lesquelles existe une clause de jointure correspondante dans la qualification `WHERE` (i.e. pour lesquelles existe une restriction de la forme `where rel1.attr1=rel2.attr2`). Les paires jointes pour lesquelles il n'existe pas de clause de jointure ne sont considérées que lorsqu'il n'y a plus d'autre choix, c'est-à-dire qu'une relation particulière n'a pas de clause de jointure avec une autre relation. Tous les plans possibles sont créés pour chaque paire jointe considérée par le planificateur. C'est alors celle qui est (estimée) la moins coûteuse qui est choisie.

Lorsque `geqo_threshold` est dépassé, les séquences de jointure sont déterminées par heuristique, comme cela est décrit dans Chapitre 60. Pour le reste, le processus est le même.

L'arbre de plan terminé est composé de parcours séquentiels ou d'index des relations de base, auxquels s'ajoutent les nœuds des jointures en boucle, des jointures de tri fusionné et des jointures de hachage si nécessaire, ainsi que toutes les étapes auxiliaires nécessaires, telles que les nœuds de tri ou les nœuds de calcul des fonctions d'agrégat. La plupart des types de nœud de plan ont la capacité supplémentaire de faire une *sélection* (rejet des lignes qui ne correspondent pas à une condition booléenne indiquée) et une *projection* (calcul d'un ensemble dérivé de colonnes fondé sur des valeurs de colonnes données, par l'évaluation d'expressions scalaires si nécessaire). Une des responsabilités du planificateur est d'attacher les conditions de sélection issues de la clause `WHERE` et le calcul des expressions de sortie requises aux nœuds les plus appropriés de l'arbre de plan.

51.6. Exécuteur

L'*exécuteur* prend le plan créé par le planificateur/optimiseur et l'exécute récursivement pour extraire l'ensemble requis de lignes. Il s'agit principalement d'un mécanisme de pipeline en demande-envoi. Chaque fois qu'un nœud du plan est appelé, il doit apporter une ligne supplémentaire ou indiquer qu'il a fini d'envoyer des lignes.

Pour donner un exemple concret, on peut supposer que le nœud supérieur est un nœud `MergeJoin`. Avant de pouvoir faire une fusion, deux lignes doivent être récupérées (une pour chaque sous-plan). L'exécuteur s'appelle donc récursivement pour exécuter les sous-plans (en commençant par le sous-plan attaché à l'`arbre gauche`). Le nouveau nœud supérieur (le nœud supérieur du sous-plan gauche) est, par exemple, un nœud `Sort` (NdT : Tri) et un appel récursif est une nouvelle fois nécessaire pour obtenir une ligne en entrée. Le nœud fils de `Sort` pourrait être un nœud `SeqScan`, représentant la lecture réelle d'une table. L'exécution de ce nœud impose à l'exécuteur de récupérer une ligne à partir de la table et de la retourner au nœud appelant. Le nœud `Sort` appelle de façon répétée son fils pour obtenir toutes les lignes à trier. Quand l'entrée est épuisée (indiqué par le nœud fils renvoyant un NULL au lieu d'une ligne), le code de `Sort` est enfin capable de renvoyer sa première ligne en sortie, c'est-à-dire le premier suivant l'ordre de tri. Il conserve les lignes restantes en mémoire de façon à les renvoyer dans le bon ordre en réponse à des demandes ultérieures.

Le nœud `MergeJoin` demande de la même façon la première ligne à partir du sous-plan droit. Ensuite, il compare les deux lignes pour savoir si elles peuvent être jointes ; si c'est le cas, il renvoie la ligne de jointure à son appelant. Au prochain appel, ou immédiatement, s'il ne peut pas joindre la paire actuelle d'entrées, il avance sur la prochaine ligne d'une des deux tables (suivant le résultat de la comparaison), et vérifie à nouveau la correspondance. Éventuellement, un des sous-plans est épuisé et le nœud `MergeJoin` renvoie NULL pour indiquer qu'il n'y a plus de lignes jointes à former.

Les requêtes complexes peuvent nécessiter un grand nombre de niveaux de nœuds pour les plans, mais l'approche générale est la même : chaque nœud est exécuté et renvoie sa prochaine ligne en sortie à chaque fois qu'il est appelé. Chaque nœud est responsable aussi de l'application de toute expression de sélection ou de projection qui lui a été confiée par le planificateur.

Le mécanisme de l'exécuteur est utilisé pour évaluer les quatre types de requêtes de base en SQL : `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE`. Pour `SELECT`, le code de l'exécuteur de plus haut niveau a uniquement besoin d'envoyer chaque ligne retournée par l'arbre plan de la requête vers le client. `INSERT ... SELECT`, `UPDATE`, and `DELETE` sont en réalité des `SELECT` sous un nœud de plan haut niveau appelé `ModifyTable`.

`INSERT ... SELECT` remplit les lignes de `ModifyTable` pour insertion. Pour `UPDATE`, l'optimiseur s'arrange pour que chaque ligne traitée inclut toutes les valeurs mises à jour des colonnes, plus le *TID* (*tuple ID*, ou identifiant de ligne) de la ligne cible originale ; cette donnée est envoyée au nœud `ModifyTable`, qui utilise l'information pour créer un nouveau nœud mis à jour et pour marquer l'ancienne ligne comme supprimée. Pour `DELETE`, la seule colonne qui est réellement renvoyée par le plan est le TID, et le nœud `ModifyTable` utilise simplement le TID pour visiter chaque ligne cible et la marquer supprimée.

Une simple commande `INSERT ... VALUES` crée un arbre de plan trivial consistant en un seul nœud `Result`, qui calcule seulement une ligne résultat, en l'envoyant à `ModifyTable` pour réaliser l'insertion.

Chapitre 52. Catalogues système

Les catalogues système représentent l'endroit où une base de données relationnelle stocke les métadonnées des schémas, telles que les informations sur les tables et les colonnes, et des données de suivi interne. Les catalogues système de PostgreSQL sont de simples tables. Elle peuvent être supprimées et recrées. Il est possible de leur ajouter des colonnes, d'y insérer et modifier des valeurs, et de mettre un joyeux bazar dans le système. En temps normal, l'utilisateur n'a aucune raison de modifier les catalogues système, il y a toujours des commandes SQL pour le faire. (Par exemple, `CREATE DATABASE` insère une ligne dans le catalogue `pg_database` -- et crée physiquement la base de données sur le disque.) Il y a des exceptions pour certaines opérations particulièrement ésotériques, mais la plupart d'entre elles ont été mises à disposition sous la forme de commandes SQL. De ce fait, la modification directe des les catalogues systèmes est de moins en moins vrai.

52.1. Aperçu

Tableau 52.1 liste les catalogues système. Une documentation plus détaillée des catalogues système suit.

La plupart des catalogues système sont recopiés de la base de données modèle lors de la création de la base de données et deviennent alors spécifiques à chaque base de données. Un petit nombre de catalogues sont physiquement partagés par toutes les bases de données d'une installation de PostgreSQL. Ils sont indiqués dans les descriptions des catalogues.

Tableau 52.1. Catalogues système

Nom du catalogue	Contenu
`pg_aggregate`	fonctions d'agrégat
`pg_am`	méthodes d'accès aux index
`pg_amop`	opérateurs des méthodes d'accès
`pg_amproc`	fonctions de support des méthodes d'accès
`pg_attrdef`	valeurs par défaut des colonnes
`pg_attribute`	colonnes des tables (« attributs »)
`pg_authid`	identifiants d'autorisation (rôles)
`pg_auth_members`	relations d'appartenance aux identifiants d'autorisation
`pg_cast`	conversions de types de données (*cast*)
`pg_class`	tables, index, séquences, vues (« relations »)
`pg_collation`	collationnement (information locale)
`pg_constraint`	contraintes de vérification, contraintes uniques, contraintes de clés primaires, contraintes de clés étrangères
`pg_conversion`	informations de conversions de codage
`pg_database`	bases de données du cluster PostgreSQL
`pg_db_role_setting`	configuration par rôle et par base de données
`pg_default_acl`	droits par défaut sur des types d'objets
`pg_depend`	dépendances entre objets de la base de données
`pg_description`	descriptions ou commentaires des objets de base de données
`pg_enum`	définitions des labels et des valeurs des enum
`pg_event_trigger`	triggers sur événement
`pg_extension`	extensions installées

Nom du catalogue	Contenu
pg_foreign_data_wrapper	définitions des wrappers de données distantes
pg_foreign_server	définitions des serveurs distants
pg_foreign_table	informations supplémentaires sur les tables distantes
pg_index	informations supplémentaires des index
pg_inherits	hiérarchie d'héritage de tables
pg_init_privs	droits initiaux des objets
pg_language	langages d'écriture de fonctions
pg_largeobject	pages de données pour les « Large Objects »
pg_largeobject_metadata	métadonnées pour les « Large Objects »
pg_namespace	schémas
pg_opclass	classes d'opérateurs de méthodes d'accès
pg_operator	opérateurs
pg_opfamily	familles d'opérateurs de méthodes d'accès
pg_partitioned_table	clés de partitionnement des tables
pg_pltemplate	données modèles pour les langages procéduraux
pg_policy	politiques de sécurité niveau ligne
pg_proc	fonctions et procédures
pg_publication	publications pour la réplication logique
pg_publication_rel	correspondance relation-publication
pg_range	informations sur les types d'intervalles de données
pg_replication_origin	origines de réplication enregistrées
pg_rewrite	règles de réécriture de requêtes
pg_seclabel	labels de sécurité sur les objets d'une base de données
pg_sequence	séquences
pg_shdepend	dépendances sur les objets partagés
pg_shdescription	commentaires sur les objets partagés
pg_shseclabel	labels de sécurité sur des objets partagés
pg_statistic	statistiques de l'optimiseur de requêtes
pg_statistic_ext	statistiques étendues de l'optimiseur de requêtes
pg_subscription	souscriptions pour la réplication logique
pg_subscription_rel	état des relations pour les souscriptions
pg_tablespace	*tablespaces* du cluster de bases de données
pg_transform	transformations (conversions de types de données vers les langages procéduraux)
pg_trigger	déclencheurs
pg_ts_config	configuration de la recherche plein texte
pg_ts_config_map	configuration de la recherche plein texte pour la correspondance des lexèmes (*token*)
pg_ts_dict	dictionnaires de la recherche plein texte
pg_ts_parser	analyseurs de la recherche plein texte
pg_ts_template	modèles de la recherche plein texte

Nom du catalogue	Contenu
pg_type	types de données
pg_user_mapping	correspondance d'utilisateurs sur des serveurs distants

52.2. pg_aggregate

Le catalogue pg_aggregate stocke les informations concernant les fonctions d'agrégat. Une fonction d'agrégat est une fonction qui opère sur un ensemble de données (typiquement une colonne de chaque ligne qui correspond à une condition de requête) et retourne une valeur unique calculée à partir de toutes ces valeurs. Les fonctions d'agrégat classiques sont sum (somme), count (compteur) et max (plus grande valeur). Chaque entrée de pg_aggregate est une extension d'une entrée de pg_proc. L'entrée de pg_proc contient le nom de l'agrégat, les types de données d'entrée et de sortie, et d'autres informations similaires aux fonctions ordinaires.

Tableau 52.2. Les colonnes de pg_aggregate

Nom	Type	Références	Description
aggfnoid	regproc	pg_proc.oid	OID pg_proc de la fonction d'agrégat
aggkind	char		Type d'agrégat : n pour les agrégats « normaux » (standards), o pour les agrégats d'« ensemble trié », ou h pour les agrégats d'« ensembles hypothétiques »
aggnumdirectargs	int2		Nombre d'arguments directs (non agrégés) d'un ensemble trié ou d'un ensemble hypothétique, comptant un tableau variadique comme un seul argument. Si cette valeur est égale à pronargs, l'agrégat doit être variadique et le tableau variadique décrit aussi les arguments agrégés ainsi que les arguments directs finaux. Toujours à 0 pour les agrégats standards.
aggtransfn	regproc	pg_proc.oid	Fonction de transition
aggfinalfn	regproc	pg_proc.oid	Fonction finale (0 s'il n'y en a pas)
aggcombinefn	regproc	pg_proc.oid	Fonction combine (zero s'il n'y en a pas)
aggserialfn	regproc	pg_proc.oid	Fonction de sérialisation (zero s'il n'y en a pas)
aggdeserialfn	regproc	pg_proc.oid	Fonction de désérialisation (zero s'il n'y en a pas)
aggmtransfn	regproc	pg_proc.oid	Fonction de transition en avant pour le mode d'agrégat avec déplacement (zéro sinon)
aggminvtransfn	regproc	pg_proc.oid	Fonction de transition inverse pour le mode d'agrégat avec déplacement (zéro sinon)
aggmfinalfn	regproc	pg_proc.oid	Fonction finale pour le mode d'agrégat avec déplacement (zéro sinon)
aggfinalextra	bool		Vrai pour passer des arguments supplémentaires à aggfinalfn

Nom	Type	Références	Description
aggmfinalextra	bool		Vrai pour passer des arguments supplémentaires à aggmfinalfn
aggfinalmodify	char		Si aggfinalfn modifie la valeur d'état de transition : r s'il est en lecture seule, s si aggtransfn ne peut pas être appliqué après aggfinalfn, ou w s'il écrit sur la valeur
aggmfinalmodify	char		Comme aggfinalmodify, mais pour aggmfinalfn
aggsortop	oid	pg_operator.oid	Opérateur de tri associé (0 s'il n'y en a pas)
aggtranstype	oid	pg_type.oid	Type de la donnée interne de transition (état) de la fonction d'agrégat
aggtransspace	int4		Taille moyenne approximative (en octets) des données de l'état de transition, ou zéro pour utiliser une estimation par défaut
aggmtranstype	oid	pg_type.oid	Type de données de la transition interne (état) de la fonction d'agrégat pour le mode d'agrégat avec déplacement (zéro sinon)
aggmtransspace	int4		Taille moyenne approximative (en octets) des données d'état de transition pour le mode d'agrégat avec déplacement ou zéro pour utiliser une estimation par défaut
agginitval	text		Valeur initiale de la fonction de transition. C'est un champ texte qui contient la valeur initiale dans sa représentation externe en chaîne de caractères. Si ce champ est NULL, la valeur d'état de transition est initialement NULL.
aggminitval	text		La valeur initiale de l'état de transition pour le mode d'agrégat avec déplacement. C'est un champ texte contenant la valeur initiale dans sa représentation externe sous forme de chaîne. Si ce champ est NULL, la valeur de l'état de transition commence avec NULL.

Les nouvelles fonctions d'agrégat sont enregistrées avec la commande CREATE AGGREGATE. La Section 38.11 fournit de plus amples informations sur l'écriture des fonctions d'agrégat et sur la signification des fonctions de transition.

52.3. pg_am

Le catalogue pg_am stocke les informations concernant les méthodes d'accès aux relations. On trouve une ligne par méthode d'accès supportée par le système. Actuellement, seuls les index ont des méthodes d'accès. Ce qui concerne les méthodes d'accès aux index est discuté en détails dans Chapitre 61.

Tableau 52.3. Colonnes de pg_am

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
amname	name		Nom de la méthode d'accès
amhandler	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction gestionnaire responsable de la fourniture des informations sur la méthode d'accès
amtype	char		Actuellement toujours à i pour indiquer une méthode d'accès à un index. D'autres valeurs pourraient être autorisées dans le futur.

> **Note**
>
> Avant PostgreSQL 9.6, pg_am contenait plusieurs colonnes supplémentaires représentant des propriétés des méthodes d'accès aux index. Ces données sont maintenant uniquement visibles au niveau du code C. Néanmoins, pg_index_column_has_property() et les fonctions relatives ont été ajoutées pour permettre aux requêtes SQL d'inspecter les propriétés des méthodes d'accès aux index. Voir Tableau 9.63.

52.4. pg_amop

Le catalogue pg_amop stocke les informations concernant les opérateurs associés aux familles d'opérateurs des méthodes d'accès aux index. Il y a une ligne pour chaque opérateur membre d'une famille. Un membre d'une famille peut être soit un opérateur de *recherche* soit un opérateur de *tri*. Un opérateur peut apparaître dans plus d'une famille, mais ne peut pas apparaître dans plus d'une position à l'intérieur d'une famille.

Tableau 52.4. Colonnes de pg_amop

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
amopfamily	oid	pg_opfamily.oid	La famille d'opérateur
amoplefttype	oid	pg_type.oid	Type de données en entrée, côté gauche, de l'opérateur
amoprighttype	oid	pg_type.oid	Type de données en entrée, côté droit, de l'opérateur
amopstrategy	int2		Numéro de stratégie d'opérateur
amoppurpose	char		But de l'opérateur, soit s pour recherche soit o pour tri
amopopr	oid	pg_operator.oid	OID de l'opérateur
amopmethod	oid	pg_am.oid	Méthode d'accès à l'index pour cette famille d'opérateur
amopsortfamily	oid	pg_opfamily.oid	La famille d'opérateur B-tree utilisée par cette entrée pour trier s'il s'agit d'un opérateur de tri ; zéro s'il s'agit d'un opérateur de recherche

Un opérateur de « recherche » indique qu'un index de cet opérateur peut être utilisé pour rechercher toutes les lignes satisfaisant une clause `WHERE` *`colonne_indexée opérateur constante`*. Cet opérateur doit évidemment renvoyer un booléen et le type de l'entrée gauche doit correspondre au type de données de la colonne de l'index.

Un opérateur de « tri » indique qu'un index de cette famille d'opérateur peut être parcouru pour renvoyer les lignes dans l'ordre représenté par une clause `ORDER BY` *`colonne_indexée opérateur constante`*. Cet opérateur peut renvoyer tout type de données triable, bien que le type de l'entrée gauche doit correspondre au type de données de la colonne de l'index. La sémantique exacte de la clause `ORDER BY` est spécifié par la colonne `amopsortfamily` qui doit référencer une famille d'opérateur B-tree pour le type de résultat de l'opérateur.

> **Note**
>
> Actuellement, il est supposé que l'ordre de tri pour un opérateur de tri est celui par défaut de la famille d'opérateur référencée, c'est-à-dire `ASC NULLS LAST`. Ceci pourrait changer en ajoutant des colonnes supplémentaires pour y indiquer explicitement les options de tri.

Une entrée dans `amopmethod` doit correspondre au `opfmethod` de sa famille d'opérateur parent (l'inclusion de `amopmethod` à ce niveau est une dénormalisation intentionnelle de la structure du catalogue pour des raisons de performance). De plus, `amoplefttype` et `amoprighttype` doivent correspondre aux champs `oprleft` et `oprright` de l'entrée `pg_operator` référencée.

52.5. `pg_amproc`

Le catalogue `pg_amproc` stocke les informations concernant les fonctions de support associées aux familles d'opérateurs de méthodes d'accès. Il y a une ligne pour chaque fonction de support appartenant à une famille.

Tableau 52.5. Colonnes de `pg_amproc`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`amprocfamily`	`oid`	`pg_opfamily.oid`	La famille d'opérateur
`amproclefttype`	`oid`	`pg_type.oid`	Type de données en entrée, côté gauche, de l'opérateur associé
`amprocrighttype`	`oid`	`pg_type.oid`	Type de données en entrée, côté droit, de l'opérateur associé
`amprocnum`	`int2`		Numéro de fonction de support
`amproc`	`regproc`	`pg_proc.oid`	OID de la fonction

On interprète habituellement les champs `amproclefttype` et `amprocrighttype` comme identifiant les types de données des côtés gauche et droit d'opérateur(s) supporté(s) par une fonction particulière. Pour certaines méthodes d'accès, ils correspondent aux types de données en entrée de la fonction elle-même. Il existe une notion de fonctions de support par « défaut » pour un index, fonctions pour lesquelles `amproclefttype` et `amprocrighttype` sont tous deux équivalents à l'`opcintype` de la classe d'opérateur de l'index.

52.6. `pg_attrdef`

Le catalogue `pg_attrdef` stocke les valeurs par défaut des colonnes. Les informations principales des colonnes sont stockées dans `pg_attribute` (voir plus loin). Seules les colonnes pour lesquelles

une valeur par défaut est explicitement indiquée (quand la table est créée ou quand une colonne est ajoutée) ont une entrée dans `pg_attrdef`.

Tableau 52.6. Colonnes de `pg_attrdef`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`adrelid`	`oid`	`pg_class.oid`	La table à laquelle appartient la colonne
`adnum`	`int2`	`pg_attribute.attnum`	Numéro de la colonne
`adbin`	`pg_node_tree`		Représentation interne de la valeur par défaut de la colonne
`adsrc`	`text`		Représentation lisible de la valeur par défaut

Le champ `adsrc` est historique. Il est préférable de ne pas l'utiliser parce qu'il ne conserve pas de trace des modifications qui peuvent affecter la représentation de la valeur par défaut. La compilation inverse du champ `adbin` (avec `pg_get_expr` par exemple) est une meilleure façon d'afficher la valeur par défaut.

52.7. `pg_attribute`

Le catalogue `pg_attribute` stocke les informations concernant les colonnes des tables. Il y a exactement une ligne de `pg_attribute` par colonne de table de la base de données. (Il y a aussi des attributs pour les index et, en fait, tous les objets qui possèdent des entrées dans `pg_class`.)

Le terme attribut, équivalent à colonne, est utilisé pour des raisons historiques.

Tableau 52.7. Colonnes de `pg_attribute`

Nom	Type	Références	Description
`attrelid`	`oid`	`pg_class.oid`	La table à laquelle appartient la colonne
`attname`	`name`		Le nom de la colonne
`atttypid`	`oid`	`pg_type.oid`	Le type de données de la colonne
`attstattarget`	`int4`		Contrôle le niveau de détail des statistiques accumulées pour la colonne par ANALYZE. Une valeur 0 indique qu'aucune statistique ne doit être collectée. Une valeur négative indique d'utiliser l'objectif de statistiques par défaut. Le sens exact d'une valeur positive dépend du type de données. Pour les données scalaires, `attstattarget` est à la fois le nombre de « valeurs les plus courantes » à collecter et le nombre d'histogrammes à créer.
`attlen`	`int2`		Une copie de `pg_type.typlen` pour le type de la colonne.
`attnum`	`int2`		Le numéro de la colonne. La numérotation des colonnes ordinaires démarre à 1. Les colonnes système, comme les `oid`, ont des numéros négatifs arbitraires.

Nom	Type	Références	Description
attndims	int4		Nombre de dimensions, si la colonne est de type tableau, sinon 0. (Pour l'instant, le nombre de dimensions des tableaux n'est pas contrôlé, donc une valeur autre que 0 indique que « c'est un tableau ».)
attcacheoff	int4		Toujours -1 sur disque, mais peut être mis à jour lorsque la ligne est chargée en mémoire, pour mettre en cache l'emplacement de l'attribut dans la ligne.
atttypmod	int4		Stocke des données spécifiques au type de données précisé lors de la création de la table (par exemple, la taille maximale d'une colonne de type varchar). Il est transmis aux fonctions spécifiques au type d'entrée de données et de vérification de taille. La valeur est généralement -1 pour les types de données qui n'ont pas besoin de atttypmod.
attbyval	bool		Une copie de pg_type.typbyval du type de la colonne.
attstorage	char		Contient normalement une copie de pg_type.typstorage du type de la colonne. Pour les types de données TOASTables, cette valeur peut être modifiée après la création de la colonne pour en contrôler les règles de stockage.
attalign	char		Une copie de pg_type.typalign du type de la colonne.
attnotnull	bool		Indique une contrainte de non-nullité de colonne. Il est possible de changer cette colonne pour activer ou désactiver cette contrainte.
atthasdef	bool		Indique que la colonne a une valeur par défaut. Dans ce cas, il y a une entrée correspondante dans le catalogue pg_attrdef pour définir cette valeur.
atthasmissing	bool		Cette colonne a une valeur qui est utilisée quand la colonne est complètement manquante de la ligne, ce qui arrive quand une colonne est ajoutée avec une valeur par défaut et non volatile (contrainte DEFAULT) après la création de la ligne. La valeur actuellement utilisée est enregistrée dans la colonne attmissingval.
attidentity	char		Si vide (''), alors ce n'est pas une colonne identité. Sinon, a signifie toujours généré alors que d signifie généré par défaut.

Nom	Type	Références	Description
attisdropped	bool		Indique que la colonne a été supprimée et n'est plus valide. Une colonne supprimée est toujours présente physiquement dans la table, mais elle est ignorée par l'analyseur de requête et ne peut être accédée en SQL.
attislocal	bool		La colonne est définie localement dans la relation. Une colonne peut être simultanément définie localement et héritée.
attinhcount	int4		Nombre d'ancêtres directs de la colonne. Une colonne qui a au moins un ancêtre ne peut être ni supprimée ni renommée.
attcollation	oid	pg_collation.oid	Le collationnement défini de la colonne, ou zéro si la colonne n'est pas un type de données collationnable.
attacl	aclitem[]		Droits d'accès niveau colonne, s'il y en a qui ont été spécifiquement accordés à cette colonne
attoptions	text[]		Options au niveau colonne, en tant que chaînes du type « motclé=valeur »
attfdwoptions	text[]		Options du wrapper de données distances, au niveau colonne, en tant que chaînes du type « keyword=value »
attmissingval	anyarray		Cette colonne a un tableau à un élément contenant la valeur utilisée quand la colonne est complètement manquante de la ligne, comme cela peut survenir quand la colonne est ajoutée avec une valeur par défaut (DEFAULT) non volatile après la création de la ligne. La valeur est seulement utilisée quand atthasmissing est true. S'il n'y a pas de valeur, la colonne est NULL.

Dans l'entrée pg_attribute d'une colonne supprimée, atttypid est réinitialisée à 0 mais attlen et les autres champs copiés à partir de pg_type sont toujours valides. Cet arrangement est nécessaire pour s'adapter à la situation où le type de données de la colonne supprimée a été ensuite supprimé et qu'il n'existe donc plus de ligne pg_type. attlen et les autres champs peuvent être utilisés pour interpréter le contenu d'une ligne de la table.

52.8. pg_authid

Le catalogue pg_authid contient les informations concernant les identifiants pour les autorisations d'accès aux bases de données (rôles). Un rôle englobe les concepts d'« utilisateur » et de « groupe ». Un utilisateur est essentiellement un rôle qui a l'attribut de connexion (rolcanlogin). Tout rôle (avec ou sans rolcanlogin) peut avoir d'autres rôles comme membres ; voir pg_auth_members.

Comme ce catalogue contient les mots de passe, il ne doit pas être lisible par tout le monde. pg_roles est une vue, lisible par tout le monde, de pg_authid qui masque le champ du mot de passe.

Chapitre 21 contient des informations détaillées sur les utilisateurs et sur la gestion des droits.

Comme l'identité des utilisateurs est identique pour tout le cluster de bases de données, `pg_authid` est partagé par toutes les bases du cluster ; il n'existe qu'une seule copie de `pg_authid` par cluster, non une par base de données.

Tableau 52.8. Colonnes de `pg_authid`

Nom	Type	Description
`oid`	`oid`	Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`rolname`	`name`	Nom du rôle
`rolsuper`	`bool`	Le rôle est superutilisateur
`rolinherit`	`bool`	Le rôle hérite automatiquement des droits des rôles dont il est membre
`rolcreaterole`	`bool`	Le rôle peut créer d'autres rôles
`rolcreatedb`	`bool`	Le rôle peut créer des bases de données
`rolcanlogin`	`bool`	Le rôle peut se connecter, c'est-à-dire qu'il peut être donné comme identifiant d'autorisation de session.
`rolreplication`	`bool`	Le rôle est un rôle de réplication. Ce type de rôle peut initier des connexions de réplication et créer/supprimer des slots de réplication.
`rolconnlimit`	`int4`	Pour les rôles qui peuvent se connecter, indique le nombre maximum de connexions concurrentes que le rôle peut initier. -1 signifie qu'il n'y a pas de limite, -2 indique que la base de données est invalide.
`rolpassword`	`text`	Le mot de passe (éventuellement chiffré) ; NULL si aucun. Le format dépend de la forme de chiffrement utilisé.
`rolvaliduntil`	`timestamptz`	Date d'expiration du mot de passe (utilisée uniquement pour l'authentification par mot de passe) ; NULL si indéfiniment valable

Pour un mot de passe chiffré en MD5, la colonne `rolpassword` commencera avec la chaîne `md5` suivi d'un hachage MD5 hexadécimal sur 32 caractères. Le hachage MD5 sera à partir du mot de passe de l'utilisateur concaténé au nom de l'utilisateur. Par exemple, si l'utilisateur `joe` a pour mot de passe `xyzzy`, PostgreSQL enregistrera le hachage MD5 de `xyzzyjoe`.

Si le mot de passe est chiffré avec SCRAM-SHA-256, il a le format :

```
SCRAM-SHA-256$<nombre
 d'itération>:<sel>$<CléEnregistrée>:<CléServeur>
```

où *`sel`*, *`CléEnregistré`* et *`CléServeur`* sont dans un format Base64. Ce format est le même que celui spécifié par la RFC 5803.

Un mot de passe qui ne suit aucun de ces formats est supposé non chiffré.

52.9. `pg_auth_members`

Le catalogue `pg_auth_members` contient les relations d'appartenance entre les rôles. Tout ensemble non circulaire d'appartenances est autorisé.

Parce que les identités de l'utilisateur sont valables sur l'ensemble du cluster, `pg_auth_members` est partagé par toutes les bases de données d'un cluster : il n'existe qu'une seule copie de `pg_auth_members` par cluster, pas une par base de données.

Tableau 52.9. Colonnes de `pg_auth_members`

Nom	Type	Références	Description
`roleid`	`oid`	`pg_authid.oid`	Identifiant d'un rôle qui a un membre
`member`	`oid`	`pg_authid.oid`	Identifiant d'un rôle qui est membre d'un `roleid`
`grantor`	`oid`	`pg_authid.oid`	Identifiant du rôle qui a autorisé cette appartenance
`admin_option`	`bool`		Vrai si `member` peut donner l'appartenance à `roleid` aux autres

52.10. `pg_cast`

Le catalogue `pg_cast` stocke les chemins de conversion de type de donnée, qu'il s'agisse de ceux par défaut ou ceux définis par un utilisateur.

`pg_cast` ne représente pas toutes les conversions de type que le système connaît, seulement celles qui ne peuvent pas se déduire à partir de règles génériques. Par exemple, la conversion entre un domaine et son type de base n'est pas représentée explicitement dans `pg_cast`. Autre exception importante : « les conversions automatiques d'entrée/sortie », celles réalisées en utilisant les propres fonctions d'entrée/sortie du type de données pour convertir vers ou à partir du `text` ou des autres types de chaînes de caractères, ne sont pas représentées explicitement dans `pg_cast`.

Tableau 52.10. Colonnes de `pg_cast`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`castsource`	`oid`	`pg_type.oid`	OID du type de données source
`casttarget`	`oid`	`pg_type.oid`	OID du type de données cible
`castfunc`	`oid`	`pg_proc.oid`	OID de la fonction à utiliser pour réaliser la conversion. 0 si la méthode ne requiert pas une fonction.
`castcontext`	`char`		Indique dans quel contexte la conversion peut être utilisée. `e` si seules les conversions explicites sont autorisées (avec `CAST` ou `::`). `a` si les conversions implicites lors de l'affectation à une colonne sont autorisées, en plus des conversions explicites. `i` si les conversions implicites dans les expressions sont autorisées en plus des autres cas.
`castmethod`	`char`		Indique comment la conversion est effectuée. `f` signifie que la fonction indiquée dans le champ `castfunc` est utilisée. `i` signifie que les fonctions d'entrée/sortie sont utilisées. `b` signifie que les types sont binairement

Nom	Type	Références	Description
			coercibles, et que par conséquent aucune conversion n'est nécessaire.

Les fonctions de transtypage listées dans `pg_cast` doivent toujours prendre le type source de la conversion comme type du premier argument et renvoyer le type de destination de la conversion comme type de retour. Une fonction de conversion peut avoir jusqu'à trois arguments. Le deuxième argument, s'il est présent, doit être de type `integer` ; il reçoit le modificateur de type associé avec le type de destination ou 1 s'il n'y en a pas. Le troisième argument, s'il est présent, doit être de type `boolean` ; il reçoit `true` si la conversion est une conversion explicite, `false` sinon.

Il est possible de créer une entrée `pg_cast` dans laquelle les types source et cible sont identiques si la fonction associée prend plus d'un argument. De telles entrées représentent les « fonctions de forçage de longueur » qui forcent la validité des valeurs de ce type pour une valeur particulière du modificateur de type.

Quand une entrée `pg_cast` possède des types différents pour la source et la cible et une fonction qui prend plus d'un argument, le transtypage et le forçage de longueur s'effectuent en une seule étape. Lorsqu'une telle entrée n'est pas disponible, le forçage vers un type qui utilise un modificateur de type implique deux étapes, une de transtypage, l'autre pour appliquer le modificateur.

52.11. `pg_class`

Le catalogue `pg_class` décrit les tables, et les autres objets qui contiennent des colonnes ou ressemblent à une table. Cela inclut les index (mais il faut aussi aller voir dans `pg_index`), les séquences (mais voir aussi `pg_sequence`), les vues, les vues matérialisées, les types composites et les tables TOAST ; voir `relkind`. Par la suite, lorsque l'on parle de « relation », on sous-entend tous ces types d'objets. Les colonnes de `pg_class` ne sont pas toutes significatives pour tous les types de relations.

Tableau 52.11. Colonnes de `pg_class`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`relname`	`name`		Nom de la table, vue, index, etc.
`relnamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	OID du *namespace* qui contient la relation.
`reltype`	`oid`	`pg_type.oid`	OID du type de données qui correspond au type de ligne de la table, s'il y en a un. 0 pour les index qui n'ont pas d'entrée dans `pg_type`.
`reloftype`	`oid`	`pg_type.oid`	Pour les tables typées, l'OID du type composite sous-jacent. Sinon, 0 dans tous les autres cas.
`relowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire de la relation.
`relam`	`oid`	`pg_am.oid`	S'il s'agit d'un index, OID de la méthode d'accès utilisée (B-tree, hash, etc.)
`relfilenode`	`oid`		Nom du fichier disque de la relation ; zéro signifie que c'est une relation « mapped » dont le nom de fichier est déterminé par un statut de bas niveau.
`reltablespace`	`oid`	`pg_tablespace.oid`	Le *tablespace* dans lequel est stocké la relation. Si 0, il s'agit du *tablespace* par défaut de la base de données. (Sans intérêt si la relation n'est pas liée à un fichier disque.)

Nom	Type	Références	Description
relpages	int4		Taille du fichier disque, exprimée en pages (de taille BLCKSZ). Ce n'est qu'une estimation utilisée par le planificateur. Elle est mise à jour par les commandes VACUUM, ANALYZE et quelques commandes DDL comme CREATE INDEX.
reltuples	float4		Nombre de lignes de la table. Ce n'est qu'une estimation utilisée par le planificateur. Elle est mise à jour par les commandes VACUUM, ANALYZE et quelques commandes DDL comme CREATE INDEX.
relallvisible	int4		Nombre de pages marquées entièrement visibles dans la carte de visibilité de la table. Ceci n'est qu'une estimation utilisée par le planificateur. Elle est mise à jour par VACUUM, ANALYZE et quelques commandes DDL comme CREATE INDEX.
reltoastrelid	oid	pg_class.oid	OID de la table TOAST associée à cette table. 0 s'il n'y en a pas. La table TOAST stocke les attributs de grande taille « hors ligne » dans une table secondaire.
relhasindex	bool		Vrai si c'est une table et qu'elle possède (ou possédait encore récemment) quelque index.
relisshared	bool		Vrai si cette table est partagée par toutes les bases de données du cluster. Seuls certains catalogues système (comme pg_database) sont partagés.
relpersistence	char		p = table permanente, u = table non tracée dans les journaux de transactions, t = table temporaire
relkind	char		r = table, i = index, S = séquence, t = table TOAST, v = vue, m = vue matérialisée, c = type composite, f = table externe, p = table partitionnée I = index partitionné
relnatts	int2		Nombre de colonnes utilisateur dans la relation (sans compter les colonnes système). Il doit y avoir le même nombre d'entrées dans pg_attribute. Voir aussi pg_attribute.attnum.
relchecks	int2		Nombre de contraintes de vérification (CHECK) sur la table ; voir le catalogue pg_constraint.
relhasoids	bool		Vrai si un OID est engendré pour chaque ligne de la relation.
relhasrules	bool		Vrai si la table contient (ou a contenu) des règles ; voir le catalogue pg_rewrite.
relhastriggers	bool		Vrai si la table a (ou a eu) des triggers ; voir le catalogue pg_trigger
rowsecurity	boolean	pg_class.relrowsecurity	Vrai si la sécurité niveau ligne est activée sur la table

Nom	Type	Références	Description
relhassubclass	bool		Vrai si au moins une table hérite ou a hérité de la table considérée.
relrowsecurity	bool		Vrai si la table a la sécurité niveau ligne activée ; voir le catalogue pg_policy
relforcerowsecurity	bool		Vrai si la sécurité niveau ligne (si activée) s'appliquera aussi au propriétaire de la table ; voir le catalogue pg_policy
relispopulated	bool		Vrai si la relation est peuplée (ceci est vrai pour toutes les relations autres que certaines vues matérialisées)
relreplident	char		Colonnes utilisées pour former une « identité de réplicat » pour les lignes : d = par défaut (clé primaire, si présente), n = rien, f = toutes les colonnes, i = index avec indisreplident configuré (identique à rien si l'index utilisé a été supprimé)
relispartition	bool		True si la table ou l'index est une partition
relrewrite	oid	pg_class.oid	Pour les nouvelles relations écrites lors d'une opération DDL qui requiert une réécriture de la table, cette colonne contient l'OID de la relation originale ; 0 sinon. Cet état est seulement visible en interne ; ce champ ne devrait jamais contenir autre chose que 0 pour une relation visible par l'utilisateur.
relfrozenxid	xid		Tous les ID de transaction avant celui-ci ont été remplacés par un ID de transaction permanent (« frozen »). Ceci est utilisé pour déterminer si la table doit être nettoyée (VACUUM) pour éviter un bouclage des ID de transaction (*ID wraparound*) ou pour compacter pg_xact. 0 (InvalidTransactionId) si la relation n'est pas une table.
relminmxid	xid		Tous les identifiants MultiXact avant celui-ci ont été remplacés par un identifiant de transaction dans cette table. Ceci est utilisé pour tracer si la table a besoin d'être traitée par le VACUUM pour empêcher un bouclage des identifiants MultiXact ou pour permettre à pg_multixact d'être réduits. Cette colonne vaut zéro (InvalidTransactionId) si la relation n'est pas une table.
relacl	aclitem[]		Droits d'accès ; voir GRANT et REVOKE pour plus de détails.
reloptions	text[]		Options spécifiques de la méthode d'accès, représentées par des chaînes du type « motclé=valeur »
relpartbound	pg_node_tree		Si la table est une partition (voir relispartition), représentation interne de la limite de la partition

Plusieurs des drapeaux booléens dans pg_class sont maintenus faiblement : la valeur true est garantie s'il s'agit du bon état, mais elle pourrait ne pas être remise à false immédiatement quand la condition n'est plus vraie. Par exemple, relhasindex est configurée par CREATE INDEX mais n'est jamais remise à false par DROP INDEX. C'est VACUUM qui le fera relhasindex s'il découvre que la table n'a pas d'index. Cet arrangement évite des fenêtres de vulnérabilité et améliore la concurrence.

52.12. pg_event_trigger

Le catalogue pg_event_trigger enregistre les triggers sur événement. Voir Chapitre 40 pour plus d'informations.

Tableau 52.12. Colonnes de pg_event_trigger

Nom	Type	Références	Description
evtname	name		Nom du trigger (doit être unique)
evtevent	name		Identifie l'événement pour lequel ce trigger se déclenche
evtowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire du trigger d'événement
evtfoid	oid	pg_proc.oid	La fonction à appeler
evtenabled	char		Contrôle le mode session_replication_role dans lequel ce trigger d'événement se déclenche. O = le trigger se déclenche dans les modes « origin » et « local », D = le trigger est désactivé, R = le trigger se déclenche dans le mode « replica », A = le trigger se déclenche toujours.
evttags	text[]		Balises de commande pour lesquelles ce trigger va se déclencher. Si NULL, le déclenchement de ce trigger n'est pas restreint sur la base de la balise de commande.

52.13. pg_collation

Le catalogue pg_collation décrit les collationnements disponibles, qui sont essentiellement des correspondances entre un nom SQL et des catégories de locales du système d'exploitation. Voir Section 23.2 pour plus d'informations.

Tableau 52.13. Colonnes de `pg_collation`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`collname`	`name`		Nom du collationnement (unique par schéma et encodage)
`collnamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	L'OID du schéma contenant ce collationnement
`collowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire du collationnement
`collprovider`	`char`		Fournisseur du collationnement : `d` = le défaut de la base de données, `c` = libc, `i` = icu
`collencoding`	`int4`		Encodage pour lequel le collationnement est disponible. -1 s'il fonctionne pour tous les encodages
`collcollate`	`name`		`LC_COLLATE` pour ce collationnement
`collctype`	`name`		`LC_CTYPE` pour ce collationnement
`collversion`	`text`		Version spécifique au fournisseur du collationnement. C'est enregistré quand le collationnement est créé, puis vérifié quand il est utilisé, pour détecter les changements dans la définition du collationnement qui pourraient amener une corruption des données.

Notez que la clé unique de ce catalogue est (`collname`, `collencoding`, `collnamespace`) et non pas seulement (`collname`, `collnamespace`). PostgreSQL ignore habituellement tous les collationnement qui n'ont pas de colonne `collencoding` égale soit à l'encodage de la base de données en cours ou -1. La création de nouvelles entrées de même nom qu'une autre entrée dont `collencoding` vaut -1 est interdite. Du coup, il suffit d'utiliser un nom SQL qualifié du schéma (*`schéma.nom`*) pour identifier un collationnement bien que cela ne soit pas unique d'après la définition du catalogue. Ce catalogue a été défini ainsi car initdb le remplit au moment de l'initialisation de l'instance avec les entrées pour toutes les locales disponibles sur le système, donc il doit être capable de contenir les entrées de tous les encodages qui pourraient être utilisés dans l'instance.

Dans la base de données `template0`, il pourrait être utile de créer les collationnement dont l'encodage ne correspond pas à l'encodage de la base ded onnées car ils pourraient correspondre aux encodages de bases de données créées par la suite à partir de ce modèle de base de données. Cela doit être fait manuellement actuellement.

52.14. `pg_constraint`

Le catalogue `pg_constraint` stocke les vérifications, clés primaires, clés uniques, étrangères et d'exclusion des tables. (Les contraintes de colonnes ne sont pas traitées de manière particulière. Elles sont équivalentes à des contraintes de tables.) Les contraintes NOT NULL sont représentées dans le catalogue `pg_attribute`, pas ici.

Les triggers de contraintes définies par des utilisateurs (créés avec `CREATE CONSTRAINT TRIGGER`) ont aussi une entrée dans cette table.

Les contraintes de vérification de domaine sont également stockées dans ce catalogue.

Tableau 52.14. Colonnes de `pg_constraint`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`conname`	`name`		Nom de la contrainte (pas nécessairement unique !)
`connamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	OID du *namespace* qui contient la contrainte.
`contype`	`char`		`c` = contrainte de vérification, `f` = contrainte de clé étrangère, `p` = contrainte de clé primaire, `u` = contrainte d'unicité, `t` = contrainte trigger, `x` = contrainte d'exclusion
`condeferrable`	`bool`		La contrainte peut-elle être retardée (*deferable*) ?
`condeferred`	`bool`		La contrainte est-elle retardée par défaut ?
`convalidated`	`bool`		La contrainte a-t-elle été validée ? actuellement, peut seulement valoir false pour les clés étrangères et les contraintes CHECK
`conrelid`	`oid`	`pg_class.oid`	Table à laquelle appartient la contrainte ; 0 si ce n'est pas une contrainte de table.
`contypid`	`oid`	`pg_type.oid`	Domaine auquel appartient la contrainte ; 0 si ce n'est pas une contrainte de domaine.
`conindid`	`oid`	`pg_class.oid`	L'index qui force cette contrainte (unique, clé primaire, clé étrangère, d'exclusion) ; sinon 0
`conparentid`	`oid`	`pg_constraint.oid`	La contrainte correspondante dans la table partitionnée parent si c'est une contrainte dans une partition ; sinon 0
`confrelid`	`oid`	`pg_class.oid`	Si c'est une clé étrangère, la table référencée ; sinon 0

Nom	Type	Références	Description
confupdtype	char		Code de l'action de mise à jour de la clé étrangère : a = no action, r = restrict, c = cascade, n = set null, d = set default
confdeltype	char		Code de l'action de suppression de clé étrangère : a = no action, r = restrict, c = cascade, n = set null, d = set default
confmatchtype	char		Type de concordance de la clé étrangère : f = full, p = partial, s = simple
conislocal	bool		Cette contrainte est définie localement dans la relation. Notez qu'une contrainte peut être définie localement et héritée simultanément
coninhcount	int4		Le nombre d'ancêtres d'héritage directs que cette contraite possède. Une contrainte avec un nombre non nul d'ancêtres ne peut être ni supprimée ni renommée.
connoinherit	bool		Cette contrainte est définie localement pour la relation. C'est une contrainte non héritable.
conkey	int2[]	pg_attribute.attnum	S'il s'agit d'une contrainte de table (incluant les clés étrangères mais pas les triggers de contraintes), liste des colonnes contraintes
confkey	int2[]	pg_attribute.attnum	S'il s'agit d'une clé étrangère, liste des colonnes référencées
conpfeqop	oid[]	pg_operator.oid	S'il s'agit d'une clé étrangère, liste des opérateurs d'égalité pour les comparaisons clé primaire/clé étrangère
conppeqop	oid[]	pg_operator.oid	S'il s'agit d'une clé étrangère, liste des opérateurs d'égalité pour les comparaisons clé primaire/clé primaire
conffeqop	oid[]	pg_operator.oid	S'il s'agit d'une clé étrangère, liste des opérateurs d'égalité pour les comparaisons clé étrangère/clé étrangère
conexclop	oid[]	pg_operator.oid	Si une contrainte d'exclusion, liste les opérateurs d'exclusion par colonne
conbin	pg_node_tree		S'il s'agit d'une contrainte de vérification, représentation interne de l'expression
consrc	text		S'il s'agit d'une contrainte de vérification, représentation compréhensible de l'expression

Dans le cas d'une contrainte d'exclusion, conkey est seulement utile pour les éléments contraints qui sont de simples références de colonnes. Dans les autres cas, un zéro apparaît dans conkey et l'index associé doit être consulté pour découvrir l'expression contrainte. (du coup, conkey a le même contenu que pg_index.indkey pour l'index.)

Note

`consrc` n'est pas actualisé lors de la modification d'objets référencés ; par exemple, il ne piste pas les renommages de colonnes. Plutôt que se fier à ce champ, il est préférable d'utiliser `pg_get_constraintdef()` pour extraire la définition d'une contrainte de vérification.

Note

`pg_class.relchecks` doit accepter le même nombre de contraintes de vérification pour chaque relation.

52.15. `pg_conversion`

Le catalogue `pg_conversion` décrit les fonctions de conversion de codage. Voir la commande CREATE CONVERSION pour plus d'informations.

Tableau 52.15. Colonnes de `pg_conversion`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`conname`	`name`		Nom de la conversion (unique au sein d'un *namespace*)
`connamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	OID du *namespace* qui contient la conversion.
`conowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire de la conversion
`conforencoding`	`int4`		ID du codage source
`contoencoding`	`int4`		ID du codage de destination
`conproc`	`regproc`	`pg_proc.oid`	Procédure de conversion
`condefault`	`bool`		Vrai s'il s'agit de la conversion par défaut

52.16. `pg_database`

Le catalogue `pg_database` stocke les informations concernant les bases de données disponibles. Celles-ci sont créées avec la commande CREATE DATABASE. Consulter le Chapitre 22 pour les détails sur la signification de certains paramètres.

Contrairement à la plupart des catalogues système, `pg_database` est partagé par toutes les bases de données d'un cluster : il n'y a qu'une seule copie de `pg_database` par cluster, pas une par base.

Tableau 52.16. Colonnes de `pg_database`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`datname`	`name`		Nom de la base de données
`datdba`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire de la base, généralement l'utilisateur qui l'a créée

Nom	Type	Références	Description
encoding	int4		Encodage de la base de données (la fonction pg_encoding_to_char() peut convertir ce nombre en nom de l'encodage)
datcollate	name		LC_COLLATE pour cette base de données
datctype	name		LC_CTYPE pour cette base de données
datistemplate	bool		Si vrai, alors cette base de données peut être clonée par tout utilisateur ayant l'attribut CREATEDB ; si faux, seuls les superutilisateurs et le propriétaire de la base de données peuvent la cloner.
datallowconn	bool		Si ce champ est faux, alors personne ne peut se connecter à cette base de données. Ceci est utilisé pour interdire toute modification de la base template0.
datconnlimit	int4		Nombre maximum de connexions concurrentes autorisées sur la base de données. -1 indique l'absence de limite.
datlastsysoid	oid		Dernier OID système de la base de données ; utile en particulier pour pg_dump.
datfrozenxid	xid		Tous les ID de transaction avant celui-ci ont été remplacés par un ID de transaction permanent (« frozen »). Ceci est utilisé pour déterminer si la table doit être nettoyée (VACUUM) pour éviter un bouclage des ID de transaction (*ID wraparound*) ou pour compacter pg_xact. C'est la valeur minimale des valeurs par table de pg_class.relfrozenxid.
datminmxid	xid		Tous les identifiants MultiXact avant celui-i ont été remplacés par un identifiant de transaction dans cette table. Ceci est utilisé pour tracer si la base de données a besoin d'être traitée par le VACUUM pour empêcher un bouclage des identifiants MultiXact ou pour permettre à pg_multixact d'être réduit. Il s'agit aussi de la valeur minimale des valeurs de pg_class.relminmxid pour chaque table.
dattablespace	oid	pg_tablespace.oid	Le *tablespace* par défaut de la base de données. Dans cette base de données, toutes les tables pour lesquelles pg_class.reltablespace vaut 0 sont stockées dans celui-ci ; en particulier, tous les catalogues système non partagés s'y trouvent.
datacl	aclitem[]		Droits d'accès ; voir GRANT et REVOKE pour les détails.

52.17. pg_db_role_setting

Le catalogue pg_db_role_setting enregistre les valeurs par défaut qui ont été configurées pour les variables de configuration, pour chaque combinaison de rôle et de base.

Contrairement à la plupart des catalogues systèmes, pg_db_role_setting est partagé parmi toutes les bases de données de l'instance : il n'existe qu'une copie de pg_db_role_setting par instance, pas une par base de données.

Tableau 52.17. Colonnes de pg_db_role_setting

Nom	Type	Références	Description
setdatabase	oid	pg_database.oid	L'OID de la base de données pour laquelle la configuration est applicable ; zéro si cette configuration n'est pas spécifique à une base de données
setrole	oid	pg_authid.oid	L'OID du rôle pour laquelle la configuration est applicable ; zéro si cette configuration n'est pas spécifique à un rôle
setconfig	text[]		Valeurs par défaut pour les variables de configuration

52.18. pg_default_acl

Le catalogue pg_default_acl enregistre les droits initiaux à affecter aux nouveaux objets créés.

Tableau 52.18. Colonnes de pg_default_acl

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
defaclrole	oid	pg_authid.oid	OID du rôle associé à cette entrée
defaclnamespace	oid	pg_namespace.oid	OID du schéma associé à cette entrée, 0 si aucun
defaclobjtype	char		Type de l'objet pour cette entrée : r = relation (table, vue), S = séquence, f = fonction, T = type, n = schéma
defaclacl	aclitem[]		Droits d'accès qu'auront les nouveaux objets de ce type

Une entrée pg_default_acl affiche les droits initiaux affectés à un objet appartenant à l'utilisateur indiqué. Il existe actuellement deux types d'entrées : des entrées « globales » avec defaclnamespace = 0, et des entrées « par schéma » qui référencent un schéma. Si une entrée globale est présente, alors elle *surcharge* les droits par défaut codés en dur pour le type de l'objet.

Une entrée par schéma, si présente, représente les droits à *ajouter* aux droits par défaut globaux ou aux droits codés en dur.

Notez que quand une entrée de droits (ACL) dans un autre catalogue est NULL, cela veut dire que les droits par défaut codés en dur sont utilisés pour cet objet, et *non pas* ce qui pourrait être dans `pg_default_acl` à ce moment. `pg_default_acl` est seulement consulté durant la création de l'objet.

52.19. pg_depend

Le catalogue `pg_depend` enregistre les relations de dépendances entre les objets de la base de données. Cette information permet à la commande `DROP` de trouver les objets qui doivent être supprimés conjointement par la commande `DROP CASCADE` ou au contraire empêchent la suppression dans le cas de `DROP RESTRICT`.

Voir aussi `pg_shdepend`, qui remplit la même fonction pour les dépendances impliquant des objets partagés sur tout le cluster.

Tableau 52.19. Colonnes de `pg_depend`

Nom	Type	Références	Description
`classid`	`oid`	`pg_class.oid`	OID du catalogue système dans lequel l'objet dépendant se trouve.
`objid`	`oid`	toute colonne OID	OID de l'objet dépendant
`objsubid`	`int4`		Pour une colonne de table, ce champ indique le numéro de colonne (les champs `objid` et `classid` font référence à la table elle-même). Pour tous les autres types d'objets, cette colonne est à 0.
`refclassid`	`oid`	`pg_class.oid`	OID du catalogue système dans lequel l'objet référencé se trouve.
`refobjid`	`oid`	toute colonne OID	OID de l'objet référencé
`refobjsubid`	`int4`		Pour une colonne de table, ce champ indique le numéro de colonne (les champs `refobjid` et `refclassid` font référence à la table elle même). Pour tous les autres types d'objets, cette colonne est à 0.
`deptype`	`char`		Code définissant la sémantique particulière de la relation de dépendance. Voir le texte.

Dans tous les cas, une entrée de `pg_depend` indique que l'objet de référence ne peut pas être supprimé sans supprimer aussi l'objet dépendant. Néanmoins, il y a des nuances, identifiées par `deptype` :

`DEPENDENCY_NORMAL` (`n`)

Une relation normale entre des objets créés séparément. L'objet dépendant peut être supprimé sans affecter l'objet référencé. Ce dernier ne peut être supprimé qu'en précisant l'option `CASCADE`, auquel cas l'objet dépendant est supprimé lui-aussi. Exemple : une colonne de table a une dépendance normale avec ses types de données.

`DEPENDENCY_AUTO` (`a`)

L'objet dépendant peut être supprimé séparément de l'objet référencé, mais il l'est automatiquement avec la suppression de ce dernier, quel que soit le mode `RESTRICT` ou `CASCADE`. Exemple : une contrainte nommée sur une table est auto-dépendante de la table, elle est automatiquement supprimée avec celle-ci.

`DEPENDENCY_INTERNAL` (`i`)

L'objet dépendant est créé conjointement à l'objet référencé et fait partie intégrante de son implantation interne. Un `DROP` de l'objet dépendant est interdit (l'utilisateur est averti qu'il peut effectuer un `DROP` de l'objet référencé à la place). La suppression de l'objet référencé est propagée à l'objet dépendant que `CASCADE` soit précisé ou non. Exemple : un trigger créé pour vérifier une contrainte de clé étrangère est rendu dépendant de l'entrée de la contrainte dans `pg_constraint`.

`DEPENDENCY_INTERNAL_AUTO` (`I`)

L'objet dépendant a été créé lors de la création de l'objet référencé, mais il s'agit vraiment d'un détail d'implémentation interne. Un `DROP` de l'objet dépendant sera interdit directement (nous dirons à l'utilisateur de lancer un `DROP` sur l'objet référencé à la place). Alors qu'une dépendance interne habituelle empêchera l'objet dépendant d'être supprimé alors que de telles dépendances restent, `DEPENDENCY_INTERNAL_AUTO` autorisera une suppression tant que l'objet peut être trouvé en suivant une des dépendances. Par exemple : un index sur une partition est crée dépendant interne automatiquement sur la partition elle-même ainsi que sur l'index de la table partitionnée parent. Donc l'index de la partition est supprimé avec soit la partition qu'il indexe, soit l'index parent auquel il est attaché.

`DEPENDENCY_EXTENSION` (`e`)

L'objet dépendant est un membre de l'*extension* qui est l'objet référencé (voir `pg_extension`). L'objet dépendant peut être supprimé seulement via l'instruction `DROP EXTENSION` sur l'objet référence. Fonctionnellement, ce type de dépendance agit de la même façon qu'une dépendance interne mais il est séparé pour des raisons de clarté et pour simplifier pg_dump.

`DEPENDENCY_AUTO_EXTENSION` (`x`)

L'objet dépendant n'est pas un membre de l'extension qui est l'objet référencé (et donc ne doit pas être ignoré par pg_dump), mais ne peut pas fonctionner sans et devrait être supprimé quand l'extension l'est. L'objet dépendant pourrait aussi être supprimé par lui-même.

`DEPENDENCY_PIN` (`p`)

Il n'y a pas d'objet dépendant ; ce type d'entrée signale que le système lui-même dépend de l'objet référencé, et donc que l'objet ne doit jamais être supprimé. Les entrées de ce type sont créées uniquement par `initdb`. Les colonnes de l'objet dépendant contiennent des zéros.

D'autres types de dépendance peuvent apparaître dans le futur.

52.20. `pg_description`

Le catalogue `pg_description` stocke les descriptions (commentaires) optionnelles de chaque objet de la base de données. Les descriptions sont manipulées avec la commande COMMENT et lues avec les commandes `\d` de psql. `pg_description` contient les descriptions prédifinies de nombreux objets internes.

Voir aussi `pg_shdescription`, qui offre la même fonction pour les descriptions des objets partagés au sein d'un cluster.

Tableau 52.20. Colonnes de `pg_description`

Nom	Type	Références	Description
`objoid`	`oid`	toute colonne OID	OID de l'objet commenté
`classoid`	`oid`	`pg_class.oid`	OID du catalogue système dans lequel apparaît l'objet
`objsubid`	`int4`		Pour un commentaire de colonne de table, le numéro de la colonne. Les champs `objoid` et `classoid` font référence à la table elle-même. Pour tous les autres types de données, cette colonne est à 0.
`description`	`text`		Texte quelconque commentant l'objet

52.21. `pg_enum`

Le catalogue système `pg_enum` contient des entrées indiquant les valeurs et labels de chaque type enum. La représentation interne d'une valeur enum donnée est en fait l'OID de sa ligne associée dans `pg_enum`.

Tableau 52.21. Colonnes de `pg_enum`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`enumtypid`	`oid`	`pg_type.oid`	OID de l'entrée `pg_type` correspondant à cette valeur d'enum
`enumsortorder`	`float4`		La position de tri de cette valeur enum dans son type enum
`enumlabel`	`name`		Le label texte pour cette valeur d'enum

Les OID des lignes de `pg_enum` suivent une règle spéciale : les OID pairs sont garantis triés de la même façon que l'ordre de tri de leur type enum. Autrement dit, si deux OID pairs appartiennent au même type enum, l'OID le plus petit doit avoir la plus petite valeur dans la colonne `enumsortorder`. Les valeurs d'OID impaires n'ont pas d'ordre de tri. Cette règle permet que les routines de comparaison d'enum évitent les recherches dans les catalogues dans la plupart des cas standards. Les routines qui créent et modifient les types enum tentent d'affecter des OID paires aux valeurs enum tant que c'est possible.

Quand un type enum est créé, ses membres sont affectés dans l'ordre des positions 1..*n*. Les membres ajoutés par la suite doivent se voir affecter des valeurs négatives ou fractionnelles de `enumsortorder`. Le seul prérequis pour ces valeurs est qu'elles soient correctement triées et uniques pour chaque type enum.

52.22. `pg_extension`

Le catalogue `pg_extension` stocke les informations sur les extensions installées. Voir Section 38.16 pour des détails sur les extensions.

Tableau 52.22. Colonnes de `pg_extension`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ;

Nom	Type	Références	Description
			doit être sélectionné explicitement)
extname	name		Nom de l'extension
extowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire de l'extension
extnamespace	oid	pg_namespace.oid	Schéma contenant les objets exportés de l'extension
extrelocatable	bool		Vrai si l'extension peut être déplacée dans un autre schéma
extversion	text		Nom de la version de l'extension
extconfig	oid[]	pg_class.oid	Tableaux d'OID de type regclass pour la table de configuration de l'extension, ou NULL si aucun
extcondition	text[]		Tableau de conditions de filtre (clauses WHERE) pour la table de configuration de l'extension, ou NULL si aucun

Notez que, contrairement aux autres catalogues ayant une colonne de « schéma », extnamespace n'est pas le schéma contenant l'extension. Les noms des extensions ne sont jamais qualifiés d'un schéma. En fait, extnamespace indique le schéma qui contient la plupart ou tous les objets de l'extension. Si extrelocatable vaut true, alors ce schéma doit en fait contenir tous les objets de l'extension, dont le nom peut être qualifié avec le nom du schéma.

52.23. pg_foreign_data_wrapper

Le catalogue pg_foreign_data_wrapper stocke les définitions des wrappers de données distantes. Un wrapper de données distantes est le mécanisme par lequel des données externes, stockées sur des serveurs distants, sont accédées.

Tableau 52.23. Colonnes de pg_foreign_data_wrapper

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
fdwname	name		Nom du wrapper de données distantes
fdwowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire du wrapper de données distantes
fdwhandler	oid	pg_proc.oid	Référence une fonction de gestion responsable de la fourniture de routines d'exécution

Nom	Type	Références	Description
			pour le wrapper de données distantes. Zéro si aucune fonction n'est fournie.
fdwvalidator	oid	pg_proc.oid	Référence le validateur de fonction qui est responsable de vérifier la validité des options passées au wrapper de données distantes, ainsi que les options des serveurs distants et les correspondances utilisateurs du wrapper de données distantes. Zéro si aucun validateur n'est fourni.
fdwacl	aclitem[]		Droits d'accès ; voir GRANT et REVOKE pour plus de détails
fdwoptions	text[]		Options spécifiques pour un wrapper de données distantes, sous la forme de chaînes « motclé=valeur »

52.24. pg_foreign_server

Le catalogue pg_foreign_server stocke les définitions de serveurs distants. Un serveur distant décrit une source de données externes, comme un serveur distant. Les serveurs distants sont accédés via des wrappers de données distantes.

Tableau 52.24. Colonnes de pg_foreign_server

Nom	Type	Référence	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
srvname	name		Nom du serveur distant
srvowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire du serveur distant
srvfdw	oid	pg_foreign_data_wrapper.oid	OID du wrapper de données distantes pour ce serveur distant
srvtype	text		Type du serveur (optionnel)
srvversion	text		Version du serveur (optionnel)
srvacl	aclitem[]		Droits d'accès ; voir GRANT et REVOKE pour les détails

Nom	Type	Référence	Description
srvoptions	text[]		Options pour le serveur distant, sous la forme de chaînes « motclé=valeur ».

52.25. pg_foreign_table

Le catalogue pg_foreign_table contient des informations supplémentaires sur les tables distantes. Une table distante est principalement représentée par une entrée dans le catalogue pg_class, comme toute table ordinaire. Son entrée dans pg_foreign_table contient les informations pertinentes aux seules tables distantes, et pas aux autres types de relation.

Tableau 52.25. Colonnes de pg_foreign_table

Nom	Type	Références	Description
ftrelid	oid	pg_class.oid	OID de l'entrée dans le catalogue pg_class pour cette table distante
ftserver	oid	pg_foreign_server.oid	OID du serveur distant pour cette table distante
ftoptions	text[]		Options de la table distante, sous la forme de chaînes « clé=valeur »

52.26. pg_index

Le catalogue pg_index contient une partie des informations concernant les index. Le reste se trouve pour l'essentiel dans pg_class.

Tableau 52.26. Colonnes de pg_index

Nom	Type	Références	Description
indexrelid	oid	pg_class.oid	OID de l'entrée dans pg_class de l'index
indrelid	oid	pg_class.oid	OID de l'entrée dans pg_class de la table sur laquelle porte l'index
indnatts	int2		Le nombre total de colonnes dans l'index (duplique pg_class.relnatts). Ce nombre inclut les attributs clé et supplémentaires.
indnkeyatts	int2		Le nombre de *colonnes clés* dans l'index, sans compter les *colonnes supplémentaires*, qui sont simplement enregistrés et ne participent pas à la sémantique de l'index
indisunique	bool		Vrai s'il s'agit d'un index d'unicité
indisprimary	bool		Vrai s'il s'agit de l'index de clé primaire de la table (indisunique doit toujours être vrai quand ce champ l'est.)
indisexclusion	bool		Vrai s'il s'agit de l'index supportant une contrainte d'exclusion

Nom	Type	Références	Description
indimmediate	bool		Si vrai, la vérification de l'unicité est forcée immédiatement lors de l'insertion (inutile si indisunique ne vaut pas true)
indisclustered	bool		Vrai si la table a été réorganisée en fonction de l'index
indisvalid	bool		Si ce drapeau est vrai, l'index est valide pour les requêtes. Faux signifie que l'index peut être incomplet : les opérations INSERT/UPDATE peuvent toujours l'utiliser, mais il ne peut pas être utilisé sans risque pour les requêtes, et, dans le cas d'un index d'unicité, cette propriété n'est plus garantie.
indcheckxmin	bool		Si vrai, les requêtes ne doivent pas utiliser l'index tant que le xmin de cette ligne de pg_index est en-dessous de leur horizon d'événements TransactionXmin, car la table peut contenir des chaînes HOT cassées avec des lignes incompatibles qu'elles peuvent voir.
indisready	bool		Si vrai, l'index est actuellement prêt pour les insertions. Faux indique que l'index doit être ignoré par les opérations INSERT/UPDATE
indislive	bool		Si faux, l'index est en cours de suppression et devrait être complètement ignoré (y compris pour les décisions sur la sûreté de HOT)
indisreplident	bool		Si vrai, cet index a été choisi comme « identité de réplication » en utilisant ALTER TABLE ... REPLICA IDENTITY USING INDEX ...
indkey	int2vector	pg_attribute.attnum	C'est un tableau de valeurs indnatts qui indique les colonnes de la table indexées. Par exemple, une valeur 1 3 signifie que la première et la troisième colonne de la table composent la clé de l'index. Les colonnes clés viennent avant les colonnes supplémentaires, non clés. Un 0 dans ce tableau indique que l'attribut de l'index correspondant est une expression sur les colonnes de la table plutôt qu'une simple référence de colonne.
indcollation	oidvector	pg_collation.oid	Pour chaque colonne dans la clé de l'index (indnkeyatts values), cette colonne contient l'OID du collationnement à utiliser pour l'index, ou zéro si la colonne n'est pas d'un type de données collationnable.
indclass	oidvector	pg_opclass.oid	Pour chaque colonne de la clé d'indexation (indnkeyatts values), contient l'OID de la classe d'opérateur à utiliser. Voir pg_opclass pour plus de détails.
indoption	int2vector		C'est un tableau de valeurs indnkeyatts qui enregistrent des drapeaux d'information

Nom	Type	Références	Description
			par colonne. La signification de ces drapeaux est définie par la méthode d'accès à l'index.
indexprs	pg_node_tree		Arbres d'expression (en représentation nodeToString()) pour les attributs d'index qui ne sont pas de simples références de colonnes. Il s'agit d'une liste qui contient un élément par entrée à 0 dans indkey. Nul si tous les attributs d'index sont de simples références.
indpred	pg_node_tree		Arbre d'expression (en représentation nodeToString()) pour les prédicats d'index partiels. Nul s'il ne s'agit pas d'un index partiel.

52.27. pg_inherits

Le catalogue pg_inherits enregistre l'information sur la hiérarchie d'héritage des tables. Il existe une entrée pour chaque table enfant direct dans la base de données. (L'héritage indirect peut être déterminé en suivant les chaînes d'entrées.)

Tableau 52.27. Colonnes de pg_inherits

Nom	Type	Références	Description
inhrelid	oid	pg_class.oid	OID de la table fille ou de l'index fille
inhparent	oid	pg_class.oid	OID de la table mère ou de l'index mère
inhseqno	int4		S'il y a plus d'un parent direct pour une table fille (héritage multiple), ce nombre indique dans quel ordre les colonnes héritées doivent être arrangées. Le compteur commence à 1. Les index ne peuvent pas avoir plusieurs héritages car elles peuvent seulement hériter avec le partitionnement par héritage.

52.28. pg_init_privs

Le catalogue pg_init_privs enregistre des informations sur les droits initiaux des objets dans le système. Il existe une entrée pour chaque objet de la base qui n'a pas sa configuration initiale des droits.

Les objets peuvent avoir des droits initiaux, soit en ayant ces droits configurés quand le système est initialisé (par initdb) soit quand l'objet est créé lors d'un CREATE EXTENSION et que le script de l'extension configure les droits initiaux en utilisant la commande GRANT. Notez que le système gère automatiquement l'enregistrement des droits lors de l'exécution du script de l'extension et que les auteurs d'extension ont juste besoin d'utiliser les commandes GRANT et REVOKE dans leur scripts pour que les droits soient enregistrés. La colonne privtype indique si le droit initial a été configuré par initdb ou par une commande CREATE EXTENSION.

Les objects qui ont des droits initiaux configurés par initdb auront des entrées où privtype vaut 'i' alors que les objets qui ont des droits initiaux configurés par CREATE EXTENSION auront des entrées dont privtype vaut 'e'.

Tableau 52.28. Colonnes de `pg_init_privs`

Nom	Type	Références	Description
`objoid`	`oid`	Toute colonne OID	L'OID de l'objet spécifié
`classoid`	`oid`	`pg_class.oid`	L'OID du catalogue spécifique où se trouve l'objet
`objsubid`	`int4`		Pour une colonne de table, c'est le numéro de la colonne (`objoid` et `classoid` font référence à la table elle-même). Pour tous les autres types d'objet, cette colonne vaut zéro.
`privtype`	`char`		Un code définissant le type de droit initial pour cet objet ; voir le texte.
`initprivs`	`aclitem[]`		Les droits d'accès initiaux ; voir GRANT et REVOKE pour les détails

52.29. `pg_language`

Le catalogue `pg_language` enregistre les langages utilisables pour l'écriture de fonctions ou procédures stockées. Voir CREATE LANGUAGE et dans le Chapitre 42 pour plus d'information sur les gestionnaires de langages.

Tableau 52.29. Colonnes de `pg_language`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`lanname`	`name`		Nom du langage
`lanowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire du langage
`lanispl`	`bool`		Faux pour les langages internes (comme SQL) et vrai pour les langages utilisateur. À l'heure actuelle, pg_dump utilise ce champ pour déterminer les langages à sauvegarder mais cela peut être un jour remplacé par un mécanisme différent.
`lanpltrusted`	`bool`		Vrai s'il s'agit d'un langage de confiance (*trusted*), ce qui signifie qu'il est supposé ne pas donner accès à ce qui dépasse l'exécution normale des requêtes SQL. Seuls les superutilisateurs peuvent créer des fonctions dans des langages qui ne sont pas dignes de confiance.
`lanplcallfoid`	`oid`	`pg_proc.oid`	Pour les langages non-internes, ceci référence le gestionnaire de langage,

Nom	Type	Références	Description
			fonction spéciale en charge de l'exécution de toutes les fonctions écrites dans ce langage.
laninline	oid	pg_proc.oid	Ceci référence une fonction qui est capable d'exécuter des blocs de code anonyme « en ligne » (blocs DO). Zéro si les blocs en ligne ne sont pas supportés
lanvalidator	oid	pg_proc.oid	Ceci référence une fonction de validation de langage, en charge de vérifier la syntaxe et la validité des nouvelles fonctions lors de leur création. 0 si aucun validateur n'est fourni.
lanacl	aclitem[]		Droits d'accès ;; voir GRANT et REVOKE pour les détails.

52.30. pg_largeobject

Le catalogue pg_largeobject contient les données qui décrivent les « objets volumineux » (*large objects*). Un objet volumineux est identifié par un OID qui lui est affecté lors de sa création. Chaque objet volumineux est coupé en segments ou « pages » suffisamment petits pour être facilement stockés dans des lignes de pg_largeobject. La taille de données par page est définie par LOBLKSIZE, qui vaut actuellement BLCKSZ/4, soit habituellement 2 Ko).

Avant PostgreSQL 9.0, il n'existait pas de droits associés aux « Large Objects ». Du coup, pg_largeobject était lisible par tout le monde et pouvait être utilisé pour obtenir les OID (et le contenu) de tous les « Large Objects » du système. Ce n'est plus le cas ; utilisez pg_largeobject_metadata pour obtenir une liste des OID des « Large Objects ».

Tableau 52.30. Colonnes de pg_largeobject

Nom	Type	Références	Description
loid	oid	pg_largeobject_metadata.oid	Identifiant de l'objet volumineux qui contient la page
pageno	int4		Numéro de la page au sein de l'objet volumineux, en partant de 0
data	bytea		Données effectivement stockées dans l'objet volumineux. Il ne fait jamais plus de LOBLKSIZE mais peut faire moins.

Chaque ligne de pg_largeobject contient les données d'une page de l'objet volumineux, en commençant au décalage d'octet (pageno * LOBLKSIZE) dans l'objet. Ceci permet un stockage diffus : des pages peuvent manquer, d'autres faire moins de LOBLKSIZE octets même s'il ne s'agit pas de la dernière de l'objet. Les parties manquantes sont considérées comme des suites de zéro.

52.31. pg_largeobject_metadata

Le catalogue pg_largeobject_metadata contient des méta-données associées aux « Larges Objects ». Les données des « Larges Objects » sont réellement stockées dans pg_largeobject.

Tableau 52.31. Colonnes de `pg_largeobject_metadata`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`lomowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire du « Larges Object »
`lomacl`	`aclitem[]`		Droits d'accès ; pour plus de détails, voir GRANT et REVOKE

52.32. `pg_namespace`

Le catalogue `pg_namespace` stocke les *namespace*. Un *namespace* est la structure sous-jacente aux schémas SQL : chaque *namespace* peut contenir un ensemble séparé de relations, types, etc. sans qu'il y ait de conflit de nommage.

Tableau 52.32. Colonnes de `pg_namespace`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`nspname`	`name`		Nom du *namespace*
`nspowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire du *namespace*
`nspacl`	`aclitem[]`		Droits d'accès ; voir GRANT et REVOKE pour les détails.

52.33. `pg_opclass`

Le catalogue `pg_opclass` définit les classes d'opérateurs de méthodes d'accès aux index. Chaque classe d'opérateurs définit la sémantique pour les colonnes d'index d'un type particulier et d'une méthode d'accès particulière. Une classe d'opérateur définit essentiellement qu'une famille d'opérateur particulier est applicable à un type de données indexable particulier. L'ensemble des opérateurs de la famille actuellement utilisables avec la colonne indexée sont tous ceux qui acceptent le type de données de la colonne en tant qu'entrée du côté gauche.

Les classes d'opérateurs sont longuement décrites dans la Section 38.15.

Tableau 52.33. Colonnes de `pg_opclass`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`opcmethod`	`oid`	`pg_am.oid`	Méthode d'accès à l'index pour laquelle est définie la classe d'opérateurs
`opcname`	`name`		Nom de la classe d'opérateurs
`opcnamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	*Namespace* de la classe d'opérateurs
`opcowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire de la classe d'opérateurs
`opcfamily`	`oid`	`pg_opfamily.oid`	Famille d'opérateur contenant la classe d'opérateur
`opcintype`	`oid`	`pg_type.oid`	Type de données que la classe d'opérateurs indexe

Nom	Type	Références	Description
opcdefault	bool		Vrai si la classe d'opérateurs est la classe par défaut pour opcintype
opckeytype	oid	pg_type.oid	Type de données stocké dans l'index ou 0 s'il s'agit du même que opcintype

L'opcmethod d'une classe d'opérateurs doit coïncider avec l'opfmethod de la famille d'opérateurs qui le contient. Il ne doit pas non plus y avoir plus d'une ligne pg_opclass pour laquelle opcdefault est vrai, quelque soit la combinaison de opcmethod et opcintype.

52.34. pg_operator

Le catalogue pg_operator stocke les informations concernant les opérateurs. Voir la commande CREATE OPERATOR et la Section 38.13 pour plus d'informations.

Tableau 52.34. Colonnes de pg_operator

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
oprname	name		Nom de l'opérateur
oprnamespace	oid	pg_namespace.oid	OID du *namespace* qui contient l'opérateur
oprowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire de l'opérateur
oprkind	char		b = infix (« les deux »), l = prefix (« gauche »), r = postfix (« droit »)
oprcanmerge	bool		L'opérateur supporte les jointures de fusion
oprcanhash	bool		L'opérateur supporte les jointures par découpage
oprleft	oid	pg_type.oid	Type de l'opérande de gauche
oprright	oid	pg_type.oid	Type de l'opérande de droite
oprresult	oid	pg_type.oid	Type du résultat
oprcom	oid	pg_operator.oid	Commutateur de l'opérateur, s'il existe
oprnegate	oid	pg_operator.oid	Négateur de l'opérateur, s'il existe
oprcode	regproc	pg_proc.oid	Fonction codant l'opérateur
oprrest	regproc	pg_proc.oid	Fonction d'estimation de la sélectivité de restriction de l'opérateur
oprjoin	regproc	pg_proc.oid	Fonction d'estimation de la sélectivité de jointure de l'opérateur

Les colonnes inutilisées contiennent des zéros. oprleft vaut, par exemple, 0 pour un opérateur préfixe.

52.35. pg_opfamily

Le catalogue pg_opfamily définit les familles d'opérateur. Chaque famille d'opérateur est un ensemble d'opérateurs et de routines de support associées codant les sémantiques définies pour une méthode d'accès particulière de l'index. De plus, les opérateurs d'une famille sont tous « compatibles », au sens défini par la méthode d'accès. Le concept de famille d'opérateur autorise l'utilisation des opérateurs inter-type de données avec des index et l'utilisation des sémantiques de méthode d'accès.

Les familles d'opérateur sont décrites dans Section 38.15.

Tableau 52.35. Colonnes de `pg_opfamily`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`opfmethod`	`oid`	`pg_am.oid`	Méthode d'accès à l'index pour la famille d'opérateur
`opfname`	`name`		Nom de la famille d'opérateur
`opfnamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	*namespace* de la famille d'opérateur
`opfowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire de la famille d'opérateur

La majorité des informations définissant une famille d'opérateur n'est pas dans la ligne correspondante de `pg_opfamily` mais dans les lignes associées de `pg_amop`, `pg_amproc`, et `pg_opclass`.

52.36. `pg_partitioned_table`

Le catalogue `pg_partitioned_table` enregistre des informations sur la façon dont les tables sont partitionnées.

Tableau 52.36. Colonnes de `pg_partitioned_table`

Nom	Type	Référence	Description
`partrelid`	`oid`	`pg_class.oid`	L'OID de la table partitionnée, référencé dans `pg_class`
`partstrat`	`char`		Stratégie de partitionnement ; `h` = partitionnement par hachage, `l` = partitionnement par liste, `r` = partitionnement par intervalles
`partnatts`	`int2`		Le nombre de colonnes de la clé de partitionnement
`partdefid`	`oid`	`pg_class.oid`	L'OID de l'enregistrement dans `pg_class` pour la partition par défaut de cette table partitionnée ou zéro si cette table partitionnée n'a pas de partition par défaut.
`partattrs`	`int2vector`	`pg_attribute.attnum`	Tableau de `partnatts` valeurs indiquant les colonnes de la table faisant partie de la clé de partitionnement. Par exemple, une valeur `1 3` signifierait

Nom	Type	Référence	Description
			que les première et troisième colonnes de la table forment la clé de partitionnement. Un zéro dans ce tableau indique que la colonne correspondante dans la clé partitionnement est une expression, plutôt qu'une simple référence de colonne.
`partclass`	`oidvector`	`pg_opclass.oid`	Pour chaque colonne de la clé de partitionnement, ceci contient l'OID de la classe d'opérateur à utiliser. Voir `pg_opclass` pour les détails.
`partcollation`	`oidvector`	`pg_opclass.oid`	Pour chaque colonne de la clé de partitionnement, ceci contient l'OID du collationnement à utiliser pour le partitionnement, ou zéro si la colonne n'est pas d'un type de données collationnable.
`partexprs`	`pg_node_tree`		Arbres d'expression (dans une représentation `nodeToString()`) pour les colonnes de la clé de partitionnement qui ne sont pas des simples références de colonne. C'est une liste avec un élément pour chaque élément 0 dans `partattrs`. NULL si tous les colonnes de la clé de partitionnement sont des références simples.

52.37. `pg_pltemplate`

Le catalogue `pg_pltemplate` stocke les informations squelettes (« template ») des langages procéduraux. Un squelette de langage permet la création de ce langage dans une base de données particulière à l'aide d'une simple commande `CREATE LANGUAGE`, sans qu'il soit nécessaire de spécifier les détails de l'implantation.

Contrairement à la plupart des catalogues système, `pg_pltemplate` est partagé par toutes les bases de données d'un cluster : il n'existe qu'une seule copie de `pg_pltemplate` par cluster, et non une par base de données. L'information est de ce fait accessible à toute base de données.

Tableau 52.37. Colonnes de `pg_pltemplate`

Nom	Type	Description
`tmplname`	`name`	Nom du langage auquel est associé le modèle
`tmpltrusted`	`boolean`	`True` s'il s'agit d'un langage de confiance
`tmpldbacreate`	`boolean`	`True` s'il s'agit d'un langage créé par le propriétaire de la base
`tmplhandler`	`text`	Nom de la fonction de gestion des appels
`tmplinline`	`text`	Nom de la fonction de gestion des blocs anonymes. NULL sinon
`tmplvalidator`	`text`	Nom de la fonction de validation, ou NULL si aucune
`tmpllibrary`	`text`	Chemin de la bibliothèque partagée qui code le langage
`tmplacl`	`aclitem[]`	Droits d'accès au modèle (inutilisé)

Il n'existe actuellement aucune commande de manipulation des modèles de langages procéduraux ; pour modifier l'information intégrée, un superutilisateur doit modifier la table en utilisant les commandes `INSERT`, `DELETE` ou `UPDATE` habituelles.

> **Note**
>
> Il est probable que `pg_pltemplate` sera supprimé dans une prochaine version de PostgreSQL, pour conserver cette information des langages de procédure dans leur scripts d'installation respectifs.

52.38. `pg_policy`

Le catalogue `pg_policy` stocke les politiques de sécurité niveau ligne pour les tables. Une politique inclue le type de commandes auquel elle s'applique (éventuellement toutes les commandes), les rôles auxquels elle s'applique, l'expression à ajouter comme barrière de sécurité aux requêtes qui incluent la table, et l'expression à ajouter comme option `WITH CHECK` aux requêtes qui tentent d'ajouter de nouvelles lignes à la table.

Tableau 52.38. Colonnes de `pg_policy`

Nom	Type	Références	Description
`polname`	`name`		Le nom de la politique de sécurité
`polrelid`	`oid`	`pg_class.oid`	La table à laquelle s'applique la politique de sécurité
`polcmd`	`char`		Le type de commande auquel est appliqué la politique de sécurité : `r` pour `SELECT`, `a` pour `INSERT`, `w` pour `UPDATE`, `d` pour `DELETE` ou `*` pour tous
`polpermissive`	`boolean`		La politique est-elle permissive ou restrictive ?

Nom	Type	Références	Description
polroles	oid[]	pg_authid.oid	Les rôles à qui est appliquée la politique de sécurité
polqual	pg_node_tree		L'arbre de l'expression à ajouter aux barrières de sécurité pour les requêtes qui utilisent la table
polwithcheck	pg_node_tree		L'arbre de l'expression à ajouter aux qualifications WITH CHECK pour les requêtes qui tentent d'ajouter des lignes à la table

Note

Les politiques de sécurité stockées dans pg_policy sont seulement appliquées lorsque pg_class.relrowsecurity est positionné pour leur table.

52.39. pg_proc

Le catalogue pg_proc enregistre des informations sur les fonctions, procédures, fonctions d'agrégat et fonctions de fenêtrage (connues sous le nom collectif de routines). Voir CREATE FUNCTION, CREATE PROCEDURE et Section 38.3 pour plus d'informations.

Si prokind indique que l'enregistrement est pour une fonction d'agrégat, il devrait y avoir une ligne correspondante dans pg_aggregate.

Tableau 52.39. Colonnes de pg_proc

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
proname	name		Nom de la fonction
pronamespace	oid	pg_namespace.oid	OID du *namespace* auquel appartient la fonction
proowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire de la fonction
prolang	oid	pg_language.oid	Langage de codage ou interface d'appel de la fonction
procost	float4		Coût d'exécution estimé (en unité de cpu_operator_cost) ; si proretset, il s'agit d'un coût par ligne
prorows	float4		Nombre estimé de ligne de résultat (zéro si proretset est faux)
provariadic	oid	pg_type.oid	Type des données des éléments du tableau de paramètres variadic, ou zéro si la fonction n'a pas de paramètres variadiques.

Nom	Type	Références	Description
protransform	regproc	pg_proc.oid	Les appels à cette fonction peuvent être simplifiés par cette autre fonction (voir Section 38.10.10)
prokind	char		f pour une fonction normale, p pour une procédure, a pour une fonction d'agrégat ou w pour une fonction de fenêtrage
prosecdef	bool		Si vrai, la fonction définit la sécurité (c'est une fonction « setuid »)
proleakproof	bool		Cette fonction n'a pas d'effets de bord. Aucune information sur les arguments n'est' reportée sauf via la valeur de retour. Toute fonction qui pourrait renvoyer une erreur dépendant des valeurs de ses arguments n'est pas considérée sans fuite.
proisstrict	bool		Si vrai, la fonction retourne NULL si l'un de ses arguments est NULL. Dans ce cas, la fonction n'est en fait pas appelée du tout. Les fonctions qui ne sont pas « strictes » doivent traiter les paramètres NULL.
proretset	bool		Si vrai, la fonction retourne un ensemble (c'est-à-dire des valeurs multiples du type défini)
provolatile	char		Indique si le résultat de la fonction dépend uniquement de ses arguments ou s'il est affecté par des facteurs externes. Il vaut i pour les fonctions « immuables », qui, pour un jeu de paramètres identique en entrée, donnent toujours le même résultat. Il vaut s pour les fonctions « stables », dont le résultat (pour les mêmes paramètres en entrée) ne change pas au cours du parcours (de table). Il vaut v pour les fonctions « volatiles », dont le résultat peut varier à tout instant. (v est également utilisé pour les fonctions qui ont des effets de bord, afin que les appels à ces fonctions ne soient pas optimisés.)
proparallel	char		proparallel indique si la fonction peut être utilisé en parallèle. Cette colonne vaut s pour les fonctions exécutables sans restriction en mode parallèle. Elle vaut r pour les fonctions pouvant être exécutées en parallèle mais leur exécution est restreinte au chef du groupe ; les processus de parallélisme en tâche de fond ne peuvent pas faire appel à ces fonctions. Elle vaut u pour les fonctions qui ne peuvent pas être exécutées en

Nom	Type	Références	Description
			mode parallèle. La présence d'une telle fonction force une exécution non parallélisée.
pronargs	int2		Nombre d'arguments en entrée
pronargdefaults	int2		Nombre d'arguments qui ont des valeurs par défaut
prorettype	oid	pg_type.oid	Type de données renvoyé
proargtypes	oidvector	pg_type.oid	Un tableau contenant les types de données des arguments de la fonction. Ceci n'inclut que les arguments en entrée (dont les arguments INOUT et VARIADIC) et représente, du coup, la signature d'appel de la fonction.
proallargtypes	oid[]	pg_type.oid	Un tableau contenant les types de données des arguments de la fonction. Ceci inclut tous les arguments (y compris les arguments OUT et INOUT) ; néanmoins, si tous les arguments sont IN, ce champ est NULL. L'indice commence à 1 alors que, pour des raisons historiques, proargtypes commence à 0.
proargmodes	char[]		Un tableau contenant les modes des arguments de la fonction, codés avec i pour les arguments IN, o pour les arguments OUT, b pour les arguments INOUT, v pour les arguments VARIADIC, t pour les arguments TABLE. Si tous les arguments sont des arguments IN, ce champ est NULL. Les indices correspondent aux positions de proallargtypes, et non à celles de proargtypes.
proargnames	text[]		Un tableau contenant les noms des arguments de la fonction. Les arguments sans nom sont initialisés à des chaînes vides dans le tableau. Si aucun des arguments n'a de nom, ce champ est NULL. Les indices correspondent aux positions de proallargtypes, et non à celles de proargtypes.
proargdefaults	pg_node_tree		Arbres d'expression (en représentation nodeToString()) pour les valeurs par défaut. C'est une liste avec pronargdefaults éléments, correspondant aux *N* derniers arguments d'*entrée* (c'est-à-dire, les *N* dernières positions proargtypes). Si aucun des arguments n'a de valeur par défaut, ce champ vaudra null.
protrftypes	oid[]		L'OID du type de données pour lequel les transformations s'appliquent.

Nom	Type	Références	Description
prosrc	text		Ce champ indique au gestionnaire de fonctions la façon d'invoquer la fonction. Il peut s'agir du code source pour un langage interprété, d'un symbole de lien, d'un nom de fichier ou de toute autre chose, en fonction du langage ou de la convention d'appel.
probin	text		Information supplémentaire sur la façon d'invoquer la fonction. Encore une fois, l'interprétation dépend du langage.
proconfig	text[]		Configuration locale à la fonction pour les variables configurables à l'exécution
proacl	aclitem[]		Droits d'accès ; voir GRANT et REVOKE pour plus de détails.

Pour les fonctions compilées, intégrées ou chargées dynamiquement, prosrc contient le nom de la fonction en langage C (symbole de lien). Pour tous les autres types de langages, prosrc contient le code source de la fonction. probin est inutilisé, sauf pour les fonctions C chargées dynamiquement, pour lesquelles il donne le nom de fichier de la bibliothèque partagée qui contient la fonction.

52.40. pg_publication

Le catalogue pg_publication contient toutes les publications créées dans la base de données. Pour plus d'informations sur les publications, voir Section 31.1.

Tableau 52.40. Colonnes de pg_publication

Nom	Type	Référence	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être explicitement sélectionné)
pubname	Name		Nom de la publication
pubowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire de la publication
puballtables	bool		Si true, cette publication inclut automatiquement toutes les tables de la base de données, ceci incluant aussi toutes les tables créées dans le futur.
pubinsert	bool		Si true, les opérations INSERT sont répliquées pour les tables de cette publication.
pubupdate	bool		Si true, les opérations UPDATE sont répliquées pour les tables de cette publication.

Nom	Type	Référence	Description
pubdelete	bool		Si true, les opérations DELETE sont répliquées pour les tables de cette publication.
pubtruncate	bool		Si true, les opérations TRUNCATE sont répliquées pour les tables de la publication.

52.41. pg_publication_rel

Le catalogue pg_publication_rel contient la correspondance entre relations et publications dans la base de données. C'est une correspondance N-N (plusieurs à plusieurs). Voir aussi Section 52.78 pour une meilleure vision de cette information.

Tableau 52.41. Colonnes de pg_publication_rel

Nom	Type	Référence	Description
prpubid	oid	pg_publication.oid	Référence à la publication
prrelid	oid	pg_class.oid	Référence à la relation

52.42. pg_range

Le catalogue pg_range enregistre des informations sur les types range. Ce sont des informations supplémentaires à celles déjà disponibles dans pg_type.

Tableau 52.42. Colonnes de pg_range

Nom	Type	Références	Description
rngtypid	oid	pg_type.oid	OID du type range
rngsubtype	oid	pg_type.oid	OID du type élément (sous-type) du type range
rngcollation	oid	pg_collation.oid	OID du collationnement utilisé pour les comparaisons d'intervalles, ou 0 si aucun
rngsubopc	oid	pg_opclass.oid	OID de la classe d'opérateur du sous-type, utilisée pour les comparaisons d'intervalles
rngcanonical	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction de convertion d'une valeur range en sa forme canonique, ou 0 si aucune
rngsubdiff	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction de renvoi de la

Nom	Type	Références	Description
			différence entre deux valeurs d'éléments, sous la forme d'un `double precision`, ou 0 si aucune

`rngsubopc` (et `rngcollation` si le type de l'élément peut utilisé un collationnement) détermine l'ordre de tri utilisé par le type range. `rngcanonical` est utilisé quand le type de l'élément est discret. `rngsubdiff` est optionnel mais doit être fourni pour améliorer les performances des index GiST sur le type range.

52.43. `pg_replication_origin`

Le catalogue `pg_replication_origin` contient toutes les origines de réplication créées. Pour plus d'informations sur les origines de réplication, voir Chapitre 50.

Contrairement à la plupart des catalogues systèmes, `pg_replication_origin` est partagé parmi toutes les bases de données d'une instance ; il n'existe qu'une seule copie de `pg_replication_origin` par instance, et non pas une par base.

Tableau 52.43. Colonnes de `pg_replication_origin`

Nom	Type	Références	Description
`roident`	`Oid`		Un identifiant, unique pour l'instance, de l'origine de réplication. Ne devrait jamais quitter le système.
`roname`	`text`		Le nom externe, défini par l'utilisateur, d'une origine de réplication.

52.44. `pg_rewrite`

Le catalogue `pg_rewrite` stocke les règles de réécriture pour les tables et les vues.

Tableau 52.44. Colonnes de `pg_rewrite`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`rulename`	`name`		Nom de la règle
`ev_class`	`oid`	`pg_class.oid`	Table sur laquelle porte la règle
`ev_type`	`char`		Type d'événement associé à la règle : 1 = `SELECT`, 2 = `UPDATE`, 3 = `INSERT`, 4 = `DELETE`
`ev_enabled`	`char`		Contrôle l'exécution de la règle suivant le mode session_replication_role. `O` = la règle se déclenche dans les modes « origin » et « local », `D` = la règle est désactivée, `R` = la règle s'exécute en mode « replica », `A` = la règle s'exécute à chaque fois.

Nom	Type	Références	Description
is_instead	bool		Vrai s'il s'agit d'une règle INSTEAD (à la place de).
ev_qual	pg_node_tree		Arbre d'expression (sous la forme d'une représentation nodeToString()) pour la condition qualifiant la règle.
ev_action	pg_node_tree		Arbre de requête (sous la forme d'une représentation nodeToString()) pour l'action de la règle.

Note

pg_class.relhasrules doit être vrai si une table possède une règle dans ce catalogue.

52.45. pg_seclabel

Le catalogue pg_seclabel stocke les informations sur les labels de sécurité des objets de la base de données. Les labels de sécurité peuvent être manipulés avec la commande SECURITY LABEL. Pour visualiser plus facilement les labels de sécurité, voir Section 52.83.

Voir aussi pg_shseclabel, qui réaliser une opération similaire pour les labels de sécurité des objets globaux/partagés.

Tableau 52.45. Colonnes de pg_seclabel

Nom	Type	Références	Description
objoid	oid	toute colonne OID	L'OID de l'objet concerné par ce label de sécurité
classoid	oid	pg_class.oid	L'OID du catalogue système où cet objet apparaît
objsubid	int4		Pour un label de sécurité sur la colonne d'une table, cette colonne correspond au numéro de colonne (objoid et classoid font référence à la table elle-même). Pour tous les autres types d'objet, cette colonne vaut zéro.
provider	text		Le fournisseur du label associé avec ce label.
label	text		Le label de sécurité appliqué sur cet objet.

52.46. pg_sequence

Le catalogue pg_sequence contient des informations sur les séquences. Certaines de ces informations sur les séquences, comme le nom ou le schéma, sont dans pg_class.

Tableau 52.46. Colonnes de pg_sequence

Nom	Type	Référence	Description
seqrelid	oid	pg_class.oid	L'OID de l'enregistrement de cette séquence dans pg_class
seqtypid	oid	pg_type.oid	Type de données de la séquence
seqstart	int8		Valeur de démarrage de la sequence
seqincrement	int8		Valeur d'incrément de la séquence
seqmax	int8		Valeur maximale de la séquence
seqmin	int8		Valeur minimale de la séquence
seqcache	int8		Taille du cache de la séquence
seqcycle	bool		La séquence fait-elle un cycle

52.47. pg_shdepend

Le catalogue pg_shdepend enregistre les relations de dépendance entre les objets de la base de données et les objets partagés, comme les rôles. Cette information permet à PostgreSQL de s'assurer que tous ces objets sont déréférencés avant toute tentative de suppression.

Voir aussi pg_depend, qui réalise une fonction similaire pour les dépendances impliquant les objets contenus dans une seule base de données.

Contrairement à la plupart des catalogues système, pg_shdepend est partagé par toutes les bases de données d'un cluster : il n'existe qu'une seule copie de pg_shdepend par cluster, pas une par base de données.

Tableau 52.47. Colonnes de pg_shdepend

Nom	Type	Références	Description
dbid	oid	pg_database.oid	L'OID de la base de données dont fait partie l'objet dépendant. 0 pour un objet partagé
classid	oid	pg_class.oid	L'OID du catalogue système dont fait partie l'objet dépendant
objid	oid	toute colonne OID	L'OID de l'objet dépendant
objsubid	int4		Pour une colonne de table, c'est le numéro de colonne (les objid et classid font référence à la table elle-même). Pour tous les autres types d'objets, cette colonne vaut zéro
refclassid	oid	pg_class.oid	L'OID du catalogue système dont fait partie l'objet référencé (doit être un catalogue partagé)

Nom	Type	Références	Description
refobjid	oid	toute colonne OID	L'OID de l'objet référencé
deptype	char		Un code définissant les sémantiques spécifiques des relations de cette dépendance ; voir le texte.

Dans tous les cas, une entrée pg_shdepend indique que l'objet référencé ne peut pas être supprimé sans supprimer aussi l'objet dépendant. Néanmoins, il existe quelques différences identifiées par le deptype :

SHARED_DEPENDENCY_OWNER (o)

L'objet référencé (qui doit être un rôle) est le propriétaire de l'objet dépendant.

SHARED_DEPENDENCY_ACL (a)

L'objet référencé (qui doit être un rôle) est mentionné dans la liste de contrôle des accès (ACL, acronyme de *access control list*) de l'objet dépendant. (Une entrée SHARED_DEPENDENCY_ACL n'est pas créée pour le propriétaire de l'objet car ce dernier a toujours une entrée SHARED_DEPENDENCY_OWNER.)

SHARED_DEPENDENCY_POLICY (r)

L'objet référencé (qui doit être un rôle) est mentionné comme la cible d'un objet de politique de sécurité dépendant.

SHARED_DEPENDENCY_PIN (p)

Il n'existe pas d'objet dépendant ; ce type d'entrée est un signal indiquant que le système lui-même dépend de l'objet référencé et que, cet objet ne doit donc jamais être supprimé. Les entrées de ce type ne sont créées que par initdb. Les colonnes pour l'objet dépendant contiennent des zéros.

SHARED_DEPENDENCY_TABLESPACE (t)

L'objet référencé (qui doit être un tablespace) est mentionné comme le tablespace pour une relation qui n'a pas de stockage.

D'autres types de dépendances peuvent s'avérer nécessaires dans le futur. La définition actuelle ne supporte que les rôles et les tablespaces comme objets référencés.

52.48. pg_shdescription

Le catalogue pg_shdescription stocke les descriptions optionelles (commentaires) des objets partagés de la base. Les descriptions peuvent être manipulées avec la commande COMMENT et visualisées avec les commandes \d de psql.

Voir aussi pg_description, qui assure les mêmes fonctions, mais pour les objets d'une seule base.

Contrairement à la plupart des catalogues systèmes, pg_shdescription est partagée par toutes les bases d'un cluster : il n'existe qu'une seule copie de pg_shdescription par cluster, et non une par base.

Tableau 52.48. Colonnes de pg_shdescription

Nom	Type	Références	Description
objoid	oid	toute colonne OID	L'OID de l'objet concerné par la description

Nom	Type	Références	Description
classoid	oid	pg_class.oid	L'OID du catalogue système où cet objet apparaît
description	text		Texte arbitraire servant de description de l'objet

52.49. pg_shseclabel

Le catalogue pg_shseclabel stocke les labels de sécurité pour les objets partagés du serveur. Les labels de sécurité peuvent être manipulés avec la commande SECURITY LABEL. Pour une façon plus simple de voir les labels de sécurité, voir Section 52.83.

Voir aussi pg_seclabel, qui réalise une fonction similaire pour les labels de sécurité sur des objets internes à une base de données.

Contrairement à la plupart des catalogues systèmes, pg_shseclabel est partagé entre toutes les bases de données d'une instance ; il n'existe qu'une copie de pg_shseclabel par instance, et non pas une par base de données.

Tableau 52.49. Colonnes de pg_shseclabel

Nom	Type	Références	Description
objoid	oid	toute colonne OID	L'OID de l'objet auquel s'applique ce label de sécurité
classoid	oid	pg_class.oid	L'OID du catalogue système où cet objet apparaît
provider	text		Le fournisseur de label associé avec ce label.
label	text		Le label de sécurité appliqué à cet objet security label applied to this object.

52.50. pg_statistic

Le catalogue pg_statistic stocke des données statistiques sur le contenu de la base de données. Les entrées sont créées par ANALYZE, puis utilisées par le planificateur de requêtes. Les données statistiques sont, par définition des approximations, même si elles sont à jour.

D'habitude, il existe une entrée, avec stainherit = false, pour chaque colonne de table qui a été analysée. Si la table a des enfants, une seconde entrée avec stainherit = true est aussi créé. Cette ligne représente les statistiques de la colonne sur l'arbre d'héritage, autrement dit les statistiques pour les données que vous voyez avec SELECT *colonne* FROM *table**, alors que la ligne stainherit = false représente le résultat de SELECT *column* FROM ONLY *table*.

pg_statistic stocke aussi les données statistiques des valeurs des expressions d'index. Elles sont décrites comme si elles étaient de vraies colonnes ; en particulier, starelid référence l'index. Néanmoins, aucune entrée n'est effectuée pour une colonne d'index ordinaire sans expression car cela est redondant avec l'entrée correspondant à la colonne sous-jacente de la table. Actuellement, les entrées pour les expressions d'index ont toujours stainherit = false.

Comme des statistiques différentes peuvent être appropriées pour des types de données différents, pg_statistic ne fait qu'un minimum de suppositions sur les types de statistiques qu'il stocke.

Seules des statistiques extrêmement générales (comme les valeurs NULL) ont des colonnes dédiées. Tout le reste est stocké dans des « connecteurs », groupes de colonnes associées dont le contenu est identifié par un numéro de code dans l'une des colonnes du connecteur. Pour plus d'information, voir `src/include/catalog/pg_statistic.h`.

`pg_statistic` ne doit pas être lisible par le public, car même les données statistiques sont sensibles. (Exemple : les valeurs maximales et minimales d'une colonne de salaire peuvent être intéressantes). `pg_stats` est une vue sur `pg_statistic` accessible à tous, qui n'expose que les informations sur les tables accessibles à l'utilisateur courant.

Tableau 52.50. Colonnes de `pg_statistic`

Nom	Type	Références	Description
`starelid`	`oid`	`pg_class.oid`	Table ou index à qui la colonne décrite appartient
`staattnum`	`int2`	`pg_attribute.attnum`	Numéro de la colonne décrite
`stainherit`	`bool`		Si vrai, les statistiques incluent les colonnes enfants de l'héritage, pas uniquement les valeurs de la relation spécifiée
`stanullfrac`	`float4`		Fraction des entrées de la colonne qui ont une valeur NULL
`stawidth`	`int4`		Taille moyenne, en octets, des entrées non NULL
`stadistinct`	`float4`		Nombre de valeurs distinctes non NULL dans la colonne. Une valeurs positive est le nombre réel de valeurs distinctes. Une valeur négative est le négatif d'un multiplieur pour le nombre de lignes dans la table ; par exemple, une colonne dans laquelle 90% des lignes ne sont pas NULL et dans laquelle chaque valeur non NULL apparaît deux fois en moyenne, pourrait être représentée avec un `stadistinct` à -0,4.
`stakind`*`N`*	`int2`		Numéro de code indiquant le type de statistiques stockées dans « le connecteur » numéro *`N`* de la ligne de `pg_statistic`.
`staop`*`N`*	`oid`	`pg_operator.oid`	Opérateur utilisé pour dériver les statistiques stockées dans « le connecteur » numéro *`N`*. Par exemple, un connecteur d'histogramme montre l'opérateur `<`, qui définit l'ordre de tri des données.
`stanumbers`*`N`*	`float4[]`		Statistiques numériques du type approprié pour « le connecteur » numéro *`N`* ou NULL si le type de connecteur n'implique pas de valeurs numériques.
`stavalues`*`N`*	`anyarray`		Valeurs de données de la colonne du type approprié pour « le connecteur » numéro *`N`* ou NULL si le type de connecteur ne stocke aucune valeur

Nom	Type	Références	Description
			de données. Chaque valeur d'élément du tableau est en fait du type de données de la colonne indiquée, ou un type en relation comme un type élément d'un tableau, si bien qu'il n'y a aucun moyen de définir le type de ces colonnes plus précisément qu'avec le type `anyarray` (tableau quelconque).

52.51. `pg_statistic_ext`

Le catalogue `pg_statistic_ext` contient des statistiques étendues pour l'optimiseur de requêtes. Chaque ligne de ce catalogue correspond à un *objet statistique* créé avec CREATE STATISTICS.

Tableau 52.51. Colonnes de `pg_statistic_ext`

Nom	Type	Référence	Description
`stxrelid`	`oid`	`pg_class.oid`	Table contenant les colonnes décrites par cet objet
`stxname`	`name`		Nom de l'objet statistique
`stxnamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	OID du schéma contenant l'objet statistique
`stxowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire de l'objet statistique
`stxkeys`	`int2vector`	`pg_attribute.attnum`	Un tableau de numéros de colonnes, indiquant les colonnes de la table couvertes par l'objet statistique ; par exemple, une valeur `1 3` signifierait que les première et troisième colonnes de la table sont couvertes
`stxkind`	`char[]`		Un tableau contenant des codes pour les types statistiques activés ; les valeurs valides sont : `d` pour des statistiques n-distinct, `f` pour des statistiques de dépendance fonctionnelle
`stxndistinct`	`pg_ndistinct`		Nombre de valeurs distinctes, sérialisé sous la forme d'un type `pg_ndistinct`
`stxdependencies`	`pg_dependencies`		Statistiques de dépendance fonctionnelle,

Nom	Type	Référence	Description
			sérialisées sous la forme d'un type pg_dependencies

Le champ stxkind est rempli à la création de l'objet statistique, indiquant les types de statistique désirés. Les champs suivants sont initialement à zéro et seulement remplis quand la statistique correspondante a été calculée par ANALYZE.

52.52. pg_subscription

Le catalogue pg_subscription contient toutes les souscriptions existantes pour la réplication logique. Pour plus d'informations sur la réplication logique, voir Chapitre 31.

Contrairement à la plupart des catalogues systèmes, pg_subscription est partagé parmi toutes les bases de données d'une instance. Il existe une seule copie de pg_subscription par instance, et non pas une par base de données.

L'accès à la colonne subconninfo est interdite aux utilisateurs standards car elle pourrait contenir des mots de passe en clair.

Tableau 52.52. Colonnes de pg_subscription

Nom	Type	Référence	Description
oid	oid		Identifiant de la ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
subdbid	oid	pg_database.oid	OID de la base de données où réside la souscription
subname	name		Nom de la souscription
subowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire de la souscription
subenabled	bool		Si true, la souscription est activée et doit répliquer.
subsynccommit	text		Contient la valeur du paramètre synchronous_commit pour les processus workers de la souscription.
subconninfo	text		Chaîne de connexion vers la base de données source
subslotname	name		Nom du slot de réplication dans la base de données source (aussi utilisé pour le nom origine de la réplication locale). NULL représente NONE.

Nom	Type	Référence	Description
subpublications	text[]		Tableau de noms de publications souscrites. Ceci référence les publications sur le serveur publieur. Pour plus d'informations sur les publications, voir Section 31.1.

52.53. pg_subscription_rel

Le catalogue pg_subscription_rel contient l'état de chaque relation répliquée dans chaque souscription. C'est une correspondance N-N (plusieurs à plusieurs).

Ce catalogue contient seulement les tables connues à la souscription après exécution deCREATE SUBSCRIPTION ou ALTER SUBSCRIPTION ... REFRESH PUBLICATION.

Tableau 52.53. Colonnes de pg_subscription_rel

Nom	Type	Référence	Description
srsubid	oid	pg_subscription.oid	Référence à la souscription
srrelid	oid	pg_class.oid	Référence à la relation
srsubstate	char		Code d'état : i = initialisation, d = données en cours de copie, s = synchronisée, r = prête (réplication normale)
srsublsn	pg_lsn		LSN distant du changement d'état utilisé pour la coordination de la synchronisation pour les états s ou r, sinon NULL

52.54. pg_tablespace

Le catalogue pg_tablespace enregistre les informations des *tablespaces* disponibles. Les tables peuvent être placées dans des *tablespaces* particuliers pour faciliter l'administration des espaces de stockage.

Contrairement à la plupart des catalogues système, pg_tablespace est partagée par toutes les bases de données du cluster : il n'y a donc qu'une copie de pg_tablespace par cluster, et non une par base.

Tableau 52.54. Colonnes de pg_tablespace

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
spcname	name		Nom du *tablespace*

Nom	Type	Références	Description
spcowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire du *tablespace*, habituellement l'utilisateur qui l'a créé
spcacl	aclitem[]		Droits d'accès ; voir GRANT et REVOKE pour les détails.
spcoptions	text[]		Options au niveau tablespace, sous la forme de chaînes « motclé=valeur »

52.55. pg_transform

Le catalogue pg_transform stocke des informations à propos des transformations, qui sont un mécanisme pour adapter des types de données aux langages procéduraux. Voir CREATE TRANSFORM pour plus d'informations.

Tableau 52.55. Colonnes de pg_transform

Nom	Type	Références	Description
trftype	oid	pg_type.oid	L'OID du type de donnée auquel cette transformation s'applique
trflang	oid	pg_language.oid	L'OID du langage auquel cette transformation s'applique
trffromsql	regproc	pg_proc.oid	L'OID de la fonction à utiliser pour la conversion du type de données envoyé au langage procédural (par exemple, les paramètres de la fonction). Zéro est stocké si cette opération n'est pas supportée.
trftosql	regproc	pg_proc.oid	L'OID de la fonction à utiliser pour convertir les sorties du langage procédural (par exemple, les valeurs de retour) vers le type de données. Zéro est stocké si cette opération n'est pas supportée.

52.56. pg_trigger

Le catalogue pg_trigger stocke les informations concernant les déclencheurs des tables et des vues. Voir la commande CREATE TRIGGER pour plus d'informations.

Tableau 52.56. Colonnes de pg_trigger

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)

Nom	Type	Références	Description
tgrelid	oid	pg_class.oid	Table sur laquelle porte le déclencheur
tgname	name		Nom du déclencheur (doit être unique parmi les déclencheurs d'une table)
tgfoid	oid	pg_proc.oid	Fonction à appeler
tgtype	int2		Masque de bits identifiant les conditions de déclenchement
tgenabled	char		Contrôle l'exécution du trigger suivant le mode session_replication_role. O = le trigger se déclenche dans les modes « origin » et « local », D = le trigger est désactivé, R = le trigger s'exécute en mode « replica », A = le trigger s'exécute à chaque fois.
tgisinternal	bool		Vrai si le trigger est généré en interne (habituellement pour forcer la contrainte identifiée par tgconstraint)
tgconstrrelid	oid	pg_class.oid	La table référencée par une contrainte d'intégrité référentielle
tgconstrindid	oid	pg_class.oid	L'index supportant une contrainte unique, clé primaire, clé d'intégrité référentielle, contraint d'exclusion
tgconstraint	oid	pg_constraint.oid	L'entrée pg_constraint associé au trigger, si elle existe
tgdeferrable	bool		Vrai si le déclencheur contrainte est retardable
tginitdeferred	bool		Vrai si le déclencheur de contrainte est initialement retardé
tgnargs	int2		Nombre de chaînes d'arguments passées à la fonction du déclencheur
tgattr	int2vector	pg_attribute.attnum	Numéros de colonne, si le trigger est spécifique à la colonne ; sinon un tableau vide
tgargs	bytea		Chaînes d'arguments à passer au déclencheur, chacune terminée par un NULL
tgqual	pg_node_tree		Arbre d'expression (d'après la représentation de nodeToString()) pour la condition WHEN du trigger, ou NULL si aucune
tgoldtable	name		Nom de la clause REFERENCING pour OLD TABLE, ou NULL si aucun
tgnewtable	name		Nom de la clause REFERENCING pour NEW TABLE, ou NULL si aucun

Actuellement, les triggers spécifiques par colonne sont supportés seulement pour les événements UPDATE et, du coup, tgattr est valable seulement pour ce type d'événements. tgtype pourrait contenir des informations pour d'autres types d'événement mais ils sont supposés valides pour la table complète, quel que soit le contenu de tgattr.

Note

Quand `tgconstraint` est différent de zéro, `tgconstrrelid`, `tgconstrindid`, `tgdeferrable` et `tginitdeferred` sont grandement redondants avec l'entrée `pg_constraint` référencée. Néanmoins, il est possible qu'un trigger non déferrable soit associé à une contrainte déferrable : les contraintes de clé étrangère peuvent avoir quelques triggers déferrables et quelques triggers non déferrables.

Note

`pg_class.relhastriggers` doit valoir true si la relation possède au moins un trigger dans ce catalogue.

52.57. `pg_ts_config`

Le catalogue `pg_ts_config` contient des entrées représentant les configurations de la recherche plein texte. Une configuration spécifie un analyseur et une liste de dictionnaires à utiliser pour chacun des types d'éléments en sortie de l'analyseur. L'analyseur est présenté dans l'entrée de `pg_ts_config` mais la correspondance élément/dictionnaire est définie par des entrées supplémentaires dans `pg_ts_config_map`.

Les fonctionnalités de recherche plein texte de PostgreSQL sont expliquées en détail dans Chapitre 12.

Tableau 52.57. Colonnes de `pg_ts_config`

Nom	Type	Références	Description
`oid`	`oid`		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
`cfgname`	`name`		Nom de la configuration
`cfgnamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	OID du *namespace* qui contient la configuration
`cfgowner`	`oid`	`pg_authid.oid`	Propriétaire de la configuration
`cfgparser`	`oid`	`pg_ts_parser.oid`	OID de l'analyseur pour la configuration

52.58. `pg_ts_config_map`

Le catalogue `pg_ts_config_map` contient des entrées présentant les dictionnaires de recherche plein texte à consulter et l'ordre de consultation, pour chaque type de lexème en sortie de chaque analyseur de configuration.

Les fonctionnalités de la recherche plein texte de PostgreSQL sont expliquées en détail dans Chapitre 12.

Tableau 52.58. Colonnes de `pg_ts_config_map`

Nom	Type	Références	Description
`mapcfg`	`oid`	`pg_ts_config.oid`	OID de l'entrée `pg_ts_config` qui possède l'entrée
`maptokentype`	`integer`		Un type de lexème émis par l'analyseur de configuration

Nom	Type	Références	Description
mapseqno	integer		Ordre dans lequel consulter l'entrée (les plus petits mapseqno en premier)
mapdict	oid	pg_ts_dict.oid	OID du dictionnaire de recherche plein texte à consulter

52.59. pg_ts_dict

Le catalogue pg_ts_dict contient des entrées définissant les dictionnaires de recherche plein texte. Un dictionnaire dépend d'un modèle de recherche plein texte qui spécifie toutes les fonctions d'implantation nécessaires ; le dictionnaire lui-même fournit des valeurs pour les paramètres utilisateur supportés par le modèle. Cette division du travail permet la création de dictionnaires par des utilisateurs non privilégiés. Les paramètres sont indiqués par une chaîne, dictinitoption, dont le format et la signification dépendent du modèle.

Les fonctionnalités de la recherche plein texte de PostgreSQL sont expliquées en détail dans Chapitre 12.

Tableau 52.59. Colonnes de pg_ts_dict

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
dictname	name		Nom du dictionnaire de recherche plein texte
dictnamespace	oid	pg_namespace.oid	OID du *namespace* contenant le dictionnaire
dictowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire du dictionnaire
dicttemplate	oid	pg_ts_template.oid	OID du modèle de recherche plein texte du dictionnaire
dictinitoption	text		Chaîne d'options d'initialisation du modèle

52.60. pg_ts_parser

Le catalogue pg_ts_parser contient des entrées définissant les analyseurs de la recherche plein texte. Un analyseur est responsable du découpage du texte en entrée en lexèmes et de l'assignation d'un type d'élément à chaque lexème. Puisqu'un analyseur doit être codé à l'aide de fonctions écrites en langage C, la création de nouveaux analyseurs est restreinte aux superutilisateurs des bases de données.

Les fonctionnalités de la recherche plein texte de PostgreSQL sont expliquées en détail dans Chapitre 12.

Tableau 52.60. Colonnes de pg_ts_parser

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
prsname	name		Nom de l'analyseur de recherche plein texte
prsnamespace	oid	pg_namespace.oid	OID du *namespace* qui contient l'analyseur

Nom	Type	Références	Description
prsstart	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction de démarrage de l'analyseur
prstoken	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction next-token de l'analyseur
prsend	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction d'arrêt de l'analyseur
prsheadline	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction headline de l'analyseur
prslextype	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction lextype de l'analyseur

52.61. pg_ts_template

Le catalogue pg_ts_template contient des entrées définissant les modèles de recherche plein texte. Un modèle est le squelette d'implantation d'une classe de dictionnaires de recherche plein texte. Puisqu'un modèle doit être codé à l'aide de fonctions codées en langage C, la création de nouveaux modèles est restreinte aux superutilisateurs des bases de données.

Les fonctionnalités de la recherche plein texte de PostgreSQL sont expliquées en détail dans Chapitre 12.

Tableau 52.61. Colonnes de pg_ts_template

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
tmplname	name		Nom du modèle de recherche plein texte
tmplnamespace	oid	pg_namespace.oid	OID du *namespace* qui contient le modèle
tmplinit	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction d'initialisation du modèle
tmpllexize	regproc	pg_proc.oid	OID de la fonction lexize du modèle

52.62. pg_type

Le catalogue pg_type stocke les informations concernant les types de données. Les types basiques et d'énumération (types scalaires) sont créés avec la commande CREATE TYPE et les domaines avec CREATE DOMAIN. Un type composite est créé automatiquement pour chaque table de la base pour représenter la structure des lignes de la table. Il est aussi possible de créer des types composites avec CREATE TYPE AS.

Tableau 52.62. Colonnes de pg_type

Nom	Type	Références	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
typname	name		Nom du type
typnamespace	oid	pg_namespace.oid	OID du *namespace* qui contient le type
typowner	oid	pg_authid.oid	Propriétaire du type
typlen	int2		Pour les types de taille fixe, typlen est le nombre d'octets de la

Nom	Type	Références	Description
			représentation interne du type. Mais pour les types de longueur variable, `typlen` est négatif. -1 indique un type « varlena » (qui a un attribut de longueur), -2 indique une chaîne C terminée par le caractère NULL.
`typbyval`	`bool`		`typbyval` détermine si les routines internes passent une valeur de ce type par valeur ou par référence. `typbyval` doit être faux si `typlen` ne vaut pas 1, 2 ou 4 (ou 8 sur les machines dont le mot-machine est de 8 octets). Les types de longueur variable sont toujours passés par référence. `typbyval` peut être faux même si la longueur permet un passage par valeur.
`typtype`	`char`		`typtype` vaut `b` pour un type de base, `c` pour un type composite (le type d'une ligne de table, par exemple), `d` pour un domaine, `e` pour un enum, `p` pour un pseudo-type ou `r` pour un type range. Voir aussi `typrelid` et `typbasetype`.
`typcategory`	`char`		`typcategory` est une classification arbitraire de types de données qui est utilisée par l'analyseur pour déterminer la conversion implicite devant être « préférée ». Voir Tableau 52.63
`typispreferred`	`bool`		Vrai si ce type est une cible de conversion préférée dans sa `typcategory`
`typisdefined`	`bool`		Vrai si le type est défini et faux s'il ne s'agit que d'un conteneur pour un type qui n'est pas encore défini. Lorsque `typisdefined` est faux, rien, à part le nom du type, le *namespace* et l'OID, n'est fiable.
`typdelim`	`char`		Caractère qui sépare deux valeurs de ce type lorsque le programme lit les valeurs d'un tableau en entrée. Le délimiteur est associé au type d'élément du tableau, pas au type tableau.
`typrelid`	`oid`	`pg_class.oid`	S'il s'agit d'un type composite (voir `typtype`), alors cette colonne pointe vers la ligne de `pg_class` qui définit la table correspondante. Pour un type composite sans table, l'entrée dans `pg_class` ne représente pas vraiment une table, mais elle est néanmoins nécessaire pour trouver les lignes de `pg_attribute` liées au type. 0 pour les types autres que composites.

Nom	Type	Références	Description
typelem	oid	pg_type.oid	Si typelem est différent de zéro, alors il identifie une autre ligne de pg_type. Le type courant peut alors être utilisé comme un tableau contenant des valeurs de type typelem. Un « vrai » type tableau a une longueur variable (typlen = -1), mais certains types de longueur fixe (typlen > 0) ont aussi un typelem non nul, par exemple name et point. Si un type de longueur fixe a un typelem, alors sa représentation interne est composée d'un certain nombre de valeurs du type typelem, sans autre donnée. Les types de données tableau de taille variable ont un en-tête défini par les sous-routines de tableau.
typarray	oid	pg_type.oid	Si typarray est différent de zéro, alors il identifie une autre ligne dans pg_type, qui est le type tableau « true » disposant de ce type en élément.
typinput	regproc	pg_proc.oid	Fonction de conversion en entrée (format texte)
typoutput	regproc	pg_proc.oid	Fonction de conversion en sortie (format texte)
typreceive	regproc	pg_proc.oid	Fonction de conversion en entrée (format binaire), ou 0 s'il n'y en a pas
typsend	regproc	pg_proc.oid	Fonction de conversion en sortie (format binaire), ou 0 s'il n'y en a pas
typmodin	regproc	pg_proc.oid	Fonction en entrée de modification du type ou 0 si le type ne supporte pas les modificateurs
typmodout	regproc	pg_proc.oid	Fonction en sortie de modification du type ou 0 pour utiliser le format standard
typanalyze	regproc	pg_proc.oid	Fonction ANALYZE personnalisée ou 0 pour utiliser la fonction standard
typalign	char		typalign est l'alignement requis pour stocker une valeur de ce type. Cela s'applique au stockage sur disque ainsi qu'à la plupart des représentations de cette valeur dans PostgreSQL. Lorsque des valeurs multiples sont stockées consécutivement, comme dans la représentation d'une ligne complète sur disque, un remplissage est inséré avant la donnée de ce type pour qu'elle commence à l'alignement indiqué. La référence de l'alignement est le début de la première donnée de la séquence. Les valeurs possibles sont :

Nom	Type	Références	Description
			• `c` = alignement `char`, aucun alignement n'est nécessaire ; • `s` = alignement `short` (deux octets sur la plupart des machines) ; • `i` = alignement `int` (quatre octets sur la plupart des machines) ; • `d` = alignement `double` (huit octets sur la plupart des machines, mais pas sur toutes). **Note** Pour les types utilisés dans les tables systèmes il est indispensable que les tailles et alignements définis dans `pg_type` soient en accord avec la façon dont le compilateur dispose la colonne dans une structure représentant une ligne de table.
`typstorage`	`char`		`typstorage` indique, pour les types varlena (ceux pour lesquels `typlen` = -1), si le type accepte le TOASTage et la stratégie par défaut à utiliser pour les attributs de ce type. Les valeurs possibles sont : • `p` : la valeur doit être stockée normalement ; • `e` : la valeur peut être stockée dans une relation « secondaire » (si la relation en a une, voir `pg_class.reltoastrelid`) ; • `m` : la valeur peut être stockée compressée sur place ; • `x` : la valeur peut être stockée compressée sur place ou stockée dans une relation « secondaire ». Les colonnes `m` peuvent aussi être déplacées dans une table de stockage secondaire, mais seulement en dernier recours (les colonnes `e` et `x` sont déplacées les premières).
`typnotnull`	`bool`		Représente une contrainte non NULL.
`typbasetype`	`oid`	`pg_type.oid`	S'il s'agit d'un domaine (voir `typtype`), alors `typbasetype`

Nom	Type	Références	Description
			identifie le type sur lequel celui-ci est fondé. 0 s'il ne s'agit pas d'un domaine.
typtypmod	int4		Les domaines utilisent ce champ pour enregistrer le typmod à appliquer à leur type de base (-1 si le type de base n'utilise pas de typmod). -1 si ce type n'est pas un domaine.
typndims	int4		Le nombre de dimensions de tableau pour un domaine sur un tableau (c'est-à-dire dont typbasetype est un type tableau). 0 pour les types autres que les domaines sur des types tableaux.
typcollation	oid	pg_collation.oid	typcollation spécifie le collationnement du type. Si le type ne supporte pas les collationnemens, cette colonne vaut zéro. Un type de base qui supporte les collationnements aura DEFAULT_COLLATION_OID ici. Un domaine sur un type collationnable peut avoir un autre OID de collationnement si ce dernier a été précisé pour le domaine.
typdefaultbin	pg_node_tree		Si typdefaultbin n'est pas NULL, ce champ est la représentation nodeToString() d'une expression par défaut pour le type. Ceci n'est utilisé que pour les domaines.
typdefault	text		NULL si le type n'a pas de valeur par défaut associée. Si typdefaultbin est non NULL, ce champ doit contenir une version lisible de l'expression par défaut représentée par typdefaultbin. Si typdefaultbin est NULL et si ce champ ne l'est pas, alors il stocke la représentation externe de la valeur par défaut du type, qui peut être passée à la fonction de conversion en entrée du type pour produire une constante.
typacl	aclitem[]		Droits d'accès ; voir GRANT et REVOKE pour les détails

Tableau 52.63 liste les valeurs de typcategory définies par le système. Tout ajout futur à la liste sera aussi une lettre ASCII majuscule. Tous les autres caractères ASCII sont réservés pour les catégories définies par l'utilisateur.

Tableau 52.63. Codes typcategory

Code	Catégorie
A	Types tableaux
B	Types booléens
C	Types composites
D	Types date/time

Code	Catégorie
E	Types enum
G	Types géometriques
I	Types adresses réseau
N	Types numériques
P	Pseudo-types
S	Types chaînes
R	Types range
T	Types 'Timespan' (étendue de temps, intervalle)
U	Types définis par l'utilisateur
V	Types Bit-string
X	Type unknown

52.63. pg_user_mapping

Le catalogue pg_user_mapping stocke les correspondances entre utilisateurs locaux et distants. L'accès à ce catalogue est interdite aux utilisateurs normaux, utilisez la vue pg_user_mappings à la place.

Tableau 52.64. Colonnes de pg_user_mapping

Nom	Type	Réference	Description
oid	oid		Identifiant de ligne (attribut caché ; doit être sélectionné explicitement)
umuser	oid	pg_authid.oid	OID du rôle à faire correspondre, 0 si l'utilisateur à correspondre est public.
umserver	oid	pg_foreign_server.oid	L'OID du serveur distant qui contient cette correspondance
umoptions	text[]		Options spécifiques à la correspondance d'utilisateurs, sous forme de chaînes « motclé=valeur ». Cette colonne s'affichera comme NULL sauf si l'utilisateur courant est celui en cours de correspondance ou si la correspondance concerne PUBLIC et que l'utilisateur courant est le propriétaire du serveur ou que l'utilisateur courant est un superutilisateur. Le but est de protéger

Nom	Type	Réference	Description
			les informations sur les mots de passe, enregistrées dans une option de la correspondance d'utilisateur.

52.64. Vues système

En plus des catalogues système, PostgreSQL fournit un certain nombre de vues internes. Certaines fournissent un moyen simple d'accéder à des requêtes habituellement utilisées dans les catalogues systèmes. D'autres vues donnent accès à l'état interne du serveur.

Le schéma d'information (Chapitre 37) fournit un autre ensemble de vues qui recouvrent les fonctionnalités des vues système. Comme le schéma d'information fait parti du standard SQL, alors que les vues décrites ici sont spécifiques à PostgreSQL, il est généralement préférable d'utiliser le schéma d'information si celui-ci apporte toutes les informations nécessaires.

Tableau 52.65 liste les vues systèmes décrites plus en détails dans la suite du document. Il existe de plus des vues permettant d'accéder aux résultats du collecteur de statistiques elles sont décrites dans le Tableau 28.2.

Sauf lorsque c'est indiqué, toutes les vues décrites ici sont en lecture seule.

Tableau 52.65. Vues système

Nom de la vue	But
`pg_available_extensions`	extensions disponibles
`pg_available_extension_versions`	versions disponibles des extensions
`pg_config`	paramètres de configuration au moment de la compilation
`pg_cursors`	curseurs ouverts
`pg_file_settings`	résumé du contenu des fichiers de configuration
`pg_group`	groupe d'utilisateurs de la base de données
`pg_hba_file_rules`	résumé du contenu du fichier de configuration de l'authentification des clients
`pg_indexes`	index
`pg_locks`	verrous actuellement détenus ou en attente currently held or awaited
`pg_matviews`	vues matérialisées
`pg_policies`	politiques de sécurité
`pg_prepared_statements`	instructions préparées
`pg_prepared_xacts`	transactions préparées
`pg_publication_tables`	publications et les tables associées
`pg_replication_origin_status`	information sur les origines de réplication, incluant la progression de la réplication
`pg_replication_slots`	informations sur les slots de réplication
`pg_roles`	rôles des bases de données
`pg_rules`	règles
`pg_seclabels`	labels de sécurité

Nom de la vue	But
pg_sequences	séquences
pg_settings	configuration
pg_shadow	utilisateurs des bases de données
pg_stats	statistiques du planificateur
pg_tables	tables
pg_timezone_abbrevs	abréviations des fuseaux horaires
pg_timezone_names	noms des fuseaux horaires
pg_user	utilisateurs des bases de données
pg_user_mappings	user mappings
pg_views	vues

52.65. pg_available_extensions

La vue pg_available_extensions liste les extensions disponibles pour cette installation. Voir aussi le catalogue pg_extension qui affiche les extensions actuellement installées.

Tableau 52.66. Colonnes de pg_available_extensions

Nom	Type	Description
name	name	Nom de l'extension
default_version	text	Nom de la version par défaut, ou NULL si aucune version n'est indiquée
installed_version	text	Version actuellement installée pour cette extension, ou NULL si elle n'est pas installée
comment	text	Chaîne de commentaire à partir du fichier de contrôle de l'extension

La vue pg_available_extensions est en lecture seule.

52.66. pg_available_extension_versions

La vue pg_available_extension_versions liste les versions spécifiques des extensions disponibles sur cette installation. Voir aussi le catalogue pg_extension qui affiche les extensions actuellement installées.

Tableau 52.67. Colonnes de pg_available_extension_versions

Nom	Type	Description
name	name	Nom de l'extension
version	text	Nom de la version
installed	bool	Vrai si cette version de l'extension est actuellement installée
superuser	bool	Vrai si seuls les superutilisateurs sont autorisés à installer cette extension

Nom	Type	Description
relocatable	bool	Vrai si l'extension peut être déplacée dans un autre schéma
schema	name	Nom du schéma dans lequel l'extension doit être installée ou NULL si elle est déplaçable partiellement ou complètement
requires	name[]	Noms des extensions requises, ou NULL si aucune extension supplémentaire n'est nécessaire
comment	text	Chaîne de commentaire provenant du fichier de contrôle de l'extension

La vue pg_available_extension_versions est en lecture seule.

52.67. pg_config

La vue pg_config décrit les paramètres de configuration au moment de la compilation, pour la version actuellement installée de PostgreSQL. Elle a pour but d'être utilisé par les paquets logiciels souhaitant une interface vers PostgreSQL pour faciliter la recherche des fichiers d'en-tête et bibliothèques. Elle fournit les mêmes informations basiques que l'outil client pg_config de PostgreSQL.

Par défaut, la vue pg_config peut seulement être lue par des superutilisateurs.

Tableau 52.68. Colonnes de pg_config

Nom	Type	Description
name	text	Le nom du paramètre
setting	text	La valeur du paramètre

52.68. pg_cursors

La vue pg_cursors liste les curseurs actuellement disponibles. Les curseurs peuvent être définis de plusieurs façons :

- via l'instruction SQL DECLARE ;
- via le message Bind du protocole frontend/backend, décrit dans le Section 53.2.3 ;
- via l'interface de programmation du serveur (SPI), décrite dans le Section 47.1.

La vue pg_cursors affiche les curseurs créés par tout moyen précédent. Les curseurs n'existent que pour la durée de la transaction qui les définit, sauf s'ils ont été déclarés avec WITH HOLD. De ce fait, les curseurs volatils (*non-holdable*) ne sont présents dans la vue que jusqu'à la fin de la transaction qui les a créés.

> **Note**
>
> Les curseurs sont utilisés en interne pour coder certains composants de PostgreSQL, comme les langages procéduraux. La vue pg_cursors peut ainsi inclure des curseurs qui n'ont pas été créés explicitement par l'utilisateur.

Tableau 52.69. Colonnes de pg_cursors

Nom	Type	Description
name	text	Le nom du curseur
statement	text	La chaîne utilisée comme requête pour créer le curseur
is_holdable	boolean	true si le curseur est persistant (*holdable*) (c'est-à-dire s'il peut être accédé après la validation de la transaction qui l'a déclaré) ; false sinon
is_binary	boolean	true si le curseur a été déclaré binaire (BINARY) ; false sinon
is_scrollable	boolean	true si le curseur autorise une récupération non séquentielle des lignes ; false sinon
creation_time	timestamptz	L'heure à laquelle le curseur a été déclaré

La vue pg_cursors est en lecture seule.

52.69. pg_file_settings

La vue pg_file_settings fournie un résumé du contenu des fichiers de configuration du serveur. Une ligne apparaît dans cette vue pour chaque entrée « nom = valeur » apparaissant dans les fichiers, avec des annotations indiquant si la valeur peut être appliquée avec succès. Des lignes additionnelles peuvent apparaître pour des problèmes non liés aux entrées « nom = valeur », comme des erreurs de syntaxe dans les fichiers.

Cette vue est utile pour vérifier que les changements envisagés dans les fichiers de configuration fonctionneront, ou pour diagnostiquer une erreur intervenue. Notez que cette vue rapporte sur le contenu *courant* des fichiers, pas sur ce qui a été appliqué dernièrement par le serveur. (La vue pg_settings est généralement suffisante pour indiquer cela.)

Par défaut, la vue pg_file_settings peut être seulement lue par les superutilisateurs.

Tableau 52.70. Colonnes de pg_file_settings

Nom	Type	Description
sourcefile	text	Chemin complet du fichier de configuration
sourceline	integer	Numéro de ligne dans le fichier de configuration où l'entrée apparaît
seqno	integer	L'ordre dans lequel les entrées sont traitées (1..*n*)
name	text	Nom du paramètre de configuration
setting	text	Valeur à assigner au paramètre
applied	boolean	Vrai si la valeur peut être appliquée avec succès

Nom	Type	Description
error	text	Si non NULL, un message d'erreur indiquant pourquoi cette entrée ne peut pas être appliquée

Si le fichier de configuration contient des erreurs de syntaxe ou des noms de paramètres invalides, le serveur n'essaiera pas d'appliquer les réglages correspondants, et en conséquence tous les champs correspondants auront false pour valeur `applied`. Dans de tels cas, il y aura une ou plusieurs lignes avec des champs `error` non NULL indiquant le ou les problèmes. Dans le cas contraire, les réglages individuels seront appliquées si possible. Si un réglage individuel ne peut être appliqué (par exemple, une valeur invalide, ou le réglage ne peut être modifié qu'après le démarrage du serveur), il y aura un message approprié dans le champ `error`. Une autre manière d'avoir une entrée avec un champ `applied` à false est que le réglage est réécrit par une entrée ultérieure dans le fichier de configuration. Ce cas n'est pas considéré comme une erreur, aussi rien n'apparaît dans le champ `error`.

Voir Section 19.1 pour plus d'informations concernant les diverses manières de modifier les paramètres d'exécution.

52.70. pg_group

La vue `pg_group` existe pour des raisons de compatibilité ascendante : elle émule un catalogue qui a existé avant la version 8.1 de PostgreSQL. Elle affiche les noms et membres de tous les rôles dont l'attribut `rolcanlogin` est dévalidé, ce qui est une approximation des rôles utilisés comme groupes.

Tableau 52.71. Colonnes de pg_group

Nom	Type	Références	Description
groname	name	pg_authid.rolname	Nom du groupe
grosysid	oid	pg_authid.oid	Identifiant du groupe
grolist	oid[]	pg_authid.oid	Un tableau contenant les identifiants des rôles du groupe

52.71. pg_hba_file_rules

La vue `pg_hba_file_rules` fournit un résumé du contenu du fichier de configuration d'authentification des clients, le fichier `pg_hba.conf`. Une ligne apparaît dans cette vue pour chaque ligne non vide et qui n'est pas un commentaire, avec des annotations indiquant si la règle a pu être appliquée avec succès.

Cette vue peut être utile pour vérifier si les modifications planifiées dans le fichier de configuration de l'authentification fonctionneront ou pour diagnostiquer un échec précédent. Notez que cette vue renvoie le contenu *courant* du fichier et non pas ce qui a été chargé la dernière fois sur le serveur.

Par défaut, la vue `pg_hba_file_rules` peut seulement être lue par les superutilisateurs.

Tableau 52.72. Colonnes de pg_hba_file_rules

Nom	Type	Description
line_number	integer	Numéro de ligne de cette règle dans `pg_hba.conf`
type	text	Type de connexion
database	text[]	Liste des noms des base de données pour lesquelles cette règle s'applique

Nom	Type	Description
user_name	text[]	Liste des noms d'utilisateurs et de groupes pour lesquels cette règle s'applique
address	text	Nom d'hôte ou adresse IP, ou une valeur parmi all, samehost, et samenet. NULL pour les connexions locales.
netmask	text	Masque d'adresse IP, ou NULL si non applicable
auth_method	text	Méthode d'authentification
options	text[]	Options specifiées pour la méthode d'authentification
error	text	Si non NULL, un message d'erreur indiquant pourquoi cette ligne n'a pas pu être traitée

Habituellement, une ligne reflétant une entrée incorrecte aura uniquement des valeurs pour les champs line_number et error.

Voir Chapitre 20 pour plus d'informations sur la configuration d'authentification des clients.

52.72. pg_indexes

La vue pg_indexes fournit un accès aux informations utiles sur chaque index de la base de données.

Tableau 52.73. Colonnes de pg_indexes

Nom	Type	Références	Description
schemaname	name	pg_namespace.nspname	Nom du schéma contenant les tables et index
tablename	name	pg_class.relname	Nom de la table portant l'index
indexname	name	pg_class.relname	Nom de l'index
tablespace	name	pg_tablespace.spcname	Nom du *tablespace* contenant l'index (NULL s'il s'agit de celui par défaut pour la base de données)
indexdef	text		Définition de l'index (une commande CREATE INDEX reconstruite)

52.73. pg_locks

La vue pg_locks fournit un accès aux informations concernant les verrous détenus par les transactions actives sur le serveur de bases de données. Voir le Chapitre 13 pour une discussion plus importante sur les verrous.

pg_locks contient une ligne par objet verrouillable actif, type de verrou demandé et processus associé. Un même objet verrouillable peut apparaître plusieurs fois si plusieurs processus ont posé ou attendent des verrous sur celui-ci. Toutefois, un objet qui n'est pas actuellement verrouillé n'apparaît pas.

Il existe plusieurs types distincts d'objets verrouillables : les relations complètes (tables, par exemple), les pages individuelles de relations, des tuples individuels de relations, les identifiants de transaction (virtuels et permanents) et les objets généraux de la base de données (identifiés par l'OID de la classe et l'OID de l'objet, de la même façon que dans pg_description ou pg_depend). De plus, le

droit d'étendre une relation est représenté comme un objet verrouillable distinct, tout comme le droit de mettre à jour `pg_database.datfrozenxid`. Et enfin, les verrous informatifs peuvent être pris sur les numéros qui ont la signification définie par l'utilisateur.

Tableau 52.74. Colonnes de `pg_locks`

Nom	Type	Références	Description
`locktype`	`text`		Type de l'objet verrouillable : `relation`, `extend`, `frozenid`, `page`, `tuple`, `transactionid`, `virtualxid`, `object`, `userlock` ou `advisory`
`database`	`oid`	`pg_database.oid`	L'OID de la base de données dans laquelle existe l'objet à verrouiller, 0 si la cible est un objet partagé ou NULL si l'objet est un identifiant de transaction
`relation`	`oid`	`pg_class.oid`	L'OID de la relation visée par le verrouillage, ou NULL si la cible n'est ni une relation ni une partie de relation
`page`	`integer`		Le numéro de page visé par le verrouillage à l'intérieur de cette relation ou NULL si la cible n'est pas un tuple ou une page de relation
`tuple`	`smallint`		Le numéro du tuple dans la page, ciblé par le verrouillage, ou NULL si la cible n'est pas un tuple
`virtualxid`	`text`		L'identifiant virtuel de transaction visé par le verrouillage, ou NULL si la cible n'est pas un identifiant virtuel de transaction
`transactionid`	`xid`		L'identifiant de transaction ciblé par le verrouillage ou NULL si la cible n'est pas un identifiant de transaction
`classid`	`oid`	`pg_class.oid`	L'OID du catalogue système contenant la cible du verrouillage ou NULL si la cible n'est pas un objet général de la base de données
`objid`	`oid`	n'importe quelle colonne OID	L'OID de la cible du verrouillage dans son catalogue système ou NULL si la cible n'est pas un objet général de la base de données
`objsubid`	`smallint`		Numéro de la colonne ciblée par le verrou (`classid` et `objid` font référence à la table elle-même), ou 0 si la cible est un autre objet de la base de données, ou NULL si l'objet n'est pas un objet de la base de données.
`virtualtransaction`	`text`		L'identifiant virtuel de la transaction qui détient ou attend le verrou.
`pid`	`integer`		L'identifiant du processus serveur qui détient ou attend le verrou. NULL si le verrou est possédé par une transaction préparée.

Nom	Type	Références	Description
mode	text		Nom du type de verrou détenu ou attendu par ce processus (voir la Section 13.3.1 et Section 13.2.3)
granted	boolean		True si le verrou est détenu, false s'il est attendu
fastpath	boolean		True si le verrou a été obtenu grâce au raccourci, false s'il a été obtenu via la table principale des verrous

granted est true sur une ligne représentant un verrou tenu par le processus indiqué. False indique que le processus attend l'acquisition de ce verrou, ce qui implique qu'au moins un autre processus détient ou est en attente d'un verrou en conflit sur le même objet. Le processus en attente dormira jusqu'à ce que l'autre verrou soit relâché (ou qu'une situation de deadlock soit détecté). Un processus seul ne peut attendre qu'au plus un verrou à la fois.

Au cours de l'exécution d'une transaction, un processus serveur détient un verrou exclusif sur l'identifiant virtuel de transaction. Si un identifiant permanent est affecté à la transaction (ce qui arrive normalement seulement si la transaction modifie l'état de la base), il détient aussi un verrou exclusif sur l'identifiant permanent de transaction jusqu'à sa fin. Quand un processus a besoin d'attendre la fin d'une autre transaction, il le fait en tentant d'acquérir un verrou partagé sur l'identfiant virtuel ou permanent de cette autre transaction . Ceci ne réussira que quand l'autre transaction se termine et relâche son verrou.

Bien que les lignes constituent un type d'objet verrouillable, les informations sur les verrous de niveau ligne sont stockées sur disque, et non en mémoire. Ainsi, les verrous de niveau ligne n'apparaissent normalement pas dans cette vue. Si un processus attend un verrou de niveau ligne, elle apparaît sur la vue comme en attente de l'identifiant permanent de la transaction actuellement détentrice de ce verrou de niveau ligne.

Les verrous consultatifs peuvent être acquis par des clés constituées soit d'une seule valeur bigint, soit de deux valeurs integer. Une clé bigint est affichée avec sa moitié haute dans la colonne classid, sa partie basse dans la colonne objid et objsubid à 1. La valeur bigint originale peut être recréée avec l'expression (classid::bigint << 32) | objid::bigint. Les clés integer sont affichées avec la première clé dans la colonne classid, la deuxième clé dans la colonne objid et objsubid à 2. La signification réelle des clés est laissée à l'utilisateur. Les verrous consultatifs sont locaux à chaque base, la colonne database a donc un sens dans ce cas.

Bien qu'il soit possible d'obtenir des informations sur les processus bloquant d'autres processus en joignant la vue pg_locks avec elle-même, c'est très difficile à réaliser correctement dans le détail. Une telle requête devrait intégrer toutes les informations sur les conflits des modes de verrous. Pire, la vue pg_locks n'expose pas d'informations sur les processus en avance des autres dans les queues d'attente de verrous, pas plus que des informations sur les processus exécutés en parallèle pour d'autres sessions clientes. Il est préférable d'utiliser la fonction pg_blocking_pids() (voir Tableau 9.60) pour identifier les processus bloqués par d'autres processus.

pg_locks fournit une vue globale de tous les verrous du cluster, pas seulement de ceux de la base en cours d'utilisation. Bien que la colonne relation puisse être jointe avec pg_class.oid pour identifier les relations verrouillées, ceci ne fonctionne correctement qu'avec les relations de la base accédée (celles pour lesquelles la colonne database est l'OID de la base actuelle ou 0).

La vue pg_locks affiche des données provenant du gestionnaire de verrous standards et du gestionnaire de verrous de prédicats, qui sont des systèmes autrement séparés ; de plus, le gestionnaire de verrous standards sous-divise ses verrous en verrous réguliers et en verrous rapides (*fast-path*). Cette donnée n'est pas garantie comme étant entièrement cohérente. Quand la vue est exécutée, les données des verrous fast-path (avec fastpath = true) sont récupérées à partir de chaque processus, un à la fois, sans geler l'état du gestionnaire des verrous. Donc il est possible que des verrous soient pris ou relachés pendant la récupération de l'information. Néanmoins, notez que ces verrous sont connus

pour ne pas entrer en conflit avec les autres verrous déjà détenus. Après que tous les processus serveurs aient été interrogés pour connaître leur verrous fast-path, le reste du gestionnaire des verrous standards est verrouillé de manière unitaire et une image cohérente de tous les verrous restants est collectée en une seule opération atomique. Après avoir déverrouille le gestionnaire de verrous standards, le gestionnaire de verrous de prédicats est verrouillé de la même manière et tous les verrous de prédicats sont récupérés en une action atomique. Du coup, avec l'exception des verrous fast-path, chaque gestionnaire de verrous délivrera un état cohérent des résultats mais, comme nous ne verrouillons pas les deux gestionnaires de verrous simultanément, il est possible que les verrous soient pris ou relachés après avoir interrogé du gestionnaire de verrous standards et avant avoir interrogé le gestionnaire des verrous de prédicats.

Verrouiller le gestionnaire de verrous standards ou de prédicats peut avoir un impact sur les performances de la base de données si cette vue est fréquemment interrogée. Les verrous sont bloqués le temps minimum nécessaire pour obtenir les données des gestionnaires de verrous mais cela n'élimine pas complètement la possibilité d'un impact sur les performances.

La colonne `pid` peut être jointe à la colonne `pid` de la vue `pg_stat_activity` pour obtenir plus d'informations sur la session qui détient ou attend un verrou, par exemple :

```
SELECT * FROM pg_locks pl LEFT JOIN pg_stat_activity psa
    ON pl.pid = psa.pid;
```

. De plus, si des transactions préparées sont utilisées, la colonne `virtualtransaction` peut être jointe à la colonne `transaction` de la vue`pg_prepared_xacts` pour obtenir plus d'informations sur les transactions préparées qui détiennent des verrous. (Une transaction préparée ne peut jamais être en attente d'un verrou mais elle continue à détenir les verrous qu'elle a acquis pendant son exécution.) Par exemple :

```
SELECT * FROM pg_locks pl LEFT JOIN pg_prepared_xacts ppx
    ON pl.virtualtransaction = '-1/' || ppx.transaction;
```

52.74. `pg_matviews`

La vue `pg_matviews` donne accès à des informations utiles sur chaque vue matérialisée de la base.

Tableau 52.75. Colonnes de `pg_matviews`

Nom	Type	Références	Description
`schemaname`	`name`	`pg_namespace.nspname`	Nom du schéma contenant la vue matérialisée
`matviewname`	`name`	`pg_class.relname`	Nom de la vue matérialisée
`matviewowner`	`name`	`pg_authid.rolname`	Nom du propriétaire de la vue matérialisée
`tablespace`	`name`	`pg_tablespace.spcname`	Nom du tablespace contenant la vue matérialisée (null s'il s'agit du tablespace par défaut pour cette base)
`hasindexes`	`boolean`		Vrai si la vue matérialisée a (ou a eu) des index

Nom	Type	Références	Description
ispopulated	boolean		Vrai si la vue matérialisée est peuplée
definition	text		Définition de la vue matérialisée (une requête SELECT reconstruite)

52.75. pg_policies

La vue pg_policies donne accès à des informations utiles à propos des politiques de sécurité niveau ligne dans la base de données.

Tableau 52.76. Colonnes de pg_policies

Nom	Type	Références	Description
schemaname	name	pg_namespace.nspname	Nom du schéma contenant la table sur laquelle la politique de sécurité s'applique
tablename	name	pg_class.relname	Nom de la table sur laquelle la politique de sécurité s'applique
policyname	name	pg_policy.polname	Nom de la politique de sécurité
polpermissive	text		La politique est-elle permissive ou restrictive ?
roles	name[]		Les rôles auxquels s'applique cette politique de sécurité
cmd	text		Le type de commande auquel s'applique la politique de sécurité
qual	text		L'expression ajoutée aux qualifications de barrière de sécurité pour les requêtes auxquelles s'applique la politique de sécurité
with_check	text		L'expression ajoutée aux qualifications WITH CHECK pour les requêtes auxquelles s'applique la politique de sécurité

52.76. pg_prepared_statements

La vue pg_prepared_statements affiche toutes les instructions préparées disponibles pour la session en cours. Voir PREPARE pour de plus amples informations sur les instructions préparées.

pg_prepared_statements contient une ligne pour chaque instruction préparée. Les lignes sont ajoutées à la vue quand une nouvelle instruction préparée est créée et supprimée quand une instruction préparée est abandonnée (par exemple, via la commande DEALLOCATE).

Tableau 52.77. Colonnes de pg_prepared_statements

Nom	Type	Description
name	text	L'identifiant de l'instruction préparée
statement	text	La requête soumise par le client pour créer cette instruction préparée. Pour les instructions préparées créées en SQL, c'est l'instruction PREPARE soumise par le client. Pour les instructions préparées créées via le protocole frontend/backend, c'est le texte de l'intruction préparée elle-même.
prepare_time	timestamptz	L'heure de création de l'instruction préparée
parameter_types	regtype[]	Les types des paramètres attendus par l'instruction préparée sous la forme d'un tableau de regtype. L'OID correspondant à un élément de ce tableau peut être obtenu en convertissant la valeur regtype en oid.
from_sql	boolean	true si l'instruction préparée a été créée via l'instruction SQL PREPARE ; false si l'instruction a été préparée via le protocole frontend/backend

La vue pg_prepared_statements est en lecture seule.

52.77. pg_prepared_xacts

La vue pg_prepared_xacts affiche les informations concernant les transactions actuellement préparées pour une validation en deux phases (voir PREPARE TRANSACTION pour les détails).

pg_prepared_xacts contient une ligne par transaction préparée. L'entrée est supprimée quand la transaction est validée ou annulée.

Tableau 52.78. Colonnes de pg_prepared_xacts

Nom	Type	Références	Description
transaction	xid		L'identifiant numérique de la transaction préparée
gid	text		L'identifiant global de transaction assigné à la transaction
prepared	timestamp with		L'heure de préparation de la transaction pour validation

Nom	Type	Références	Description
	time zone		
owner	name	pg_authid.rolname	Le nom de l'utilisateur qui a exécuté la transaction
database	name	pg_database.datname	Nom de la base de données dans laquelle a été exécutée la transaction

Lors d'un accès à la vue pg_prepared_xacts, les structures de données du gestionnaire interne des transactions sont momentanément verrouillées et une copie de la vue est faite pour affichage. Ceci assure que la vue produit un ensemble cohérent de résultats tout en ne bloquant pas les opérations normales plus longtemps que nécessaire. Néanmoins, si la vue est accédée fréquemment, les performances de la base de données peuvent être impactées.

52.78. pg_publication_tables

La vue pg_publication_tables fournit des informations sur la correspondance entre les publications et les tables qu'elles contiennent. Contrairement au catalogue pg_publication_rel sous-jacent, cette vue étend les publications définies comme FOR ALL TABLES, donc pour ces publications, il y aura une ligne pour chaque table éligible.

Tableau 52.79. Colonnes de pg_publication_tables

Nom	Type	Référence	Description
pubname	name	pg_publication.pubname	Nom de la publication
schemaname	name	pg_namespace.nspname	Nom du schéma contenant la table
tablename	name	pg_class.relname	Nom de la table

52.79. pg_replication_origin_status

La vue pg_replication_origin_status contient des informations sur l'avancement du rejeu pour une certaine origine. Pour plus d'informations sur les origines de réplication, voir Chapitre 50.

Tableau 52.80. Colonnes de pg_replication_origin_status

Nom	Type	Références	Description
local_id	Oid	pg_replication_origin.roident	identifiant interne du nœud
external_id	text	pg_replication_origin.roname	identifiant externe du nœud
remote_lsn	pg_lsn		Le LSN du nœud de l'origine jusqu'où les données ont été répliquées.
local_lsn	pg_lsn		Le LSN de ce nœud auquel remote_lsn a été répliqué. Utilisé pour vider les enregistrements validés avant de sauvegarder les données sur disque lorsque la validation asynchrone des transations est utilisée.

52.80. pg_replication_slots

La vue pg_replication_slots fournit une liste de tous les slots de réplication qui existent actuellement sur l'instance, avec leur état courant.

Pour plus d'informations sur les slots de réplication, voir Section 26.2.6 et Chapitre 49.

Tableau 52.81. Colonnes de pg_replication_slots

Nom	Type	Références	Description
slot_name	name		Un identifiant unique au niveau de l'instance pour le slot de réplication
plugin	name		Le nom de base de l'objet partagé contenant le plugin en sortie que ce slot logique utilise, NULL pour les slots physiques.
slot_type	text		Le type du slot - physical ou logical
datoid	oid	pg_database.oid	L'OID de la base de données avec laquelle ce slot est associée, ou NULL. Seuls les slots logiques ont une base de données associée.
database	text	pg_database.datname	Le nom de la base de données avec laquelle ce slot est associée, ou NULL. Seuls les slots logiques ont une base de données associée.
temporary	boolean		True si c'est un slot de réplication temporaire. Les slots temporaires ne sont pas sauvegardés sur disque et sont automatiquement supprimés lors d'une erreur ou lorsque la session est terminée.
active	boolean		Vrai si ce slot est actuellement utilisé
active_pid	integer		L'ID du processus de la session utilisant ce slot si le slot est actuellement activement utilisé. NULL si inactif.
xmin	xid		La plus ancienne transaction dont ce slot a besoin, et que le serveur doit donc conserver. VACUUM ne

Nom	Type	Références	Description
			peut pas traiter des lignes supprimées par des transactions plus récentes.
catalog_xmin	xid		La plus ancienne transaction affectant les catalogues systèmes dont ce slot a besoin et que le serveur doit donc conserver. VACUUM ne peut pas traiter des lignes du catalogues supprimées par des transactions plus récentes.
restart_lsn	pg_lsn		L'adresse (LSN) du plus ancien journal de transactions toujours requis par le consommateur de ce slot et qui, de ce fait, ne pourra plus être automatiquement supprimé pendant les checkpoints. NULL si le LSN de ce slot n'a jamais été réservé.
confirmed_flush_lsn	pg_lsn		L'adresse (LSN) jusqu'où le consommateur de la réplication logique a confirmé avoir reçu les données. Les données plus anciennes ne sont plus disponibles. NULL pour les slots physiques.

52.81. pg_roles

La vue pg_roles fournit un accès aux informations des rôles de base de données. C'est tout simplement une vue accessible de pg_authid qui n'affiche pas le champ du mot de passe.

Cette vue expose explicitement la colonne OID de la table sous-jacente car elle est nécessaire pour réaliser des jointures avec les autres catalogues.

Tableau 52.82. Colonnes de pg_roles

Nom	Type	Références	Description
rolname	name		Nom du rôle
rolsuper	bool		Le rôle est un superutilisateur
rolinherit	bool		Le rôle hérite automatiquement des droits des rôles dont il est membre
rolcreaterole	bool		Le rôle peut créer d'autres rôles

Nom	Type	Références	Description
rolcreatedb	bool		Le rôle peut créer des bases de données
rolcanlogin	bool		Le rôle peut se connecter, c'est-à-dire que ce rôle peut être indiqué comme identifiant initial d'autorisation de session.
rolreplication	bool		Le rôle est un rôle de réplication. Ce type de rôle peut initier des connexions de réplication et créer/supprimer des slots de réplication.
rolbypassrls	bool	Le rôle passe outre toutes les politiques de sécurité niveau ligne, voir Section 5.7 pour plus d'informations.	
rolconnlimit	int4		Pour les rôles autorisés à se connecter, ceci indique le nombre maximum de connexions concurrentes autorisées par rôle. -1 signifie qu'il n'y a pas de limite.
rolpassword	text		Ce n'est pas le mot de passe (toujours ********)
rolvaliduntil	timestamptz		Estampille temporelle d'expiration du mot de passe (utilisée uniquement pour l'authentification par mot de passe) ; NULL s'il est indéfiniment valable
rolbypassrls	bool		Contourne toutes les politiques de sécurité niveau ligne. Voir Section 5.7 pour plus d'informations.
rolconfig	text[]		Valeurs par défaut de certaines variables spécifiques pour ce rôle
oid	oid	pg_authid.oid	Identifiant du rôle

52.82. pg_rules

La vue pg_rules fournit un accès à des informations utiles sur les règles de réécriture des requêtes.

Tableau 52.83. Colonnes de pg_rules

Nom	Type	Références	Description
schemaname	name	pg_namespace.nspname	Nom du schéma contenant la table
tablename	name	pg_class.relname	Nom de la table pour laquelle est créée la règle
rulename	name	pg_rewrite.rulename	Nom de la règle
definition	text		Définition de la règle (une commande de création reconstruite)

La vue pg_rules exclut les règles ON SELECT des vues, matérialisées ou non ; elles sont accessibles dans pg_views et pg_matviews.

52.83. pg_seclabels

La vue pg_seclabels fournit des informations sur les labels de sécurité. C'est une version du catalogue pg_seclabel bien plus lisible.

Tableau 52.84. Colonnes de `pg_seclabels`

Nom	Type	Référence	Description
`objoid`	`oid`	toute colonne OID	L'OID de l'objet concerné par ce label de sécurité
`classoid`	`oid`	`pg_class.oid`	L'OID du catalogue système où cet objet apparaît
`objsubid`	`int4`		Pour un label de sécurité sur une colonne d'une table, cette colonne correspond au numéro de colonne (les colonnes `objoid` et `classoid` font référence à la table). Pour tous les autres types d'objets, cette colonne vaut zéro.
`objtype`	`text`		Le type d'objet auquel s'applique ce label, en texte.
`objnamespace`	`oid`	`pg_namespace.oid`	L'OID du schéma de cet objet si applicable ; NULL dans les autres cas.
`objname`	`text`		Le nom de l'objet auquel s'applique ce label, en texte.
`provider`	`text`	`pg_seclabel.provider`	Le fournisseur associé à ce label.
`label`	`text`	`pg_seclabel.label`	Le label de sécurité appliqué à cet objet.

52.84. pg_sequences

La vue `pg_sequences` fournit un accès aux informations utiles sur chaque séquence de la base.

Tableau 52.85. Colonnes de `pg_sequences`

Nom	Type	Référence	Description
`schemaname`	`name`	`pg_namespace.nspname`	Nom du schéma contenant la séquence
`sequencename`	`name`	`pg_class.relname`	Nom de la séquence
`sequenceowner`	`name`	`pg_authid.rolname`	Nom du propriétaire de la séquence
`data_type`	`regtype`	`pg_type.oid`	Type de données de la séquence
`start_value`	`bigint`		Valeur de démarrage de la séquence
`min_value`	`bigint`		Valeur minimale de la séquence

Nom	Type	Référence	Description
max_value	bigint		Valeur maximale de la séquence
increment_by	bigint		Valeur d'incrément de la séquence
cycle	boolean		La séquence fait-elle un cycle ?
cache_size	bigint		Taille du cache de la séquence
last_value	bigint		La dernière valeur écrite sur disque de la séquence. Si le cache est utilisé, cette valeur peut être supérieure à la dernière valeur renvoyée par la séquence. NULL si la séquence n'a pas encore été lue. De plus, si l'utilisateur courant n'a pas le droit USAGE ou SELECT sur la séquence, la valeur est NULL.

52.85. pg_settings

La vue pg_settings fournit un accès aux paramètres d'exécution du serveur. C'est essentiellement une interface alternative aux commandes SHOW et SET. Elle fournit aussi un accès à certaines informations des paramètres qui ne sont pas directement accessibles avec SHOW, telles que les valeurs minimales et maximales.

Tableau 52.86. Colonnes de pg_settings

Nom	Type	Description
name	text	Nom du paramètre d'exécution
setting	text	Valeur actuelle du paramètre
unit	text	Unité implicite du paramètre
category	text	Groupe logique du paramètre
short_desc	text	Description brève du paramètre
extra_desc	text	Information supplémentaire, plus détaillée, sur le paramètre
context	text	Contexte requis pour positionner la valeur du paramètre (voir ci-dessous)
vartype	text	Type du paramètre (bool, enum, integer, real ou string)
source	text	Source de la valeur du paramètre actuel
min_val	text	Valeur minimale autorisée du paramètre (NULL pour les valeurs non numériques)
max_val	text	Valeur maximale autorisée du paramètre (NULL pour les valeurs non numériques)

Nom	Type	Description
enumvals	text[]	Valeurs autorisées pour un paramètre enum (NULL pour les valeurs non enum)
boot_val	text	Valeur de paramètre prise au démarrage du serveur si le paramètre n'est pas positionné d'une autre façon
reset_val	text	Valeur à laquelle RESET ramènerait le paramètre dans la session courante
sourcefile	text	Fichier de configuration dans lequel ce fichier a été positionné (NULL pour les valeurs positionnées ailleurs que dans un fichier de configuration, examiné par un utilisateur qui n'est ni un superutilisateur ni un membre de pg_read_all_settings) ; utile lors de l'utilisation de directives include dans les fichiers de configuration
sourceline	integer	Numéro de ligne du fichier de configuration à laquelle cette valeur a été positionnée (NULL pour des valeurs positionnées ailleurs que dans un fichier de configuration, ou quand examiné par un utilisateur qui n'est ni superutilisateur ni un membre de pg_read_all_settings).
pending_restart	boolean	true si la valeur a été modifiée dans le fichier de configuration mais a besoin d'un redémarrage ; ou false autrement.

Il existe différentes valeurs de context. Les voici, classées dans l'ordre de difficulté décroissante pour la modification d'un paramètre :

internal

Ces paramètres ne peuvent pas être modifiés directement ; ils reflètent des valeurs internes. Certaines sont modifiables en compilant le serveur avec des options différentes pour l'étape de configuration, ou en changeant des options lors de l'étape du initdb.

postmaster

Ces paramètres sont seulement appliqués au démarrage du serveur, donc toute modification nécessite un redémarrage du serveur. Les valeurs sont typiquement conservées dans le fichier postgresql.conf ou passées sur la ligne de commande lors du lancement du serveur. Bien sûr, tout paramètre dont la colonne context est inférieure peut aussi être configuré au démarrage du serveur.

sighup

Les modifications sur ces paramètres peuvent se faire dans le fichier postgresql.conf sans avoir à redémarrer le serveur. L'envoi d'un signal SIGHUP au processus père (historiquement appelé postmaster) le forcera à relire le fichier postgresql.conf et à appliquer les modifications. Ce processus enverra aussi le signal SIGHUP aux processus fils pour qu'ils tiennent compte des nouvelles valeurs.

superuser-backend

Les modifications de ces réglages peuvent être effectuées dans postgresql.conf sans redémarrer le serveur. Ils peuvent également être positionnés pour une session en particulier dans le paquet réseau de demande de connexion (par exemple, via la variable d'environnement PGOPTIONS de libpq), mais seulement si l'utilisateur se connectant est superutilisateur. Cependant, ces réglages ne changent jamais dans une session une fois qu'elle a débutée. Si vous les modifiez dans postgresql.conf, envoyez un signal SIGHUP à postmaster pour le forcer à relire postgresql.conf. Les nouvelles valeurs n'affecteront que les sessions ouvertes après cette relecture.

`backend`

Les modifications sur ces paramètres peuvent se faire dans le fichier `postgresql.conf` sans avoir à redémarrer le serveur ; ils peuvent aussi être configurés pour une session particulière dans le paquet de demande de connexion (par exemple, via la variable d'environnement `PGOPTIONS` gérée par la bibliothèque libpq) ; tous les utilisateurs peuvent faire de telles modifications pour leur session. Néanmoins, ces modifications ne changent jamais une fois que la session a démarré. Si vous les changez dans le fichier `postgresql.conf`, envoyez un signal SIGHUP à postmaster car ça le forcera à relire le fichier `postgresql.conf`. Les nouvelles valeurs affecteront seulement les sessions lancées après la relecture de la configuration.

`superuser`

Ces paramètres sont configurables partir du fichier `postgresql.conf` ou à l'intérieur d'une session via la commande `SET` ; mais seuls les superutilisateurs peuvent les modifier avec `SET`. Les modifications apportées dans le fichier `postgresql.conf` affecteront aussi les sessions existantes si aucune valeur locale à la session n'a été établie avec une commande `SET`.

`user`

Ces paramètres peuvent être configurés à partir du fichier `postgresql.conf` ou à l'intérieur d'une session via la commande `SET`. Tout utilisateur est autorisé à modifier la valeur sur sa session. les modifi Any user is allowed to change his session-local value. Les modifications apportées dans le fichier `postgresql.conf` affecteront aussi les sessions existantes si aucune valeur locale à la session n'a été établie avec une commande `SET`.

Voir Section 19.1 pour plus d'informations sur les différentes façons de modifier ces paramètres.

La vue `pg_settings` n'accepte ni insertion ni suppression mais peut être actualisée. Une requête `UPDATE` appliquée à une ligne de `pg_settings` est équivalente à exécuter la commande SET sur ce paramètre. Le changement affecte uniquement la valeur utilisée par la session en cours. Si un `UPDATE` est lancé à l'intérieur d'une transaction annulée par la suite, les effets de la commande `UPDATE` disparaissent à l'annulation de la transaction. Lorsque la transaction est validée, les effets persistent jusqu'à la fin de la session, à moins qu'un autre `UPDATE` ou `SET` ne modifie la valeur.

52.86. pg_shadow

La vue `pg_shadow` existe pour des raisons de compatibilité ascendante : elle émule un catalogue qui a existé avant la version 8.1 de PostgreSQL. Elle affiche les propriétés de tous les rôles marqués `rolcanlogin` dans `pg_authid`.

Cette table tire son nom de la nécessité de ne pas être publiquement lisible, car elle contient les mots de passe. `pg_user` est une vue sur `pg_shadow`, publiquement accessible, car elle masque le contenu du champ de mot de passe.

Tableau 52.87. Colonnes de `pg_shadow`

Nom	Type	Références	Description
`usename`	`name`	`pg_authid.rolname`	Nom de l'utilisateur
`usesysid`	`oid`	`pg_authid.oid`	Identifiant de l'utilisateur
`usecreatedb`	`bool`		L'utilisateur peut créer des bases de données
`usesuper`	`bool`		L'utilisateur est un superutilisateur
`userepl`	`bool`		L'utilisateur peut initier une réplication en flux et peut faire entrer le système en mode sauvegarde et l'en faire sortir.
`usebypassrls`	`bool`		L'utilisateur passe outre toutes les politiques de sécurité niveau ligne, voir Section 5.7 pour plus d'informations.

Nom	Type	Références	Description
passwd	text		Mot de passe (éventuellement chiffré) ; NULL si aucun. Voir pg_authid pour des détails sur le stockage des mots de passe chiffrés.
valuntil	abstime		Estampille temporelle d'expiration du mot de passe (utilisée uniquement pour l'authentification par mot de passe)
useconfig	text[]		Valeurs de session par défaut des variables de configuration

52.87. pg_stats

La vue pg_stats fournit un accès aux informations stockées dans la table système pg_statistic. Cette vue n'autorise l'accès qu'aux seules lignes de pg_statistic correspondant aux tables sur lesquelles l'utilisateur a un droit de lecture. Elle peut donc sans risque être publiquement accessible en lecture.

pg_stats est aussi conçue pour afficher l'information dans un format plus lisible que le catalogue sous-jacent -- au prix de l'extension du schéma lorsque de nouveaux types de connecteurs sont définis dans pg_statistic.

Tableau 52.88. Colonnes de pg_stats

Nom	Type	Références	Description
schemaname	name	pg_namespace.nspname	Nom du schéma contenant la table
tablename	name	pg_class.relname	Nom de la table
attname	name	pg_attribute.attname	Nom de la colonne décrite par la ligne
inherited	bool		Si vrai, cette ligne inclut les colonnes enfant de l'héritage, pas seulement les valeurs de la table spécifiée
null_frac	real		Fraction d'entrées de colonnes qui sont NULL
avg_width	integer		Largeur moyenne en octets des entrées de la colonne
n_distinct	real		Si positif, nombre estimé de valeurs distinctes dans la colonne. Si négatif, nombre de valeurs distinctes divisé par le nombre de lignes, le tout muliplié par -1. (La forme négative est utilisée quand ANALYZE croit que le nombre de valeurs distinctes a tendance à grossir au fur et à mesure que la table grossit ; la forme positive est utilisée lorsque la commande semble avoir un nombre fixe de valeurs possibles.) Par exemple, -1 indique une colonne unique pour laquelle le nombre de valeurs distinctes est identique au nombre de lignes.
most_common_vals	anyarray		Liste de valeurs habituelles de la colonne. (NULL si aucune valeur ne semble identique aux autres.)
most_common_freqs	real[]		Liste de fréquences des valeurs les plus courantes, c'est-à-dire le nombre

Nom	Type	Références	Description
			d'occurrences de chacune divisé par le nombre total de lignes. (NULL lorsque `most_common_vals` l'est.)
`histogram_bounds`	`anyarray`		Liste de valeurs qui divisent les valeurs de la colonne en groupes de population approximativement identiques. Les valeurs dans `most_common_vals`, s'il y en a, sont omises de ce calcul d'histogramme. (Cette colonne est NULL si le type de données de la colonne ne dispose pas de l'opérateur < ou si la liste `most_common_vals` compte la population complète.)
`most_common_vals`	`anyarray`		Une liste des valeurs non NULL les plus communes apparaissant parmi les valeurs de la colonne (NULL pour les types scalaires).
`most_common_freqs`	`real[]`		Une liste des fréquences des valeurs les plus communes, c'est-à-dire la fraction des lignes contenant au moins une instance de la valeur donnée. Deux ou trois valeurs supplémentaires suivent les fréquences par élément ; elles correspondent au minimum et au maximum des fréquences précédentes par élément, et en option la fréquence des éléments NULL. (NULL quand `most_common_elems` est NULL.)
`elem_count_histogram`	`real[]`		Un histogramme du nombre de valeurs distinctes et non NULL parmi les valeurs de la colonnes, suivi de la moyenne des éléments distincts non NULL. (NULL pour les types scalaires.)
`correlation`	`real`		Corrélation statistique entre l'ordre physique des lignes et l'ordre logique des valeurs de la colonne. Ceci va de -1 à +1. Lorsque la valeur est proche de -1 ou +1, un parcours de l'index sur la colonne est estimé moins coûteux que si cette valeur tend vers 0, à cause de la réduction du nombre d'accès aléatoires au disque. (Cette colonne est NULL si le type de données de la colonne ne dispose pas de l'opérateur <.)

Le nombre maximum d'entrées dans les champs de type tableau est configurable colonne par colonne en utilisant la commande `ALTER TABLE SET STATISTICS` ou globalement avec le paramètre d'exécution default_statistics_target.

52.88. `pg_tables`

La vue `pg_tables` fournit un accès aux informations utiles de chaque table de la base de données.

Tableau 52.89. Colonnes de `pg_tables`

Nom	Type	Références	Description
`schemaname`	`name`	`pg_namespace.nspname`	Nom du schéma qui possède la table

Nom	Type	Références	Description
tablename	name	pg_class.relname	Nom de la table
tableowner	name	pg_authid.rolname	Nom du propriétaire de la table
tablespace	name	pg_tablespace.spcname	Nom du *tablespace* qui contient la table (NULL s'il s'agit du *tablespace* par défaut de la base)
hasindexes	boolean	pg_class.relhasindex	Vrai si la table comporte (ou a récemment comporté) des index
hasrules	boolean	pg_class.relhasrules	Vrai si la table dispose (ou disposait) de règles
hastriggers	boolean	pg_class.reltriggers	Vrai si la table dispose (ou disposait) de déclencheurs
rowsecurity	boolean	pg_class.relrowsecurity	Vrai si la sécurité niveau ligne est activée sur la table

52.89. pg_timezone_abbrevs

La vue pg_timezone_abbrevs fournit la liste des abréviations de fuseaux horaires actuellement reconnues par les routines de saisie date/heure. Le contenu de cette vue change avec la modification du paramètre d'exécution timezone_abbreviations.

Tableau 52.90. Colonnes de pg_timezone_abbrevs

Nom	Type	Description
abbrev	text	Abréviation du fuseau horaire
utc_offset	interval	Décalage de l'UTC (positif signifiant à l'est de Greenwich)
is_dst	boolean	true s'il s'agit d'une abréviation de fuseau horaire soumis aux changements d'heure hiver/été

Bien que la plupart des abréviations de fuseau horaire représentent des décalages fixes d'UTC, certains décalages ont variés dans l'histoire (voir Section B.4 pour plus d'informations). Pour ces cas, cette vue présente leur signification actuelle.

52.90. pg_timezone_names

La vue pg_timezone_names fournit la liste des noms de fuseaux horaires reconnus par SET TIMEZONE, avec les abréviations acceptées, les décalages UTC, et l'état du changement d'heure. (Techniquement, PostgreSQL n'utilise pas UTC car les secondes intercalaires ne sont pas gérées.) Contrairement aux abréviations indiquées dans pg_timezone_abbrevs, la majorité des noms impliquent des règles concernant les dates de changement d'heure. De ce fait, l'information associée change en fonction des frontières de changement d'heure locales. L'information affichée est calculée suivant la valeur courante de CURRENT_TIMESTAMP.

Tableau 52.91. Colonnes de pg_timezone_names

Nom	Type	Description
name	text	Nom du fuseau horaire
abbrev	text	Abréviation du fuseau horaire
utc_offset	interval	Décalage à partir d'UTC (positif signifiant à l'est de Greenwich)

Nom	Type	Description
is_dst	boolean	true si les changements d'heure hiver/été sont suivis

52.91. pg_user

La vue pg_user fournit un accès aux informations concernant les utilisateurs de la base de données. C'est une simple vue publiquement lisible de pg_shadow qui masque la valeur du champ de mot de passe.

Tableau 52.92. Colonnes de pg_user

Nom	Type	Description
usename	name	Nom de l'utilisateur
usesysid	oid	Identifiant de l'utilisateur
usecreatedb	bool	L'utilisateur peut créer des bases de données
usesuper	bool	L'utilisateur est un superutilisateur
userepl	bool	L'utilisateur peut initier une réplication en flux et peut faire entrer le système en mode sauvegarde et l'en faire sortir.
usebypassrls	bool	L'utilisateur passe outre toutes les politiques de sécurité niveau ligne, voir Section 5.7 pour plus d'informations.
passwd	text	Ce n'est pas le mot de passe (toujours ********)
valuntil	abstime	Estampille temporelle d'expiration du mot de passe (utilisée uniquement pour l'authentification par mot de passe)
useconfig	text[]	Variables d'exécution par défaut de la session

52.92. pg_user_mappings

La vue pg_user_mappings donne accès aux informations sur les correspondances d'utilisateurs. C'est essentiellement une vue accessible à tous sur pg_user_mapping qui cache le champ d'options si l'utilisateur n'a pas le droit de l'utiliser.

Tableau 52.93. Colonnes de pg_user_mappings

Nom	Type	Réference	Description
umid	oid	pg_user_mapping.oid	OID de la correspondance d'utilisateur
srvid	oid	pg_foreign_server.oid	OID du serveur distant qui contient cette correspondance
srvname	name	pg_foreign_server.srvname	Nom du serveur distant
umuser	oid	pg_authid.oid	OID du rôle local mis en correspondance, 0 si la correspondance d'utilisateur est public
usename	name		Nom de l'utilisateur local à mettre en correspondance
umoptions	text[]		Options spécifiques à la correspondance

Nom	Type	Réference	Description
			d'utilisateurs, sous la forme de chaînes « motclé=valeur ».

Pour protéger les mots de passe enregistrés comme option d'une correspondance d'utilisateur, la colonne `umoptions` sera renvoyée NULL sauf dans les cas suivants :

- l'utilisateur courant est l'utilisateur concerné par la correspondance et est le propriétaire du serveur ou détient le droit `USAGE` sur ce serveur ;
- l'utilisateur courant est le propriétaire du serveur et la correspondance est pour `PUBLIC` ;
- l'utilisateur courant est un super-utilisateur.

52.93. `pg_views`

La vue `pg_views` donne accès à des informations utiles à propos de chaque vue de la base.

Tableau 52.94. Colonnes de `pg_views`

Nom	Type	Références	Description
`schemaname`	`name`	`pg_namespace.nspname`	Nom du schéma contenant la vue
`viewname`	`name`	`pg_class.relname`	Nom de la vue
`viewowner`	`name`	`pg_authid.rolname`	Nom du propriétaire de la vue
`definition`	`text`		Définition de la vue (une requête `SELECT` reconstruite)

Chapitre 53. Protocole client/serveur

PostgreSQL utilise un protocole de messages pour la communication entre les clients et les serveurs (« frontend » et « backend »). Le protocole est supporté par TCP/IP et par les sockets de domaine Unix. Le numéro de port 5432 a été enregistré auprès de l'IANA comme numéro de port TCP personnalisé pour les serveurs supportant ce protocole, mais en pratique tout numéro de port non privilégié peut être utilisé.

Ce document décrit la version 3.0 de ce protocole, telle qu'implantée dans PostgreSQL depuis la version 7.4. Pour obtenir la description des versions précédentes du protocole, il faudra se reporter aux versions antérieures de la documentation de PostgreSQL. Un même serveur peut prendre en charge plusieurs versions du protocole. Lors de l'établissement de la communication, le client indique au serveur la version du protocole qu'il souhaite utiliser. Si la version majeure demandée par le client n'est pas supportée par le serveur, la connexion sera rejetée (par exemple, ceci arriverait si le client réclamait la version de protocole 4.0, qui n'existe pas au moment où ceci est écrit). Si la version mineure demandée par le client n'est pas supportée par le serveur (par exemple si le client réclame la version 3.1 mais que le serveur ne supporte que la version 3.0), le serveur peut soit rejeter la connexion soit répondre avec un message NegotiateProtocolVersion contenant le numéro de version mineur le plus haut qu'il supporte pour cette version du protocole. Le client peut ensuite choisir soit de continuer avec la connexion en utilisant la version spécifiée par le serveur soit d'annuler la connexion.

Pour répondre efficacement à de multiples clients, le serveur lance un nouveau serveur (« backend ») pour chaque client. Dans l'implémentation actuelle, un nouveau processus fils est créé immédiatement après la détection d'une connexion entrante. Et cela de façon transparente pour le protocole. Pour le protocole, les termes « backend » et « serveur » sont interchangeables ; comme « frontend », « interface » et « client ».

53.1. Aperçu

Le protocole utilise des phases distinctes pour le lancement et le fonctionnement habituel. Dans la phase de lancement, le client ouvre une connexion au serveur et s'authentifie (ce qui peut impliquer un message simple, ou plusieurs messages, en fonction de la méthode d'authentification utilisée). En cas de réussite, le serveur envoie une information de statut au client et entre dans le mode normal de fonctionnement. Exception faite du message initial de demande de lancement, cette partie du protocole est conduite par le serveur.

En mode de fonctionnement normal, le client envoie requêtes et commandes au serveur et celui-ci retourne les résultats de requêtes et autres réponses. Il existe quelques cas (comme `notify`) pour lesquels le serveur enverra des messages non sollicités. Mais dans l'ensemble, cette partie de la session est conduite par les requêtes du client.

En général, c'est le client qui décide de la clôture de la session. Il arrive, cependant, qu'elle soit forcée par le moteur. Dans tous les cas, lors de la fermeture de la connexion par le serveur, toute transaction ouverte (non terminée) sera annulée.

En mode opérationnel normal, les commandes SQL peuvent être exécutées via deux sous-protocoles. Dans le protocole « Simple Query », le client envoie juste une chaîne, la requête, qui est analysée et exécutée immédiatement par le serveur. Dans le protocole « Extended Query », le traitement des requêtes est découpé en de nombreuses étapes : l'analyse, le lien avec les valeurs de paramètres et l'exécution. Ceci offre flexibilité et gains en performances au prix d'une complexité supplémentaire.

Le mode opérationnel normal offre des sous-protocoles supplémentaires pour certaines opérations comme `copy`.

53.1.1. Aperçu des messages

Toute la communication s'effectue au travers d'un flux de messages. Le premier octet d'un message identifie le type de message et les quatre octets suivants spécifient la longueur du reste du message

(cette longueur inclut les 4 octets de longueur, mais pas l'octet du type de message). Le reste du contenu du message est déterminé par le type de message. Pour des raisons historiques, le tout premier message envoyé par le client (le message de lancement) n'a pas l'octet initial de type du message.

Pour éviter de perdre la synchronisation avec le flux de messages, le serveur et le client stockent le message complet dans un tampon (en utilisant le nombre d'octets) avant de tenter de traiter son contenu. Cela permet une récupération simple si une erreur est détectée lors du traitement du contenu. Dans les situations extrêmes (telles que de ne pas avoir assez de mémoire pour placer le message dans le tampon), le récepteur peut utiliser le nombre d'octets pour déterminer le nombre d'entrées à ignorer avant de continuer la lecture des messages.

En revanche, serveurs et clients doivent être attentifs à ne pas envoyer de message incomplet. Ceci est habituellement obtenu en plaçant le message complet dans un tampon avant de commencer l'envoi. Si un échec de communications survient pendant l'envoi ou la réception d'un message, la seule réponse plausible est l'abandon de la connexion. Il y a, en effet, peu d'espoir de resynchronisation des messages.

53.1.2. Aperçu du protocole Extended Query

Dans le protocole Extended Query, l'exécution de commandes SQL est scindée en plusieurs étapes. L'état retenu entre les étapes est représenté par deux types d'objets : les *instructions préparées* et les *portails*. Une instruction préparée représente le résultat de l'analyse syntaxique et de l'analyse sémantique d'une chaîne de requête textuelle. Une instruction préparée en elle-même n'est pas prête à être exécutée parce qu'il peut lui manquer certaines valeurs de *paramètres*. Un portail représente une instruction prête à être exécutée ou déjà partiellement exécutée, dont toutes les valeurs de paramètres manquants sont données (pour les instructions `select`, un portail est équivalent à un curseur ouvert. Il est choisi d'utiliser un terme différent, car les curseurs ne gèrent pas les instructions autres que `select`).

Le cycle d'exécution complet consiste en une étape d'*analyse syntaxique*, qui crée une instruction préparée à partir d'une chaîne de requête textuelle ; une étape de *liaison*, qui crée un portail à partir d'une instruction préparée et des valeurs pour les paramètres nécessaires ; et une étape d'*exécution* qui exécute une requête du portail. Dans le cas d'une requête qui renvoie des lignes (`select`, `show`, etc), il peut être signalé à l'étape d'exécution que seul un certain nombre de lignes doivent être retournées, de sorte que de multiples étapes d'exécution seront nécessaires pour terminer l'opération.

Le serveur peut garder la trace de multiples instructions préparées et portails (qui n'existent qu'à l'intérieur d'une session, et ne sont jamais partagés entre les sessions). Les instructions préparées et les portails sont référencés par les noms qui leur sont affectés à la création. De plus, il existe une instruction préparée et un portail « non nommés ». Bien qu'ils se comportent comme des objets nommés, les opérations y sont optimisées en vue d'une exécution unique de la requête puis de son abandon. En revanche, les opérations sur les objets nommés sont optimisées pour des utilisations multiples.

53.1.3. Formats et codes de format

Les données d'un type particulier peuvent être transmises sous différents *formats*. Depuis PostgreSQL 7.4, les seuls formats supportés sont le « texte » et le « binaire » mais le protocole prévoit des extensions futures. Le format souhaité pour toute valeur est spécifié par un *code de format*. Les clients peuvent spécifier un code de format pour chaque valeur de paramètre transmise et pour chaque colonne du résultat d'une requête. Une donnée de type texte a comme code de format zéro (0) et une donnée de type binaire a comme code de format un (1). Tous les autres codes de format sont réservés pour des définitions futures.

La représentation au format texte des valeurs est toute chaîne de caractères produite et acceptée par les fonctions de conversion en entrée/sortie pour le type de données particulier. Dans la représentation transmise, il n'y a pas de caractère nul de terminaison de chaîne ; le client doit en ajouter un aux valeurs reçues s'il souhaite les traiter comme des chaînes C (le format texte n'autorise pas les valeurs nulles intégrées).

Les représentations binaires des entiers utilisent l'ordre d'octet réseau (octet le plus significatif en premier). Pour les autres types de données, il faudra consulter la documentation ou le code source pour connaître la représentation binaire. Les représentations binaires des types de données complexes changent parfois entre les versions du serveur ; le format texte reste le choix le plus portable.

53.2. Flux de messages

Cette section décrit le flux des messages et la sémantique de chaque type de message (les détails concernant la représentation exacte de chaque message apparaissent dans Section 53.7). Il existe différents sous-protocoles en fonction de l'état de la connexion : lancement, requête, appel de fonction, COPY et clôture. Il existe aussi des provisions spéciales pour les opérations asynchrones (incluant les réponses aux notifications et les annulations de commande), qui peuvent arriver à tout moment après la phase de lancement.

53.2.1. Lancement

Pour débuter une session, un client ouvre une connexion au serveur et envoie un message de démarrage. Ce message inclut les noms de l'utilisateur et de la base de données à laquelle le client souhaite se connecter ; il identifie aussi la version particulière du protocole à utiliser (optionnellement, le message de démarrage peut inclure des précisions supplémentaires pour les paramètres d'exécution). Le serveur utilise ces informations et le contenu des fichiers de configuration (tels que `pg_hba.conf`) pour déterminer si la connexion est acceptable et quelle éventuelle authentification supplémentaire est requise.

Le serveur envoie ensuite le message de demande d'authentification approprié, auquel le client doit répondre avec le message de réponse d'authentification adapté (tel un mot de passe). Pour toutes les méthodes d'authentification, sauf GSSAPI, SSPI et SASL, il y a au maximum une requête et une réponse. Avec certaines méthodes, aucune réponse du client n'est nécessaire, et aucune demande d'authentification n'est alors effectuée. Pour GSSAPI, SSPI et SASL, plusieurs échanges de paquets peuvent être nécessaires pour terminer l'authentification.

Le cycle d'authentification se termine lorsque le serveur rejette la tentative de connexion (ErrorResponse) ou l'accepte (AuthenticationOk).

Les messages possibles du serveur dans cette phase sont :

ErrorResponse

La tentative de connexion a été rejetée. Le serveur ferme immédiatement la connexion.

AuthenticationOk

L'échange d'authentification s'est terminé avec succès.

AuthenticationKerberosV5

Le client doit alors prendre part à un dialogue d'authentification Kerberos V5 (spécification Kerberos, non décrite ici) avec le serveur. En cas de succès, le serveur répond AuthenticationOk, ErrorResponse sinon. Ce n'est plus supporté.

AuthenticationCleartextPassword

Le client doit alors envoyer un PasswordMessage contenant le mot de passe en clair. Si le mot de passe est correct, le serveur répond AuthenticationOk, ErrorResponse sinon.

AuthenticationMD5Password

Le client doit envoyer un PasswordMessage contenant le mot de passe (avec le nom de l'utilisateur) chiffré en MD5, puis chiffré de nouveau avec un salt aléatoire sur 4 octets indiqué dans le message AuthenticationMD5Password. S'il s'agit du bon mot de passe, le serveur répond avec un AuthenticationOk, sinon il répond avec un ErrorResponse. Le PasswordMessage réel

peut être calculé en SQL avec `concat('md5', md5(concat(md5(concat(password, username)), random-salt)))`. (Gardez en tête que la fonction `md5()` renvoie son résultat sous la forme d'une chaîne hexadécimale.)

AuthenticationSCMCredential

Cette réponse est possible uniquement pour les connexions locales de domaine Unix sur les plateformes qui supportent les messages de légitimation SCM. Le client doit fournir un message de légitimation SCM, puis envoyer une donnée d'un octet. Le contenu de cet octet importe peu ; il n'est utilisé que pour s'assurer que le serveur attend assez longtemps pour recevoir le message de légitimation. Si la légitimation est acceptable, le serveur répond AuthenticationOk, ErrorResponse sinon. (Ce type de message n'est envoyé que par des serveurs dont la version est antérieure à la 9.1. Il pourrait être supprimé de la spécification du protocole.)

AuthenticationGSS

L'interface doit maintenant initier une négociation GSSAPI. L'interface doit envoyer un GSSResponse avec la première partie du flux de données GSSAPI en réponse à ceci. Si plus de messages sont nécessaires, le serveur répondra avec AuthenticationGSSContinue.

AuthenticationSSPI

L'interface doit maintenant initier une négociation SSPI. L'interface doit envoyer un GSSResponse avec la première partie du flux de données SSPI en réponse à ceci. Si plus de messages sont nécessaires, le serveur répondra avec AuthenticationGSSContinue.

AuthenticationGSSContinue

Ce message contient les données de la réponse de l'étape précédente pour la négociation GSSAPI ou SSPI (AuthenticationGSS ou un précédent AuthenticationGSSContinue). Si les données GSSAPI dans ce message indique que plus de données sont nécessaire pour terminer l'authentification, l'interface doit envoyer cette donnée dans un autre GSSResponse. Si l'authentification GSSAPI ou SSPI est terminée par ce message, le serveur enverra ensuite AuthenticationOk pour indiquer une authentification réussie ou ErrorResponse pour indiquer l'échec.

AuthenticationSASL

L'interface doit maintenant initier une négociation SASL en utilisant un des mécanismes SASL listés dans le message. L'interface enverra un SASLInitialResponse avec le nom du mécanisme sélectionné, et la première partie du flux de données SASL en réponse à ceci. Si plus de messages sont nécessaires, le serveur répondra avec AuthenticationSASLContinue. Voir Section 53.5 pour les détails.

AuthenticationSASLContinue

Ce message contient les données de challenge provenant de l'étape précédente de la négociation SASL (AuthenticationSASL ou un précédent AuthenticationSASLContinue). L'interface doit répondre avec un message SASLResponse.

AuthenticationSASLFinal

L'authentification SASL s'est terminée avec les données supplémentaires du mécanisme sélectionné pour le client. Le serveur enverra ensuite AuthenticationOk pour indiquer le succès de l'authentification ou un ErrorResponse pour indiquer l'échec. Ce message est seulement envoyé si le mécanisme SASL indique l'envoi de données supplémentaires du serveur au client à la fin.

NegotiateProtocolVersion

Le serveur ne supporte par la version mineure du protocole réclamée par le client mais supporte une version précédente du protocole. Ce message indique la plus haute version mineure supportée. Ce message sera aussi envoyé si le client demande des options de protocole non

supportées (commençant par `_pq_.`) dans le paquet de démarrage. Ce message sera suivi par un ErrorResponse ou un message indiquant le succès ou l'échec de l'authentification.

Si le client ne supporte pas la méthode d'authentification demandée par le serveur, il doit immédiatement fermer la connexion.

Après la réception du message AuthenticationOk, le client attend d'autres messages du serveur. Au cours de cette phase, un processus serveur est lancé et le client est simplement en attente. Il est encore possible que la tentative de lancement échoue (ErrorResponse) ou que le serveur décline le support de la version mineure du protocole demandée (NegotiateProtocolVersion) mais, dans la plupart des cas, le serveur enverra les messages ParameterStatus, BackendKeyData et enfin ReadyForQuery.

Durant cette phase, le serveur tentera d'appliquer tous les paramètres d'exécution supplémentaires qui ont été fournis par le message de lancement. En cas de succès, ces valeurs deviennent les valeurs par défaut de la session. Une erreur engendre ErrorResponse et déclenche la sortie.

Les messages possibles du serveur dans cette phase sont :

BackendKeyData

Ce message fournit une clé secrète que le client doit conserver s'il souhaite envoyer des annulations de requêtes par la suite. Le client ne devrait pas répondre à ce message, mais continuer à attendre un message ReadyForQuery.

ParameterStatus

Ce message informe le client de la configuration actuelle (initiale) des paramètres du serveur, tels `client_encoding` ou `datestyle`. Le client peut ignorer ce message ou enregistrer la configuration pour ses besoins futurs ; voir Section 53.2.7 pour plus de détails. Le client ne devrait pas répondre à ce message mais continuer à attendre un message ReadyForQuery.

ReadyForQuery

Le lancement est terminé. Le client peut dès lors envoyer des commandes.

ErrorResponse

Le lancement a échoué. La connexion est fermée après l'envoi de ce message.

NoticeResponse

Un message d'avertissement a été envoyé. Le client devrait afficher ce message mais continuer à attendre un ReadyForQuery ou un ErrorResponse.

Le même message ReadyForQuery est envoyé à chaque cycle de commande. En fonction des besoins de codage du client, il est possible de considérer ReadyForQuery comme le début d'un cycle de commande, ou de le considérer comme terminant la phase de lancement et chaque cycle de commande.

53.2.2. Protocole Simple Query

En protocole Simple Query, un cycle est initié par le client qui envoie un message Query au serveur. Le message inclut une commande SQL (ou plusieurs) exprimée comme une chaîne texte. Le serveur envoie, alors, un ou plusieurs messages de réponse dépendant du contenu de la chaîne représentant la requête et enfin un message ReadyForQuery. ReadyForQuery informe le client qu'il peut envoyer une nouvelle commande. Il n'est pas nécessaire que le client attende ReadyForQuery avant de lancer une autre commande mais le client prend alors la responsabilité de ce qui arrive si la commande précédente échoue et que les commandes suivantes, déjà lancées, réussissent.

Les messages de réponse du serveur sont :

CommandComplete

Commande SQL terminée normalement.

CopyInResponse

Le serveur est prêt à copier des données du client vers une table ; voir Section 53.2.6.

CopyOutResponse

Le serveur est prêt à copier des données d'une table vers le client ; voir Section 53.2.6.

RowDescription

Indique que des lignes vont être envoyées en réponse à une requête `select`, `fetch`... Le contenu de ce message décrit le placement des colonnes dans les lignes. Le contenu est suivi d'un message DataRow pour chaque ligne envoyée au client.

DataRow

Un des ensembles de lignes retournés par une requête `select`, `fetch`...

EmptyQueryResponse

Une chaîne de requête vide a été reconnue.

ErrorResponse

Une erreur est survenue.

ReadyForQuery

Le traitement d'une requête est terminé. Un message séparé est envoyé pour l'indiquer parce qu'il se peut que la chaîne de la requête contienne plusieurs commandes SQL. CommandComplete marque la fin du traitement d'une commande SQL, pas de la chaîne complète. ReadyForQuery sera toujours envoyé que le traitement se termine avec succès ou non.

NoticeResponse

Un message d'avertissement concernant la requête a été envoyé. Les avertissements sont complémentaires des autres réponses, le serveur continuera à traiter la commande.

La réponse à une requête `select` (ou à d'autres requêtes, telles `explain` ou `show`, qui retournent des ensembles de données) consiste normalement en un RowDescription, plusieurs messages DataRow (ou aucun) et pour finir un CommandComplete. `copy` depuis ou vers le client utilise un protocole spécial décrit dans Section 53.2.6. Tous les autres types de requêtes produisent uniquement un message CommandComplete.

Puisqu'une chaîne de caractères peut contenir plusieurs requêtes (séparées par des points virgules), il peut y avoir plusieurs séquences de réponses avant que le serveur ne finisse de traiter la chaîne. ReadyForQuery est envoyé lorsque la chaîne complète a été traitée et que le serveur est prêt à accepter une nouvelle chaîne de requêtes.

Si une chaîne de requêtes complètement vide est reçue (aucun contenu autre que des espaces fines), la réponse sera EmptyQueryResponse suivie de ReadyForQuery.

En cas d'erreur, ErrorResponse est envoyé suivi de ReadyForQuery. Tous les traitements suivants de la chaîne sont annulés par ErrorResponse (quelque soit le nombre de requêtes restant à traiter). Ceci peut survenir au milieu de la séquence de messages engendrés par une requête individuelle.

En mode Simple Query, les valeurs récupérées sont toujours au format texte, sauf si la commande est un `fetch` sur un curseur déclaré avec l'option `binary`. Dans ce cas, les valeurs récupérées sont au format binaire. Les codes de format donnés dans le message RowDescription indiquent le format utilisé.

Un client doit être préparé à accepter des messages ErrorResponse et NoticeResponse quand bien même il s'attendrait à un autre type de message. Voir aussi Section 53.2.7 concernant les messages que le client pourrait engendrer du fait d'événements extérieurs.

La bonne pratique consiste à coder les clients dans un style machine-état qui acceptera tout type de message à tout moment plutôt que de parier sur la séquence exacte des messages.

53.2.2.1. Plusieurs instructions dans un message Simple Query

Lorsqu'un message Simple Query contient plus d'une instruction SQL (séparées par des points-virgules), ces instructions sont exécutées comme une seule transaction à moins que des commandes explicites de contrôle des transactions ne soient incluses pour forcer un comportement différent. Par exemple, si le message contient :

```
INSERT INTO mytable VALUES(1);
SELECT 1/0;
INSERT INTO mytable VALUES(2);
```

l'échec de la division par zéro dans le `SELECT` forcera le retour en arrière du premier `INSERT`. De plus, comme l'exécution du message est abandonnée à la première erreur, le second `INSERT` n'est jamais executé.

Si au lieu de cela, le message contient :

```
BEGIN;
INSERT INTO mytable VALUES(1);
COMMIT;
INSERT INTO mytable VALUES(2);
SELECT 1/0;
```

Alors le premier `INSERT` est validé par la commande `COMMIT` explicite. Le second `INSERT` et le `SELECT` sont toujours traités comme une seule transaction, de sorte que l'échec de la division par zéro fera annuler (`rollback`) le second `INSERT`, mais pas le premier.

Ce comportement est implémenté en exécutant les instructions dans un message de requête multi-instructions dans un *bloc de transaction implicite*, à moins qu'il n'y ait un bloc de transaction explicite dans lequel elles puissent être exécutées. La principale différence entre un bloc de transaction implicite et un bloc normal est qu'un bloc implicite est fermé automatiquement à la fin du message de requête, soit par un `COMMIT` implicite s'il n'y a pas d'erreur, soit par un `ROLLBACK` implicite s'il y a une erreur. Ceci est similaire au `COMMIT` ou `ROLLBACK` implicite qui se produit pour une instruction exécutée par elle-même (lorsqu'elle n'est pas dans un bloc de transaction).

Si la session se trouve déjà dans un bloc de transaction à la suite d'un `BEGIN` dans un message précédent, le message de requête poursuit simplement ce bloc de transaction, que le message contienne une ou plusieurs instructions. Toutefois, si le message de requête contient un `COMMIT` ou un `ROLLBACK` fermant le bloc de transaction existant, toutes les instructions suivantes sont exécutées dans un bloc de transaction implicite. À l'inverse, si un `BEGIN` apparaît dans un message de requête multi-instructions, il lance un bloc de transaction normal qui ne sera terminé que par un `COMMIT` ou un `ROLLBACK` explicite ; que celui-ci apparaisse dans ce message de requête ou dans un autre. Si le `BEGIN` suit certaines instructions qui ont été exécutées comme un bloc de transaction implicite, ces instructions ne sont pas immédiatement validées ; en fait, ils sont inclus rétroactivement dans le nouveau bloc de transaction normal.

Un `COMMIT` ou `ROLLBACK` apparaissant dans un bloc de transaction implicite est exécuté normalement, fermant ainsi le bloc implicite ; cependant, un avertissement sera levé puisqu'un `COMMIT` ou `ROLLBACK` qui est utilisé sans un `BEGIN` le précédent peut être une erreur. Si d'autres instructions suivent, un nouveau bloc de transaction implicite sera lancé pour elles.

Les points de sauvegarde (`SAVEPOINT`) ne sont pas autorisés dans un bloc de transaction implicite, car ils seraient en conflit avec le comportement de fermeture automatique du bloc en cas d'erreur.

N'oubliez pas que, quelle que soit la commande de contrôle de transaction présente, l'exécution du message de requête s'arrête dès la première erreur. Par exemple, si pour un message Simple Query l'on donne :

```
BEGIN;
SELECT 1/0;
ROLLBACK;
```

la session sera laissée à l'intérieur d'un « bloc de transaction normal » échoué, puisque le `ROLLBACK` n'est pas atteint après l'erreur de la division par zéro. Un autre `ROLLBACK` sera donc nécessaire pour restaurer la session à un état utilisable.

Il y a un autre comportement qu'il faut souligner, l'analyse lexicale et syntaxique initiale est effectuée sur toute la chaîne de la requête avant qu'elle ne soit exécutée. Ainsi, de simples erreurs dans une instruction (comme un mot-clé mal orthographié) empêchent l'exécution de toutes les instructions. Ceci est transparent pour les utilisateurs puisque les instructions seraient annulées de toute façon lorsqu'elles sont exécutées dans un bloc de transaction implicite. Toutefois, elle peut être visible lorsque vous tentez d'effectuer plusieurs transactions dans une requête multi-instructions. Par exemple, si une faute de frappe a transformé notre exemple précédent en :

```
BEGIN;
INSERT INTO mytable VALUES(1);
COMMIT;
INSERT INTO mytable VALUES(2);
SELCT 1/0;
```

alors aucune des instructions ne sera exécutée, la différence visible est que le premier `INSERT` n'est pas validé (`COMMIT`). Les erreurs détectées lors de l'analyse sémantique ou plus tard, telles qu'un nom de table ou de colonne mal orthographié, n'ont pas cet effet.

53.2.3. Protocole Extended Query

Le protocole Extended Query divise le protocole Simple Query décrit ci-dessus en plusieurs étapes. Les résultats des étapes de préparation peuvent être réutilisés plusieurs fois pour plus d'efficacité. De plus, des fonctionnalités supplémentaires sont disponibles, telles que la possibilité de fournir les valeurs des données comme des paramètres séparés au lieu d'avoir à les insérer directement dans une chaîne de requêtes.

Dans le protocole étendu, le client envoie tout d'abord un message Parse qui contient une chaîne de requête, optionnellement quelques informations sur les types de données aux emplacements des paramètres, et le nom de l'objet de destination d'une instruction préparée (une chaîne vide sélectionne l'instruction préparée sans nom). La réponse est soit ParseComplete soit ErrorResponse. Les types de données des paramètres peuvent être spécifiés par l'OID ; dans le cas contraire, l'analyseur tente d'inférer les types de données de la même façon qu'il le ferait pour les constantes chaînes littérales non typées.

> **Note**
>
> Un type de paramètre peut être laissé non spécifié en le positionnant à O, ou en créant un tableau d'OID de type plus court que le nombre de paramètres (`$`*n*) utilisés dans la chaîne de requête. Un autre cas particulier est d'utiliser `void` comme type de paramètre (c'est à dire l'OID du pseudo-type `void`). Cela permet d'utiliser des paramètres dans des fonctions en tant qu'argument OUT. Généralement, il n'y a pas de contexte dans lequel `void` peut être utilisé, mais si un tel paramètre apparaît dans les arguments d'une fonction, il sera simplement ignoré.

Par exemple, un appel de fonction comme `foo($1,$2,$3,$4)` peut correspondre à une fonction avec 2 arguments IN et 2 autres OUT si `$3` et `$4` sont spécifiés avec le type `void`.

Note

La chaîne contenue dans un message Parse ne peut pas inclure plus d'une instruction SQL, sinon une erreur de syntaxe est rapportée. Cette restriction n'existe pas dans le protocole Simple Query, mais est présente dans le protocole étendu. En effet, permettre aux instructions préparées ou aux portails de contenir de multiples commandes compliquerait inutilement le protocole.

En cas de succès de sa création, une instruction préparée nommée dure jusqu'à la fin de la session courante, sauf si elle est détruite explicitement. Une instruction préparée non nommée ne dure que jusqu'à la prochaine instruction Parse spécifiant l'instruction non nommée comme destination. Un message Simple Query détruit également l'instruction non nommée. Les instructions préparées nommées doivent être explicitement closes avant de pouvoir être redéfinies par un autre message Parse. Ce n'est pas obligatoire pour une instruction non nommée. Il est également possible de créer des instructions préparées nommées, et d'y accéder, en ligne de commandes SQL à l'aide des instructions `prepare` et `execute`.

Dès lors qu'une instruction préparée existe, elle est déclarée exécutable par un message Bind. Le message Bind donne le nom de l'instruction préparée source (une chaîne vide désigne l'instruction préparée non nommée), le nom du portail destination (une chaîne vide désigne le portail non nommé) et les valeurs à utiliser pour tout emplacement de paramètres présent dans l'instruction préparée. L'ensemble des paramètres fournis doit correspondre à ceux nécessaires à l'instruction préparée. (Si des paramètres sont déclarés à `void` dans le message Parse, il faut passer NULL comme valeur associée dans le message Bind.) Bind spécifie aussi le format à utiliser pour toutes les données renvoyées par la requête ; le format peut être spécifié globalement ou par colonne. La réponse est soit BindComplete, soit ErrorResponse.

Note

Le choix entre sortie texte et binaire est déterminé par les codes de format donnés dans Bind, quelle que soit la commande SQL impliquée. L'attribut `BINARY` dans les déclarations du curseur n'est pas pertinent lors de l'utilisation du protocole Extended Query.

La planification de la requête survient généralement quand le message Bind est traité. Si la requête préparée n'a pas de paramètre ou si elle est exécutée de façon répétée, le serveur peut sauvegarder le plan créé et le ré-utiliser lors des appels suivants à Bind pour la même requête préparée. Néanmoins, il ne le fera que s'il estime qu'un plan générique peut être créé en étant pratiquement aussi efficace qu'un plan dépendant des valeurs des paramètres. Cela arrive de façon transparente en ce qui concerne le protocole.

En cas de succès de sa création, un objet portail nommé dure jusqu'à la fin de la transaction courante sauf s'il est explicitement détruit. Un portail non nommé est détruit à la fin de la transaction ou dès la prochaine instruction Bind spécifiant le portail non nommé comme destination. (À noter qu'un message Simple Query détruit également le portail non nommé.) Les portails nommés doivent être explicitement fermés avant de pouvoir être redéfinis par un autre message Bind. Cela n'est pas obligatoire pour le portail non nommé. Il est également possible de créer des portails nommés, et d'y accéder, en ligne de commandes SQL à l'aide des instructions `declare cursor` et `fetch`.

Dès lors qu'un portail existe, il peut être exécuté à l'aide d'un message Execute. Ce message spécifie le nom du portail (une chaîne vide désigne le portail non nommé) et un nombre maximum de lignes

de résultat (zéro signifiant la « récupération de toutes les lignes »). Le nombre de lignes de résultat a seulement un sens pour les portails contenant des commandes qui renvoient des ensembles de lignes ; dans les autres cas, la commande est toujours exécutée jusqu'à la fin et le nombre de lignes est ignoré. Les réponses possibles d'Execute sont les mêmes que celles décrites ci-dessus pour les requêtes lancées via le protocole Simple Query, si ce n'est qu'Execute ne cause pas l'envoi de ReadyForQuery ou de RowDescription.

Si Execute se termine avant la fin de l'exécution d'un portail (du fait d'un nombre de lignes de résultats différent de zéro), il enverra un message PortalSuspended ; la survenue de ce message indique au client qu'un autre Execute devrait être lancé sur le même portail pour terminer l'opération. Le message CommandComplete indiquant la fin de la commande SQL n'est pas envoyé avant l'exécution complète du portail. Une phase Execute est toujours terminée par la survenue d'un seul de ces messages : CommandComplete, EmptyQueryResponse (si le portail a été créé à partir d'une chaîne de requête vide), ErrorResponse ou PortalSuspended.

À la réalisation complète de chaque série de messages Extended Query, le client doit lancer un message Sync. Ce message sans paramètre oblige le serveur à fermer la transaction courante si elle n'est pas à l'intérieur d'un bloc de transaction `begin`/`commit` (« fermer » signifiant valider en l'absence d'erreur ou annuler sinon). Une réponse ReadyForQuery est alors envoyée. Le but de Sync est de fournir un point de resynchronisation pour les récupérations d'erreurs. Quand une erreur est détectée lors du traitement d'un message Extended Query, le serveur lance ErrorResponse, puis lit et annule les messages jusqu'à ce qu'un Sync soit atteint. Il envoie ensuite ReadyForQuery et retourne au traitement normal des messages. Aucun échappement n'est réalisé si une erreur est détectée *lors* du traitement de Sync -- l'unicité du ReadyForQuery envoyé pour chaque Sync est ainsi assurée.

> **Note**
>
> Sync n'impose pas la fermeture d'un bloc de transactions ouvert avec `begin`. Cette situation est détectable car le message ReadyForQuery inclut le statut de la transaction.

En plus de ces opérations fondamentales, requises, il y a plusieurs opérations optionnelles qui peuvent être utilisées avec le protocole Extended Query.

Le message Describe (variante de portail) spécifie le nom d'un portail existant (ou une chaîne vide pour le portail non nommé). La réponse est un message RowDescription décrivant les lignes qui seront renvoyées par l'exécution du portail ; ou un message NoData si le portail ne contient pas de requête renvoyant des lignes ; ou ErrorResponse si le portail n'existe pas.

Le message Describe (variante d'instruction) spécifie le nom d'une instruction préparée existante (ou une chaîne vide pour l'instruction préparée non nommée). La réponse est un message ParameterDescription décrivant les paramètres nécessaires à l'instruction, suivi d'un message RowDescription décrivant les lignes qui seront renvoyées lors de l'éventuelle exécution de l'instruction (ou un message NoData si l'instruction ne renvoie pas de lignes). ErrorResponse est retourné si l'instruction préparée n'existe pas. Comme Bind n'a pas encore été exécuté, les formats à utiliser pour les lignes retournées ne sont pas encore connues du serveur ; dans ce cas, les champs du code de format dans le message RowDescription seront composés de zéros.

> **Astuce**
>
> Dans la plupart des scénarios, le client devra exécuter une des variantes de Describe avant de lancer Execute pour s'assurer qu'il sait interpréter les résultats reçus.

Le message Close ferme une instruction préparée ou un portail et libère les ressources. L'exécution de Close sur une instruction ou un portail inexistant ne constitue pas une erreur. La réponse est en

général CloseComplete mais peut être ErrorResponse si une difficulté quelconque est rencontrée lors de la libération des ressources. Clore une instruction préparée ferme implicitement tout autre portail ouvert construit à partir de cette instruction.

Le message Flush n'engendre pas de sortie spécifique, mais force le serveur à délivrer toute donnée restante dans les tampons de sortie. Un Flush doit être envoyé après toute commande Extended Query, à l'exception de Sync, si le client souhaite examiner le résultat de cette commande avant de lancer d'autres commandes. Sans Flush, les messages retournés par le serveur seront combinés en un nombre minimum de paquets pour minimiser la charge réseau.

> **Note**
>
> Le message Simple Query est approximativement équivalent à la séquence Parse, Bind, Describe sur un portail, Execute, Close, Sync utilisant les objets de l'instruction préparée ou du portail, non nommés et sans paramètres. Une différence est l'acceptation de plusieurs instructions SQL dans la chaîne de requêtes, la séquence bind/describe/execute étant automatiquement réalisée pour chacune, successivement. Il en diffère également en ne retournant pas les messages ParseComplete, BindComplete, CloseComplete ou NoData.

53.2.4. Pipelines

L'utilisation du protocole de requête étendue autorise les *pipelines*, autrement dit l'envoi d'une série de requêtes sans attendre que les premières se terminent. Ceci réduit le nombre d'aller/retour réseau nécessaire pour terminer une série d'opérations. Néanmoins, l'utilisateur doit faire attention au comportement souhaité si une des étapes échoue car les requêtes suivantes seront déjà envoyées au serveur.

Une façon de gérer cela est de transformer la série complète de requête en une seule transaction, donc de l'entourer des commandes `BEGIN` ... `COMMIT`. Cela n'aide cependant pas les personnes qui souhaiteraient que certaines commandes soient validées indépendamment des autres.

Le protocole de requête étendue fournit un autre moyen pour gérer cette problématique. Il s'agit d'oublier d'envoyer les messages Sync entre les étapes qui sont dépendantes. Comme, après une erreur, le moteur ignorera les messages des commandes jusqu'à ce qu'il trouve un message Sync, cela autorise les commandes ultérieures d'un pipeline d'être automatiquement ignorées si une commande précédente échoue, sans que le client ait à gérer cela explicitement avec des commandes `BEGIN` et `COMMIT`. Les segments à valider indépendamment dans le pipeline peuvent être séparées par des messages Sync.

Si le client n'a pas exécuté un `BEGIN` explicite, alors chaque Sync implique un `COMMIT` implicite si les étapes prédédentes ont réussi ou un `ROLLBACK` implicite si elles ont échoué. Néanmoins, il existe quelques commandes DDL (comme `CREATE DATABASE`) qui ne peuvent pas être exécutées dans un bloc de transaction. Si une de ces commandes est exécutée dans un pipeline, cela échouera sauf s'il s'agit de la première commande du pipeline. De plus, en cas de succès, cela forcera une validation immédiate pour préserver la cohérence de la base. De ce fait, un Sync suivant immédiatement une des ces commandes n'aura pas d'effet autre que de répondre avec ReadyForQuery.

Lors de l'utilisation de cette méthode, la fin du pipelin doit être déterminée en comptant les messages ReadyForQuery et en attendant que cela atteigne le nombre de Sync envoyés. Compter les réponses de fin de commande n'est pas fiable car certaines commandes pourraient être ignorées et donc ne pas produire de message de fin.

53.2.5. Appel de fonction

Le sous-protocole d'appel de fonction (NDT : Function Call dans la version originale) permet au client d'effectuer un appel direct à toute fonction du catalogue système `pg_proc` de la base de données. Le client doit avoir le droit d'exécution de la fonction.

> **Note**
>
> Le sous-protocole d'appel de fonction est une fonctionnalité qu'il vaudrait probablement mieux éviter dans tout nouveau code. Des résultats similaires peuvent être obtenus en initialisant une instruction préparée qui lance `select function($1, ...)`. Le cycle de l'appel de fonction peut alors être remplacé par Bind/Execute.

Un cycle d'appel de fonction est initié par le client envoyant un message FunctionCall au serveur. Le serveur envoie alors un ou plusieurs messages de réponse en fonction des résultats de l'appel de la fonction et finalement un message de réponse ReadyForQuery. ReadyForQuery informe le client qu'il peut envoyer en toute sécurité une nouvelle requête ou un nouvel appel de fonction.

Les messages de réponse possibles du serveur sont :

ErrorResponse

Une erreur est survenue.

FunctionCallResponse

L'appel de la fonction est terminé et a retourné le résultat donné dans le message. Le protocole d'appel de fonction ne peut gérer qu'un résultat scalaire simple, pas un type ligne ou un ensemble de résultats.

ReadyForQuery

Le traitement de l'appel de fonction est terminé. ReadyForQuery sera toujours envoyé, que le traitement se termine avec succès ou avec une erreur.

NoticeResponse

Un message d'avertissement relatif à l'appel de fonction a été retourné. Les avertissements sont complémentaires des autres réponses, c'est-à-dire que le serveur continuera à traiter la commande.

53.2.6. Opérations copy

La commande `copy` permet des transferts rapides de données en lot vers ou à partir du serveur. Les opérations Copy-in et Copy-out basculent chacune la connexion dans un sous-protocole distinct qui existe jusqu'à la fin de l'opération.

Le mode Copy-in (transfert de données vers le serveur) est initié quand le serveur exécute une instruction SQL `copy from stdin`. Le serveur envoie une message CopyInResponse au client. Le client peut alors envoyer zéro (ou plusieurs) message(s) CopyData, formant un flux de données en entrée (il n'est pas nécessaire que les limites du message aient un rapport avec les limites de la ligne, mais cela est souvent un choix raisonnable). Le client peut terminer le mode Copy-in en envoyant un message CopyDone (permettant une fin avec succès) ou un message CopyFail (qui causera l'échec de l'instruction SQL `copy` avec une erreur). Le serveur retourne alors au mode de traitement de la commande précédant le début de `copy`, soit les protocoles Simple Query ou Extended Query. Il enverra enfin CommandComplete (en cas de succès) ou ErrorResponse (sinon).

Si le serveur détecte une erreur en mode copy-in (ce qui inclut la réception d'un message CopyFail), il enverra un message ErrorResponse. Si la commande `copy` a été lancée à l'aide d'un message Extended Query, le serveur annulera les messages du client jusqu'à ce qu'un message Sync soit reçu. Il enverra alors un message ReadyForQuery et retournera dans le mode de fonctionnement normal. Si la commande `copy` a été lancée dans un message Simple Query, le reste de ce message est annulé et ReadyForQuery est envoyé. Dans tous les cas, les messages CopyData, CopyDone ou CopyFail suivants envoyés par l'interface seront simplement annulés.

Le serveur ignorera les messages Flush et Sync reçus en mode copy-in. La réception de tout autre type de messages hors-copie constitue une erreur qui annulera l'état Copy-in, comme cela est décrit plus haut. L'exception pour Flush et Sync est faite pour les bibliothèques clientes qui envoient systématiquement Flush ou Sync après un message Execute sans vérifier si la commande à exécuter est `copy from stdin`.

Le mode Copy-out (transfert de données à partir du serveur) est initié lorsque le serveur exécute une instruction SQL `copy to stdout`. Le moteur envoie un message CopyOutResponse au client suivi de zéro (ou plusieurs) message(s) CopyData (un par ligne), suivi de CopyDone. Le serveur retourne ensuite au mode de traitement de commande dans lequel il se trouvait avant le lancement de `copy` et envoie CommandComplete. Le client ne peut pas annuler le transfert (sauf en fermant la connexion ou en lançant une requête d'annulation, Cancel), mais il peut ignorer les messages CopyData et CopyDone non souhaités.

Si le serveur détecte une erreur en mode Copy-out, il enverra un message ErrorResponse et retournera dans le mode de traitement normal. Le client devrait traiter la réception d'un message ErrorResponse comme terminant le mode « copy-out ».

Il est possible que les messages NoticeResponse et ParameterStatus soient entremêlés avec des messages CopyData ; les interfaces doivent gérer ce cas, et devraient être aussi préparées à d'autres types de messages asynchrones (voir Section 53.2.7). Sinon, tout type de message autre que CopyData et CopyDone pourrait être traité comme terminant le mode copy-out.

Il existe un autre mode relatif à Copy appelé Copy-both. Il permet un transfert de données en flot à grande vitesse vers *et* à partir du serveur. Le mode Copy-both est initié quand un processus serveur en mode walsender exécute une instruction `START_REPLICATION`. Le processus serveur envoie un message CopyBothResponse au client. Le processus serveur et le client peuvent ensuite envoyer des messages CopyData jusqu'à ce que l'un des deux envoie un message CopyDone. Après que le client ait envoyé un message CopyDone, la connexion se transforme en mode copy-out, et le client ne peut plus envoyer des messages CopyData. De la même façon, quand le serveur envoie un message CopyDone, la connexion passe en mode copy-in et le serveur ne peut plus envoyer de messages CopyData. Une fois que les deux côtés ont envoyé un message CopyDone, le mode copie est terminé et le processus serveur retourne dans le mode de traitement des commandes. Si une erreur est détectée par le serveur pendant le mode copy-both, le processus serveur enverra un message ErrorResponse, ignorera les messages du client jusqu'à réception d'un message Sync message, puis enverra un message ReadyForQuery avant de continuer le traitement habituel. Le client doit traiter la réception d'un ErrorResponse comme une fin de la copie dans les deux sens ; aucun CopyDone ne doit être envoyé dans ce cas. Voir Section 53.6 pour plus d'informations sur le sous-protocole transmis pendant le mode copy-both.

Les messages CopyInResponse, CopyOutResponse et CopyBothResponse incluent des champs qui informent le client du nombre de colonnes par ligne et les codes de format utilisés par chaque colonne. (Avec l'implémentation courante, toutes les colonnes d'une opération `COPY` donnée utiliseront le même format mais la conception du message ne le suppose pas.)

53.2.7. Opérations asynchrones

Il existe plusieurs cas pour lesquels le serveur enverra des messages qui ne sont pas spécifiquement demandés par le flux de commande du client. Les clients doivent être préparés à gérer ces messages à tout moment même si aucune requête n'est en cours. Vérifier ces cas avant de commencer à lire la réponse d'une requête est un minimum.

Il est possible que des messages NoticeResponse soient engendrés en dehors de toute activité ; par exemple, si l'administrateur de la base de données commande un arrêt « rapide » de la base de données, le serveur enverra un NoticeResponse l'indiquant avant de fermer la connexion. Les clients devraient toujours être prêts à accepter et afficher les messages NoticeResponse, même si la connexion est inactive.

Des messages ParameterStatus seront engendrés à chaque fois que la valeur active d'un paramètre est modifiée, et cela pour tout paramètre que le serveur pense utile au client. Cela survient plus

généralement en réponse à une commande SQL `set` exécutée par le client. Ce cas est en fait synchrone -- mais il est possible aussi que le changement de statut d'un paramètre survienne à la suite d'une modification par l'administrateur des fichiers de configuration ; changements suivis de l'envoi du signal SIGHUP au postmaster. De plus, si une commande `SET` est annulée, un message ParameterStatus approprié sera ajouté pour rapporter la valeur effective.

À ce jour, il existe un certain nombre de paramètres codés en dur pour lesquels des messages ParameterStatus seront engendrés : on trouve `server_version`, `server_encoding`, `client_encoding`, `application_name`, `is_superuser`, `session_authorization`, `DateStyle`, `IntervalStyle`, `TimeZone`, `integer_datetimes`, et `standard_conforming_strings`. (`server_encoding`, `TimeZone` et `integer_datetimes` n'ont pas été reportés par les sorties avant la 8.0 ; `standard_conforming_strings` n'a pas été reporté par les sorties avant la 8.1 ; `IntervalStyle` n'a pas été reporté par les sorties avant la 8.4; `application_name` n'a pas été reporté par les sorties avant la 9.0.). Notez que `server_version`, `server_encoding` et `integer_datetimes` sont des pseudo-paramètres qui ne peuvent pas changer après le lancement. Cet ensemble pourrait changer dans le futur, voire devenir configurable. De toute façon, un client peut ignorer un message ParameterStatus pour les paramètres qu'il ne comprend pas ou qui ne le concernent pas.

Si un client lance une commande `listen`, alors le serveur enverra un message NotificationResponse (à ne pas confondre avec NoticeResponse !) à chaque fois qu'une commande `notify` est exécutée pour le canal de même nom.

> **Note**
>
> Actuellement, NotificationResponse ne peut être envoyé qu'à l'extérieur d'une transaction. Il ne surviendra donc pas au milieu d'une réponse à une commande, mais il peut survenir juste avant ReadyForQuery. Il est toutefois déconseillé de concevoir un client en partant de ce principe. La bonne pratique est d'être capable d'accepter NotificationResponse à tout moment du protocole.

53.2.8. Annulation de requêtes en cours

Pendant le traitement d'une requête, le client peut demander l'annulation de la requête. La demande d'annulation n'est pas envoyée directement au serveur par la connexion ouverte pour des raisons d'efficacité de l'implémentation : il n'est pas admissible que le serveur vérifie constamment les messages émanant du client lors du traitement des requêtes. Les demandes d'annulation sont relativement inhabituelles ; c'est pourquoi elles sont traitées de manière relativement simple afin d'éviter que ce traitement ne pénalise le fonctionnement normal.

Pour effectuer une demande d'annulation, le client ouvre une nouvelle connexion au serveur et envoie un message CancelRequest à la place du message StartupMessage envoyé habituellement à l'ouverture d'une connexion. Le serveur traitera cette requête et fermera la connexion. Pour des raisons de sécurité, aucune réponse directe n'est faite au message de requête d'annulation.

Un message CancelRequest sera ignoré sauf s'il contient la même donnée clé (PID et clé secrète) que celle passée au client lors du démarrage de la connexion. Si la donnée clé correspond, le traitement de la requête en cours est annulé (dans l'implantation existante, ceci est obtenu en envoyant un signal spécial au processus serveur qui traite la requête).

Le signal d'annulation peut ou non être suivi d'effet -- par exemple, s'il arrive après la fin du traitement de la requête par le serveur, il n'aura alors aucun effet. Si l'annulation est effective, il en résulte la fin précoce de la commande accompagnée d'un message d'erreur.

De tout ceci, il ressort que, pour des raisons de sécurité et d'efficacité, le client n'a aucun moyen de savoir si la demande d'annulation a abouti. Il continuera d'attendre que le serveur réponde à la requête.

Effectuer une annulation permet simplement d'augmenter la probabilité de voir la requête en cours finir rapidement et échouer accompagnée d'un message d'erreur plutôt que réussir.

Comme la requête d'annulation est envoyée via une nouvelle connexion au serveur et non pas au travers du lien de communication client/serveur établi, il est possible que la requête d'annulation soit lancée par un processus quelconque, pas forcément celui du client pour lequel la requête doit être annulée. Cela peut fournir une flexibilité supplémentaire dans la construction d'applications multi-processus ; mais également une faille de sécurité puisque des personnes non autorisées pourraient tenter d'annuler des requêtes. La faille de sécurité est comblée par l'exigence d'une clé secrète, engendrée dynamiquement, pour toute requête d'annulation.

53.2.9. Fin

Lors de la procédure normale de fin le client envoie un message Terminate et ferme immédiatement la connexion. À la réception de ce message, le serveur ferme la connexion et s'arrête.

Dans de rares cas (tel un arrêt de la base de données par l'administrateur), le serveur peut se déconnecter sans demande du client. Dans de tels cas, le serveur tentera d'envoyer un message d'erreur ou d'avertissement en donnant la raison de la déconnexion avant de fermer la connexion.

D'autres scénarios de fin peuvent être dus à différents cas d'échecs, tels qu'un « core dump » côté client ou serveur, la perte du lien de communications, la perte de synchronisation des limites du message, etc. Que le client ou le serveur s'aperçoive d'une fermeture de la connexion, le buffer sera vidé et le processus terminé. Le client a la possibilité de lancer un nouveau processus serveur en recontactant le serveur s'il ne souhaite pas se finir. Il peut également envisager de clore la connexion si un type de message non reconnu est reçu ; en effet, ceci est probablement le résultat de la perte de synchronisation des limite de messages.

Que la fin soit normale ou non, toute transaction ouverte est annulée, non pas validée. Si un client se déconnecte alors qu'une requête autre que `select` est en cours de traitement, le serveur terminera probablement la requête avant de prendre connaissance de la déconnexion. Si la requête est en dehors d'un bloc de transaction (séquence `begin` ... `commit`), il se peut que les résultats soient validés avant que la connexion ne soit reconnue.

53.2.10. Chiffrement SSL de session

Si PostgreSQL a été compilé avec le support de SSL, les communications client/serveur peuvent être chiffrées en l'utilisant. Ce chiffrement assure la sécurité de la communication dans les environnements où des agresseurs pourraient capturer le trafic de la session. Pour plus d'informations sur le cryptage des sessions PostgreSQL avec SSL, voir Section 18.9.

Pour initier une connexion chiffrée par SSL, le client envoie initialement un message SSLRequest à la place d'un StartupMessage. Le serveur répond avec un seul octet contenant `S` ou `N` indiquant respectivement s'il souhaite ou non utiliser le SSL. Le client peut alors clore la connexion s'il n'est pas satisfait de la réponse. Pour continuer après un `S`, il faut échanger une poignée de main SSL (handshake) (non décrite ici car faisant partie de la spécification SSL) avec le serveur. En cas de succès, le StartupMessage habituel est envoyé. Dans ce cas, StartupMessage et toutes les données suivantes seront chiffrées avec SSL. Pour continuer après un `N`, il suffit d'envoyer le StartupMessage habituel et de continuer sans chiffrage.

Le client doit être préparé à gérer une réponse ErrorMessage à un SSLRequest émanant du serveur. Ceci ne peut survenir que si le serveur ne dispose pas du support de SSL. (De tels serveurs sont maintenant très anciens, et ne doivent certainement plus exister.) Dans ce cas, la connexion doit être fermée, mais le client peut choisir d'ouvrir une nouvelle connexion et procéder sans SSL.

Quand le chiffrement SSL doit être réalisé, le serveur doit envoyer seulement l'octet `S`, puis attendre que le client initie une poignée de main SSL. Si des octets supplémentaires sont disponibles en lecture à ce moment, cela pourrait signifier qu'une attaque *man-in-the-middle* tente de réaliser une attaque

buffer-stuffing (CVE-2021-23222[1]). Les clients doivent être codés pour soit lire exactement un octet du socket avant de rendre le socket à la bibliothèque SSL, soit traiter comme une violation de protocole tout octet supplémentaire.

Un SSLRequest initial peut également être utilisé dans une connexion en cours d'ouverture pour envoyer un message CancelRequest.

Alors que le protocole lui-même ne fournit pas au serveur de moyen de forcer le chiffrage SSL, l'administrateur peut configurer le serveur pour rejeter les sessions non chiffrées, ce qui est une autre façon de vérifier l'authentification.

53.3. Protocole de réplication logique en flux

Cette section décrit le protocole de réplication logique, qui correspond au flot de messages lancé par la commande de réplication `START_REPLICATION SLOT` *`nom_slot`* `LOGICAL`.

Le protocole de réplication logique en flux est construit sur les primitives du protocole de réplication physique en flux.

53.3.1. Paramètres de la réplication logique en flux

La commande `START_REPLICATION` de réplication logique accepte les paramètres suivants :

proto_version

Version du protocole. Actuellement, seule la version `1` est supportée.

publication_names

Liste de noms de publications, séparés par des virgules, pour souscription (récupération des modifications). Les noms de publication individuels sont traités comme des noms d'objet standard et peuvent être mis entre guillemets si nécessaire.

53.3.2. Messages du protocole de réplication logique

Les messages individuels du protocole de réplication sont discutés dans les sous-sections suivantes. Les messages individuels sont décrits dans Section 53.9.

Tous les messages de niveau supérieur commencent avec un octet de type de message. Bien qu'ils soient représentés dans le code comme un caractère, il s'agit d'un octet signé sans encodage associé.

Comme le protocole de réplication en flux fournit une longueur de message, il n'est pas nécessaire que les messages de niveau supérieur embarquent une longueur dans leur en-tête.

53.3.3. Flot des messages du protocole de réplication logique

À l'exception de la commande `START_REPLICATION` et des messages de progression du rejeu, toutes les informations passent du serveur vers le client.

Le protocole de réplication logique envoie les transactions individuelles une par une. Cela signifie que tous les messages entre une paire de messages Begin et Commit appartiennent à la même transaction.

Chaque transaction envoyée contient zéro ou plusieurs messages DML (Insert, Update, Delete). Dans le cas d'une configuration en cascade, elle peut aussi contenir des messages Origin. Le message d'origine indiquait que la transaction avait pour origine un noeud de réplication différent. Comme

[1] https://www.postgresql.org/support/security/CVE-2021-23222/

le noeud de réplication dans le cas d'une réplication logique peut provenir de n'importe où, le seul identificateur est le nom de l'origine. C'est de la responsabilité du receveur de gérer cette information si nécessaire. Le message Origin est toujours envoyé avant tout message DML dans la transaction.

Chaque message DML contient un OID de relation, identifiant la relation du publieur. Avant le premier message DML pour un OID de relation donné, un message Relation sera envoyé, décrivant le schéma de cette relation. Ensuite, un nouveau message Relation sera envoyé si la définition de la relation a été modifié depuis l'envoi du dernier message Relation. (Le protocole suppose que le client est capable de se rappeler cette méta-données pour autant de relations que nécessaire.)

Les messages Relation identifient les types des colonnes par leur OID. Dans le cas d'un type interne, il est supposé que le client peut rechercher l'OID du type localement, donc aucune donnée supplémentaire n'est envoyée. Pour un OID d'un type non interne, un message Type sera envoyé avant le message Relation pour fournir le nom du type de données associé avec cet OID. De ce fait, un client qui a besoin d'identifier spécifiquement les types des colonnes de la relation devrait mettre en cache le contenu des messages Type, et consulter ce cache en premier lieu pour savoir l'OID du type y est défini. Sinon, il faut chercher localement l'OID du type.

53.4. Types de données des messages

Cette section décrit les types de données basiques utilisés dans les messages.

Int*n*(*i*)

Un entier sur *n* bits dans l'ordre des octets réseau (octet le plus significatif en premier). Si *i* est spécifié, c'est exactement la valeur qui apparaîtra, sinon la valeur est variable, par exemple Int16, Int32(42).

Int*n*[*k*]

Un tableau de *k* entiers sur *n* bits, tous dans l'ordre des octets réseau. La longueur *k* du tableau est toujours déterminée par un champ précédent du message, par exemple, Int16[M].

String(*s*)

Une chaîne terminée par un octet nul (chaîne style C). Il n'y a pas de limitation sur la longueur des chaînes. Si *s* est spécifié, c'est la valeur exacte qui apparaîtra, sinon la valeur est variable. Par exemple, String("utilisateur").

> **Note**
>
> *Il n'y a aucune limite prédéfinie* à la longueur d'une chaîne retournée par le serveur. Une bonne stratégie de codage de client consiste à utiliser un tampon dont la taille peut croître pour que tout ce qui tient en mémoire puisse être accepté. Si cela n'est pas faisable, il faudra lire la chaîne complète et supprimer les caractères qui ne tiennent pas dans le tampon de taille fixe.

Byte*n*(*c*)

Exactement *n* octets. Si la largeur *n* du champ n'est pas une constante, elle peut toujours être déterminée à partir d'un champ précédent du message. Si *c* est spécifié, c'est la valeur exacte. Par exemple, Byte2, Byte1('\n').

53.5. Authentification SASL

SASL est un framework pour l'authentification dans les protocoles orientés connexion. Actuellement, PostgreSQL implémente seulement le mécanisme d'authentification SASL, SCRAM-SHA-256 et

SCRAM-SHA-256-PLUS, mais d'autres pourraient être ajoutées dans le futur. Les étapes suivantes illustrent comment l'authentification SASL est réalisée en général, alors que la sous-section suivant donne plus de détails sur SCRAM-SHA-256 et SCRAM-SHA-256-PLUS.

Flux de message d'authentification SASL

1. Pour commencer un échange d'authentification SASL, le serveur envoie un message AuthenticationSASL. Il inclut une liste de mécanismes d'authentification SASL que le serveur accepte, dans l'ordre de préférence du serveur.

2. Le client sélectionne un des mécanismes supportés dans la liste, et envoie un message SASLInitialResponse au serveur. Le message inclut le nom du mécanisme sélectionné, et un message Initial Client Response optionnel, si le mécanisme sélection l'utilise.

3. Un ou plusieurs messages question-serveur et réponse-client suivent. Chaque question du serveur est envoyée dans un message AuthenticationSASLContinue, suivie d'une réponse du client dans un message SASLResponse. Les particularités des messages sont spécifiques au mécanisme.

4. Enfin, quand l'échange d'authentification se termine avec succès, le serveur envoie un message AuthenticationSASLFinal, suivi immédiatement d'un message AuthenticationOk. Le message AuthenticationSASLFinal contient des données supplémentaires du serveur pour le client, dont le contenu est spécifique au mécanisme d'authentification sélectionné. Si le mécanisme d'authentification n'utilise pas de données supplémentaires en fin d'authentification, le message AuthenticationSASLFinal n'est pas envoyé.

En cas d'erreur, le serveur peut annuler l'authentification à tout moment, et peut envoyer un message ErrorMessage.

53.5.1. Authentification SCRAM-SHA-256

Les mécanismes SASL implémentés pour le moment sont `SCRAM-SHA-256` et sa variante avec le `channel binding` `SCRAM-SHA-256-PLUS`. Ils sont décrits en détail dans les RFC 7677 et RFC 5802.

Quand SCRAM-SHA-256 est utilisé dans PostgreSQL, le serveur ignorera le nom d'utilisateur que le client envoie dans le `premier-message- client`. Le nom d'utilisateur déjà envoyé dans le message de démarrage est utilisé à la place. PostgreSQL supporte plusieurs encodages de caractères alors que SCRAM requiert l'utilisation d'UTF-8 pour le nom de l'utilisateur.

La spécification SCRAM requiert que le mot de passe soit aussi en UTF-8, et est traité avec l'algorithme *SASLprep*. Néanmoins, PostgreSQL ne requiert pas que UTF-8 soit utilisé pour le mot de passe. Lors de la configuration du mot de passe d'un utilisateur, ce mot de passe est traité avec SASLprep comme s'il était en UTF-8, quelque soit l'encodage réellement utilisé. Néanmoins, s'il ne s'agit pas d'une séquence UTF-8 légale d'octets ou s'il contient des séquences d'octets UTF-8 interdites par l'algorithme SASLprep, le mot de passe brut sera utilisé sans traitement par SASLprep, plutôt que de renvoyer une erreur. Ceci permet la normalisation du mot de passe quand ce dernier est en UTF-8 mais autorise aussi l'utilisation d'un mot de passe qui n'est pas en UTF-8 et ne nécessite pas que le système connaisse l'encodage utilisé par le mot de passe.

La liaison de canal sécurisé (*Channel binding*) est prise en charge lorsque PostgreSQL est construit avec prise en charge `SSL/TLS`. Le nom du mécanisme SASL pour SCRAM avec liaison de canal est `SCRAM-SHA-256-PLUS`. Le type de liaison de canal utilisé par PostgreSQL est `tls-server-end-point`.

Quand SCRAM est utilisé sans liaison de canal sécurisé `(SSL/TLS)`, le serveur choisit un nombre aléatoire qui est transmis au client pour être mélangé avec le mot de passe fourni par l'utilisateur dans le hachage du mot de passe transmis. Bien que cela empêche que le mot de passe haché puisse être retransmis avec succès dans une session ultérieure, cela n'empêche pas un faux serveur entre le serveur

réel et le client de passer par la valeur aléatoire du serveur et de s'authentifier avec succès (attaque de l'homme du milieu (HDM)).

L'utilisation de SCRAM avec liaison de canaux sécurisé empêche de telles attaques de l'homme du milieu (HDM) en mélangeant la signature du certificat du serveur dans le hachage du mot de passe transmis. Bien qu'un faux serveur puisse retransmettre le certificat du serveur réel, n'ayant pas d'accès à la clé privée correspondante au certificat, il ne pourra pas donc pas prouver qu'il en est le propriétaire provoquant ainsi l'échec de la connexion SSL/TLS.

Exemple

1. Le serveur envoie un message AuthenticationSASL. Il inclut une liste de mécanismes d'authentification SASL que le serveur peut accepter. Cette liste contient SCRAM-SHA-256-PLUS et SCRAM-SHA-256 si le serveur est construit avec le support du SSL ou juste SCRAM-SHA-256 dans le cas contraire.

2. Le client répond en envoyant un message SASLInitialResponse indiquant le mécanisme choisi, SCRAM-SHA-256 ou SCRAM-SHA-256-PLUS. (Un client est libre de choisir l'un ou l'autre mécanisme, mais pour une meilleure sécurité, il devrait choisir la variante channel-binding s'il le supporte.). Dans le champ de réponse Initial Client, le message contient le client-first-message (premier-message-client) SCRAM. Le client-first-message contient également le type de channel-binding choisi par le client.

3. Le serveur envoie un message AuthenticationSASLContinue, avec un server-first message SCRAM comme contenu.

4. Le client envoie un message SASLResponse, avec client-final-message SCRAM comme contenu.

5. Le serveur envoie un message AuthenticationSASLFinal, avec server-final-message SCRAM, immédiatement suivi d'un message AuthenticationOk.

53.6. Protocole de réplication en continu

Pour initier la réplication en flux continu, le client envoie le paramètre replication dans son message d'ouverture. Une valeur booléenne true (ou on, yes, 1) indique au processus serveur de basculer en mode walsender pour la réplication physique, où un petit ensemble de commandes de réplication, montré ci-dessous, peut être exécuté à la place de requêtes SQL.

En passant database comme valeur du paramètre replication, on demande au backend de passer en mode walsender pour la réplication logique lors de la connexion à la base spécifiée dans le paramètre dbname. En mode walsender pour la réplication logique, les commandes de réplication montrées ci-dessous ainsi que les commandes SQL normales peuvent être utilisées.

En mode walsender pour la réplication physique ou pour la réplication logique, seul le protocole de messages Simple Query peut être utilisé.

Pour tester les commandes de réplication, vous pouvez réaliser une connexion de réplication via psql ou tout autre outil utilisant libpq avec une chaîne de connexion utilisant l'option replication, par exemple :

```
psql "dbname=postgres replication=database" -c "IDENTIFY_SYSTEM;"
```

Néanmoins, il est souvent plus utile d'utiliser pg_receivewal (pour la réplication physique) ou pg_recvlogical (pour la réplication logique).

Les commandes de réplication sont enregistrées dans le journal du serveur lorsque log_replication_commands est activé.

Les commandes acceptées en mode réplication sont:

`IDENTIFY_SYSTEM`

Demande au serveur de s'identifier. Le serveur répond avec un set de résultat d'une seule ligne contenant quatre champs:

`systemid` (`text`)

L'identifiant système unique du cluster. Il peut être utilisé pour vérifier que la base de sauvegarde utilisée pour initialiser le serveur en attente provient du même cluster.

`timeline` (`int4`)

Timeline ID courant. Tout aussi utile pour vérifier que le serveur en attente est consistant avec le maître.

`xlogpos` (`text`)

Emplacement de vidage courant des journaux de transactions. Utile pour connaître un emplacement dans les journaux de transactions à partir duquel le mode de réplication en flux peut commencer.

`dbname` (`text`)

Base de données connectée ou NULL.

`SHOW` *`nom`*

Demande au serveur d'envoyer la valeur actuelle d'un paramètre. Elle est identique à la commande SQL SHOW.

`nom`

Le nom d'un paramètre. Les paramètres disponibles sont documentés dans Chapitre 19.

`TIMELINE_HISTORY` *`tli`*

Demande au serveur l'envoi du fichier historique de la ligne de temps *`tli`*. Le serveur répond avec un résultat sur une seule ligne, contenant deux champs. Bien que les champs soient labelisés en tant que `text` et `bytea`, elles renvoient en fait des octets bruts, sans conversation d'échappement ou d'encodage: :

`filename` (`text`)

Nom du fichier de l'historique de la ligne de temps, par exemple `00000002.history`.

`content` (`bytea`)

Contenu du fichier historique de la ligne de temps.

`CREATE_REPLICATION_SLOT` *`slot_name`* [`TEMPORARY`] { `PHYSICAL` [`RESERVE_WAL`] | `LOGICAL` *`output_plugin`* [`EXPORT_SNAPSHOT` | `NOEXPORT_SNAPSHOT` | `USE_SNAPSHOT`] }

Crée un slot de réplication physique ou logique. Voir Section 26.2.6 pour plus d'informations sur les slots de réplication.

`nom_slot`

Le nom du slot à créer. Doit être un nom d'un slot de réplication valide (voir Section 26.2.6.1).

output_plugin

Le nom d'un plugin en sortie utilisé pour le décodage logique (voir Section 49.6).

TEMPORARY

Précise que ce slot de réplication est temporaire. Les slots temporaires ne sont pas sauvegardés sur disque, et sont automatiquement supprimés en cas d'erreur ou quand la session est terminé.

RESERVE_WAL

Spécifie que le slot de réplication physique réserve les WAL immédiatement. Dans le cas contraire, les WAL sont seulement conservés à partir de la connexion d'un client de réplication en flux.

EXPORT_SNAPSHOT
NOEXPORT_SNAPSHOT
USE_SNAPSHOT

Décide quoi faire du snapshot créé lors de l'initialisation du slot de réplication. EXPORT_SNAPSHOT, qui est le défaut, exportera le snapshot à utiliser dans les autres sessions. Cette option ne peut pas être utilisée dans une transaction. USE_SNAPSHOT utiliser le snapshot pour la transaction exécutant la commande. Cette option doit être utilisée dans une transaction, et CREATE_REPLICATION_SLOT doit être la première commande exécutée dans cette transaction. Enfin, NOEXPORT_SNAPSHOT utilisera seulement le snapshot pour le décodage logique, mais ne fera rien de plus avec.

En réponse à cette commande, le serveur enverra un résultat sur une seule ligne contenant les champs suivants :

slot_name (text)

Le nom du nouveau slot de réplication.

consistent_point (text)

L'emplacement dans les journaux à partir duquel le slot devient cohérent. C'est l'emplacement le plus proche à partir duquel la réplication en flux peut commencer sur ce slot de réplication.

snapshot_name (text)

L'identifiant du snapshot exporté par la commande. Le snapshot est valide jusqu'à l'exécution d'une nouvelle commande sur cette connexion ou jusqu'à la fermeture d'une connexion de réplication. NULL si le slot créé est physique.

output_plugin (text)

Le nom du plugin de sortie utilisé par le nouveau slot de réplication. NULL si le slot créé est physique.

START_REPLICATION [SLOT *slot_name*] [PHYSICAL] *XXX/XXX* [TIMELINE *tli*]

Demande au serveur de débuter l'envoi de WAL en continu, en commençant à la position *XXX/XXX* dans le WAL. Si l'option TIMELINE est spécifiée, le flux commence sur la timeline *tli*. Dans le cas contraire, la timeline actuelle du serveur est utilisée. Le serveur peut répondre avec une erreur, par exemple si la section de WAL demandée a déjà été recyclée. En cas de succès, le serveur répond avec un message CopyBothResponse et débute l'envoi en continu de WAL au client.

Si un nom de slot est fourni via *nom_slot*, il sera mis à jour au fur et à mesure de la progression de la réplication pour que le serveur maître connaisse les segments WAL qui sont toujours

nécessaires au serveur standby. Si `hot_standby_feedback` est activé, la granularité est au niveau de chaque transaction.

Si le client demande une timeline qui ne correspond pas à la dernière mais qui fait néanmoins partie de l'historique du serveur, le serveur va envoyer tous les journaux de transactions en commençant à partir de point de démarrage demandé sur cette timeline, jusqu'à arriver au moment où le serveur a changé de nouveau de timeline. Si le client réclame l'envoi à partir de la fin de l'ancienne timeline, le serveur répond immédiatement avec CommandComplete sans entrer en mode `COPY`.

Après l'envoi de tous les journaux de transactions d'une timeline qui n'est pas la dernière, le serveur arrêtera le flux en quittant le mode COPY. Quand le client accepte ceci en quittant lui aussi le mode COPY, le serveur envoie un ensemble de résultats comprenant une ligne et deux colonnes, indiquant la prochaine timeline dans l'histoire de ce serveur. La première colonne est l'identifiant de la prochaine timeline (type `int8`) et la deuxième colonne est la position XLOG où la bascule a eu lieu (type `text`). Généralement, la position de la bascule correspond à la fin du journal de transactions qui a été envoyé mais, il existe des cas particuliers où le serveur peut envoyer quelques enregistrements de journaux à partir de l'ancienne timeline qu'il n'a pas encore rejoué avant la promotion. Enfin, le serveur envoie la commande CommandComplete message, et est prêt à accepter une nouvelle commande.

Les données des WAL sont envoyées en une série de messages `CopyData` (ce qui permet d'envoyer d'autres informations dans les intervalles ; en particulier un serveur peut envoyer un message `ErrorResponse` s'il rencontre une erreur après le début de l'envoi en continu des données). Le contenu de chaque message `CopyData` à partir du serveur vers le client contient un message faisant partie d'un des formats suivants :

XLogData (B)

Byte1('w')

Identifie le message comme une donnée de WAL.

Int64

Le point de départ de la donnée du WAL dans ce message.

Int64

Le fin courante du WAL sur le serveur.

Int64

L'horloge système du serveur à l'heure de la transmission, en microsecondes à partir du 1er janvier 2000, à minuit.

Byte*n*

Une section de donnée du flux de WAL.

Un enregistrement d'un journal de transactions n'est jamais divisé en deux messages `XLogData`. Quand un enregistrement dépasse la limite d'une page d'un journal de transactions, et est de ce fait déjà divisé en utilisant les enregistrements de suivi, il peut être divisé sur la limite de la page. En d'autres termes, le premier enregistrement principal d'un journal de transactions et ses enregistrements de suivi peuvent être envoyés sur différents messages `XLogData`.

Message principal de keepalive (B)

Byte1('k')

Identifie le message comme un keepalive émis.

Int64

La fin actuelle du journal de transactions sur le serveur.

Int64

L'horloge système du serveur au moment de la transmission, en microsecondes depuis le 1er janvier 2000 à minuit.

Byte1

1 signifie que le client doit répondre à ce message dès que possible pour éviter une déconnexion après délai. 0 dans les autres cas.

Le processus en réception répond à l'envoyeur à tout moment en utilisant un des formats de message suivants (aussi dans la charge d'un message `CopyData`) :

Mise à jour du statut du serveur en standby (F)

Byte1('r')

Identifie le message comme une mise à jour du statut du réceptionneur.

Int64

L'emplacement du dernier octet des journaux de transactions + 1 reçu et écrit sur le disque du serveur en standby.

Int64

L'emplacement du dernier octet du journal de transactions + 1 poussé sur le standby.

Int64

L'emplacement du dernier octet du journal de transactions + 1 appliqué sur le standby.

Int64

L'horloge système du client au moment de la transmission, en microsecondes depuis le 1er janvier 2000 à minuit.

Byte1

Si 1, le client demande une réponse immédiate du serveur à ce message. Cela peut être utilisé pour tester si la connexion est toujours bonne.

Message de réponse Hot Standby (F)

Byte1('h')

Identifie le message comme un message de réponse Hot Standby.

Int64

L'horloge système du client au moment de la transmission, en microsecondes depuis le 1er janvier 2000 à minuit.

Int32

La valeur du xmin global actuel pour le serveur standby, excluant le catalog_xmin de tout slot de réplication. Si cette valeur et le catalog_xmin suivant valent 0, ceci est traité comme une notification qu'aucun retour du Hot Standby ne sera envoyé sur cette

connexion. Les messages ultérieurs différents de 0 peuvent réinitialiser le mécanisme de retours d'informations.

Int32

La valeur epoch de l'identifiant de transaction xmin global sur le serveur standby.

Int32

La valeur minimale de catalog_xmin pour tout slot de réplication sur le standby. Configuré à 0 si aucun catalog_xmin n'existe sur le standby ou si le retour d'informations du serveur en Hot Standby est désactivé.

Int32

La valeur epoch de l'identifiant de transaction catalog_xmin sur le serveur standby.

`START_REPLICATION SLOT` *`slot_name`* `LOGICAL` *`XXX/XXX`* [(*`option_name`* [*`option_value`*] [, ...])]

Indique au serveur de commencer le flux de réplication pour de la réplication logique, en commençant à la position *`XXX/XXX`* dans le journal des transactions. Le serveur peut répondre avec une erreur, par exemple si la section demandée du journal de transactions a déjà été recyclée. En cas de succès, le serveur répond avec un message CopyBothResponse, puis commence à envoyer le flux vers le client.

Les messages à l'intérieur du message CopyBothResponse sont du même format que ceux documentés pour `START_REPLICATION ... PHYSICAL`.

Le plugin en sortie associé avec le slot sélectionné est utilisé pour traiter la sortie pour le flux.

`SLOT` *`nom_slot`*

Le nom du slot. Ce paramètre est requis et doit correspond à un slot de réplication existant créé avec `CREATE_REPLICATION_SLOT` en mode `LOGICAL`.

`XXX/XXX`

La position WAL où commencer le flux.

`option_name`

Le nom d'une option passée au plugin de décodage logique du slot.

`option_value`

Une valeur en option, sous la forme d'une chaîne de caractères, associée à l'option indiquée.

`DROP_REPLICATION_SLOT` *`nom_slot`* [`WAIT`]

Supprime un slot de réplication, libérant toute ressource réservée du côté serveur. Si le slot est un slot logique créé dans une base de données autre que celle où est connecté le walsender, cette commande échoue.

`nom_slot`

Le nom du slot à supprimer.

`WAIT`

Cette option fait en sorte que la commande attende si le slot est actif jusqu'à ce qu'il devienne inactif. Le comportement par défaut revient à lever une erreur.

BASE_BACKUP [LABEL *'label'*] [PROGRESS] [FAST] [WAL] [NOWAIT] [MAX_RATE *rate*] [TABLESPACE_MAP] [NOVERIFY_CHECKSUMS]

Demande au serveur de commencer l'envoi d'une sauvegarde de base. Le système sera mis automatiquement en mode sauvegarde avant que celle-ci ne commence et en sera sorti une fois la sauvegarde terminée. Les options suivantes sont acceptées :

LABEL *'label'*

Précise le label de la sauvegarde. Si aucun label n'est indiqué, le label utilisé est `base backup`. Les règles de mise entre guillemets du label sont les mêmes que pour une chaîne SQL standard avec standard_conforming_strings activé.

PROGRESS

Demande la génération d'un rapport de progression. Cela enverra la taille approximative dans l'en-tête de chaque tablespace, qui peut être utilisé pour calculer ce qu'il reste à récupérer. La taille est calculée en énumérant la taille de tous les fichiers avant de commencer le transfert. Du coup, il est possible que cela ait un impact négatif sur les performances. En particulier, la première donnée peut mettre du temps à être envoyée. De plus, comme les fichiers de la base de données peuvent être modifiés pendant la sauvegarde, la taille est seulement approximative et peut soit grandir, soit diminuer entre le moment de son calcul initial et le moment où les fichiers sont envoyés.

FAST

Demande un checkpoint rapide.

WAL

Inclut les journaux de transactions nécessaires dans la sauvegarde. Cela inclue tous les fichiers entre le début et la fin de la sauvegarde de base dans le répertoire `pg_wal` dans l'archive tar.

NOWAIT

Par défaut, la sauvegarde attendra que le dernier journal de transactions requis soit archivé ou émettra un message d'avertissement si l'archivage des journaux de transactions n'est pas activé. Indiquer `NOWAIT` désactive les deux (l'attente et le message), laissant le client responsable de la disponibilité des journaux de transactions requis.

MAX_RATE *taux*

Limite la quantité maximale de données transférées du serveur au client par unité de temps. L'unité attendue est le Ko/s. Si cette option est indiquée, la valeur doit être soit égale à zéro, soit être comprise entre 32 Ko et 1 Go (inclus). Si zéro est passé ou que l'option n'est pas indiquée, aucune restriction n'est imposée sur le transfert.

TABLESPACE_MAP

Inclut les informations sur les liens symboliques présents dans le répertoire `pg_tblspc` dans un fichier nommé `tablespace_map`. Le fichier de correspondance des tablespaces inclut les noms des liens symboliques tels qu'ils existent dans le répertoire `pg_tblspc/` et le chemin complet de ce lien symbolique.

NOVERIFY_CHECKSUMS

Par défaut, les sommes de contrôle sont vérifiées pendant une sauvegarde de base si celles-ci sont activées. Spécifier `NOVERIFY_CHECKSUMS` désactive cette vérification.

Quand la sauvegarde est lancée, le serveur enverra tout d'abord deux ensembles de résultats standards, suivis par un ou plusieurs résultats de CopyResponse.

Le premier ensemble de résultats standard contient la position de démarrage de la sauvegarde, dans une seule ligne avec deux colonnes. La première colonne contient la position de départ donnée dans le format XLogRecPtr, et la deuxième colonne contient l'identifiant correspondant de la timeline.

Le deuxième ensemble de résultats standard contient une ligne pour chaque tablespace. Voici la liste des champs d'une telle ligne :

`spcoid` (`oid`)

L'OID du tablespace, ou `null` s'il s'agit du répertoire de données.

`spclocation` (`text`)

Le chemin complet du répertoire du tablespace, ou `null` s'il s'agit du répertoire de données.

`size` (`int8`)

La taille approximative du tablespace, si le rapport de progression a été demandé, `null` dans le cas contraire.

Après l'envoi du deuxième ensemble standard de résultats, un ou plusieurs résultats de type `CopyResponse` seront envoyés, un pour le répertoire de données principal et un pour chaque tablespace supplémentaire, autre que `pg_default` et `pg_global`. Les données dans les résultats de type `CopyResponse` seront dans le format tar (en suivant le « format d'échange ustar » spécifié dans le standard POSIX 1003.1-2008) du contenu du tablespace, sauf que les deux blocs de zéros à la fin indiqués dans le standard sont omis. Un fois que l'envoi des données du tar est terminé, un ensemble final de résultats sera envoyé, contenant la position finale de la sauvegarde dans les journaux de transactions, au même format que la position de départ.

L'archive tar du répertoire des données et de chaque tablespace contiendra tous les fichiers du répertoire, que ce soit des fichiers PostgreSQL ou des fichiers ajoutés dans le même répertoire. Les seuls fichiers exclus sont :

- `postmaster.pid`
- `postmaster.opts`
- `pg_internal.init` (trouvé dans plusieurs répertoires)
- Différents fichiers et répertoires temporaires créés pendant l'opération du serveur PostgreSQL, ainsi que tout fichier ou répertoire commençant par `pgsql_tmp` et les relations temporaires.
- Les relations non journalisées (`unlogged`, à l'exception de l'`init fork` qui est requis pour recréer une relation vide non journalisée lors la restauration.
- `pg_wal`, ainsi que les sous-répertoires. Si la sauvegarde est lancée avec ajout des journaux de transactions, une version synthétisée de `pg_wal` sera incluse, mais elle ne contiendra que les fichiers nécessaires au bon fonctionnement de la sauvegarde, et pas le reste de son contenu.
- `pg_dynshmem`, `pg_notify`, `pg_replslot`, `pg_serial`, `pg_snapshots`, `pg_stat_tmp` et `pg_subtrans` sont copiés sous la forme de répertoires vides (même si ce sont des liens symboliques).
- Les fichiers autres que les fichiers standards et les répertoires, c'est à dire les liens symboliques (autre que les répertoires indiqués ci-dessus) et les fichiers de périphériques sont ignorés. (Les liens symboliques dans `pg_tblspc` sont maintenus.)

Le propriétaire, le groupe et les droits du fichier sont conservés si le système de fichiers du serveur le permet.

53.7. Formats de message

Cette section décrit le format détaillé de chaque message. Chaque message est marqué pour indiquer s'il peut être envoyé par un client (F pour *frontend*), un serveur (B pour *backend*) ou les deux (F & B). Bien que chaque message commence par son nombre d'octets, le format du message est défini de telle sorte que la fin du message puisse être trouvée sans ce nombre. Cela contribue à la vérification de la

validité. Le message `CopyData` est une exception, car il constitue une partie du flux de données ; le contenu d'un message `CopyData` individuel n'est, en soi, pas interprétable.

AuthenticationOk (B)

Byte1('R')

Marqueur de demande d'authentification.

Int32(8)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(0)

L'authentification a réussi.

AuthenticationKerberosV5 (B)

Byte1('R')

Marqueur de demande d'authentification.

Int32(8)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(2)

Une authentification Kerberos V5 est requise.

AuthenticationCleartextPassword (B)

Byte1('R')

Marqueur de demande d'authentification.

Int32(8)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(3)

Un mot de passe en clair est requis.

AuthenticationMD5Password (B)

Byte1('R')

Marqueur de demande d'authentification.

Int32(12)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(5)

Spécifie qu'un mot de passe utilisant un hachage cryptographique par MD5 est requis.

Byte4

Composante de salage (`salt`) à utiliser lors du hachage du mot de passe.

AuthenticationSCMCredential (B)

Byte1('R')

Marqueur de demande d'authentification.

Int32(8)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(6)

Un message d'accréditation SCM est requis.

AuthenticationGSS (B)

Byte1('R')

Identifie le message en tant que requête d'authentification.

Int32(8)

Longueur du contenu du message en octets, lui-même inclus.

Int32(7)

Spécifie qu'une authentification GSSAPI est requise.

AuthenticationSSPI (B)

Byte1('R')

Identifie le message en tant que requête d'authentification.

Int32(8)

Longueur du message en octet, incluant la longueur.

Int32(9)

Spécifie que l'authentification SSPI est requise.

AuthenticationGSSContinue (B)

Byte1('R')

Identifie le message comme une requête d'authentification.

Int32

Longueur du message en octet, incluant la longueur.

Int32(8)

Spécifie que ce message contient des données GSSAPI ou SSPI.

Byte*n*

Données d'authentification GSSAPI ou SSPI.

AuthenticationSASL (B)

Byte1('R')

Identifie le message comme une demande d'authentification.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(10)

Précise qu'une authentification SASL est requise.

Le corps du message est une liste de mécanismes d'authentification SASL dans l'ordre de préférence du serveur. Un octet zéro est requis comme fin de chaîne après le nom du dernier mécanisme d'authentification. Pour chaque mécanisme, il existe ce qui suit :

String

Nom du mécanisme d'authentification SASL.

AuthenticationSASLContinue (B)

Byte1('R')

Identifie le message comme une demande d'authentification.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(11)

Précise que ce message contient un challenge SASL.

Byte*n*

Données SASL, spécifiques au mécanisme SASL utilisé.

AuthenticationSASLFinal (B)

Byte1('R')

Identifie le message comme une demande d'authentification.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(12)

Indique que l'authentification SASL est terminée.

Byte*n*

Données supplémentaires pour SASL, spécifique au mécanisme SASL utilisé.

BackendKeyData (B)

Byte1('K')

Identifie le message comme une donnée clé d'annulation. L'interface (`frontend`) doit sauvegarder ces valeurs si elle souhaite être capable d'envoyer des messages `CancelRequest` plus tard.

Int32(12)

Longueur du contenu du message en octet incluent lui-même.

Int32

L'identifiant du processus serveur.

Int32

La clé secrète de ce processus serveur.

Bind (F)

Byte1('B')

Identifie le message comme une commande Bind.

Int32

Longueur du contenu du message en octets incluant lui-même.

String

Le nom du portail destination (une chaîne vide sélectionne le portail non nommé).

String

Le nom de l'instruction préparée source (une chaîne vide sélectionne l'instruction préparée sans nom).

Int16

Le nombre de codes de format de paramètre qui suivent (dénoté *C* ci-dessous). Il peut valoir zéro pour indiquer qu'il n'y a pas de paramètres ou que tous les paramètres utilisent le format par défaut (texte) ; il peut valoir un, auquel cas le code de format spécifié est appliqué à tous les paramètres ; ou il peut valoir le nombre réel de paramètres.

Int16[*C*]

Les codes de format de la commande. Chaque code doit être exactement zéro (texte) ou un (binaire).

Int16

Le nombre de valeurs de paramètre qui suivent (potentiellement zéro). Ceci doit correspondre au nombre de paramètres nécessaires à la requête.

Puis, le couple de champs suivant apparaît pour chaque paramètre : paramètre :

Int32

Taille de la valeur du paramètre, en octets (ce nombre n'inclut pas la longueur elle-même). Peut valoir zéro. Traité comme un cas spécial, -1 indique une valeur de paramètre NULL. Aucun octet de valeur ne suit le cas NULL.

Byte*n*

Valeur du paramètre, dans le format indiqué par le code de format associé. *n* est la longueur ci-dessus.

Après le dernier paramètre, les champs suivants apparaissent :

Int16

Nombre de codes de format des colonnes de résultat qui suivent (noté *r* ci-dessous). Peut valoir zéro pour indiquer qu'il n'y a pas de colonnes de résultat ou que les colonnes de résultat

utilisent le format par défaut (texte) ; ou une, auquel cas le code de format spécifié est appliqué à toutes les colonnes de résultat (s'il y en a) ; il peut aussi être égal au nombre de colonnes de résultat de la requête.

Int16[*r*]

Codes de format des colonnes de résultat. Tous doivent valoir zéro (texte) ou un (binaire).

BindComplete (B)

Byte1('2')

Indicateur de Bind complet.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

CancelRequest (F)

Int32(16)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32(80877102)

Code d'annulation de la requête. La valeur est choisie pour contenir `1234` dans les 16 bits les plus significatifs et `5678` dans les 16 bits les moins significatifs (pour éviter toute confusion, ce code ne doit pas être le même qu'un numéro de version de protocole).

Int32

ID du processus du serveur cible.

Int32

Clé secrète du serveur cible.

Close (F)

Byte1('C')

Marqueur de commande Close.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Byte1

'`S`' pour fermer une instruction préparée ; ou '`P`' pour fermer un portail.

String

Nom de l'instruction préparée ou du portail à fermer (une chaîne vide sélectionne l'instruction préparée ou le portail non-nommé(e)).

CloseComplete (B)

Byte1('3')

Indicateur de complétude de Close.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

CommandComplete (B)

Byte1('C')

Marqueur de réponse de complétude de commande.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

String

Balise de la commande. Mot simple identifiant la commande SQL terminée.

Pour une commande `insert`, la balise est `insert` *`oid`* *`lignes`* où *`lignes`* est le nombre de lignes insérées. *`oid`* est l'id de l'objet de la ligne insérée si *`lignes`* vaut 1 et que la table cible a des OID ; sinon *`oid`* vaut 0.

Pour une commande `delete`, la balise est `delete` *`lignes`* où *`lignes`* est le nombre de lignes supprimées.

Pour une commande `update`, la balise est `update` *`lignes`* où *`lignes`* est le nombre de lignes mises à jour.

Pour les commandes `SELECT` ou `CREATE TABLE AS`, la balise est `SELECT` *`lignes`* où *`lignes`* est le nombre de lignes récupérées.

Pour une commande `move`, la balise est `move` *`lignes`* où *`lignes`* est le nombre de lignes de déplacement du curseur.

Pour une commande `fetch`, la balise est `fetch` *`lignes`* où *`lignes`* est le nombre de lignes récupérées à partir du curseur.

CopyData (F & B)

Byte1('d')

Marqueur de données de COPY.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Byte*n*

Données formant une partie d'un flux de données `copy`. Les messages envoyés depuis le serveur correspondront toujours à des lignes uniques de données, mais les messages envoyés par les clients peuvent diviser le flux de données de façon arbitraire.

CopyDone (F & B)

Byte1('c')

Indicateur de fin de COPY.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

CopyFail (F)

Byte1('f')

Indicateur d'échec de COPY.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

String

Message d'erreur rapportant la cause d'un échec.

CopyInResponse (B)

Byte1('G')

Marqueur de réponse de Start Copy In. Le client doit alors envoyer des données de copie (s'il n'est pas à cela, il enverra un message CopyFail).

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int8

0 indique que le format de copie complet est textuel (lignes séparées par des retours chariot, colonnes séparées par des caractères de séparation, etc). 1 indique que le format de copie complet est binaire (similaire au format DataRow). Voir COPY pour plus d'informations.

Int16

Nombre de colonnes dans les données à copier (noté *n* ci-dessous).

Int16[*n*]

Codes de format à utiliser pour chaque colonne. Chacun doit valoir zéro (texte) ou un (binaire). Tous doivent valoir zéro si le format de copie complet est de type texte.

CopyOutResponse (B)

Byte1('H')

Marqueur de réponse Start Copy Out. Ce message sera suivi de données copy-out.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int8

0 indique que le format de copie complet est textuel (lignes séparées par des retours chariot, colonnes séparées par des caractères séparateurs, etc). 1 indique que le format de copie complet est binaire (similaire au format DataRow). Voir COPY pour plus d'informations.

Int16

Nombre de colonnes de données à copier (noté *n* ci-dessous).

Int16[*n*]

Codes de format à utiliser pour chaque colonne. Chaque code doit valoir zéro (texte) ou un (binaire). Tous doivent valoir zéro si le format de copie complet est de type texte.

NegotiateProtocolVersion (B)

Byte1('v')

Identifie le message comme un message de négociation de la version du protocole.

Int32

Longueur du contenu du message en octets, incluant la longueur elle-même.

Int32

Plus récente version mineure supportée par le serveur pour la version majeure du protocole demandée par le client.

Int32

Nombre d'options du protocole non reconnues par le serveur.

Puis, pour chaque option du protocole non reconnue par le serveur :

String

Nom de l'option.

CopyBothResponse (B)

Byte1('W')

Identifie le message comme une réponse Start Copy Both. Ce message est seulement utilisé pour la réplication en flux.

Int32

Longueur du contenu du message en octets, incluant lui-même.

Int8

0 indique que le format `COPY` global est textuel (lignes séparées par des retours à la ligne, colonnes séparées par des caractères séparateurs, etc). 1 indique que le format de copie global est binaire (similaire au format DataRow). Voir COPY pour plus d'informations.

Int16

Le nombre de colonnes dans les données à copier (dénoté *N* ci-dessous).

Int16[*N*]

Les codes de format utilisés pour chaque colonne. Chacune doit actuellement valoir 0 (texte) ou 1 (binaire). Tous doivent valoir 0 si le format de copy global est texte.

DataRow (B)

Byte1('D')

Marqueur de ligne de données.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int16

Nombre de valeurs de colonnes qui suivent (peut valoir zéro).

Apparaît ensuite le couple de champs suivant, pour chaque colonne :

Int32

Longueur de la valeur de la colonne, en octets (ce nombre n'inclut pas la longueur elle-même). Elle peut valoir zéro. Traité comme un cas spécial, -1 indique une valeur NULL de colonne. Aucun octet de valeur ne suit le cas NULL.

Byte*n*

Valeur de la colonne dans le format indiqué par le code de format associé. *n* est la longueur ci-dessus.

Describe (F)

Byte1('D')

Marqueur de commande Describe.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Byte1

'S' pour décrire une instruction préparée ; ou 'P' pour décrire un portail.

String

Nom de l'instruction préparée ou du portail à décrire (une chaîne vide sélectionne l'instruction préparée ou le portail non-nommé(e)).

EmptyQueryResponse (B)

Byte1('I')

Marqueur de réponse à une chaîne de requête vide (c'est un substitut de CommandComplete).

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

ErrorResponse (B)

Byte1('E')

Marqueur d'erreur.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Le corps du message est constitué d'un ou plusieurs champs identifié(s), suivi(s) d'un octet nul comme délimiteur de fin. L'ordre des champs n'est pas fixé. Pour chaque champ, on trouve les informations suivantes :

Byte1

Code identifiant le type de champ ; s'il vaut zéro, c'est la fin du message et aucune chaîne ne suit. Les types de champs définis sont listés dans Section 53.8. De nouveaux types de champs pourraient être ajoutés dans le futur, les clients doivent donc ignorer silencieusement les types non reconnus.

String

Valeur du champ.

Execute (F)

Byte1('E')

Marqueur de commande Execute.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

String

Nom du portail à exécuter (une chaîne vide sélectionne le portail non-nommé).

Int32

Nombre maximum de lignes à retourner si le portail contient une requête retournant des lignes (ignoré sinon). Zéro signifie : « aucune limite ».

Flush (F)

Byte1('H')

Marqueur de commande Flush.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

FunctionCall (F)

Byte1('F')

Marqueur d'appel de fonction.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32

Spécifie l'ID de l'objet représentant la fonction à appeler.

Int16

Nombre de codes de format de l'argument qui suivent (noté *c* ci-dessous). Cela peut être zéro pour indiquer qu'il n'y a pas d'arguments ou que tous les arguments utilisent le format par défaut (texte) ; un, auquel cas le code de format est appliqué à tous les arguments ; il peut aussi être égal au nombre réel d'arguments.

Int16[*c*]

Les codes de format d'argument. Chacun doit valoir zéro (texte) ou un (binaire).

Int16

Nombre d'arguments fournis à la fonction.

Apparaît ensuite, pour chaque argument, le couple de champs suivant :

Int32

Longueur de la valeur de l'argument, en octets (ce nombre n'inclut pas la longueur elle-même). Peut valoir zéro. Traité comme un cas spécial, -1 indique une valeur NULL de l'argument. Aucun octet de valeur ne suit le cas NULL.

Byte*n*

Valeur de l'argument dans le format indiqué par le code de format associé. *n* est la longueur ci-dessus.

Après le dernier argument, le champ suivant apparaît :

Int16

Code du format du résultat de la fonction. Doit valoir zéro (texte) ou un (binaire).

FunctionCallResponse (B)

Byte1('V')

Marqueur de résultat d'un appel de fonction.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32

Longueur de la valeur du résultat de la fonction, en octets (ce nombre n'inclut pas la longueur elle-même). Peut valoir zéro. Traité comme un cas spécial, -1 indique un résultat de fonction NULL. Aucun octet de valeur ne suit le cas NULL.

Byte*n*

Valeur du résultat de la fonction, dans le format indiqué par le code de format associé. *n* est la longueur ci-dessus.

GSSResponse (F)

Byte1('p')

Identifie le message comme une réponse GSSAPI ou SSPI. Notez que ceci peut aussi être utilisé comme message de réponse SASL et password. Le type de message exact se déduit du contexte.

Int32

Longueur du contenu du message en octets, incluant lui-même.

Byte*n*

Données spécifiques du message GSSAPI/SSPI.

NoData (B)

Byte1('n')

Indicateur d'absence de données.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

NoticeResponse (B)

Byte1('N')

Marqueur d'avertissement.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Le corps du message est constitué d'un ou plusieurs champs identifié(s), suivi(s) d'un octet zéro comme délimiteur de fin. L'ordre des champs n'est pas fixé. Pour chaque champ, on trouve les informations suivantes :

Byte1

Code identifiant le type de champ ; s'il vaut zéro, c'est la fin du message et aucune chaîne ne suit. Les types de champs déjà définis sont listés dans Section 53.8. De nouveaux types de champs pourraient être ajoutés dans le futur, les clients doivent donc ignorer silencieusement les champs de type non reconnu.

String

Valeur du champ.

NotificationResponse (B)

Byte1('A')

Marqueur de réponse de notification.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int32

ID du processus serveur ayant procédé à la notification.

String

Nom du canal à l'origine de la notification.

String

La chaîne « embarquée » passée lors de la notification

ParameterDescription (B)

Byte1('t')

Marqueur de description de paramètre.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int16

Nombre de paramètres utilisé par l'instruction (peut valoir zéro).

Pour chaque paramètre, on trouve ensuite :

Int32

ID de l'objet du type de données du paramètre.

ParameterStatus (B)

Byte1('S')

Marqueur de rapport d'état de paramètre d'exécution.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

String

Nom du paramètre d'exécution dont le rapport est en cours.

String

Valeur actuelle du paramètre.

Parse (F)

Byte1('P')

Marqueur de commande Parse.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

String

Nom de l'instruction préparée de destination (une chaîne vide sélectionne l'instruction préparée non-nommée).

String

Chaîne de requête à analyser.

Int16

Nombre de types de données de paramètre spécifiés (peut valoir zéro). Ce n'est pas une indication du nombre de paramètres pouvant apparaître dans la chaîne de requête, mais simplement le nombre de paramètres pour lesquels le client veut préspécifier les types.

Pour chaque paramètre, on trouve ensuite :

Int32

ID de l'objet du type de données du paramètre. La valeur zéro équivaut à ne pas spécifier le type.

ParseComplete (B)

Byte1('1')

Indicateur de fin de Parse.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

PasswordMessage (F)

Byte1('p')

Identifie le message comme une réponse à un mot de passe. Notez que c'est aussi utilisé par les messages de réponse GSSAPI, SSPI et SASL. Le type exact du message se déduit du contexte.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

String

Mot de passe (chiffré à la demande).

PortalSuspended (B)

Byte1('s')

Indicateur de suspension du portail. Apparaît seulement si la limite du nombre de lignes d'un message Execute a été atteinte.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Query (F)

Byte1('Q')

Marqueur de requête simple.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

String

La chaîne de requête elle-même.

ReadyForQuery (B)

Byte1('Z')

Identifie le type du message. ReadyForQuery est envoyé à chaque fois que le serveur est prêt pour un nouveau cycle de requêtes.

Int32(5)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Byte1

Indicateur de l'état transactionnel du serveur. Les valeurs possibles sont '`i`' s'il est en pause (en dehors d'un bloc de transaction) ; '`t`' s'il est dans un bloc de transaction ; ou '`e`' s'il est dans un bloc de transaction échouée (les requêtes seront rejetées jusqu'à la fin du bloc).

RowDescription (B)

Byte1('T')

Marqueur de description de ligne.

Int32

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Int16

Nombre de champs dans une ligne (peut valoir zéro).

On trouve, ensuite, pour chaque champ :

String

Nom du champ.

Int32

Si le champ peut être identifié comme colonne d'une table spécifique, l'ID de l'objet de la table ; sinon zéro.

Int16

Si le champ peut être identifié comme colonne d'une table spécifique, le numéro d'attribut de la colonne ; sinon zéro.

Int32

ID de l'objet du type de données du champ.

Int16

Taille du type de données (voir `pg_type.typlen`). Les valeurs négatives indiquent des types de largeur variable.

Int32

Modificateur de type (voir `pg_attribute.atttypmod`). La signification du modificateur est spécifique au type.

Int16

Code de format utilisé pour le champ. Zéro (texte) ou un (binaire), à l'heure actuelle. Dans un RowDescription retourné par la variante de l'instruction de Describe, le code du format n'est pas encore connu et vaudra toujours zéro.

SASLInitialResponse (F)

Byte1('p')

Identifie le message comme une réponse SASL initiale. Notez que c'est aussi utilisé pour les messages de réponses pour GSSAPI, SSPI et password. Le type exact du message se déduit du contexte.

Int32

Longueur du contenu du message en octets incluant lui-même.

String

Nom du mécanisme d'authentification SASL que le client a sélectionné.

Int32

Longueur spécifique au mécanisme SASL pour le "Initial Client Response" qui suit, ou -1 s'il n'y a pas de réponse initiale.

Byte*n*

"Initial Response" spécifique au mécanisme SASL.

SASLResponse (F)

Byte1('p')

Identifie le message comme une réponse SASL. Notez que ceci peut aussi être utilisé pour les messages de réponses pour GSSAPI, SSPI et password. Le type exact de message peut être déduit du contexte.

Int32

Longueur du contenu du message en octets, incluant sa propre longueur.

Byte*n*

Données du message, spécifiques au mécanisme SASL.

SSLRequest (F)

Int32(8)

Longueur du contenu du message en octets, incluant sa propre longueur.

Int32(80877103)

Le code de demande SSL. La valeur est choisie pour contenir `1234` dans les 16 bits les plus significatifs, et `5679` dans les 16 bits les moins significatifs. (Pour éviter la confusion, ce code ne doit pas être le même que tout numéro de version du procotole.)

StartupMessage (F)

Int32

Longueur du contenu du message en octets, incluant sa propre longueur.

Int32(196608)

Le numéro de version du protocole. Les 16 bits les plus significatifs sont le numéro de version du protocole (3 pour le protocole décrit ici). Les 16 bits les moins significatifs sont le numéro de version mineure (0 pour le protocole décrit ici).

Le numéro de version du protocole est suivi par une ou plusieurs paires de nom de paramètre / chaîne de valeur. Un octet zéro est requis comme terminateur après la dernière paire nom/valeur. Les paramètres peuvent apparaître dans n'importe quel ordre. `user` est requis. Chaque paramètre est spécifié sous cette forme :

String

Le nom du paramètre. Les noms actuellement reconnus sont :

`user`

Le nom de l'utilisateur pour la connexion. Requis, sans valeur par défaut.

`database`

Base de données à laquelle se connecter. Par défaut le nom de l'utilisateur.

`options`

Arguments en ligne de commande pour le serveur (rendu obsolète par l'utilisation de paramètres individuels d'exécution). Les espaces dans cette chaîne sont considérés

séparer les arguments, sauf s'ils sont échappés avec un antislash (\). Écrire \\ pour représenter un antislash littéral.

`replication`

Utiliser pour connecter en mode de réplication en flux, où un petit ensemble de commandes de réplication peuvent être exécutées à la place de requêtes SQL. La valeur peut être `true`, `false` ou `database`, mais la valeur par défaut est `false`. Voir Section 53.6 pour les détails.

En plus de ce qui est indiqué ci-dessus, les autres paramètres peuvent être listés. Les noms de paramètres commençant par `_pq_.` sont réservés à être utilisés comme des extensions du protocole, alors que les autres sont traités comme des paramètres à l'exécution à configurer au démarrage de la session. De tels paramètres seront appliqués au lancement du processus (après avoir analysé les arguments de la ligne de commande) et agiront comme les valeurs par défaut de la session.

String

Valeur du paramètre.

Sync (F)

Byte1('S')

Marqueur de commande Sync.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

Terminate (F)

Byte1('X')

Marqueur de fin.

Int32(4)

Taille du message en octets, y compris la taille elle-même.

53.8. Champs des messages d'erreur et d'avertissement

Cette section décrit les champs qui peuvent apparaître dans les messages ErrorResponse et NoticeResponse. Chaque type de champ a un motif d'identification codé sur un octet. Tout type de champ donné doit apparaître au plus une fois par message.

`S`

Gravité (Severity) : le contenu du champ peut être `ERROR`, `FATAL` ou `PANIC` dans un message d'erreur, `WARNING`, `NOTICE`, `DEBUG`, `INFO` ou `LOG` dans un message d'avertissement, ou la traduction régionale de l'un d'eux. Toujours présent.

`V`

Gravité : le contenu du champ peut être `ERROR`, `FATAL` ou `PANIC` (dans un message d'erreur), ou `WARNING`, `NOTICE`, `DEBUG`, `INFO` ou `LOG` (dans un message de notification). C'est identique au champ `S` sauf que le contenu n'est jamais traduit. C'est présent uniquement dans les rapports générés par les versions 9.6 et ultérieurs de PostgreSQL.

`C`

Code : code SQLSTATE de l'erreur (voir Annexe A). Non internationalisable. Toujours présent.

`M`

Message : premier message d'erreur, en clair. Doit être court et précis (typiquement une ligne). Toujours présent.

`D`

Détail : deuxième message d'erreur, optionnel, apportant des informations supplémentaires sur le problème. Peut être sur plusieurs lignes.

`H`

Astuce (Hint) : suggestion optionnelle de résolution du problème. Différent de Détail parce qu'il offre un conseil (potentiellement inapproprié) plutôt que des faits réels. Peut être sur plusieurs lignes.

`P`

Position : valeur du champ, entier décimal ASCII indiquant un curseur sur la position de l'erreur dans la chaîne de requête originale. Le premier caractère a l'index 1. Les positions sont mesurées en caractères, non pas en octets.

`p`

Position interne : ceci est défini de la même façon que le champ `P` mais c'est utilisé quand la position du curseur se réfère à une commande générée en interne plutôt qu'une soumise par le client. Le champ `q` apparaîtra toujours quand ce champ apparaît.

`q`

Requête interne : le texte d'une commande générée en interne et qui a échoué. Ceci pourrait être, par exemple, une requête SQL lancée par une fonction PL/pgSQL.

`W`

Où (Where) : indication du contexte dans lequel l'erreur est survenue. Inclut, actuellement, une trace de la pile des appels des fonctions PL actives. Cette trace comprend une entrée par ligne, la plus récente en premier.

`s`

Nom du schéma : si l'erreur est associée à un objet spécifique de la base de données, le nom du schéma contenant cet objet.

`t`

Nom de la table : si l'erreur est associée à une table spécifique, le nom de la table. (Fait référence au champ du nom du schéma pour le nom du schéma de la table.)

`c`

Nom de la colonne : si l'erreur est associée à une colonne spécifique, le nom de la colonne. (Fait référence aux champs des noms de schéma et de table pour identifier la table.)

`d`

Nom du type de données : si l'erreur est associée à un type de données spécifique, le nom du type de données. (Fait référence au champ du nom du schéma pour le nom du schéma du type de données.)

n

Nom de la contrainte : si l'erreur est associée à une contrainte spécifique, le nom de la contrainte. Cela fait référence aux champs listés ci-dessus pour la table ou le domaine associé. (Dans ce cadre, les index sont traités comme des contraintes même s'ils ont été créés autrement qu'avec la syntaxe des contraintes.)

F

Fichier (File) : nom du fichier de code source comportant l'erreur.

L

Ligne (Line) : numéro de ligne dans le fichier de code source comportant l'erreur.

R

Routine : nom de la routine dans le code source comportant l'erreur.

> **Note**
>
> Les champs du nom du schéma, de la table, de la colonne, du type de données et de la contrainte sont fournis seulement pour un nombre limité de types d'erreur ; voir Annexe A. Les clients ne devraient pas supposer que la présence d'un de ces champs garantisse la présence d'un autre champ. Le moteur observe les relations notées ci-dessus, mais les fonctions utilisateurs peuvent utiliser ces champs d'autres façons. Dans la même veine, les clients ne doivent pas supposer que ces champs indiquent des objets actuels dans la base de données courante.

Le client est responsable du formatage adapté à ses besoins des informations affichées ; en particulier par l'ajout de retours chariot sur les lignes longues, si cela s'avérait nécessaire. Les caractères de retour chariot apparaissant dans les champs de messages d'erreur devraient être traités comme des changements de paragraphes, non comme des changements de lignes.

53.9. Formats des messages de la réplication logique

Cette section décrit le format détaillé de chaque message de réplication logique. Ces messages sont renvoyés soit par l'interface SQL des slots de réplication, soit par un walsender. Dans le cas d'un walsender, ils sont encapsulés dans les messages WAL du protocole de réplication comme décrits dans Section 53.6 et obéissent généralement au même flux de message que celui de la réplication physique.

Begin

Byte1('B')

Identifie le message comme un message begin.

Int64

Le LSN final de la transaction.

Int64

Horodatage de la validation de la transaction. La valeur est le nombre de microsecondes depuis l'epoch PostgreSQL (2000-01-01).

Int32

Xid de la transaction.

Commit

Byte1('C')

Identifie le message comme un message de validation (commit).

Int64

Le LSN de la validation.

Int64

Le LSN final de la transaction.

Int64

Horodatage de la validation de la transaction. La valeur est le nombre de microsecondes depuis l'epoch PostgreSQL (2000-01-01).

Origin

Byte1('O')

Identifie le message comme un message d'origine.

Int64

Le LSN de la validation sur le serveur origine.

String

Nom de l'origine.

Notez qu'il peut y avoir plusieurs messages Origin à l'intérieur d'une simple transaction.

Relation

Byte1('R')

Identifie le message comme un message relation.

Int32

ID de la relation.

String

Schéma (chaîne vide pour `pg_catalog`).

String

Nom de la relation.

Int8

Configuration de l'identité du réplicat pour la relation (identique à `relreplident` dans `pg_class`).

Int16

Nombre de colonnes.

Ensuite, la partie suivante du message apparaît pour chaque colonne :

Int8

Drapeaux pour la colonne. Actuellement, soit 0 pour aucun drapeau, soit 1 pour marquer la colonne comme faisant partie de la clé.

String

Nom de la colonne.

Int32

ID du type de données de la colonne.

Int32

Modifieur de type de la colonne (`atttypmod`).

Type

Byte1('Y')

Identifie le message comme un message type.

Int32

ID du type de données.

String

Schéma (chaîne vide pour `pg_catalog`).

String

Nom du type de données.

Insert

Byte1('I')

Identifie le message comme un message insert.

Int32

ID de la relation correspondant à l'ID dans le message relation.

Byte1('N')

Identifie le message suivant TupleData comme une nouvelle ligne.

TupleData

Partie du message TupleData représentant le contenu de la nouvelle ligne.

Update

Byte1('U')

Identifie le message comme un message update.

Int32

ID de la relation correspondant à l'ID dans le message relation.

Byte1('K')

Identifie le sous-message TupleData suivant comme une clé. Ce champ est optionnel et seulement présent si la mise à jour a modifié des données dans une colonne faisant partie d'un index REPLICA IDENTITY.

Byte1('O')

Identifie le sous-message TupleData suivant comme une ancienne ligne. Ce champ est optionnel et est seulement présent si la table dans laquelle la mise à jour est survenue a REPLICA IDENTITY configuré à FULL.

TupleData

Partie du message TupleData représentant le contenu de l'ancienne ligne ou de la clé primaire. Seulement présent si la partie 'O' ou 'K' est présente.

Byte1('N')

Identifie le message TupleData suivant comme une nouvelle ligne.

TupleData

Partie du message TupleData représentant le contenu de la nouvelle ligne

Le message Update peut contenir soit une partie message 'K' ou une partie message 'O' ou ni l'un ni l'autre, mais jamais les deux.

Delete

Byte1('D')

Identifie le message comme un message delete.

Int32

ID de la relation correspondant à l'ID dans le message relation.

Byte1('K')

Identifie le sous-message TupleData suivant comme une clé. Ce champ est présent si la table où survient la suppression utilise un index comme REPLICA IDENTITY.

Byte1('O')

Identifie le message TupleData suivant comme ancienne ligne. Ce champ est présent si la table dans laquelle la suppression est survenue a REPLICA IDENTITY configuré à FULL.

TupleData

La partie du message TupleData représentant le contenu de l'ancienne ligne ou la clé primaire, suivant le champ précédent.

Le message Delete peut contenir soit une partie message 'K' soit une partie message 'O', mais jamais les deux.

Truncate

Byte1('T')

Identifies the message as a truncate message.

Int32

Nombre de relations

Int8

Bits en option pour `TRUNCATE`: 1 pour `CASCADE`, 2 pour `RESTART IDENTITY`

Int32

ID de la relation correspondant à l'ID dans le message de relation. Ce champ est répété pour chaque relation.

Les parties suivantes du message sont partagées par les messages ci-dessus.

TupleData

Int16

Nombre de colonnes.

Ensuite, un des sous-messages suivants apparaît pour chaque colonne :

Byte1('n')

Identifie la donnée comme une valeur NULL.

Or

Byte1('u')

Identifies une valeur TOAST non modifiée (la valeur réelle n'est pas envoyée).

Or

Byte1('t')

Identifie la donnée comme une valeur formatée en texte.

Int32

Longueur de la valeur de la colonne.

Byte*n*

La valeur de la colonne au format texte. (Une prochaine version pourrait supporter des formats supplémentaires.) *n* est la longueur ci-dessus.

53.10. Résumé des modifications depuis le protocole 2.0

Cette section fournit une liste rapide des modifications à l'attention des développeurs essayant d'adapter au protocole 3.0 des bibliothèques clientes existantes.

Le paquet de démarrage initial utilise un format flexible de liste de chaînes au lieu d'un format fixe. Les valeurs de session par défaut des paramètres d'exécution peuvent même être spécifiées directement dans le paquet de démarrage (en fait, cela était déjà possible en utilisant le champ `options` ; mais étant donné la largeur limitée d'`options` et l'impossibilité de mettre entre guillemets les espaces fines dans les valeurs, ce n'était pas une technique très sûre).

Tous les messages possèdent désormais une indication de longueur qui suit immédiatement l'octet du type de message (sauf pour les paquets de démarrage qui n'ont pas d'octet de type). PasswordMessage possède à présent un octet de type.

Les messages ErrorResponse et NoticeResponse ('e' et 'n') contiennent maintenant plusieurs champs, à partir desquels le code client peut assembler un message d'erreur fonction du niveau de verbiage désiré. Des champs individuels ne se termineront plus par un retour chariot alors que la chaîne seule envoyée dans l'ancien protocole le faisait systématiquement.

Le message ReadyForQuery ('z') inclut un indicateur d'état de la transaction.

La distinction entre les types de messages BinaryRow et DataRow est supprimée ; le type de message DataRow seul sert à retourner les données dans tous les formats. La disposition de DataRow a changé pour faciliter son analyse. La représentation des valeurs binaires a également été modifiée : elle n'est plus liée directement à la représentation interne du serveur.

Il existe un nouveau sous-protocole « Extended Query » qui ajoute les types de messages client Parse, Bind, Execute, Describe, Close, Flush et Sync et les types de messages serveur ParseComplete, BindComplete, PortalSuspended, ParameterDescription, NoData et CloseComplete. Les clients existants ne sont pas directement concernés par ce sous-protocole, mais son utilisation apportera des améliorations en termes de performances et de fonctionnalités.

Les données de `copy` sont désormais encapsulées dans des messages CopyData et CopyDone. Il y a une façon bien définie de réparer les erreurs lors du `copy`. La dernière ligne spéciale « `\.` » n'est plus nécessaire et n'est pas envoyée lors de `copy out` (elle est toujours reconnue comme un indicateur de fin lors du `copy in` mais son utilisation est obsolète. Elle sera éventuellement supprimée). Le `copy` binaire est supporté. Les messages copyinresponse et CopyOutResponse incluent les champs indiquant le nombre de colonnes et le format de chaque colonne.

La disposition des messages FunctionCall et FunctionCallResponse a changé. FunctionCall supporte à présent le passage aux fonctions d'arguments NULL. Il peut aussi gérer le passage de paramètres et la récupération de résultats aux formats texte et binaire. Il n'y a plus aucune raison de considérer FunctionCall comme une faille potentielle de sécurité, car il n'offre plus d'accès direct aux représentations internes des données du serveur.

Le serveur envoie des messages ParameterStatus ('s') lors de l'initialisation de la connexion pour tous les paramètres qu'il considère intéressants pour la bibliothèque client. En conséquence, un message ParameterStatus est envoyé à chaque fois que la valeur active d'un de ces paramètres change.

Le message RowDescription ('t') contient les nouveaux champs oid de table et de numéro de colonne pour chaque colonne de la ligne décrite. Il affiche aussi le code de format pour chaque colonne.

Le message CursorResponse ('p') n'est plus engendré par le serveur.

Le message NotificationResponse ('a') a un champ de type chaîne supplémentaire qui peut « embarquer » une chaîne passée par l'émetteur de l'événement `notify`.

Le message EmptyQueryResponse ('i') nécessitait un paramètre chaîne vide ; ce n'est plus le cas.

Chapitre 54. Conventions de codage pour PostgreSQL

54.1. Formatage

Le formatage du code source utilise un espacement de quatre colonnes pour les tabulations, avec préservation de celles-ci (c'est-à-dire que les tabulations ne sont pas converties en espaces). Chaque niveau logique d'indentation est une tabulation supplémentaire.

Les règles de disposition (positionnement des parenthèses, etc) suivent les conventions BSD. En particulier, les accolades pour les blocs de contrôle `if`, `while`, `switch`, etc ont leur propre ligne.

Limiter la longueur des lignes pour que le code soit lisible avec une fenêtre de 80 colonnes. (Cela ne signifie pas que vous ne devez jamais dépasser 80 colonnes. Par exemple, diviser un long message d'erreur en plusieurs morceaux arbitraires pour respecter la consigne des 80 colonnes ne sera probablement pas un grand gain en lisibilité.)

Ne pas utiliser les commentaires style C++ (`//`). Les compilateurs C ANSI stricts ne les acceptent pas. Pour la même raison, ne pas utiliser les extensions C++ comme la déclaration de nouvelles variables à l'intérieur d'un bloc.

Le style préféré pour les blocs multilignes de commentaires est :

```
/*
 * le commentaire commence ici
 * et continue ici
 */
```

Notez que les blocs de commentaire commençant en colonne 1 seront préservés par pgindent, mais qu'il déplacera (au niveau de la colonne) les blocs de commentaires indentés comme tout autre texte. Si vous voulez préserver les retours à la ligne dans un bloc indenté, ajoutez des tirets comme ceci :

```
    /*----------
     * le commentaire commence ici
     * et continue ici
     *----------
     */
```

Bien que les correctifs (patchs) soumis ne soient absolument pas tenus de suivre ces règles de formatage, il est recommandé de le faire. Le code est passé dans pgindent avant la sortie de la prochaine version, donc il n'y a pas de raison de l'écrire avec une autre convention de formatage. Une bonne règle pour les correctifs est de « faire en sorte que le nouveau code ressemble au code existant qui l'entoure ».

Le répertoire `src/tools` contient des fichiers d'exemples de configuration qui peuvent être employés avec les éditeurs emacs, xemacs ou vim pour valider que le format du code écrit respecte ces conventions.

Les outils de parcours de texte more et less peuvent être appelés de la manière suivante :

```
more -x4
less -x4
```

pour qu'ils affichent correctement les tabulations.

54.2. Reporter les erreurs dans le serveur

Les messages d'erreurs, d'alertes et de traces produites dans le code du serveur doivent être créés avec `ereport` ou son ancien cousin `elog`. L'utilisation de cette fonction est suffisamment complexe pour nécessiter quelques explications.

Il y a deux éléments requis pour chaque message : un niveau de sévérité (allant de `DEBUG` à `PANIC`) et un message texte primaire. De plus, il y a des éléments optionnels, le plus commun d'entre eux est le code identifiant de l'erreur qui suit les conventions SQLSTATE des spécifications SQL. `ereport` en elle-même n'est qu'une fonction shell qui existe principalement pour des convenances syntaxiques faisant ressembler la génération de messages à l'appel d'une fonction dans un code source C. Le seul paramètre directement accepté par `ereport` est le niveau de sévérité. Le message texte primaire et les autres éléments de messages optionnels sont produits par appel de fonctions auxiliaires, comme `errmsg`, dans l'appel à `ereport`.

Un appel typique à `ereport` peut ressembler à :

```
ereport(ERROR,
        (errcode(ERRCODE_DIVISION_BY_ZERO),
         errmsg("division by zero")));
```

Le niveau de sévérité de l'erreur est ainsi positionné à `ERROR` (une erreur banale). L'appel à `errcode` précise l'erreur SQLSTATE en utilisant une macro définie dans `src/include/utils/errcodes.h`. L'appel à `errmsg` fournit le message texte primaire. L'ensemble supplémentaire de parenthèses entourant les appels aux fonctions auxiliaires est ennuyeux mais syntaxiquement nécessaire.

Exemple plus complexe :

```
ereport(ERROR,
        (errcode(ERRCODE_AMBIGUOUS_FUNCTION),
         errmsg("function %s is not unique",
                func_signature_string(funcname, nargs,
                                      NIL, actual_arg_types)),
         errhint("Unable to choose a best candidate function. "
                 "You might need to add explicit typecasts.")));
```

Cela illustre l'utilisation des codes de formatage pour intégrer des valeurs d'exécution dans un message texte. Un message « conseil », optionnel, est également fourni.

Si le niveau de sévérité est `ERROR` ou plus, `ereport` annule l'exécution de la fonction définie par l'utilisateur et ne rend pas la main à l'appelant. Si le niveau de sévérité est moins qu'`ERROR`, `ereport` rend la main normalement.

Les routines auxiliaires disponibles pour `ereport` sont :

- `errcode(sqlerrcode)` précise le code SQLSTATE de l'identifiant erreur pour la condition. Si cette routine n'est pas appelée, l'identifiant l'erreur est, par défaut, `ERRCODE_INTERNAL_ERROR` quand le niveau de sévérité de l'erreur est `ERROR` ou plus haut, `ERRCODE_WARNING` quand le niveau d'erreur est `WARNING` et `ERRCODE_SUCCESSFUL_COMPLETION` pour `NOTICE` et inférieur. Bien que ces valeurs par défaut soient souvent commodes, il faut se demander si elles sont appropriées avant d'omettre l'appel à `errcode()`.

- `errmsg(const char *msg, ...)` indique le message texte primaire de l'erreur et les possibles valeurs d'exécutions à y insérer. Les insertions sont précisées par les codes de formatage dans le style `sprintf`. En plus des codes de formatage standard acceptés par `sprintf`, le code `%m` peut être utilisé pour insérer le message d'erreur retourné par `strerror` pour la valeur courante de `errno`. [1] `%m` ne nécessite aucune entrée correspondante dans la liste de paramètres pour `errmsg`. Notez que la chaîne de caractères du message sera passée à travers `gettext` pour une possible adaptation linguistique avant que les codes de formatage ne soient exécutés.

- `errmsg_internal(const char *msg, ...)` fait la même chose que `errmsg` à l'exception que la chaîne de caractères du message ne sera ni traduite ni incluse dans le dictionnaire de messages d'internationalisation. Cela devrait être utilisé pour les cas qui « ne peuvent pas arriver » et pour lesquels il n'est probablement pas intéressant de déployer un effort de traduction.

- `errmsg_plural(const char *fmt_singular, const char *fmt_plural, unsigned long n, ...)` est identique à `errmsg` mais avec le support pour plusieurs formes de pluriel du message. *`fmt_singular`* est le format singulier de l'anglais, *`fmt_plural`* est le format pluriel en anglais, *`n`* est la valeur entière qui détermine la forme utilisée. Les arguments restants sont formatés suivant le chaîne de format sélectionnée. Pour plus d'informations, voir Section 55.2.2.

- `errdetail(const char *msg, ...)` fournit un message « détail » optionnel ; cela est utilisé quand il y a des informations supplémentaires qu'il semble inadéquat de mettre dans le message primaire. La chaîne de caractères du message est traitée de la même manière que celle de `errmsg`.

- `errdetail_internal(const char *msg, ...)` est identique à `errdetail`, sauf que le message ne sera ni traduit ni inclut dans le dictionnaire des messages à traduire. Elle doit être utilisée pour les messages de niveau détail pour lequel un effort de traduction est inutile, par exemple parce qu'ils sont trop techniques pour que cela soit utile à la majorité des utilisateurs.

- `errdetail_plural(const char *fmt_singular, const char *fmt_plural, unsigned long n, ...)` est identique à `errdetail` mais avec le support de plusieurs formes de pluriel pour le message. Pour plus d'information, voir Section 55.2.2.

- `errdetail_log(const char *msg, ...)` est identique à `errdetail` sauf que cette chaîne ne va que dans les traces du serveur. Elle n'est jamais envoyée au client. Si `errdetail` (ou un de ses équivalents ci-dessus) et `errdetail_log` sont utilisées ensemble, alors une chaîne est envoyés au client et l'autre dans les traces du serveur. C'est utile pour les détails d'erreur qui concernent la sécurité ou qui sont trop techniques pour être inclus dans le rapport envoyé au client.

- `errdetail_log_plural(const char *fmt_singular, const char *fmt_plural, unsigned long n, ...)` est identique à `errdetail_log`, mais avec le support de plusieurs formes de pluriel pour le message. Pour plus d'informations, voir Section 55.2.2.

- `errhint(const char *msg, ...)` fournit un message « conseil » optionnel ; cela est utilisé pour offrir des suggestions sur la façon de régler un problème, par opposition aux détails effectifs au sujet de ce qui a mal tourné. La chaîne de caractères du message est traitée de la même manière que celle de `errmsg`.

- `errcontext(const char *msg, ...)` n'est normalement pas appelée directement depuis un site de message de `ereport` mais plutôt elle est utilisée dans les fonctions de rappels `error_context_stack` pour fournir des informations à propos du contexte dans lequel une erreur s'est produite, comme les endroits courants dans la fonction PL. La chaîne de caractères du message est traitée de la même manière que celle de `errmsg`. À l'inverse des autres fonctions auxiliaires, celle-ci peut être appelée plus d'une fois dans un appel de `ereport` ; les chaînes successives ainsi fournies sont concaténées et séparées pas des caractères d'interlignes (NL).

[1] C'est-à-dire la valeur qui était courante quand l'appel à `ereport` a été atteinte ; les changements d'`errno` dans les routines auxiliaires de rapports ne l'affecteront pas. Cela ne sera pas vrai si vous devez écrire explicitement `strerror(errno)` dans la liste de paramètres de `errmsg` ; en conséquence ne faites pas comme ça.

- `errposition(int cursorpos)` spécifie l'endroit textuel d'une erreur dans la chaîne de caractères de la requête. Actuellement, c'est seulement utile pour les erreurs détectées dans les phases d'analyses lexicales et syntaxiques du traitement de la requête.

- `errtable(Relation rel)` spécifie une relation dont le nom et le schéma doivent être inclus comme champs auxiliaires du rapport d'erreur.

- `errtablecol(Relation rel, int attnum)` indique une colonne dont le nom, le nom de la table et le nom du schéma doivent être inclus comme champs auxiliaires du rapport d'erreur.

- `errtableconstraint(Relation rel, const char *conname)` spécifie une contrainte de table dont le nom, le nom de la table et le nom du schéma doivent être inclus comme champs du rapport d'erreur. Les index doivent être considérés comme des contraintes dans ce but, qu'ils soient ou non associés à une entrée dans `pg_constraint`. Faites attention à fournir la relation principale sous-jacente et non pas l'index lui-même, via `rel`.

- `errdatatype(Oid datatypeOid)` spécifie un type de données dont le nom et le nom du schéma doivent être inclus comme champs auxiliaires dans le rapport d'erreur.

- `errdomainconstraint(Oid datatypeOid, const char *conname)` spécifie une contrainte de domaine dont le nom, le nom du domaine et le nom du schéma doivent être inclus comme champs auxiliaires du rapport d'erreur.

- `errcode_for_file_access()` est une fonction commode qui sélectionne l'identifiant d'erreur SQLSTATE approprié pour une défaillance dans l'appel système relatif à l'accès d'un fichier. Elle utilise le `errno` sauvegardé pour déterminer quel code d'erreur générer. Habituellement cela devrait être utilisé en combinaison avec `%m` dans le texte du message d'erreur primaire.

- `errcode_for_socket_access()` est une fonction commode qui sélectionne l'identifiant d'erreur SQLSTATE approprié pour une défaillance dans l'appel système relatif à une socket.

- `errhidestmt(bool hide_stmt)` peut être appelé pour indiquer la suppression de la portion `STATEMENT:` d'un message dans le journal applicatif de postmaster. Habituellement, c'est approprié si le texte du message contient déjà l'instruction en cours.

- `errhidecontext(bool hide_ctx)` peut être appelé pour spécifier la suppression de la portion `CONTEXT:` d'un message dans les traces de postmaster. Ceci devrait seulement être utilisé pour les messages verbeux de débogage où l'inclusion répétée de contexte ferait grossir les journaux trop fortement.

> **Note**
>
> Au moins une des fonctions `errtable`, `errtablecol`, `errtableconstraint`, `errdatatype` ou `errdomainconstraint` doivent être utilisées dans un appel à `ereport`. Ces fonctions existent pour permettre aux applications d'extraire le nom de l'objet de la base associé à l'erreur sans avoir à examiner le texte du messahe d'erreur potentiellement traduit. Ces fonctions doivent être utilisées dans les rapports d'erreur pour lesquels il est probable que les applications voudraient une gestion automatique des erreurs. À partir de PostgreSQL 9.3, une couverture complète existe pour les erreurs de la classe SQLSTATE 23 (violation des contraintes d'intégrité), mais il est probable que cette couverture soit étendue dans les prochaines versions.

Il y a une plus ancienne fonction nommée `elog`, qui est toujours largement utilisée. Un appel à `elog` :

```
elog(niveau, "chaine format", ...);
```

est strictement équivalent à :

```
ereport(level, (errmsg_internal("chaine format", ...)));
```

Le code d'erreur SQLSTATE est toujours celui par défaut, la chaîne de caractères du message n'est pas sujette à traduction. Par conséquent, `elog` ne devrait être utilisé que pour les erreurs internes et l'enregistrement de trace de débogage de bas niveau. N'importe quel message susceptible d'intéresser les utilisateurs ordinaires devrait passer par `ereport`. Néanmoins, il y a suffisamment de contrôles des erreurs internes qui « ne peuvent pas arriver » dans le système, pour que `elog` soit toujours largement utilisée ; elle est préférée pour ces messages du fait de sa simplicité d'écriture.

Des conseils sur l'écriture de bons messages d'erreurs peuvent être trouvés dans la Section 54.3.

54.3. Guide de style des messages d'erreurs

Ce guide de style est fournit dans l'espoir de maintenir une cohérence et un style facile à comprendre dans tous les messages générés par PostgreSQL.

Ce qui va où

Le message primaire devrait être court, factuel et éviter les références aux détails d'exécution comme le nom de fonction spécifique. « Court » veut dire « devrait tenir sur une ligne dans des conditions normales ». Utilisez un message détail si nécessaire pour garder le message primaire court ou si vous sentez le besoin de mentionner les détails de l'implémentation comme un appel système particulier qui échoue. Les messages primaires et détails doivent être factuels. Utilisez un message conseil pour les suggestions à propos de quoi faire pour fixer le problème, spécialement si la suggestion ne pourrait pas toujours être applicable.

Par exemple, au lieu de :

```
IpcMemoryCreate: shmget(clé=%d, taille=%u, 0%o) a échoué : %m
(plus un long supplément qui est basiquement un conseil)
```

écrivez :

```
Primaire:    Ne peut pas créer un segment en mémoire partagée : %m
Détail:      L'appel système qui a échoué était shmget(key=%d,
 size=%u, 0%o).
Astuce:     Le supplément
```

Raisonnement : garder le message primaire court aide à le garder au point et laisse les clients présenter un espace à l'écran sur la supposition qu'une ligne est suffisante pour les messages d'erreurs. Les messages détails et conseils peuvent être relégués à un mode verbeux ou peut-être dans une fenêtre pop-up détaillant l'erreur. De plus, les détails et les conseils devront normalement être supprimés des traces du serveur pour gagner de l'espace. La référence aux détails d'implémentation est à éviter puisque les utilisateurs ne sont pas supposés connaître tous les détails.

Formatage

N'émettez pas d'hypothèses spécifiques à propos du formatage dans les messages textes. Attendez-vous à ce que les clients et les traces du serveur enveloppent les lignes pour correspondre à leurs propres besoins. Dans les messages longs, les caractères d'interlignes (\n) peuvent être utilisés pour indiquer les coupures suggérées d'un paragraphe. Ne terminez pas un message avec un caractère d'interlignes. N'utilisez pas des tabulations ou d'autres caractères de formatage (dans les affichages des contextes d'erreurs, les caractères d'interlignes sont automatiquement ajoutés pour séparer les niveaux d'un contexte comme dans les appels aux fonctions).

Raisonnement : les messages ne sont pas nécessairement affichés dans un affichage de type terminal. Dans les interfaces graphiques ou les navigateurs, ces instructions de formatage sont, au mieux, ignorées.

Guillemets

Les textes en anglais devraient utiliser des guillemets doubles quand la mise entre guillemets est appropriée. Les textes dans les autres langues devraient uniformément employer un genre de guillemets qui est conforme aux coutumes de publication et à la sortie visuelle des autres programmes.

Raisonnement : le choix des guillemets doubles sur celui des guillemets simples est quelque peu arbitraire mais tend à être l'utilisation préférée. Certains ont suggéré de choisir le type de guillemets en fonction du type d'objets des conventions SQL (notamment, les chaînes de caractères entre guillemets simples, les identifiants entre guillemets doubles). Mais ceci est un point technique à l'intérieur du langage avec lequel beaucoup d'utilisateurs ne sont pas familiers ; les conventions SQL ne prennent pas en compte les autres genres de termes entre guillemets, ne sont pas traduites dans d'autres langues et manquent un peu de sens aussi.

Utilisation des guillemets

Utilisez toujours les guillemets pour délimiter les noms de fichiers, les identifiants fournis par les utilisateurs et les autres variables qui peuvent contenir des mots. Ne les utilisez pas pour marquer des variables qui ne contiennent pas de mots (par exemple, les noms d'opérateurs).

Il y a des fonctions au niveau du serveur qui vont, au besoin, mettre entre guillemets leur propre flux de sortie (par exemple, `format_type_be()`). Ne mettez pas de guillemets supplémentaires autour du flux de sortie de ce genre de fonctions.

Raisonnement : les objets peuvent avoir un nom qui crée une ambiguïté une fois incorporé dans un message. Soyez prudent en indiquant où un nom commence et fini. Mais n'encombrez pas les messages avec des guillemets qui ne sont pas nécessaires ou qui sont dupliqués.

Grammaire et ponctuation

Les règles sont différentes pour les messages d'erreurs primaires et pour les messages détails/conseils :

Messages d'erreurs primaires : ne mettez pas en majuscule la première lettre. Ne terminez pas un message avec un point. Ne pensez même pas à finir un message avec un point d'exclamation.

Messages détails et conseils : utilisez des phrases complètes et toutes terminées par des points. Mettez en majuscule le premier mot des phrases. Placez deux espaces après le point si une autre phrase suit (pour un texte en anglais... cela pourrait être différent dans une autre langue).

Chaînes de contexte d'erreur: Ne mettez pas en majuscule la première lettre et ne terminer pas la chaîne avec un point. Les chaînes de contexte ne sont normalement pas des phrases complètes.

Raisonnement : éviter la ponctuation rend plus facile, pour les applications clientes, l'intégration du message dans des contextes grammaticaux variés. Souvent, les messages primaires ne sont de toute façon pas des phrases complètes (et s'ils sont assez longs pour être sur plusieurs phrases, ils devraient être divisés en une partie primaire et une partie détail). Cependant, les messages détails et conseils sont longs et peuvent avoir besoin d'inclure de nombreuses phrases. Pour la cohérence, ils devraient suivre le style des phrases complètes même s'il y a seulement une phrase.

Majuscule contre minuscule

Utilisez les minuscules pour les mots d'un message, inclus la première lettre d'un message d'erreur primaire. Utilisez les majuscules pour les commandes et les mots-clé SQL s'ils apparaissent dans le message.

Raisonnement : il est plus facile de rendre toutes les choses plus cohérentes au regard de cette façon, puisque certains messages sont des phrases complètes et d'autres non.

Éviter la voix passive

Utilisez la voix active. Utilisez des phrases complètes quand il y a un sujet (« A ne peut pas faire B »). Utilisez le style télégramme, sans sujet, si le sujet est le programme lui-même ; n'utilisez pas « Je » pour le programme.

Raisonnement : le programme n'est pas humain. Ne prétendez pas autre chose.

Présent contre passé

Utilisez le passé si une tentative de faire quelque chose échouait, mais pourrait peut-être réussir la prochaine fois (peut-être après avoir corriger certains problèmes). Utilisez le présent si l'échec est sans doute permanent.

Il y a une différence sémantique non triviale entre les phrases de la forme :

```
n'a pas pu ouvrir le fichier "%s": %m
```

et :

```
ne peut pas ouvrir le dossier "%s"
```

La première forme signifie que la tentative d'ouverture du fichier a échoué. Le message devrait donner une raison comme « disque plein » ou « le fichier n'existe pas ». Le passé est approprié parce que la prochaine fois le disque peut ne plus être plein ou le fichier en question peut exister.

La seconde forme indique que la fonctionnalité d'ouvrir le fichier nommé n'existe pas du tout dans le programme ou que c'est conceptuellement impossible. Le présent est approprié car la condition persistera indéfiniment.

Raisonnement : d'accord, l'utilisateur moyen ne sera pas capable de tirer de grandes conclusions simplement à partir du temps du message mais, puisque la langue nous fournit une grammaire, nous devons l'utiliser correctement.

Type de l'objet

En citant le nom d'un objet, spécifiez quel genre d'objet c'est.

Raisonnement : sinon personne ne saura ce qu'est « foo.bar.baz ».

Crochets

Les crochets sont uniquement utilisés (1) dans les synopsis des commandes pour indiquer des arguments optionnels ou (2) pour indiquer l'indice inférieur d'un tableau.

Raisonnement : rien de ce qui ne correspond pas à l'utilisation habituelle, largement connue troublera les gens.

Assembler les messages d'erreurs

Quand un message inclut du texte produit ailleurs, il est intégré dans ce style :

```
n'a pas pu ouvrir le fichier %s: %m
```

Raisonnement : il serait difficile d'expliquer tous les codes d'erreurs possibles pour coller ceci dans une unique phrase douce, ainsi une certaine forme de ponctuation est nécessaire. Mettre le texte inclus entre parenthèses a été également suggéré, mais ce n'est pas naturel si le texte inclus est susceptible d'être la partie la plus importante du message, comme c'est souvent le cas.

Raisons pour les erreurs

Les messages devraient toujours indiquer la raison pour laquelle une erreur s'est produite. Par exemple :

```
MAUVAIS :  n'a pas pu ouvrir le fichier %s
MEILLEUR : n'a pas pu ouvrir le fichier %s (échec E/S)
```

Si aucune raison n'est connue, vous feriez mieux de corriger le code.

Nom des fonctions

N'incluez pas le nom de la routine de rapport dans le texte de l'erreur. Nous avons d'autres mécanismes pour trouver cela quand c'est nécessaire et, pour la plupart des utilisateurs, ce n'est pas une information utile. Si le texte de l'erreur n'a plus beaucoup de sens sans le nom de la fonction, reformulez-le.

```
MAUVAIS :  pg_atoi: erreur dans "z": ne peut pas analyser "z"
MEILLEUR : syntaxe en entrée invalide pour l'entier : "z"
```

Évitez de mentionner le nom des fonctions appelées, au lieu de cela dites ce que le code essayait de faire :

```
MAUVAIS :  ouvrir() a échoué : %m
MEILLEUR : n'a pas pu ouvrir le fichier %s: %m
```

Si cela semble vraiment nécessaire, mentionnez l'appel système dans le message détail (dans certains cas, fournir les valeurs réelles passées à l'appel système pourrait être une information appropriée pour le message détail).

Raisonnement : les utilisateurs ne savent pas tout ce que ces fonctions font.

Mots délicats à éviter

Incapable. « Incapable » est presque la voix passive. Une meilleure utilisation est « ne pouvait pas » ou « ne pourrait pas » selon les cas.

Mauvais. Les messages d'erreurs comme « mauvais résultat » sont vraiment difficile à interpréter intelligemment. Cela est mieux d'écrire pourquoi le résultat est « mauvais », par exemple, « format invalide ».

Illégal. « Illégal » représente une violation de la loi, le reste est « invalide ». Meilleur encore, dites pourquoi cela est invalide.

Inconnu. Essayez d'éviter « inconnu ». Considérez « erreur : réponse inconnue ». Si vous ne savez pas qu'elle est la réponse, comment savez-vous que cela est incorrect ? « Non reconnu » est souvent un meilleur choix. En outre, assurez-vous d'inclure la valeur pour laquelle il y a un problème.

```
MAUVAIS :  type de nœud inconnu
MEILLEUR : type de nœud non reconnu : 42
```

Trouver contre Exister. Si le programme emploie un algorithme non trivial pour localiser une ressource (par exemple, une recherche de chemin) et que l'algorithme échoue, il est juste de dire que le programme n'a pas pû « trouver » la ressource. D'un autre côté, si l'endroit prévu pour la ressource est connu mais que le programme ne peut pas accéder à celle-ci, alors dites que la ressource n'« existe » pas. Utilisez « trouvez » dans ce cas là semble faible et embrouille le problème.

May vs. Can vs. Might. « May » suggère un droit (par exemple *You may borrow my rake.*) et a peu d'utilité dans la documentation et dans les messages d'erreur. « Can » suggère une capacité (par exemple *I can lift that log.*), et « might » suggère une possibilité (par exemple *It might rain today.*). Utiliser le bon mot clarifie la signification et aide les traducteurs.

Contractions. Éviter les contractions comme « can't » ; utilisez « cannot » à la place.

Non négatif. Éviter « non-negative » car c'est ambigu sur l'acceptation ou non de zéro. Il est préférable d'utiliser « greater than zero » ou « greater than or equal to zero ».

Orthographe appropriée

Orthographiez les mots en entier. Par exemple, évitez :

- spec (NdT : spécification)
- stats (NdT : statistiques)
- params (NdT : paramètres)
- auth (NdT : authentification)
- xact (NdT : transaction)

Raisonnement : cela améliore la cohérence.

Adaptation linguistique

Gardez à l'esprit que les textes des messages d'erreurs ont besoin d'être traduit en d'autres langues. Suivez les directives dans la Section 55.2.2 pour éviter de rendre la vie difficile aux traducteurs.

54.4. Conventions diverses de codage

Standard C

Le code dans PostgreSQL devrait seulement se baser sur les fonctionnalités disponibles dans le standard D89. Ceci signifie qu'un compilateur se conformant au standard C89 doit être caoable de compiler PostgreSQL, à l'exceptio possible de quelques parties dépendantes de la plateforme. Les fonctionnalités provenant de révisions ultérieures du standard C ou les fonctionnalités spécifiques des compilateurs peuvent être utilisées, si un contournement est fourni.

Par exemple `static inline` et `_Static_assert()` sont actuellement utilisés, même si elles proviennent de révisions ultérieures du standard C. Si elles ne sont pas disponibles, nous définissons ces fonctions sans inline pour le premier et en utilisant un remplaçant compatible C89 réalisant les mêmes vérifications mais émettant des messages plutôt cryptiques.

Macros du style fonctions et fonctions inline

Les macros avec arguments et les fonctions `static inline` peuvent être utilisés. Ces dernières sont préférables s'il y a un risque d'évaluations multiples si elles sont écrites en tant que macro, comme par exemple le cas avec

```
#define Max(x, y)       ((x) > (y) ? (x) : (y))
```

ou quand la macro deviendrait très longue. Dans d'autres cas, il est possible d'utiliser des macros ou au moins plus facilement. Par exemple parce que des expressions de types divers ont besoin d'être passées à la macro.

Quand la définition d'une fonction inline référence des symboles (autrement dit des variables, des fonctions) uniquement disponibles dans le moteur, la fonction pourrait ne pas être visible lorsqu'elle est incluse dans le code frontend.

```
#ifndef FRONTEND
static inline MemoryContext
MemoryContextSwitchTo(MemoryContext context)
{
    MemoryContext old = CurrentMemoryContext;

    CurrentMemoryContext = context;
    return old;
}
#endif   /* FRONTEND */
```

Dans cet exemple, `CurrentMemoryContext`, qui est seulement disponible dans le moteur, est référencé et la fonction est donc cachée avec un `#ifndef FRONTEND`. Cette règle existe parce que certains compilateurs émettent des références aux symboles contenus dans les fonctions inline même si la fonction n'est pas utilisée.

Écrire des gestionnaires de signaux

Pour pouvoir être exécuté à l'intérieur d'un gestionnaire de signal, le code doit être écrit avec beaucoup d'attention. Le problème fondamental est qu'un gestion de signal peut interrompre le code à tout moment, sauf s'il est bloqué. Si le code à l'intérieur d'un gestionnaire de signal utilise le même état que le code en dehors, un grand chaos peut survenir. Comme exemple, pensez à ce qui arriverait si un gestionnaire de signal essaie d'obtenir un verrou qui est déjà détenu par le code interrompu.

En dehors d'arrangements spéciaux, le code dans les gestionnaires de signaux doit seulement appeler des fonctions saines de signal asynchrone (d'après la définition de POSIX) et accèder à des variables de type `volatile sig_atomic_t`. Quelques fonctions dans `postgres` sont aussi déclarées comme saines pour les signaux, notamment `SetLatch()`.

Dans la plupart des cas, les gestionnaires de signaux ne devraient rien faire de plus que de noter qu'un signal est arrivé, et réveiller du code à l'extérieur du gestionnaire en utilisant un *latch*. Voici un exemple d'un tel gestionnaire :

```
static void
handle_sighup(SIGNAL_ARGS)
{
    int         save_errno = errno;

    got_SIGHUP = true;
    SetLatch(MyLatch);

    errno = save_errno;
}
```

`errno` est sauvegardé puis restauré parce que `SetLatch()` pourrait le modifier. Si cela n'était pas fait, le code interrompi qui était en train d'inspecter `errno` pourrait voir la mauvaise valeur.

Appeler des pointeurs de fonction

Pour plus de clareté, il est préféré de déréférencer explicitement un pointeur de fonction lors de l'appel de cette fonction si le pointeur est une simple variable, par exemple :

```
(*emit_log_hook) (edata);
```

(même si `emit_log_hook(edata)` fonctionnerait aussi). Quand le pointeur de fonction fait partie d'une structure, la ponctuation supplémentaire peut et devrait habituellement être omise. Par exemple :

```
paramInfo->paramFetch(paramInfo, paramId);
```

Chapitre 55. Support natif des langues

55.1. Pour le traducteur

Les programmes PostgreSQL (serveur et client) peuvent afficher leur message dans la langue préférée de l'utilisateur -- si les messages ont été traduits. Créer et maintenir les ensembles de messages traduits nécessite l'aide de personnes parlant leur propre langue et souhaitant contribuer à PostgreSQL. Il n'est nul besoin d'être un développeur pour cela. Cette section explique comment apporter son aide.

55.1.1. Prérequis

Les compétences dans sa langue d'un traducteur ne seront pas jugées -- cette section concerne uniquement les outils logiciels. Théoriquement, seul un éditeur de texte est nécessaire. Mais ceci n'est vrai que dans le cas très improbable où un traducteur ne souhaiterait pas tester ses traductions des messages. Lors de la configuration des sources, il faudra s'assurer d'utiliser l'option `--enable-nls`. Ceci assurera également la présence de la bibliothèque libintl et du programme `msgfmt` dont tous les utilisateurs finaux ont indéniablement besoin. Pour tester son travail, il sera utile de suivre les parties pertinentes des instructions d'installation.

Pour commencer un nouvel effort de traduction ou pour faire un assemblage de catalogues de messages (décrit ci-après), il faudra installer respectivement les programmes `xgettext` et `msgmerge` dans une implémentation compatible GNU. Il est prévu dans le futur que `xgettext` ne soit plus nécessaire lorsqu'une distribution empaquetée des sources est utilisée (en travaillant à partir du Git, il sera toujours utile). GNU Gettext 0.10.36 ou ultérieure est actuellement recommandé.

Toute implémentation locale de gettext devrait être disponible avec sa propre documentation. Une partie en est certainement dupliquée dans ce qui suit mais des détails complémentaires y sont certainement disponibles.

55.1.2. Concepts

Les couples de messages originaux (anglais) et de leurs (possibles) traductions sont conservés dans les *catalogues de messages*, un pour chaque programme (bien que des programmes liés puissent partager un catalogue de messages) et pour chaque langue cible. Il existe deux formats de fichiers pour les catalogues de messages : le premier est le fichier « PO » (pour "Portable Object" ou Objet Portable), qui est un fichier texte muni d'une syntaxe spéciale et que les traducteurs éditent. Le second est un fichier « MO » (pour "Machine Object" ou Objet Machine), qui est un fichier binaire engendré à partir du fichier PO respectif et qui est utilisé lorsque le programme internationalisé est exécuté. Les traducteurs ne s'occupent pas des fichiers MO ; en fait, quasiment personne ne s'en occupe.

L'extension du fichier de catalogue de messages est, sans surprise, soit `.po`, soit `.mo`. Le nom de base est soit le nom du programme qu'il accompagne soit la langue utilisée dans le fichier, suivant la situation. Ceci peut s'avérer être une source de confusion. Des exemples sont `psql.po` (fichier PO pour psql) ou `fr.mo` (fichier MO en français).

Le format du fichier PO est illustré ici :

```
# commentaire

msgid "chaîne originale"
msgstr "chaîne traduite"

msgid "encore une originale"
```

```
msgstr "encore une de traduite"
"les chaînes peuvent être sur plusieurs lignes, comme ceci"

...
```

Les chaînes msgid sont extraites des sources du programme. (Elles n'ont pas besoin de l'être mais c'est le moyen le plus commun). Les lignes msgstr sont initialement vides puis complétées avec les chaînes traduites. Les chaînes peuvent contenir des caractères d'échappement de style C et peuvent être sur plusieurs lignes comme le montre l'exemple ci-dessus (la ligne suivante doit démarrer au début de la ligne).

Le caractère # introduit un commentaire. Si une espace fine suit immédiatement le caractère #, c'est qu'il s'agit là d'un commentaire maintenu par le traducteur. On trouve aussi des commentaires automatiques qui n'ont pas d'espace fine suivant immédiatement le caractère #. Ils sont maintenus par les différents outils qui opèrent sur les fichiers PO et ont pour but d'aider le traducteur.

```
#. commentaire automatique
#: fichier.c:1023
#, drapeau, drapeau
```

Les commentaires du style #. sont extraits du fichier source où le message est utilisé. Il est possible que le développeur ait ajouté des informations pour le traducteur, telles que l'alignement attendu. Les commentaires #: indiquent l'emplacement exact où le message est utilisé dans le source. Le traducteur n'a pas besoin de regarder le source du programme, mais il peut le faire s'il subsiste un doute sur l'exactitude d'une traduction. Le commentaire #, contient des drapeaux décrivant le message d'une certaine façon. Il existe actuellement deux drapeaux : `fuzzy` est positionné si le message risque d'être rendu obsolète par des changements dans les sources. Le traducteur peut alors vérifier ceci et supprimer ce drapeau. Notez que les messages « fuzzy » ne sont pas accessibles à l'utilisateur final. L'autre drapeau est `c-format` indiquant que le message utilise le format de la fonction C `printf`. Ceci signifie que la traduction devrait aussi être de ce format avec le même nombre et le même type de paramètres fictifs. Il existe des outils qui vérifient que le message est une chaîne au format printf et valident le drapeau c-format en conséquence.

55.1.3. Créer et maintenir des catalogues de messages

OK, alors comment faire pour créer un catalogue de messages « vide » ? Tout d'abord, se placer dans le répertoire contenant le programme dont on souhaite traduire les messages. S'il existe un fichier `nls.mk`, alors ce programme est préparé pour la traduction.

S'il y a déjà des fichiers `.po`, alors quelqu'un a déjà réalisé des travaux de traduction. Les fichiers sont nommés *`langue`*`.po`, où *`langue`* est le code de langue sur deux caractères (en minuscules) tel que défini par l' ISO 639-1, le code du pays composé de deux lettres en minuscule[1], c'est-à-dire `fr.po` pour le français. S'il existe réellement un besoin pour plus d'une traduction par langue, alors les fichiers peuvent être renommés *`langue_region`*`.po` où *`region`* est le code de langue sur deux caractères (en majuscules), tel que défini par l'ISO 3166-1, le code du payes sur deux lettres en majuscule[2], c'est-à-dire `pt_BR.po` pour le portugais du Brésil. Si vous trouvez la langue que vous souhaitez, vous pouvez commencer à travailler sur ce fichier.

Pour commencer une nouvelle traduction, il faudra préalablement exécuter la commande :

```
make init-po
```

Ceci créera un fichier *`nomprog`*`.pot`. (`.pot` pour le distinguer des fichiers PO qui sont « en production ». Le `T` signifie « template » (NdT : modèle en anglais). On copiera ce fichier sous le nom

[1] https://www.loc.gov/standards/iso639-2/php/English_list.php
[2] https://www.iso.org/iso/country_names_and_code_elements

langue`.po`. On peut alors l'éditer. Pour faire savoir qu'une nouvelle langue est disponible, il faut également éditer le fichier `nls.mk` et y ajouter le code de la langue (ou de la langue et du pays) avec une ligne ressemblant à ceci :

```
AVAIL_LANGUAGES := de fr
```

(d'autres langues peuvent apparaître, bien entendu).

À mesure que le programme ou la bibliothèque change, des messages peuvent être modifiés ou ajoutés par les développeurs. Dans ce cas, il n'est pas nécessaire de tout recommencer depuis le début. À la place, on lancera la commande :

```
make update-po
```

qui créera un nouveau catalogue de messages vides (le fichier pot avec lequel la traduction a été initiée) et le fusionnera avec les fichiers PO existants. Si l'algorithme de fusion a une incertitude sur un message particulier, il le marquera « fuzzy » comme expliqué ci-dessus. Le nouveau fichier PO est sauvegardé avec l'extension `.po.new`.

55.1.4. Éditer les fichiers PO

Les fichiers PO sont éditables avec un éditeur de texte standard. Le traducteur doit seulement modifier l'emplacement entre les guillemets après la directive msgstr, peut ajouter des commentaires et modifier le drapeau fuzzy (NdA : Il existe, ce qui n'est pas surprenant, un mode PO pour Emacs, que je trouve assez utile).

Les fichiers PO n'ont pas besoin d'être entièrement remplis. Le logiciel retournera automatiquement à la chaîne originale si une traduction n'est pas disponible ou est laissée vide. Soumettre des traductions incomplètes pour les inclure dans l'arborescence des sources n'est pas un problème ; cela permet à d'autres personnes de récupérer le travail commencé pour le continuer. Néanmoins, les traducteurs sont encouragés à donner une haute priorité à la suppression des entrées fuzzy après avoir fait une fusion. Les entrées fuzzy ne seront pas installées ; elles servent seulement de référence à ce qui pourrait être une bonne traduction.

Certaines choses sont à garder à l'esprit lors de l'édition des traductions :

- S'assurer que si la chaîne originale se termine par un retour chariot, la traduction le fasse bien aussi. De même pour les tabulations, etc.

- Si la chaîne originale est une chaîne au format `printf`, la traduction doit l'être aussi. La traduction doit également avoir les même spécificateurs de format et dans le même ordre. Quelques fois, les règles naturelles de la langue rendent cela impossible ou tout au moins difficile. Dans ce cas, il est possible de modifier les spécificateurs de format de la façon suivante :

  ```
  msgstr "Die Datei %2$s hat %1$u Zeichen."
  ```

  Le premier paramètre fictif sera alors utilisé par le deuxième argument de la liste. Le *chiffre*`$` a besoin de suivre immédiatement le %, avant tout autre manipulateur de format (cette fonctionnalité existe réellement dans la famille des fonctions `printf`, mais elle est peu connue, n'ayant que peu d'utilité en dehors de l'internationalisation des messages).

- Si la chaîne originale contient une erreur linguistique, on pourra la rapporter (ou la corriger soi-même dans le source du programme) et la traduire normalement. La chaîne corrigée peut être fusionnée lorsque les programmes sources auront été mis à jour. Si la chaîne originale contient une erreur factuelle, on la rapportera (ou la corrigera soi-même) mais on ne la traduira pas. À la place, on marquera la chaîne avec un commentaire dans le fichier PO.

- Maintenir le style et le ton de la chaîne originale. En particulier, les messages qui ne sont pas des phrases (`cannot open file %s`, soit `ne peut pas ouvrir le fichier %s`) ne devraient probablement pas commencer avec une lettre capitale (si votre langue distingue la casse des lettres) ou finir avec un point (si votre langue utilise des marques de ponctuation). Lire Section 54.3 peut aider.

- Lorsque la signification d'un message n'est pas connue ou s'il est ambigü, on pourra demander sa signification sur la liste de diffusion des développeurs. Il est possible qu'un anglophone puisse aussi ne pas le comprendre ou le trouver ambigü. Il est alors préférable d'améliorer le message.

55.2. Pour le développeur

55.2.1. Mécaniques

Cette section explique comment implémenter le support natif d'une langue dans un programme ou dans une bibliothèque qui fait partie de la distribution PostgreSQL. Actuellement, cela s'applique uniquement aux programmes C.

Ajouter le support NLS à un programme

1. Le code suivant est inséré dans la séquence initiale du programme :

   ```
   #ifdef ENABLE_NLS
   #include <locale.h>
   #endif

   ...

   #ifdef ENABLE_NLS
   setlocale(LC_ALL, "");
   bindtextdomain("nomprog", LOCALEDIR);
   textdomain("nomprog");
   #endif
   ```

   (*nomprog* peut être choisi tout à fait librement).

2. Partout où un message candidat à la traduction est trouvé, un appel à `gettext()` doit être inséré. Par exemple :

   ```
   fprintf(stderr, "panic level %d\n", lvl);
   ```

   devra être changé avec :

   ```
   fprintf(stderr, gettext("panic level %d\n"), lvl);
   ```

   (`gettext` est défini comme une opération nulle si NLS n'est pas configuré).

   Cela peut engendrer du fouillis. Un raccourci habituel consiste à utiliser :

   ```
   #define _(x) gettext(x)
   ```

   Une autre solution est envisageable si le programme effectue la plupart de ses communications via une fonction ou un nombre restreint de fonctions, telle `ereport()` pour le moteur. Le fonctionnement interne de cette fonction peut alors être modifiée pour qu'elle appelle `gettext` pour toutes les chaînes en entrée.

3. Un fichier `nls.mk` est ajouté dans le répertoire des sources du programme. Ce fichier sera lu comme un makefile. Les affectations des variables suivantes doivent être réalisées ici :

   `CATALOG_NAME`

   Le nom du programme tel que fourni lors de l'appel à `textdomain()`.

   `AVAIL_LANGUAGES`

   Liste des traductions fournies -- initialement vide.

   `GETTEXT_FILES`

   Liste des fichiers contenant les chaînes traduisibles, c'est-à-dire celles marquées avec `gettext` ou avec une solution alternative. Il se peut que cette liste inclut pratiquement tous les fichiers sources du programme. Si cette liste est trop longue, le premier « fichier » peut être remplacé par un + et le deuxième mot représenter un fichier contenant un nom de fichier par ligne.

   `GETTEXT_TRIGGERS`

   Les outils qui engendrent des catalogues de messages pour les traducteurs ont besoin de connaître les appels de fonction contenant des chaînes à traduire. Par défaut, seuls les appels à `gettext()` sont reconnus. Si _ ou d'autres identifiants sont utilisés, il est nécessaire de les lister ici. Si la chaîne traduisible n'est pas le premier argument, l'élément a besoin d'être de la forme `func:2` (pour le second argument). Si vous avez une fonction qui supporte les messages au format pluriel, l'élément ressemblera à `func:1,2` (identifiant les arguments singulier et pluriel du message).

Le système de construction s'occupera automatiquement de construire et installer les catalogues de messages.

55.2.2. Guide d'écriture des messages

Voici quelques lignes de conduite pour l'écriture de messages facilement traduisibles.

- Ne pas construire de phrases à l'exécution, telles que :

  ```
  printf("Files were %s.\n", flag ? "copied" : "removed");
  ```

  L'ordre des mots d'une phrase peut être différent dans d'autres langues. De plus, même si `gettext()` est correctement appelé sur chaque fragment, il pourrait être difficile de traduire séparément les fragments. Il est préférable de dupliquer un peu de code de façon à ce que chaque message à traduire forme un tout cohérent. Seuls les nombres, noms de fichiers et autres variables d'exécution devraient être insérés au moment de l'exécution dans le texte d'un message.

- Pour des raisons similaires, ceci ne fonctionnera pas :

  ```
  printf("copied %d file%s", n, n!=1 ? "s" : "");
  ```

  parce que cette forme présume de la façon dont la forme plurielle est obtenue. L'idée de résoudre ce cas de la façon suivante :

  ```
  if (n==1)
      printf("copied 1 file");
  else
      printf("copied %d files", n):
  ```

sera source de déception. Certaines langues ont plus de deux formes avec des règles particulières. Il est souvent préférable de concevoir le message de façon à éviter le problème, par exemple ainsi :

```
printf("number of copied files: %d", n);
```

Si vous voulez vraiment construire un message correctement pluralisé, il existe un support pour cela, mais il est un peu étrange. Quand vous générez un message d'erreur primaire ou détaillé dans `ereport()`, vous pouvez écrire quelque-chose comme ceci :

```
errmsg_plural("copied %d file",
              "copied %d files",
              n,
              n)
```

Le premier argument est le chaîne dans le format approprié pour la forme au singulier en anglais, le second est le format de chaîne approprié pour la forme plurielle en anglais, et le troisième est la valeur entière déterminant la forme à utiliser. Des arguments additionnels sont formatés suivant la chaîne de formatage comme d'habitude. (Habituellement, la valeur de contrôle de la pluralisation sera aussi une des valeurs à formater, donc elle sera écrite deux fois.) En anglais, cela n'importe que si *n* est égale à 1 ou est différent de 1, mais dans d'autres langues, il pourrait y avoir plusieurs formes de pluriel. Le traducteur voit les deux formes anglaises comme un groupe et a l'opportunité de fournir des chaînes de substitution supplémentaires, la bonne étant sélectionnée suivant la valeur à l'exécution de *n*.

Si vous avez besoin de pluraliser un message qui ne va pas directement à `errmsg` ou `errdetail`, vous devez utiliser la fonction sous-jacente `ngettext`. Voir la documentation gettext.

- Lorsque quelque chose doit être communiqué au traducteur, telle que la façon dont un message doit être aligné avec quelque autre sortie, on pourra faire précéder l'occurrence de la chaîne d'un commentaire commençant par `translator`, par exemple :

  ```
  /* translator: This message is not what it seems to be. */
  ```

  Ces commentaires sont copiés dans les catalogues de messages de façon à ce que les traducteurs les voient.

Chapitre 56. Écrire un gestionnaire de langage procédural

Tous les appels de fonctions écrites dans un langage autre que celui de l'interface « version 1 » pour les langages compilés (ce qui inclut les fonctions dans les langages procéduraux utilisateur, les fonctions SQL), passent par une fonction spécifique au langage du *gestionnaire d'appels*. Le gestionnaire d'appels exécute la fonction de manière appropriée, par exemple en interprétant le code source fourni. Ce chapitre décrit l'écriture du gestionnaire d'appels d'un nouveau langage procédural.

Le gestionnaire d'appel d'un langage procédural est une fonction « normale » qui doit être écrite dans un langage compilé tel que le C, en utilisant l'interface version-1, et enregistrée sous PostgreSQL comme une fonction sans argument et retournant le type `language_handler`. Ce pseudo-type spécial identifie la fonction comme gestionnaire d'appel et empêche son appel à partir des commandes SQL. Pour plus de détails sur les conventions d'appels et le chargement dynamique en langage C, voir Section 38.10.

L'appel du gestionnaire d'appels est identique à celui de toute autre fonction : il reçoit un pointeur de `structure FunctionCallInfoData` qui contient les valeurs des arguments et d'autres informations de la fonction appelée. Il retourne un résultat `Datum` (et, initialise le champ `isnull` de la structure `FunctionCallInfoData` si un résultat SQL NULL doit être retourné). La différence entre un gestionnaire d'appels et une fonction ordinaire se situe au niveau du champ `flinfo->fn_oid` de la structure `FunctionCallInfoData`. Dans le cas du gestionnaire d'appels, il contiendra l'OID de la fonction à appeler, et non pas celui du gestionnaire d'appels lui-même. Le gestionnaire d'appels utilise ce champ pour déterminer la fonction à exécuter. De plus, la liste d'arguments passée a été dressée à partir de la déclaration de la fonction cible, et non pas en fonction du gestionnaire d'appels.

C'est le gestionnaire d'appels qui récupère l'entrée de la fonction dans la table système `pg_proc` et analyse les types des arguments et de la valeur de retour de la fonction appelée. La clause `AS` de la commande `CREATE FUNCTION` se situe dans la colonne `prosrc` de `pg_proc`. Il s'agit généralement du texte source du langage procédural lui-même (comme pour PL/Tcl) mais, en théorie, cela peut être un chemin vers un fichier ou tout ce qui indique au gestionnaire d'appels les détails des actions à effectuer.

Souvent, la même fonction est appelée plusieurs fois dans la même instruction SQL. L'utilisation du champ `flinfo->fn_extra` évite au gestionnaire d'appels de répéter la recherche des informations concernant la fonction appelée. Ce champ, initialement `NULL`, peut être configuré par le gestionnaire d'appels pour pointer sur l'information concernant la fonction appelée. Lors des appels suivants, si `flinfo->fn_extra` est différent de `NULL`, alors il peut être utilisé et l'étape de recherche d'information évitée. Le gestionnaire d'appels doit s'assurer que `flinfo->fn_extra` pointe sur une zone mémoire qui restera allouée au moins jusqu'à la fin de la requête en cours, car une structure de données `FmgrInfo` peut être conservée aussi longtemps. Cela peut-être obtenu par l'allocation des données supplémentaires dans le contexte mémoire spécifié par `flinfo->fn_mcxt` ; de telles données ont la même espérance de vie que `FmgrInfo`. Le gestionnaire peut également choisir d'utiliser un contexte mémoire de plus longue espérance de vie de façon à mettre en cache sur plusieurs requêtes les informations concernant les définitions des fonctions.

Lorsqu'une fonction en langage procédural est appelée via un déclencheur, aucun argument ne lui est passé de façon traditionnelle mais le champ `context` de `FunctionCallInfoData` pointe sur une structure `TriggerData`. Il n'est pas `NULL` comme c'est le cas dans les appels de fonctions standard. Un gestionnaire de langage doit fournir les mécanismes pour que les fonctions de langages procéduraux obtiennent les informations du déclencheur.

Voici un modèle de gestionnaire de langage procédural écrit en C :

```
#include "postgres.h"
```

```
#include "executor/spi.h"
#include "commands/trigger.h"
#include "fmgr.h"
#include "access/heapam.h"
#include "utils/syscache.h"
#include "catalog/pg_proc.h"
#include "catalog/pg_type.h"

PG_MODULE_MAGIC;

PG_FUNCTION_INFO_V1(plsample_call_handler);

Datum
plsample_call_handler(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    Datum          retval;

    if (CALLED_AS_TRIGGER(fcinfo))
    {
        /*
         * Appelé comme fonction trigger
         */
        TriggerData    *trigdata = (TriggerData *) fcinfo->context;

        retval = ...
    }
    else
    {
        /*
         * Appelé en tant que fonction
         */

        retval = ...
    }

    return retval;
}
```

Il suffit de remplacer les points de suspension par quelques milliers de lignes de codes pour compléter ce modèle.

Lorsque la fonction du gestionnaire est compilée dans un module chargeable (voir Section 38.10.5), les commandes suivantes enregistrent le langage procédural défini dans l'exemple :

```
CREATE FUNCTION plsample_call_handler() RETURNS language_handler
    AS 'nomfichier'
    LANGUAGE C;
CREATE LANGUAGE plsample
    HANDLER plsample_call_handler;
```

Bien que fournir un gestionnaire d'appels est suffisant pour créer un langage de procédures minimal, il existe deux autres fonctions qui peuvent être fournies pour faciliter l'utilisation du langage. Ce sont les fonctions de validation (*validator*) et de traitement en ligne (*inline handler*). Une fonction de validation peut être fournie pour activer une vérification spécifique au langage lors du CREATE FUNCTION. Une fonction de traitement en ligne sera utilisé pour supporter les blocs de code anonymes exécutés via la commande DO.

Si une fonction de validation est fournie par un langage de procédures, elle doit être déclarée comme une fonction prenant un seul paramètre, de type `oid`. Le résultat de la validation est ignoré, donc elle peut renvoyer le type `void`. La fonction de validation sera appelée à la fin de la commande `CREATE FUNCTION` qui a créé ou mis à jour une fonction écrite dans ce langage. L'OID passé en argument est l'OID de la fonction, disponible dans le catalogue `pg_proc`. La fonction de validation doit récupérer cette ligne de la façon habituelle et réaliser les vérifications appropriées. Tout d'abord, elle appelle `CheckFunctionValidatorAccess()` pour diagnostiquer les appels explicites au validateur que l'utilisateur ne peut pas réaliser via `CREATE FUNCTION`. Les vérifications typiques incluent la vérification du support des types en arguments et en sortie, ainsi que la vérification syntaxique du corps de la requête pour ce langage. Si la fonction de validation est satisfait par la fonction, elle quitte sans erreur. Si, par contre, elle trouve une erreur, elle doit rapporter cette erreur au travers du mécanisme `ereport()` standard. Renvoyer une erreur forcera une annulation de la transaction et empêchera du même coup l'enregistrement de la fonction dont la définition est erronée.

Les fonctions de validation devraient typiquement accepter le paramètre check_function_bodies : s'il est désactivé, alors tout vérification coûteuse ou spécifique au contexte devrait être abandonnée. Si le langage permet l'exécution de code à la compilation, le validateur doit supprimer les vérifications qui impliquerait une telle exécution. En particulier, ce paramètre est désactivé par pg_dump, pour qu'il puisse charger le langage de procédures sans avoir à s'inquiéter des effets de bord et des dépendances possibles dans le corps des procédures stockées avec d'autres objets de la base de données. (À cause de cela, le gestionnaire d'appels doit éviter de supposer que la fonction de validation a vérifié complètement la fonction. Le but d'avoir une fonction de validation n'est pas d'éviter au gestionnaire d'appels de faire des vérifications, mais plutôt de notifier immédiatement à l'utilisateur si des erreurs évidentes apparaissent dans la commande `CREATE FUNCTION`.) Bien que le choix de ce qui est à vérifier est laissé à la discrétion de la fonction de validation, il faut noter que le code de `CREATE FUNCTION` exécute seulement les clauses `SET` attachées à la fonction quand le paramètre `check_function_bodies` est activé. Du coup, les vérifications dont les résultats pourraient être affectés par les paramètres en question doivent être ignorées quand `check_function_bodies` est désactivé pour éviter de échecs erronés lors du chargement d'une sauvegarde.

Si une fonction de traitement en ligne est fournie au langage de procédures, elle doit être déclarée comme une fonction acceptant un seul paramètre de type `internal`. Le résultat de la fonction de traitement en ligne est ignoré, donc elle peut renvoyer le type `void`. Elle sera appelée quand une instruction `DO` est exécutée pour ce langage. Le paramètre qui lui est fourni est un pointeur vers une structure `InlineCodeBlock`, structure contenant des informations sur les paramètres de l'instruction `DO`, en particulier le texte du bloc de code anonyme à exécuter. La fonction doit exécuter ce code.

It est recommandé de placer toutes les déclarations de fonctions ainsi que la commande `CREATE LANGUAGE` dans une *extension* pour qu'une simple commande `CREATE EXTENSION` suffise à installer le langage. Voir Section 38.16 pour plus d'informations sur l'écriture d'extensions.

Les langages procéduraux inclus dans la distribution standard sont de bons points de départ à l'écriture de son propre gestionnaire de langage. Les sources se trouvent dans le répertoire `src/pl`. La page de référence de CREATE LANGUAGE contient aussi certains détails utiles.

Chapitre 57. Écrire un wrapper de données distantes

Toutes les opérations sur une table distante sont gérées via un wrapper de données distantes. Ce dernier est un ensemble de fonctions que PostgreSQL appelle. Le wrapper de données distantes est responsable de la récupération des données à partir de le source de données distante et de leur renvoi à l'exécuteur PostgreSQL. Si la mise à jour de tables distantes doit être supporté, le wrapper doit aussi gérer cela. Ce chapitre indique comment écrire un nouveau wrapper de données distantes.

Les wrappers de données distantes incluent dans la distribution standard sont de bons exemples lorsque vous essayez d'écrire les votres. Regardez dans le sous-répertoire `contrib` du répertoire des sources. La page de référence CREATE FOREIGN DATA WRAPPER contient aussi des détails utiles.

> **Note**
>
> Le standard SQL spécifie une interface pour l'écriture des wrappers de données distantes. Néanmoins, PostgreSQL n'implémente pas cette API car l'effort nécessaire pour cela serait trop important. De toute façon, l'API standard n'est pas encore très adoptée.

57.1. Fonctions d'un wrapper de données distantes

Le développeur d'un FDW doit écrire une fonction de gestion (handler) et, en option, une fonction de validation. Les deux fonctions doivent être écrites dans un langage compilé comme le C en utilisant l'interface version-1. Pour les détails sur les conventions d'appel et le chargement dynamique en langage C, voir Section 38.10.

La fonction de gestion renvoie simplement une structure de pointeurs de fonctions callback qui seront appelées par le planificateur, l'exécuteur et différentes commandes de maintenance. La plupart du travail dans l'écriture d'une FDW se trouve dans l'implémentation de ces fonctions callback. La fonction de gestion doit être enregistrée dans PostgreSQL comme ne prenant aucun argument et renvoyant le pseudo-type `fdw_handler`. Les fonctions callback sont des fonctions en C et ne sont pas visibles ou appelables avec du SQL. Les fonctions callback sont décrites dans Section 57.2.

La fonction de validation est responsable de la validation des options données dans les commandes `CREATE` et `ALTER` pour son wrapper de données distantes, ainsi que pour les serveurs distants, les correspondances d'utilisateurs et les tables distants utilisant le wrapper. La fonction de validation doit être enregistrée comme prenant deux arguments : un tableau de texte contenant les options à valider et un OID représentant le type d'objet avec lequel les options sont validées (sous la forme d'un OID du catalogue système où sera stocké l'objet, donc `ForeignDataWrapperRelationId`, `ForeignServerRelationId`, `UserMappingRelationId` ou `ForeignTableRelationId`). Si aucune fonction de validation n'est fournie, les options ne sont pas vérifiées au moment de la création ou de la modification de l'objet.

57.2. Routines callback des wrappers de données distantes

La fonction de gestion d'une FDW renvoie une structure `FdwRoutine` allouée avec palloc. Elle contient des pointeurs vers les fonctions de callback décrites ci-dessous. Les fonctions relatives aux parcours sont requises, le reste est optionnel.

Le type de structure `FdwRoutine` est déclaré dans `src/include/foreign/fdwapi.h`, où vous trouverez plus de détails.

57.2.1. Routines des FDW pour parcourir les tables distantes

```
void
GetForeignRelSize (PlannerInfo *root,
                   RelOptInfo *baserel,
                   Oid foreigntableid);
```

Obtient des estimations de la taille de la relation pour une table distante. Elle est appelée au début de la planification d'une requête parcourant une table distante. `root` est l'information globale du planificateur sur la requête ; `baserel` est l'information du planificateur sur la table ; et `foreigntableid` est l'OID provenant de `pg_class` pour cette table distante. (`foreigntableid` pourrait être obtenu à partir de la structure de données du planificateur mais il est directement fourni pour ne pas avoir à faire cet effort.)

Cette fonction doit mettre à jour `baserel->rows` pour que cela corresponde au nombre de lignes renvoyées par un parcours de table après avoir pris en compte le filtre réalisé par les clauses de restriction. La valeur initiale de `baserel->rows` est une estimation par défaut, qui doit être remplacée si possible. La fonction pourrait aussi choisir de mettre à jour `baserel->width` si elle peut calculer une meilleure estimation de la largeur moyenne d'une ligne du résultat. (La valeur initiale est basée sur les types de données des colonnes et sur les valeurs de largeur moyenne des colonnes, mesurées par le dernier `ANALYZE`.) De plus, cette fonction pourrait mettre à jour `baserel->tuples` s'il peut calculer une meilleure estimation du nombre total de lignes de ma table distante. (La valeur initiale provient de `pg_class.reltuples` qui représente le nombre total de lignes vues par le dernier `ANALYZE`.)

Voir Section 57.4 pour plus d'informations.

```
void
GetForeignPaths (PlannerInfo *root,
                 RelOptInfo *baserel,
                 Oid foreigntableid);
```

Crée les chemins d'accès possibles pour un parcours sur une table distante. Cette fonction est appelée lors de la planification de la requête. Les paramètres sont identiques à ceux de `GetForeignRelSize`, qui a déjà été appelée.

Cette fonction doit générer au moins un chemin d'accès (nœud `ForeignPath`) pour un parcours sur une table distante et doit appeler `add_path` pour ajouter chaque chemin à `baserel->pathlist`. Il est recommandé d'utiliser `create_foreignscan_path` pour construire les nœuds `ForeignPath`. La fonction peut générer plusieurs chemins d'accès, c'est-à-dire un chemin qui a un champ `pathkeys` valide pour représenter un résultat pré-trié. Chaque chemin d'accès doit contenir les estimations de coûts et peut contenir toute information privée au FDW qui est nécessaire pour identifier la méthode attendue du parcours spécifique.

Voir Section 57.4 pour plus d'informations.

```
ForeignScan *
GetForeignPlan (PlannerInfo *root,
                RelOptInfo *baserel,
                Oid foreigntableid,
```

```
                    ForeignPath *best_path,
                    List *tlist,
                    List *scan_clauses,
                    Plan *outer_plan);
```

Crée un nœud de plan `ForeignScan` à partir du chemin d'accès distant sélectionné. Cette fonction est appelé à la fin de la planification de la requête. Les paramètres sont identiques à ceux de la fonction `GetForeignRelSize`, avec en plus le `ForeignPath` sélectionné (précédemment produit par `GetForeignPaths`, `GetForeignJoinPaths` ou `GetForeignUpperPaths`), la liste cible à émettre par le nœud du plan, les clauses de restriction forcées par le nœud du plan, et le sous-plan externe de `ForeignScan`, utilisé pour les vérifications réalisées par `RecheckForeignScan`. (Si le chemin est pour une jointure plutôt qu'une relation de base, `foreigntableid` est `InvalidOid`.)

Cette fonction doit créer et renvoyer un nœud `ForeignScan`. Il est recommandé d'utiliser `make_foreignscan` pour construire le nœud `ForeignScan`.

Voir Section 57.4 pour plus d'informations.

57.2.2. Routines FDW pour optimiser le traitement après parcours/jointure

Si un FDW supporte l'exécution distante de jointure après parcours, comme une agrégation distante, il doit fournir cette fonction callback :

```
void
GetForeignUpperPaths(PlannerInfo *root,
                     UpperRelationKind stage,
                     RelOptInfo *input_rel,
                     RelOptInfo *output_rel,
                     void *extra);
```

Crée les chemins d'accès possibles pour le traitement *relation de niveau supérieur*, qui est le terme de l'optimiseur pour tout traitement après parcours/jointure, comme les agrégats, les fonctions de fenêtrage, le tri et les mises à jour de table. Cette fonction optionnelle est appelée lors de l'optimisation de la requête. Actuellement, elle est seulement appelée si toutes les relations de base impliquées appartiennent au même FDW. Cette fonction doit générer des chemins `ForeignPath` pour tout traitement post- parcours/jointure que le FDW sait réaliser à distance, et appeler `add_path` pour ajouter ces chemins à la relation indiquée du niveau supérieur. Tout comme `GetForeignJoinPaths`, il n'est pas nécessaire que cette fonction réussisse à créer des chemins, étant donnée qu'il est toujours possible d'utiliser des chemins de traitement local.

Le paramètre `stage` identifie l'étape post- parcours/jointure est en cours de considération. `output_rel` est la relation supérieure devant recevoir les chemins représentation le traitement de cette étape, et `input_rel` est la relation représentant la source de cette étape. Le paramètre `extra` fournit des détails supplémentaires. Pour le moment, il est uniquement positionné pour `UPPERREL_PARTIAL_GROUP_AGG` ou `UPPERREL_GROUP_AGG`, auquel cas il pointe vers une structure `GroupPathExtraData`. (Notez que les chemins `ForeignPath` ajoutés à `output_rel` n'auront typiquement pas de dépendances directes avec les chemins de `input_rel` car leur traitement se fait en externe. Néanmoins, examiner les chemins précédemment générés pour l'étape de traitement précédente peut se révéler utile pour éviter un travail redondant de planification.)

Voir Section 57.4 pour plus d'informations.

```
void
```

```
BeginForeignScan (ForeignScanState *node,
                  int eflags);
```

Commence l'exécution d'un parcours distant. L'appel se fait lors du démarrage de l'exécuteur. Cette fonction doit réaliser toutes les initialisation nécessaires avant le démarrage du parcours, mais ne doit pas commencer à exécuter le vrai parcours (cela se fera lors du premier appel à `IterateForeignScan`). Le nœud `ForeignScanState` est déjà créé mais son champ `fdw_state` vaut toujours NULL. Les informations sur la table à parcourir sont accessibles via le nœud `ForeignScanState` (en particulier à partir du nœud sous-jacent `ForeignScan` qui contient toute information privée au FDW fournie par `GetForeignPlan`). `eflags` contient les bits de drapeaux décrivant le mode opératoire de l'exécuteur pour ce nœud du plan.

Notez que quand `(eflags & EXEC_FLAG_EXPLAIN_ONLY)` est vraie, cette fonction ne doit pas réaliser d'actions visibles en externe. Elle doit seulement faire le minimum requis pour que l'état du nœud soit valide pour `ExplainForeignScan` et `EndForeignScan`.

```
TupleTableSlot *
IterateForeignScan (ForeignScanState *node);
```

Récupère une ligne de la source distante, la renvoyant dans un emplacement de ligne de table (le champ `ScanTupleSlot` du nœud doit être utilisé dans ce but). Renvoie NULL s'il n'y a plus de lignes disponibles. L'infrastructure d'emplacement de ligne de table permet qu'une ligne physique ou virtuelle soit renvoyée. Dans la plupart des cas, la deuxième possibilité (virtuelle), est préférable d'un point de vue des performances. Notez que cette fonction est appelée dans un contexte mémoire dont la durée de vie est très courte et qui sera réinitialisé entre chaque appel. Créez un contexte mémoire dans `BeginForeignScan` si vous avez besoin d'un stockage qui tient plus longtemps ou utilisez le champ `es_query_cxt` de `EState`.

Les lignes renvoyées doivent correspondre à la liste cible `fdw_scan_tlist` si elle a été fournie, sinon elles doivent correspondre au type de ligne de la table distante parcourue. Si vous choisissez d'optimiser en récupérant d'avance des colonnes non nécessaires, vous devriez insérer des valeurs NULL dans les positions de ces colonnes, ou sinon générer une liste `fdw_scan_tlist` avec ces colonnes omises.

Notez que l'exécuteur de PostgreSQL ne se préoccupe pas de savoir si les lignes renvoyées violent les contraintes définies sur la table distante -- mais le planificateur s'en préoccupe, et peut optimiser les requêtes incorrectement si il y a des lignes visibles dans la table distante qui ne satisfont pas une contrainte déclarée. Si une contrainte est violée lorsque l'utilisateur a déclaré que la contrainte devrait être vrai, il peut être approprié de lever une erreur (de la même manière que vous devriez le faire dans le cas où les types de données ne correspondent pas).

```
void
ReScanForeignScan (ForeignScanState *node);
```

Recommence le parcours depuis le début. Notez que les paramètres dont dépent le parcours peuvent avoir changés de valeur, donc le nouveau parcours ne va pas forcément renvoyer les mêmes lignes.

```
void
EndForeignScan (ForeignScanState *node);
```

Termine le parcours et relâche les ressources. Il n'est habituellement pas nécessaire de relâcher la mémoire allouée via palloc. Par contre, les fichiers ouverts et les connexions aux serveurs distants doivent être nettoyés.

57.2.3. Routines des FDW pour le parcours des jointures distantes

Si un FDW permet d'effectuer des jointures distantes (autrement qu'en récupérant les données des deux tables et en faisant la jointure localement), il devrait fournir cette fonction callback :

```
void
GetForeignJoinPaths (PlannerInfo *root,
                     RelOptInfo *joinrel,
                     RelOptInfo *outerrel,
                     RelOptInfo *innerrel,
                     JoinType jointype,
                     JoinPathExtraData *extra);
```

Crée les chemins possibles d'accès pour une jointure de deux (ou plus) tables distantes qui toutes proviennent du même serveur distant. Cette fonction optionnelle est appelée durant la planification de la requête. De la même façon que `GetForeignPaths`, cette fonction devrait générer des chemins `ForeignPath` pour le paramètre `joinrel` fourni, et appeler la fonction `add_path` pour ajouter ces chemins à l'ensemble des chemins à considérer pour la jointure. Mais contrairement à `GetForeignPaths`, il n'est pas nécessaire que cette fonction réussisse à créer au moins un chemin, dans la mesure où des chemins entraînant des jointures locales sont toujours possibles.

Notez que cette fonction sera invoquée de manière répétitive pour la même jointure, avec des combinaisons différentes de relations internes ou externes ; il est de la responsabilité du FDW de minimiser les tâches dupliquées.

Si un chemin `ForeignPath` est choisi pour la jointure, il représentera l'ensemble du processus de jointure ; les chemins générés pour les tables qui la composent et les jointures auxiliaires ne seront pas utilisés. Les traitements suivants des chemins de jointure procèdent essentiellement de la même manière que pour un chemin parcourant une simple table distante. Une différence est que le `scanrelid` résultant du nœud du plan `ForeignScan` devrait être mis à zéro, dans la mesure où il ne représente aucune relation simple ; à la place, le champ `fd_relids` du nœud `ForeignScan` représente l'ensemble des relations qui ont été jointes. (Le dernier champ est positionné automatiquement par le code interne du planificateur, et n'a pas besoin d'être rempli par le FDW.) Une autre différence est que, comme la liste des colonnes pour une jointure distante ne peut être trouvée dans les catalogues systèmes, le FDW doit remplir `fdw_scan_tlist` avec une liste appropriée de nœuds `TargetEntry`, représentant l'ensemble des colonnes qu'il fournira à l'exécution dans les lignes qu'il retournera.

Voir Section 57.4 pour des informations supplémentaires.

57.2.4. Routines FDW pour la mise à jour des tables distantes

Si un FDW supporte la modification des tables distantes, il doit fournir certaines ou toutes les fonctions callback suivant les besoins et les capacités du FDW :

```
void
AddForeignUpdateTargets (Query *parsetree,
                         RangeTblEntry *target_rte,
                         Relation target_relation);
```

Les opérations `UPDATE` et `DELETE` sont réalisées contre des lignes précédemment récupérées par des fonctions de parcours de table. Le FDW peut avoir besoin d'informations supplémentaires, comme

l'identifiant de la ligne ou les valeurs des colonnes formant la clé primaire pour s'assurer qu'il peut identifier la ligne exacte à mettre à jour ou à supprimer. Pour supporter cela, cette fonction peut ajouter des colonnes cibles supplémentaires cachées à la liste des colonnes qui doivent être récupérées de la table distante pendant une opération UPDATE ou DELETE.

Pour faire cela, ajoutez les éléments TargetEntry à parsetree->targetList, contenant les expressions des valeurs supplémentaires à récupérer. Chacun de ces entrées doit être marquée resjunk = true, et doit avoir un resname distinct qui l'identifiera à l'exécution. Évitez d'utiliser des noms correspondant à ctid*N*, wholerow ou wholerow*N*, car le système peut générer des colonnes ayant ces noms. Si les expressions supplémentaires sont plus complexes que de simples Vas, elles doivent être exécutées au travers de eval_const_expressions avant de les ajouter dans la liste de cibles (targetlist).

Bien que cette fonction soit appelée lors de l'optimisation, les informations fournies sont un peu différentes de celles des routines de planification. parsetree est l'arbre d'analyse pour la commande UPDATE ou DELETE alors que target_rte et target_relation décrivent la table distante cible.

Si le pointeur AddForeignUpdateTargets est initialisé à NULL, aucune expression cible supplémentaire ne sera ajoutée. (Ceci rend impossible l'implémentation des opérations DELETE bien que l'UPDATE est toujours faisable si le FDW se base sur une clé primaire ne changeant pas pour identifier les lignes.)

```
List *
PlanForeignModify (PlannerInfo *root,
                   ModifyTable *plan,
                   Index resultRelation,
                   int subplan_index);
```

Réalise toute opération supplémentaire de planification nécessaire pour une insertion, mise à jour ou suppression sur une table distante. Cette fonction génère l'information privée du FDW qui sera attachée au nœud du plan ModifyTable qui réalise la mise à jour. Cette information privée doit avoir la forme d'une List, et sera réalisée par BeginForeignModify lors de l'exécution.

root est l'information globale du planificateur sur la requête. plan est le nœud du plan ModifyTable qui est complet sauf pour le champ fdwPrivLists. resultRelation identifie la table distante cible par son index rangetable. subplan_index identifie la cible du nœud de plan ModifyTable en comptant à partir de zéro ; utilisez ceci si vous voulez indexer dans plan->plans ou toute autre sous-structure du nœud plan.

Voir Section 57.4 pour plus d'informations.

Si le pointeur PlanForeignModify est initialisé à NULL, aucune action supplémentaire n'est réalisée au moment de la planification, et la liste fdw_private renvoyée par BeginForeignModify vaudra NIL.

```
void
BeginForeignModify (ModifyTableState *mtstate,
                    ResultRelInfo *rinfo,
                    List *fdw_private,
                    int subplan_index,
                    int eflags);
```

Commence l'exécution d'une opération de modification de la table distante. Cette routine est appelée lors du démarrage de l'exécuteur. Elle doit réaliser toute initialisation nécessaire avant de procéder

aux modifications de la table. En conséquence, `ExecForeignInsert`, `ExecForeignUpdate` ou `ExecForeignDelete` seront appelées pour chaque ligne à insérer, mettre à jour ou supprimer.

`mtstate` est l'état général du nœud de plan `ModifyTable` en cours d'exécution ; les données globales sur le plan et l'état d'exécution sont disponibles via cette structure. `rinfo` est la structure `ResultRelInfo` décrivant la table distante cible. (Le champ `ri_FdwState` de `ResultRelInfo` est disponible pour que le FDW enregistre tout état privé dont il aurait besoin pour réaliser cette opération.) `fdw_private` contient les données privées générées par `PlanForeignModify`. `subplan_index` identifie la cible du nœud de plan `ModifyTable`. `eflags` contient les bits de drapeaux décrivant le mode opératoire de l'exécuteur pour ce nœud de plan.

Notez que quand `(eflags & EXEC_FLAG_EXPLAIN_ONLY)` est vrai, cette fonction ne devrait réaliser aucune action visible externe ; il devrait seulement faire le minimum requis pour rendre l'état du nœud valide pour `ExplainForeignModify` et `EndForeignModify`.

Si le pointeur `BeginForeignModify` est initialisé à `NULL`, aucune action n'est prise lors du démarrage de l'exécuteur.

Notez que cette fonction est aussi appelée lors de l'insertion de lignes déplacées dans une partition de type table distante ou lors de l'exécution de `COPY FROM` sur une table distante, auquel cas elle est appelée d'une façon différente que dans le cas d'un `INSERT`. Voir les fonctions callback décrites ci-dessous permettant au FDW de le supporter. described below that allow the FDW to support that.

```
TupleTableSlot *
ExecForeignInsert (EState *estate,
                   ResultRelInfo *rinfo,
                   TupleTableSlot *slot,
                   TupleTableSlot *planSlot);
```

Insère une ligne dans la table distante. `estate` est un état global de l'exécution de la requête. `rinfo` est la structure `ResultRelInfo` décrivant la table distante cible. `slot` contient la ligne à insérer ; ça correspondra à la définition du type de la ligne de la table distante. `planSlot` contient la ligne qui a été générée par le sous-plan du nœud `ModifyTable` ; cela diffère du `slot` qui contient aussi les colonnes supplémentaires. (Le `planSlot` a typiquement peu d'intérêt pour `INSERT` mais est fourni pour être complet.)

La valeur de retour est soit un emplacement contenant les données effectivement insérées (elles peuvent différer des données fournies, par exemple le résultat de l'action de triggers), soit NULL si aucune ligne n'a été insérée (là-aussi typiquement le résultat d'un trigger). Le `slot` peut être ré-utilisé dans ce contexte.

Les données dans l'emplacement renvoyé sont utilisées seulement si la requête `INSERT` a une clause `RETURNING` ou si la table distante a un trigger `AFTER ROW`. Les triggers requièrent toutes les colonnes mais le Foreign Data Wrapper pourrait choisir d'optimiser en ne renvoyant que certaines ou toutes les colonnes suivant le contenu de la clause `RETURNING`. Quoi qu'il en soit, un slot doit être renvoyé pour indiquer le succès. Dans le cas contraire, le nombre de lignes renvoyé par la requête sera mauvais.

Si le pointeur `ExecForeignInsert` est initialisé à `NULL`, les tentatives d'insertion dans la table distante échoueront avec un message d'erreur.

```
TupleTableSlot *
ExecForeignUpdate (EState *estate,
                   ResultRelInfo *rinfo,
                   TupleTableSlot *slot,
                   TupleTableSlot *planSlot);
```

Met à jour une ligne dans la table distante. `estate` est l'état global de l'exécution de la requête. `rinfo` est la structure `ResultRelInfo` décrivant la table distante cible. `slot` contient les nouvelles données de la ligne ; elles correspondront à la définition du type de ligne pour la table distante. `planSlot` contient la ligne qui a été générée par le sous-plan du nœud `ModifyTable` ; il diffère de `slot` car il peut contenir des colonnes supplémentaires. En particulier, toute colonne supplémentaire qui était réclamée par `AddForeignUpdateTargets` sera disponible à partir de cet emplacement.

La valeur de retour est soit un emplacement contenant la nouvelle ligne modifiée (elle peut différer des données fournies suite, par exemple, à l'exécution d'un trigger), ou NULL si aucune ligne n'a été réellement mise à jour (là-encore typiquement l'action d'un trigger). L'emplacement `slot` fourni peut être réutilisé dans ce contexte.

Les données renvoyées dans l'emplacement sont utilisées seulement si la requête `UPDATE` a une clause `RETURNING` ou si la table distante a un trigger `AFTER ROW`. Les triggers requièrent toutes les colonnes mais le Foreign Data Wrapper pourrait choisir d'optimiser en ne renvoyant que certaines ou toutes les colonnes suivant le contenu de la clause `RETURNING`. Quoi qu'il en soit, un slot doit être renvoyé pour indiquer le succès. Dans le cas contraire, le nombre de lignes renvoyé par la requête sera mauvais.

Si le pointeur `ExecForeignUpdate` est initialisé à `NULL`, les tentatives de mise à jour de la table distante échoueront avec un message d'erreur.

```
TupleTableSlot *
ExecForeignDelete (EState *estate,
                   ResultRelInfo *rinfo,
                   TupleTableSlot *slot,
                   TupleTableSlot *planSlot);
```

Supprime une ligne de la table distante. `estate` est l'état global de l'exécution de la requête. `rinfo` est la structure `ResultRelInfo` décrivant la table distante cible. `slot` ne contient rien d'utile à l'appel de la fonction mais peut être utilisé pour contenir la ligne renvoyée. `planSlot` contient la ligne générée par le sous-plan du nœud du plan `ModifyTable` ; en particulier, elle contient toute colonne supplémentaire réclamée par `AddForeignUpdateTargets`. Les colonnes supplémentaires doivent être utilisées pour identifier la ligne à supprimer.

La valeur de retour est soit un slot contenant la ligne supprimée soit NULL si aucune ligne n'a été supprimée (par exemple suite a déclenchement d'un trigger). Le `slot` fourni en référence peut être utilisé pour contenir la ligne à renvoyer.

Les données placées dans l'emplacement sont utilisées seulement si la requête `DELETE` dispose de la clause `RETURNING` ou si la table externe a un trigger `AFTER ROW`. Les triggers nécessitent toutes les colonnes mais le FDW pourrait choisir d'optimiser en ne renvoyant que certaines colonnes ou toutes suivant le contenu de la clause `RETURNING`. Néanmoins, un slot doit être renvoyé pour indiquer le succès. Dans le cas contraire, le nombre de lignes rapporté par la requête sera faux.

Si le pointeur `ExecForeignDelete` est initialisé à `NULL`, les tentatives de suppression dans la table distante échoueront avec un message d'erreur.

```
void
EndForeignModify (EState *estate,
                  ResultRelInfo *rinfo);
```

Termine la mise à jour et libère les ressources. Il n'est normalement pas importante de libérer la mémoire prise avec palloc mais, par exemple, les fichiers ouverts et les connexions vers des serveurs distants doivent être nettoyés.

Si le pointeur vers `EndForeignModify` est initialisé à `NULL`, aucune action n'a lieu pendant l'arrêt de l'exécuteur.

Les lignes insérées dans une table partitionnée à l'aide d' `INSERT` ou `COPY FROM` sont redirigées vers les partitions. Si un FDW supporte la redirection des lignes pour les partitions déclarées comme table distantes, il devra également fournir les fonctions de callback suivantes. Ces fonctions sont également appelées quand `COPY FROM` est exécuté sur une table distante.

```
void
BeginForeignInsert(ModifyTableState *mtstate,
                   ResultRelInfo *rinfo);
```

Débute l'exécution d'une opération d'insertion sur une table distante. Cette routine est appelée juste avant que la première ligne soit insérée dans la table distante quand il s'agit de la partition choisie par la redirection de ligne ou quand il s'agit de la cible spécifiée dans une commande `COPY FROM`. Elle devrait effectuer toute initialisation nécessaire avant l'insertion elle-même. Ensuite, `ExecForeignInsert` sera appelée pour chaque ligne devant être insérée dans la table distante.

`mtstate` est l'état général du nœud de plan `ModifyTable` en cours d'exécution ;; les données globales sur le plan et l'état d'exécution sont disponibles via cette structure. `rinfo` est la structure `ResultRelInfo` décrivant la table distante cible. (Le champ `ri_FdwState` de `ResultRelInfo` est disponible pour que le FDW enregistre tout état privé dont il aurait besoin pour réaliser cette opération.)

Quand elle est appelée par une commande `COPY FROM`, les données globales liées au plan contenues dans `mtstate` ne sont pas fournies et le paramètre `planSlot` de `ExecForeignInsert` appelée par la suite pour chaque ligne insérée vaut `NULL`, que la table distante soit la partition choisie par la redirection de ligne ou que cela soit la cible spécifiée dans la commande.

Si le pointeur `BeginForeignInsert` est initialisé à `NULL`, aucune action n'est faite pour l'initialisation.

Notez que si le FDW ne supporte pas les partitions de table distante routables et/ou l'exécution de `COPY FROM` sur des tables distantes, cette fonction ou `ExecForeignInsert` appelées après doivent renvoyer une erreur si nécessaire.

```
void
EndForeignInsert(EState *estate,
                 ResultRelInfo *rinfo);
```

Termine l'opération d'insertion et libère les ressources. Il n'est habituellement pas nécessaire de libérer la mémoire allouée via palloc. Par contre, les fichiers ouverts et les connexions aux serveurs distants doivent être libérés par exemple.

Si le pointeur `EndForeignInsert` est initialisé à `NULL`, aucune action n'est faite pour la fin de l'opération d'insertion.

```
int
IsForeignRelUpdatable (Relation rel);
```

Indique les opérations de mise à jour supportées par la table distante indiquée. La valeur de retour doit être un masque de bits correspondant aux numéros d'événement des règles, indiquant les opérations supportées par la table disante, en utilisant l'énumération `CmdType`. Autrement dit `(1 << CMD_UPDATE) = 4` pour `UPDATE`, `(1 << CMD_INSERT) = 8` pour `INSERT` et `(1 << CMD_DELETE) = 16` pour `DELETE`.

Si le pointeur `IsForeignRelUpdatable` est configuré à `NULL`, les tables distantes sont supposées accepter les INSERT, UPDATE et DELETE si le connecteur FDW fournit respectivement les fonctions `ExecForeignInsert`, `ExecForeignUpdate` et `ExecForeignDelete`. Cette fonction est uniquement nécessaire si le FDW supporte quelques tables modifiables et d'autres qui ne le sont pas. (Et même là, il est possible de renvoyer une erreur dans la routine d'exécution au lieu de vérifier avec cette fonction. Néanmoins, cette fonction est utilisé pour déterminer l'état modifiable des tables qui sera affiché dans les vues `information_schema`.)

Certaines insertions, mises à jour et suppressions vers des tables distantes peuvent être optimisées en implémentant un ensemble alternatif d'interfaces. Les interfaces habituelles pour les insertions, mises à jour et suppressions récupèrent les lignes du serveur distant, puis modifient les lignes, une par une. Dans certains cas, cette approche ligne par ligne est nécessaire mais elle peut s'avérer inefficace. S'il est possible pour le serveur distant de déterminer les lignes à modifier sans avoir à les récupérer, et qu'il n'y a pas de structures locales qui pourraient affecter l'opération (triggers locaux niveau ligne ou contraintes `WITH CHECK OPTION` à partir des vues parents), alors il est possible de s'arranger pour que l'opération entière soit réalisée sur le serveur distant. Les interfaces décrites ci-dessous rendent cela possible.

```
bool
PlanDirectModify (PlannerInfo *root,
                  ModifyTable *plan,
                  Index resultRelation,
                  int subplan_index);
```

Décide si l'exécution d'une modification directement sur le serveur distant est sûre. Dans ce cas, renvoie `true` après avoir réalisé les actions d'optimisation nécessaire pour cela. Dans le cas contraire, renvoie `false`. Cette fonction optionnelle est appelée lors de la planification de la requête. Si cette fonction réussit, `BeginDirectModify`, `IterateDirectModify` et `EndDirectModify` seront appelées à l'étape d'exécution. Dans le cas contraire, la modification de la table sera exécutée en utilisant les fonctions de modification de la table décrites ci-dessus. Les paramètres sont les mêmes que pour `PlanForeignModify`.

Pour exécuter la modification directe sur le serveur distant, cette fonction doit ré-écrire le sous-plan cible avec un nœud de plan `ForeignScan` qui exécute la modification directe sur le serveur distant. Le champ `operation` du `ForeignScan` doit être configuréé à l'énumération `CmdType` de façon approprié ; c'est-à-dire `CMD_UPDATE` pour `UPDATE`, `CMD_INSERT` pour `INSERT` et `CMD_DELETE` pour `DELETE`.

Voir Section 57.4 pour plus d'informations.

Si le pointeur `PlanDirectModify` est configuré à `NULL`, aucune tentative ne sera réalisée pour exécuter une modification directe sur le serveur distant.

```
void
BeginDirectModify (ForeignScanState *node,
                   int eflags);
```

Prépare une exécution d'une modification directe sur le serveur distant. Cette fonction est appelée lors du démarrage de l'exécuteur. Elle doit réaliser toute initialisation nécessaire avant la modification directe, qui doit être réalisée lors du premier appel à `IterateDirectModify`). Le nœud `ForeignScanState` a déjà été créée mais son champ `fdw_state` vaut toujours NULL. Des informations sur la table à modifier sont disponibles au travers du nœud `ForeignScanState` (en particulier, à partir du nœud `ForeignScan` sous-jacent, qui contient des informations privées au FDW fournies par `PlanDirectModify`). `eflags` contient des bits d'informations décrivant le mode d'opération de l'exécuteur pour ce nœud de plan.

Notez que quand `(eflags & EXEC_FLAG_EXPLAIN_ONLY)` est vrai, cette fonction ne doit pas réaliser d'actions visibles extérieurement ; elle doit seulement faire le minimum requis pour rendre valide l'état du nœud pour `ExplainDirectModify` et `EndDirectModify`.

Si le pointeur `BeginDirectModify` est configuré à `NULL`, aucune tentative ne sera réalisée pour exécuter une modification directe sur le serveur distant.

```
TupleTableSlot *
IterateDirectModify (ForeignScanState *node);
```

Quand la requête `INSERT`, `UPDATE` ou `DELETE` ne contient pas de clause `RETURNING`, renvoie simplement NULL après une modification directe sur le serveur distant. Quand la requête contient cette clause, récupère un résultat contenant la donnée nécessaire pour le traitement du `RETURNING`, le renvoyant dans un slot de ligne de table (le champ `ScanTupleSlot` du nœud doit être utilisé pour cela). Les données insérées, mises à jour ou supprimées doivent être enregistrées dans le champ `es_result_relation_info->ri_projectReturning->pi_exprContext->ecxt_scantuple` du `EState` du nœud. Renvoie NULL s'il n'y a plus de lignes disponibles. Notez que cette fonction est appelée dans un contexte mémoire à court terme qui sera réinitialisée à chaque appel. Créez un contexte mémoire dans `BeginDirectModify` si vous avez besoin d'un stockage d'une durée de vie plus importante ou utilisez `es_query_cxt` du champ `EState` du nœud.

Les lignes renvoyées doivent correspondre à la liste cible `fdw_scan_tlist` si une liste a été fournie. Sinon, elles doivent correspondre au type de ligne de la table externe en cours de modification. Si vous choisissez d'optimiser la récupération des colonnes inutiles pour le traitement de `RETURNING`, vous devez placer des valeurs NULL à la position de ces colonnes ou générer une liste `fdw_scan_tlist` en omettant les colonnes inutiles.

Que la requête ait la clause ou non, le nombre de lignes rapporté par la requête doit être incrémenté par le FDW lui-même. Quand la requête n'a pas de clause, le FDW doit aussi incrémenté le nombre de lignes pour le nœud `ForeignScanState` dans le cas d'un `EXPLAIN ANALYZE` case.

Si le pointeur `IterateDirectModify` est configuré à `NULL`, aucune tentative ne sera réalisée pour exécuter une modification directe sur le serveur distant.

```
void
EndDirectModify (ForeignScanState *node);
```

Nettoie après une modification directe sur le serveur distant. Il n'est normalement pas important de relâcher la mémoire allouée avec palloc mais, par exemple, des fichiers et des connexions ouvertes sur le serveur distant doivent fermés.

Si le pointeur `EndDirectModify` est configuré à `NULL`, aucune tentative ne sera réalisée pour exécuter une modification directe sur le serveur distant.

57.2.5. Routines FDW pour le verrouillage des lignes

Si un FDW veut supporter le *verrouillage tardif de lignes* (comme décrit à Section 57.5), il doit fournir les fonctions callbacks suivantes :

```
RowMarkType
GetForeignRowMarkType (RangeTblEntry *rte,
                       LockClauseStrength strength);
```

Indique quelle option de marquage de ligne utiliser pour une table distante. `rte` est le nœud `RangeTblEntry` pour la table et `strength` décrit la force du verrou requis par la clause

FOR UPDATE/SHARE, si applicable. Le résultat doit être un membre du type énumération RowMarkType.

Cette fonction est appelée durant la planification de la requête pour chaque table distante qui apparaît dans une requête UPDATE, DELETE, ou SELECT FOR UPDATE/SHARE et n'est pas la cible d'une commande UPDATE ou DELETE.

Si le pointeur de fonction GetForeignRowMarkType est positionné à NULL, l'option ROW_MARK_COPY est toujours utilisée. (Ceci implique que la fonction RefetchForeignRow ne sera jamais appelée, aussi elle n'a pas besoin d'être fournie non plus.)

Voir Section 57.5 pour plus d'informations.

```
HeapTuple
RefetchForeignRow (EState *estate,
                   ExecRowMark *erm,
                   Datum rowid,
                   bool *updated);
```

Récupère à nouveau une ligne à partir de la table distante, après l'avoir verrouillée si nécessaire. estate est l'état global d'exécution de la requête. erm est la structure ExecRowMark décrivant la table distante cible et le type de verrou ligne (si applicable) à prendre. rowid identifie la ligne à récupérer. updated est un paramètre de sortie.

Cette fonction devrait renvoyer une copie allouée avec palloc de la ligne récupérée, ou NULL si le verrou ligne n'a pas pu être obtenu. Le verrou ligne à prendre est défini par erm->markType, qui est la valeur précédemment renvoyée par la fonction GetForeignRowMarkType. (ROW_MARK_REFERENCE signifie de juste récupérer la ligne sans prendre aucun verrou, et ROW_MARK_COPY ne sera jamais vu par cette routine.)

En complément, *updated devrait être positionné à true si ce qui a été récupéré est une version mise à jour de la ligne plutôt que la même version obtenue précédemment. (Si le FDW ne peut être sûr à propos de cette information, retourner toujours true est recommandé.)

Notez que par défaut, l'échec pour prendre un verrou ligne devrait avoir pour conséquence de lever une erreur ; un retour NULL est seulement approprié si l'option SKIP LOCKED est spécifié par erm->waitPolicy.

rowid est la valeur de ctid précédemment lue pour la ligne récupérée à nouveau. Bien que la valeur rowid est envoyée comme type Datnum, elle ne peut être actuellement que de type tid. L'API de la fonction est choisie dans l'espoir qu'il sera possible d'autoriser d'autre types de données pour les identifiants des lignes dans le futur.

Si le pointeur de fonction RefetchForeignRow est positionné sur NULL, les tentatives de récupération à nouveau des lignes échoueront avec un message d'erreur.

Voir Section 57.5 pour plus d'informations.

```
bool
RecheckForeignScan (ForeignScanState *node, TupleTableSlot *slot);
```

Vérifie à nouveau qu'une ligne retournée précédemment correspond toujours au parcours et aux qualificatifs de jointures, et éventuellement fournit une version modifiée de la ligne. Pour les wrappers de données distantes qui ne supportent pas les jointures (*join push-down*), il sera plus pratique de positionner ce pointeur de fonction à NULL et, à la place, configurer fdw_recheck_quals de manière appropriée. Cependant lorsque des jointures externes sont poussées au serveur distant, il n'est

pas suffisant d'appliquer à nouveau les vérifications applicables à toutes les tables de base à la ligne résultat, même si tous les attributs nécessaires sont présents, parce que l'impossibilité de mettre en correspondance certains qualificatifs pourrait résulter en la mise à NULL de certaines colonnes, plutôt qu'aucune ligne ne soit retournée. `RecheckForeignScan` peut vérifier à nouveau les qualificatifs et renvoyer true si ils sont toujours satisfaits et false dans le cas contraire, mais elle peut aussi stocker une ligne de remplacement dans l'emplacement fourni.

Pour implémenter le support des jointures, un wrapper de données distantes construira typiquement un plan alternatif local qui est utilisé uniquement pour les revérifications ; celui-ci deviendra le sous-plan externe de `ForeignScan`. Lorsqu'une revérification est requise, ce sous-plan peut être exécuté et la ligne résultante peut être stockée dans l'emplacement. Ce plan n'a pas besoin d'être efficace car aucune table de base ne retournera plus d'une ligne ; par exemple, il peut réaliser toutes les jointures comme des boucles imbriquées. La fonction `GetExistingLocalJoinPath` peut être utilisée pour rechercher des chemins existants dans un chemin de jointure local convenable, qui est utilisable comme plan de jointure local alternatif. `GetExistingLocalJoinPath` recherche un chemin sans paramètre dans la liste de chemins de la relation de jointure spécifiée (si un tel chemin n'existe pas, elle renvoie NULL, ce qui fait que le FDW pourrait construire un chemin local lui-même ou pourrait choisir de ne pas créer de chemins d'accès pour cette jointure).

57.2.6. Routines FDW pour `EXPLAIN`

```
void
ExplainForeignScan (ForeignScanState *node,
                    ExplainState *es);
```

Affiche une sortie `EXPLAIN` supplémentaire pour un parcours de table distante. Cette fonction peut faire appel à `ExplainPropertyText` et aux fonctions relatives pour ajouter des champs à la sortie d'`EXPLAIN`. Les champs drapeaux dans `es` peuvent être utilisés pour déterminer ce qui doit être affiché, et l'état du nœud `ForeignScanState` peut être inspecté pour fournir des statistiques d'exécution dans le cas du `EXPLAIN ANALYZE`.

Si le pointeur `ExplainForeignScan` vaut `NULL`, aucune information supplémentaire n'est affichée lors de l'`EXPLAIN`.

```
void
ExplainForeignModify (ModifyTableState *mtstate,
                      ResultRelInfo *rinfo,
                      List *fdw_private,
                      int subplan_index,
                      struct ExplainState *es);
```

Affiche une sortie supplémentaire pour `EXPLAIN` lors de la mise à jour d'une table distante. Cette fonction peut appeler `ExplainPropertyText` et les fonctions en relation pour ajouter des champs à la sortie d'`EXPLAIN`. Les champs drapeaux de `es` peuvent être utilisés pour déterminer quoi afficher, et l'état du nœud `ModifyTableState` peut être inspecté pour fournir des statistiques en exécution dans le cas du `EXPLAIN ANALYZE`. Les quatre premiers arguments sont les mêmes que pour `BeginForeignModify`.

Si le pointeur `ExplainForeignModify` vaut `NULL`, aucune information supplémentaire n'est affichée lors de l'`EXPLAIN`.

```
void
ExplainDirectModify (ForeignScanState *node,
                     ExplainState *es);
```

Affiche une sortie EXPLAIN supplémentaire pour une modification directe sur le serveur distant. Cette fonction peut appeler ExplainPropertyText et les fonctions relatives pour ajouter des champs à la sortie d'EXPLAIN. Les champs flag dans es peuvent être utilisés pour déterminer ce qui doit être affiché, et l'état du nœud ForeignScanState peut être inspecté pour fournir des statistiques à l'exécution dans le cas d'un EXPLAIN ANALYZE.

Si le pointeur ExplainDirectModify est configuré à NULL, aucune information supplémentaire n'est affichée pendant un EXPLAIN.

57.2.7. Routines FDW pour ANALYZE

```
bool
AnalyzeForeignTable (Relation relation,
                     AcquireSampleRowsFunc *func,
                     BlockNumber *totalpages);
```

Cette fonction est appelée quand ANALYZE est exécuté sur une table distante. Si le wrapper de données distantes peut récupérer des statistiques pour cette table distante, il doit renvoyer true, et fournir un pointeur vers une fonction qui récupérera un échantillon de lignes à partir de la table dans *func*, ainsi que la taille estimée de la table en blocs dans *totalpages*. Sinon, il doit renvoyer false.

Si le wrapper de données distantes ne supporte pas la récupération de statistiques quelque soit la table, le pointeur AnalyzeForeignTable doit être configuré à NULL.

Si fourni, la fonction de récupération de l'échantillon doit avoir la signature suivante :

```
int
AcquireSampleRowsFunc(Relation relation,
                      int elevel,
                      HeapTuple *rows,
                      int targrows,
                      double *totalrows,
                      double *totaldeadrows);
```

Un échantillon récupéré au hasard et comprenant au plus *targrows* lignes doit être récupéré à partir de la table et stocké dans le tableau *rows* fourni par l'appelant. Le nombre réel de lignes récupérées doit être renvoyé. De plus, les estimations du nombre total de lignes vivantes et mortes doivent être enregistrées dans les paramètres en sortie appelés *totalrows* et *totaldeadrows*. (Configurez *totaldeadrows* à zéro si le wrapper de données distantes ne connaît pas le concept des lignes mortes.)

57.2.8. Routines FDW pour IMPORT FOREIGN SCHEMA

```
List *
ImportForeignSchema (ImportForeignSchemaStmt *stmt, Oid serverOid);
```

Obtient une liste des commandes de création de tables distantes. Cette fonction est appelée lors de l'exécution de IMPORT FOREIGN SCHEMA, et il lui est passé l'arbre d'analyse pour cette instruction, ainsi que l'OID du serveur distant à utiliser. Elle devrait renvoyer une liste de chaînes

C, chacune d'entre elles devant contenir une commande CREATE FOREIGN TABLE. Ces chaînes seront analysées et exécutées par le serveur principal.

À l'intérieur de la structure `ImportForeignSchemaStmt`, `remote_schema` est le nom du schéma distant à partir duquel les tables sont à importer. `list_type` indique comment filtrer les noms de tables : `FDW_IMPORT_SCHEMA_ALL` signifie que toutes les tables dans le schéma distant devraient être importées (dans ce cas, `table_list` est vide), `FDW_IMPORT_SCHEMA_LIMIT_TO` signifie d'inclure seulement les tables listées dans `table_list`, et `FDW_IMPORT_SCHEMA_EXCEPT` signifie d'exclure les tables listées dans `table_list`. `options` est une liste d'options utilisées pour le processus d'import. La signification des options relève du FDW. Par exemple, un FDW pourrait utiliser une option pour définir si les attributs `NOT NULL` des colonnes devraient être importés. Ces options n'ont pas besoin d'avoir une quelconque relation avec celles supportées par le FDW pour les objets base de données.

Le FDW peut ignorer le champ `local_schema` de `ImportForeignSchemaStmt`, parce que le serveur principal insérera automatiquement ce nom dans les commandes `CREATE FOREIGN TABLE` analysées.

Le FDW n'a pas besoin de mettre en place lui-même le filtrage spécifié par `list_type` et `table_list`, dans la mesure où le serveur principal ignorera automatiquement les commandes renvoyées pour les tables exclues selon ces options. Cependant, il est souvent utile d'éviter le travail de création des commandes pour les tables exclues dès le départ. La fonction `IsImportableForeignTable()` peut être utile pour tester si une table distante donnée passera ou pas le filtre.

Si le FDW ne supporte pas l'import de définition de tables, le pointeur de fonction `ImportForeignSchema` peut être positionné à `NULL`.

57.2.9. Routines FDW pour une exécution parallélisée

Un nœud `ForeignScan` peut, en option, supporter une exécution parallélisée. Un `ForeignScan` parallélisée sera exécutée par plusieurs processus et devra renvoyer chaque ligne une fois seulement au travers de tous les processus coopérant. Pour faire cela, les processus peuvent se coordonner avec des ensembles de taille fixe de mémoire partagée dynamique. Cette mémoire partagée n'est pas garantie d'être placée à la même adresse pour chaque processus, donc il ne doit pas contenir de pointeurs. Les fonctions suivantes sont toutes optionnelles général, mais elles sont requises si une exécution parallèle doit être supportée.

```
bool
IsForeignScanParallelSafe(PlannerInfo *root, RelOptInfo *rel,
                          RangeTblEntry *rte);
```

Teste si un parcours peut être réalisé avec un processus parallèle. Cette fonction sera seulement appelée quand le planificateur pense qu'un plan parallélisé est possible, et doit renvoyer true si un tel plan est sûr pour ce parcours. Ceci ne sera généralement pas le cas si la source de données distante a des sémantiques transactionnelles, sauf si la connexion du processus supplémentaire peut être en quelque sorte partagée dans le même contexte transactionnelle que celui du processus maître

Si ce callback n'est pas défini, il est supposé que le parcours doit avoir lieu au niveau du processus maître. Notez que renvoyer true ne signifie pas que le parcours sera parallélisé. Cela signifie seulement qu'il est possible de l'effectuer avec des processus parallèles. De ce fait, il peut être utile de définir cette méthode même quand l'exécution parallélisée n'est pas supportée.

```
Size
EstimateDSMForeignScan(ForeignScanState *node, ParallelContext
 *pcxt);
```

Estime la quantité de mémoire partagée dynamique requis pour une opération parallélisée. Cette valeur pourrait être supérieure à la quantité réellement utilisée mais elle ne peut pas être inférieure. La valeur renvoyée est en octets. Cette fonction est optionnelle et peut être omise si elle n'est pas nécessaire. Mais si elle est omise, les trois fonctions suivantes peuvent elles-aussi être omises parce qu'aucune mémoire partagée ne sera allouée pour une utilisation avec le FDW.

```
void
InitializeDSMForeignScan(ForeignScanState *node, ParallelContext
 *pcxt,
                         void *coordinate);
```

Initialise la mémoire partagée dynamique qui sera requise pour une opération parallélisée ; `coordinate` pointe vers une partie de mémoire partagée de même taille que la valeur de retour de `EstimateDSMForeignScan`. Cette fonction est optionnelle et peut être omise si nécessaire.

```
void
ReInitializeDSMForeignScan(ForeignScanState *node, ParallelContext
 *pcxt,
                           void *coordinate);
```

Ré-initialise la mémoire partagée dynamique requise pour les opérations parallélisées quand le nœud du plan pour le parcours distant va être ré-exécuté. Cette fonction est optionnelle et peut être omise si nécessaire. La pratique recommandée est que cette fonction réinitialise seulement l'état partagé alors que la fonction `ReScanForeignScan` réinitialise seulement l'état local. Actuellement, cette fonction sera appelée avant `ReScanForeignScan` mais il est préférable de ne pas se baser sur cet ordre.

```
void
InitializeWorkerForeignScan(ForeignScanState *node, shm_toc *toc,
                            void *coordinate);
```

Initialise un état local d'un processus parallèle suivant l'état partagé configuré dans le processus maître par `InitializeDSMForeignScan`. Cette fonction est optionnelle et peut être omise si nécessaire.

```
void
ShutdownForeignScan(ForeignScanState *node);
```

Libères les ressources quand il anticipé que le nœud ne sera pas exécuté entièrement. Cette fonction ne sera pas appelée dans tous les cas; parfois, `EndForeignScan` peut être appelée sans que cette fonction ait été appelée avant. Puisque le segment DSM utilisé par les requêtes parallèles est détruit juste après que ce callback soit appelé, les wrappers de données distantes qui désirent effectuer des actions avant que le segment DSM disparaissent devraient implémenter cette méthode.

57.2.10. FDW Routines For reparameterization of paths

```
List *
ReparameterizeForeignPathByChild(PlannerInfo *root, List
 *fdw_private,
                                 RelOptInfo *child_rel);
```

Cette fonction est appelée lors de la conversion d'un chemin paramétré par le plus haut parent de la relation enfant `child_rel` spécifiée devant être paramétrée avec la relation enfant. Cette fonction est utilisée pour reparamétrer n'importe quel chemin ou traduire n'importe quel nœud d'expression enregistré dans le membre `fdw_private` du `ForeignPath` spécifié. Le callback peut utiliser `reparameterize_path_by_child`, `adjust_appendrel_attrs` ou `adjust_appendrel_attrs_multilevel` selon son besoin.

57.3. Fonctions d'aide pour les wrapper de données distantes

Plusieurs fonctions d'aide sont exportées à partir du cœur du serveur, pour que les auteurs de wrappers de données distantes puissent accéder facilement aux attributs des objets en relation avec les wrappers, comme par exemple les options d'un wrapper. Pour utiliser une de ces fonctions, vous avez besoin d'inclure le fichier en-tête `foreign/foreign.h` dans votre fichier source. Cet en-tête définit aussi les types de structures qui sont renvoyés par ces fonctions.

```
ForeignDataWrapper *
GetForeignDataWrapper(Oid fdwid);
```

Cette fonction renvoie un objet `ForeignDataWrapper` pour le wrapper de données distantes de l'OID spécifié. Un objet `ForeignDataWrapper` contient les propriétés du wrapper (voir `foreign/foreign.h` pour les détails).

```
ForeignServer *
GetForeignServer(Oid serverid);
```

Cette fonction renvoie un objet `ForeignServer` pour le serveur distant de l'OID donné. Un objet `ForeignServer` contient les propriétés du serveur (voir `foreign/foreign.h` pour les détails).

```
UserMapping *
GetUserMapping(Oid userid, Oid serverid);
```

Cette fonction renvoie un objet `UserMapping` pour la correspondance utilisateur du rôle donné sur le serveur donné. (S'il n'existe pas de correspondance utilisateur, la fonction renvoie la correspondance pour `PUBLIC` ou une erreur si cette dernière n'existe pas non plus.) Un objet `UserMapping` contient les propriétés de la correspondance utilisateur (voir `foreign/foreign.h` pour les détails).

```
ForeignTable *
GetForeignTable(Oid relid);
```

Cette fonction renvoie un objet `ForeignTable` pour la table distante de l'OID donné. Un objet `ForeignTable` contient les propriétés de la table distante (voir `foreign/foreign.h` pour les détails).

```
List *
GetForeignColumnOptions(Oid relid, AttrNumber attnum);
```

Cette fonction renvoie les opérations du wrapper de données distantes par colonne pour l'OID de la table distante donnée et le numéro de l'attribut sous la forme d'une liste de `DefElem`. NIL est renvoyé sur la colonne n'a pas d'options.

Certains types d'objets ont des fonctions de recherche basées sur le nom en plus de celles basées sur l'OID :

```
ForeignDataWrapper *
GetForeignDataWrapperByName(const char *name, bool missing_ok);
```

Cette fonction renvoie un objet `ForeignDataWrapper` pour le wrapper de données distante du nom indiqué. Si le wrapper n'est pas trouvé, cette fonction renvoie NULL si missing_ok vaut true, et renvoie une erreur sinon.

```
ForeignServer *
GetForeignServerByName(const char *name, bool missing_ok);
```

Cette fonction renvoie un objet `ForeignServer` pour le serveur distant du nom donné. Si le serveur n'est pas trouvé, cette fonction renvoie NULL si missing_ok vaut true, et renvoie une erreur sinon.

57.4. Planification de la requête avec un wrapper de données distantes

Les fonctions d'appels d'un wrapper de données distantes, `GetForeignRelSize`, `GetForeignPaths`, `GetForeignPlan`, `PlanForeignModify`, `GetForeignJoinPaths`, `GetForeignUpperPaths` et `PlanDirectModify` doivent s'intégrer au fonctionnement du planificateur de PostgreSQL. Voici quelques notes sur ce qu'elles doivent faire.

Les informations dans `root` et `baserel` peuvent être utilisées pour réduire la quantité d'informations qui doivent être récupérées sur la table distante (et donc réduire le coût) `baserel->baserestrictinfo` est tout particulièrement intéressant car il contient les qualificatifs de restriction (clauses `WHERE`) qui doivent être utilisées pour filtrer les lignes à récupérer. (Le wrapper lui-même n'est pas requis de respecter ces clauses car l'exécuteur du moteur peut les vérifier à sa place.) `baserel->reltargetlist` peut être utilisé pour déterminer les colonnes à récupérer ; mais notez qu'il liste seulement les colonnes qui doivent être émises par le nœud `ForeignScan`, et non pas les colonnes qui sont utilisées pour satisfaire l'évaluation des qualificatifs et non renvoyées par la requête.

Divers champs privés sont disponibles pour que les fonctions de planification du wrapper de données distantes conservent les informations. Habituellement, tout ce que vous stockez dans les champs privées doit avoir été alloué avec la fonction palloc, pour que l'espace soit récupéré à la fin de la planification.

`baserel->fdw_private` est un pointeur `void` disponible pour que les fonctions de planification du wrapper y stockent des informations correspondant à la table distante spécifique. Le planificateur du moteur n'y touche pas sauf lors de son initialisation à NULL quand le nœud `RelOptInfo` est créé. Il est utile de passer des informations de `GetForeignRelSize` à `GetForeignPaths` et/ou `GetForeignPaths` à `GetForeignPlan`, évitant du coup un recalcul.

`GetForeignPaths` peut identifier la signification de chemins d'accès différents pour enregistrer des informations privées dans le champ `fdw_private` des nœuds `ForeignPath`. `fdw_private` est déclaré comme un pointeur `List` mais peut contenir réellement n'importe quoi car le planificateur du moteur n'y touche pas. Néanmoins, une bonne pratique est d'utiliser une représentation qui est

affichable par `nodeToString`, pour son utilisation avec le support du débogage disponible dans le processus.

`GetForeignPlan` peut examiner le champ `fdw_private` du nœud `ForeignPath`, et peut générer les listes `fdw_exprs` et `fdw_private` à placer dans le nœud de plan `ForeignScan`, où elles seront disponibles au moment de l'exécution. Les deux listes doivent être représentées sous une forme que `copyObject` sait copier. La liste `fdw_private` n'a pas d'autres restrictions et n'est pas interprétée par le processus moteur. La liste `fdw_exprs`, si non NULL, devrait contenir les arbres d'expressions qui devront être exécutées. Ces arbres passeront par un post-traitement par le planificateur qui les rend complètement exécutables.

Dans `GetForeignPlan`, habituellement, la liste cible fournie peut être copiée dans le nœud du plan tel quel. La liste `scan_clauses` fournie contient les mêmes clauses que `baserel->baserestrictinfo` mais ces clauses pourraient être ré-ordonnées pour une meilleure efficacité à l'exécution. Dans les cas simples, le wrapper peut seulement supprimer les nœuds `RestrictInfo` de la liste `scan_clauses` (en utilisant `extract_actual_clauses`) et placer toutes les clauses dans la liste des qualificatifs du nœud. Cela signifie que toutes les clauses seront vérifiées par l'exécuteur au moment de l'exécution. Les wrappers les plus complexes peuvent être capables de vérifier certaines clauses en interne, auquel cas ces clauses peuvent être supprimées de la liste de qualificatifs du nœud du plan pour que le planificateur ne perde pas de temps à les vérifier de nouveau.

Comme exemple, le wrapper peut identifier certaines clauses de restriction de la forme *`variable_distante`* = *`sous_expression`*, qui, d'après lui, peut être exécuté sir le serveur distant en donnant la valeur évaluée localement de la *`sous_expression`*. L'identification réelle d'une telle clause doit survenir lors de l'exécution de `GetForeignPaths` car cela va affecter l'estimation ddu coût pour le chemin. Le champ `fdw_private` du chemin pourrait probablement inclure un pointeur vers le nœud `RestrictInfo` de la clause identifiée. Puis, `GetForeignPlan` pourrait supprimer cette clause de scan_clauses et ajouter la *`sous_expression`* à `fdw_exprs` pour s'assurer qu'elle soit convertie en une forme exécutable. Il pourrait aussi placer des informations de contrôle dans le champ `fdw_private` du nœud pour dire aux fonctions d'exécution ce qu'il faudra faire au moment de l'exécution. La requête transmise au serveur distant va impliquer quelque chose comme `WHERE` *`variable_distante`* `= $1`, avec la valeur du paramètre obtenu à l'exécution à partir de l'évaluation de l'arbre d'expression `fdw_exprs`.

Toutes les clauses enlevées de la liste des qualificatifs du nœud du plan doivent être à la place ajoutées à `fdw_recheck_quals` ou vérifiées à nouveau par `RecheckForeignScan` pour permettre un fonctionnement correct au niveau d'isolation `READ COMMITED`. Lorsqu'une mise à jour concurrente survient pour une autre table concernée par la requête, l'exécuteur peut avoir besoin de vérifier que tous les qualificatifs originaux sont encore satisfaits pour la ligne, éventuellement avec un ensemble différent de valeurs pour les paramètres. L'utilisation de `fdw_recheck_quals` est typiquement plus facile que de mettre en place les vérifications à l'intérieur de `RecheckForeignScan`, mais cette méthode sera insuffisante lorsque des jointures externes ont été poussées, dans la mesure où les lignes jointes dans ce cas peuvent avoir certaines colonnes à NULL sans rejeter la ligne entièrement.

Un autre champ `ForeignScan` qui peut être rempli par les FDW est `fdw_scan_tlist`, qui décrit les lignes renvoyées par le FDW pour ce nœud du plan. Pour les parcours simples de tables distantes, il peut être positionné à `NIL`, impliquant que les lignes renvoyées ont le type de ligne déclaré pour la table distante. Une valeur différente de `NIL` doit être une liste cible (liste de `TargetEntry`) contenant des variables et/ou expressions représentant les colonnes renvoyées. Ceci peut être utilisé, par exemple, pour montrer que le FDW a omis certaines colonnes qu'il a noté comme non nécessaire à la requête. Aussi, si le FDW peut calculer des expressions utilisées par la requête de manière moins coûteuse que localement, il pourrait ajouter ces expressions à `fdw_scan_tlist`. Notez que les plans de jointure (créés à partir des chemins construits par `GetForeignJoinPaths`) doivent toujours fournir `fdw_scand_tlist` pour décrire l'ensemble des colonnes qu'ils retourneront.

Le wrapper de données distantes devrait toujours construire au moins un chemin qui dépend seulement des clauses de restriction de la table. Dans les requêtes de jointure, il pourrait aussi choisir de construire des chemins qui dépendent des clauses de jointures. Par exemple, *`variable_distante`* `=` *`variable_local`*. De telles clauses ne se trouveront pas dans

`baserel->baserestrictinfo` mais doivent être dans les listes de jointures des relations. Un chemin utilisant une telle clause est appelé un « parameterized path ». Il doit identifier les autres relations utilisées dans le(s) clause(s) de jointure sélectionnée(s) avec une valeur convenable pour `param_info` ; utilisez `get_baserel_parampathinfo` pour calculer cette valeur. Dans `GetForeignPlan`, la portion *`local_variable`* de la clause de jointure pourra être ajoutée à `fdw_exprs`, et ensuite à l'exécution, cela fonctionne de la même façon que pour une clause de restriction standard.

Si un FDW supporte les jointures distantes, `GetForeignJoinPaths` devrait produire `ForeignPath` pour les jointures distantes potentielles essentiellement de la même manière que `GetForeignPaths` le fait pour les tables de base. L'information à propos de la jointure envisagée peut être passée à `GetForeignPlan` de la même manière que décrit ci-dessus. Cependant, `baserestrictinfo` n'est pas applicable pour les tables d'une jointure ; à la place, les clauses de jointure applicables pour une jointure particulière sont passées à `GetForeignJoinPaths` comme un paramètre séparé (`extra->restrictlist`).

Un FDW pourrait supporter en plus l'exécution direct de certaines actions d'un plan, qui sont au-dessus du niveau d'un parcours ou d'une jointure, comme par exemple un regroupement ou un agrégat. Pour proposer ce genre d'options, le FDW doit générer des chemins et les insérer dans la *relation de niveau supérieur* appropriée. Par exemple, un chemin représentant un agrégat distant doit être inséré dans la relation `UPPERREL_GROUP_AGG`, en utilisant `add_path`. Ce chemin sera comparé suivant son coût et celui d'un agrégat local réalisé en lisant un chemin de parcours simple de la relation externe (notez qu'un tel chemin doit aussi être fourni... dans le cas contraire, une erreur est renvoyée lors de l'optimisation). Si le chemin de l'agrégat distant gagne (ce qui sera généralement le cas), il sera converti en un plan standard en appelant `GetForeignPlan`. L'endroit recommendé pour générer de tels chemins est dans la fonction callback `GetForeignUpperPaths`, qui est appelée pour chaque relation supérieure (autrement dit, chaque étape de traitement post-parcours/jointure) si toutes les relations de base de la requête viennent du même FDW.

`PlanForeignModify` et les autres callbacks décrits dans Section 57.2.4 sont conçus autour de la supposition que la relation externe sera parcourue de la façon standard et qu'ensuite, les mises à jour individuelles de lignes seront réalisées par un nœud local `ModifyTable`. Cette approche est nécessaire dans le cas général où une mise à jour nécessite de lire des tables locales ainsi que des tables externes. Néanmoins, si l'opération pouvoit être exécutée entièrement par le serveur distant, le FDW pourrait générer un plan représentant cela et l'insérer dans la relation de niveau supérieur `UPPERREL_FINAL`, où il serait comparé avec l'approche `ModifyTable`. Cette approche pourrait être utilisé pour implémenter un `SELECT FOR UPDATE` distant, plutôt que d'utiliser les callbacks de verrouillage de ligne décrits dans Section 57.2.5. Gardez à l'exprit qu'un chemin inséré dans `UPPERREL_FINAL` est responsable de l'implémentation de *tout* le comportement de cette requête.

Lors de la planification d'un `UPDATE` ou d'un `DELETE`, `PlanForeignModify` et `PlanDirectModify` peuvent rechercher la structure `RelOptInfo` pour la table distante et utiliser la donnée `baserel->fdw_private` créée précédemment par les fonctions de planification de parcours. Néanmoins, pour un `INSERT`, la table cible n'est pas parcourue, donc il n'existe aucun `RelOptInfo` pour elle. La structure `List` renvoyée par `PlanForeignModify` a les mêmes restrictions que la liste `fdw_private` d'un nœud de plan `ForeignScan`, c'est-à-dire qu'elle doit contenir seulement les structures que `copyObject` sait copier.

Une commande `INSERT` avec une clause `ON CONFLICT` ne supporte pas la spécification d'une cible de conflit, dans la mesure où les contraintes uniques ou les contraintes d'exclusion sur les tables distantes ne sont pas localement connues. Ceci entraîne également que `ON CONFLICT DO UPDATE` n'est pas supporté car la spécification est obligatoire ici.

57.5. Le verrouillage de ligne dans les wrappers de données distantes

Si le mécanisme de stockage sous-jacent à un FDW a un concept de verrouillage individuel des lignes pour prévenir des mises à jour concurrentes de ces lignes, il est généralement intéressant

pour le FDW d'effectuer des verrouillages de niveau ligne avec une approximation aussi proche que possible de la sémantique utilisée pour les tables ordinaires de PostgreSQL. Ceci implique de multiples considérations.

Une décision clef à prendre est si il vaut mieux effectuer un *verrouillage précoce* ou un *verrouillage tardif*. Dans le verrouillage précoce, une ligne est verrouillée lorsqu'elle est récupérée pour la première fois à partir du stockage sous-jacent, alors qu'avec le verrouillage tardif, la ligne est verrouillée seulement lorsque le besoin est connu et nécessaire. (La différence survient parce que certaines lignes peuvent être abandonnées par des restrictions vérifiées localement ou des conditions de jointure.) Le verrouillage précoce est beaucoup plus simple et évite des allers-retours supplémentaires vers le stockage distant, mais il peut entraîner des verrouillages de lignes qui n'auraient pas eu besoin de l'être, résultant en une réduction de la concurrence voire même des deadlocks inattendus. De plus, le verrouillage tardif n'est possible seulement que si la ligne à verrouiller peut être identifiée de manière unique à nouveau plus tard. Idéalement, l'identifiant de ligne devrait identifier une version spécifique de la ligne, comme les TID de PostgreSQL le font.

Par défaut, PostgreSQL ignore les considérations de verrouillage lorsqu'il s'interface avec les FDW, mais un FDW peut effectuer un verrouillage précoce sans un support explicite du code du serveur principal. Les fonctions de l'API décrites dans le Section 57.2.5, qui ont été ajoutées dans la version 9.5 de PostgreSQL, autorise un FDW à utiliser un verrouillage tardif si il le désire.

Une considération supplémentaire est que dans le niveau d'isolation `READ COMMITTED`, PostgreSQL peut avoir besoin de vérifier à nouveau les restrictions et conditions de jointures avec une version mise à jour de certaines lignes. Vérifier à nouveau des conditions de jointure requiert d'obtenir à nouveau des copies des lignes non ciblées qui étaient auparavant jointes à la ligne cible. En travaillant avec des tables standards PostgreSQL, ceci est effectué en incluant les TID des tables non ciblées dans la liste des colonnes projetées via la jointure, puis en récupérant à nouveau les lignes non ciblées si nécessaire. Cette approche maintient l'ensemble des données jointes compact, mais il demande une capacité peu coûteuse de récupération à nouveau, ainsi qu'un TID qui peut identifier de manière unique la version de la ligne à récupérer à nouveau. Par défaut, donc, l'approche utilisée avec les tables distantes est d'inclure une copie de la ligne entière récupérée dans la liste de colonnes projetée via la jointure. Ceci n'impose rien au FDW mais peut entraîner des performances réduites des jointures par fusion ou hachage. Un FDW qui remplit les conditions pour récupérer à nouveau peut choisir de le faire.

Pour une commande `UPDATE` ou `DELETE` sur une table distante, il est recommandé que l'opération de `ForeignScan` sur la table cible effectue un verrouillage précoce sur les lignes qu'elle récupère, peut-être via un équivalent de la commande `SELECT FOR UPDATE`. Un FDW peut détecter si une table est la cible d'une commande `UPDATE`/`DELETE` lors de la planification en comparant son relid à `root->parse->resultRelation`, ou lors de l'exécution en utilisant la fonction `ExecRelationIsTargetRelation()`. Une possibilité alternative est d'effectuer un verrouillage tardif à l'intérieur des fonctions callback `ExecForeignUpdate` ou `ExecForeignDelete`, mais aucun support spécial n'est fourni pour cela.

Pour les tables distantes qui sont verrouillées par une commande `SELECT FOR UPDATE/SHARE`, l'opération `ForeignScan` peut encore effectuer un verrouillage précoce en récupérant des lignes avec l'équivalent de la commande `SELECT FOR UPDATE/SHARE`. Pour effectuer à la place un verrouillage tardif, fournissez les fonctions callback définies à Section 57.2.5. Dans `GetForeignRowMarkType`, sélectionner l'option rowmark `ROW_MARK_EXCLUSIVE`, `ROW_MARK_NOKEYEXCLUSIVE`, `ROW_MARK_SHARE` ou `ROW_MARK_KEYSHARE` en fonction de la force du verrouillage demandé. (Le code du serveur principal agira de la même manière indépendamment de l'option choisie parmi ces quatre options.) Ailleurs, vous pouvez détecter si une table distante a été verrouillée par ce type de commandes en utilisant la fonction `get_plan_rowmark` lors de la planification ou la fonction `ExecFindRowMark` lors de l'exécution ; vous devez vérifier non seulement si une structure rowmark non nulle est renvoyée, mais également que son champ `strength` n'est pas égal à `LCS_NONE`.

Enfin, pour les tables distantes qui sont utilisées dans une commande `UPDATE`, `DELETE` ou `SELECT FOR UPDATE/SHARE` sans demande de verrouillage de ligne, vous pouvez passer outre le choix par défaut de copier les lignes entières dans la fonction `GetForeignRowMarkType`

en sélectionnant l'option ROW_MARK_REFERENCE lorsqu'elle voit comme valeur de puissance de verrouillage LCS_NONE. Ceci aura pour conséquence d'appeler RefetchForeignRow avec cette valeur pour le champ markType ; elle devrait alors récupérer à nouveau la ligne sans prendre aucun nouveau verrouillage. (Si vous avez une fonction GetForeignRowMarkType mais ne souhaitez pas récupérer à nouveau des lignes non verrouillées, sélectionnez l'option ROW_MARK_COPY pour LCS_NONE.)

Voir les commentaires dans src/include/nodes/lockoptions.h, pour RowMarkType et dans src/include/nodes/plannodes.h pour PlanRowMark, et les commentaires pour ExecRowMark dans src/include/nodes/execnodes.h pour des informations complémentaires.

Chapitre 58. Écrire une méthode d'échantillonnage de table

L'implémentation de la clause TABLESAMPLE de PostgreSQL supporte l'utilisation de méthodes personnalisées d'échantillonnage de table, en plus des méthodes BERNOULLI et SYSTEM qui sont requises par le standard SQL. La méthode d'échantillonnage détermine les lignes de la table sélectionnées lorsque la clause TABLESAMPLE est utilisée.

Au niveau SQL, une méthode d'échantillonnage de table est représentée par une simple fonction, classiquement implémentée en C, et qui a la signature suivante :

```
method_name(internal) RETURNS tsm_handler
```

Le nom de la fonction est le même que le nom de la méthode apparaissant dans la clause TABLESAMPLE. L'argument internal est factice (il a toujours une valeur de zéro) qui sert uniquement à interdire que cette fonction soit appelée directement à partir d'une commande SQL. Le résultat de cette fonction doit être une structure allouée avec palloc de type TsmRoutine, qui contient des pointeurs de fonction supportant la méthode d'échantillonnage. Ces fonctions sont des fonctions C pleines et entières qui ne sont ni visibles ni appellables au niveau SQL. Les fonctions de support sont décrites dans le Section 58.1.

En plus des pointeurs de fonction, la structure TsmRoutine doit fournir ces champs additionnels :

`List *parameterTypes`

Il s'agit d'une liste d'OID contenant les OID des types de données du ou des paramètre(s) qui seront acceptés par la clause TABLESAMPLE lorsque cette méthode d'échantillonnage sera utilisée. Par exemple, pour les méthodes incluses, cette liste contient un simple élément avec la valeur FLOAT4OID, qui représente le pourcentage d'échantillonnage. Les méthodes d'échantillonnage personnalisées peuvent avoir des paramètres en plus ou différents.

`bool repeatable_across_queries`

Si true, la méthode d'échantillonnage peut renvoyer des échantillons identiques pour des requêtes successives, si les mêmes paramètres et la valeur de graine de la clause REPEATABLE sont fournis à chaque fois et que le contenu de la table n'a pas changé. Lorsque positionné à false, la clause REPEATABLE n'est pas acceptée comme valable pour la méthode d'échantillonnage.

`bool repeatable_across_scans`

Si true, la méthode d'échantillonnage peut renvoyer des échantillons identiques pour des parcours successifs dans la même requête (en supposant des paramètres, une graine et une image de la base inchangés). Lorsque positionné à false, le planificateur ne sélectionnera pas des plans qui requièrent de parcourir la table échantillonnée plus d'une fois, dans la mesure où ceci pourrait entraîner des résultats de sortie incohérents.

La structure TsmRoutine est déclarée dans le fichier src/include/access/tsmapi.h, auquel il convient de se référer pour des détails supplémentaires.

Les méthodes d'échantillonnage de table incluses dans la distribution standard sont de bonnes références pour écrire la vôtre. Jeter un œil dans le répertoire src/backend/access/tablesample de l'arbre des sources pour les méthodes incluses, et dans le répertoire contrib pour des méthodes additionnelles.

58.1. Fonctions de support d'une méthode d'échantillonnage

La fonction du gestionnaire TSM renvoie une structure `TsmRoutine` allouée avec palloc contenant des pointeurs vers les fonctions de support décrites ci-dessous. La plupart des fonctions sont obligatoires, mais certaines sont optionnelles, et leurs pointeurs peuvent être NULL.

```
void
SampleScanGetSampleSize (PlannerInfo *root,
                         RelOptInfo *baserel,
                         List *paramexprs,
                         BlockNumber *pages,
                         double *tuples);
```

Cette fonction est appelée durant la planification. Elle doit estimée le nombre de pages de la relation qui seront lues lors d'un simple parcours, et le nombre de lignes qui seront sélectionnées lors du parcours. (Par exemple, cela pourrait être déterminé en estimant la fraction échantillonnée, puis en multipliant `baserel->pages` et `baserel->tuples` par ce chiffre, après s'être assuré d'avoir arrondi ces chiffres à des valeurs entières.) La liste `paramexprs` contient les expressions qui sont les paramètres de la clause `TABLESAMPLE`. Il est recommandé d'utiliser la fonction `estimate_expression_value` pour essayer de réduire ces expressions à des constantes, si leurs valeurs sont nécessaires pour les besoins de l'estimation ; mais la fonction doit renvoyer les estimations des tailles même si elles ne peuvent être réduites, et elle ne devrait pas échouer même si les valeurs apparaissent invalides (rappelez-vous qu'il s'agit uniquement d'une estimation de valeurs futures à l'exécution). Les paramètres `pages` et `tuples` sont les valeurs de sorties.

```
void
InitSampleScan (SampleScanState *node,
                int eflags);
```

Initialise pour l'exécution d'un nœud du plan SampleScan. La fonction est appelée au démarrage de l'exécuteur. Elle devrait effectuer toutes les initialisations nécessaires avant que le traitement ne puisse commencer. Le nœud `SampleScanState` a déjà été créé, mais son champ `tsm_state` est NULL. La fonction peut allouer via palloc les données internes d'état nécessaires à la fonction d'échantillonnage, et enregistrer un pointeur dans `node->tsm_state`. Des informations à propos de la table à parcourir sont accessibles via d'autres champs du nœud `SampleScanState` (mais veuillez noter que le descripteur du parcours `node->ss.ss_currentScanDesc` n'est pas encore positionné à ce stade). `eflags` contient un ensemble de bits décrivant le mode opératoire de l'exécuteur pour ce nœud du plan.

Lorsque `(eflags & EXEC_FLAG_EXPLAIN_ONLY)` est true, le parcours ne sera pas encore effectué. Dans ce cas, cette fonction devrait effectuer uniquement le minimum requis pour mettre dans un état valide le nœud pour la commande `EXPLAIN` et la fonction `EndSampleScan`.

Cette fonction est optionnelle (positionnez alors le pointeur sur NULL), auquel cas la fonction `BeginSampleScan` doit effectuer toutes les initialisations nécessaires à la méthode d'échantillonnage.

```
void
BeginSampleScan (SampleScanState *node,
                 Datum *params,
                 int nparams,
                 uint32 seed);
```

Débute l'exécution d'un parcours d'échantillonnage. Cette fonction est appelée juste avant la première tentative de récupération d'une ligne, et peut être appelée à nouveau si le parcours a besoin d'être relancé. Des informations sur la table à parcourir sont accessibles via les champs de la structure du nœud `SampleScanState` (mais notez que le descripteur du parcours `node->ss.ss_currentScanDesc` n'est pas encore positionné à ce stade). Le tableau `params`, de longueur `nparams`, contient les valeurs des paramètres indiqués dans la clause `TABLESAMPLE`. Ces paramètres seront en nombre et de types spécifiés par la méthode d'échantillonnage dans la liste `parameterTypes`, et ont été vérifiés comme n'étant pas null. `seed`> contient une graine à usage de la méthode d'échantillonnage pour générer des nombres aléatoires ; il s'agit d'un hash dérivé de la valeur de la clause `REPEATABLE` si fournie, ou du résultat de la fonction `random()` dans le cas contraire.

Cette fonction peut ajuster les champs `node->use_bulkread` et `node->use_pagemode`. Si `node->use_bulkread` est true, ce qui est le cas par défaut, le parcours utilisera une stratégie d'accès aux tampons mémoires qui encourage le recyclage des tampons après usage. Il peut être raisonnable de mettre cette valeur à `false` si le parcours doit visiter seulement une petite fraction des pages de la table. Si `node->use_pagemode` est `true`, ce qui est la valeur par défaut, le parcours effectuera une vérification de la visibilité avec un unique passage pour l'ensemble des lignes composant chaque page visitée. Il peut être raisonnable de mettre cette valeur à `false` si le parcours doit sélectionner seulement une petite fraction des lignes de chaque page visitée. Ceci aura pour conséquence un nombre moindre de vérifications de visibilité effectuées, mais chacune sera plus coûteuse car elle demandera plus de verrouillages.

Si la méthode d'échantillonnage est marquée comme `repeatable_across_scans`, elle doit être capable de sélectionner le même ensemble de lignes lors d'un parcours relancé à nouveau comme elle l'a fait à l'origine, c'est-à-dire qu'un nouvel appel à la fonction `BeginSampleScan` doit engendrer la sélection des mêmes lignes que précédemment (dans la mesure où les paramètres de la clause `TABLESAMPLE` et la graine ne changent pas).

```
BlockNumber
NextSampleBlock (SampleScanState *node);
```

Renvoie le numéro du bloc de la page suivante à parcourir, ou `InvalidBlockNumber` si il n'y a plus de pages à parcourir.

Cette fonction peut être omise (mettez le pointeur à la valeur NULL), auquel cas le code du serveur effectuera un parcours séquentiel de l'ensemble de la relation. Un tel parcours peut utiliser un parcours synchronisé, aussi la méthode d'échantillonnage ne peut pas supposer que les pages de la relation sont visitées dans le même ordre à chaque parcours.

```
OffsetNumber
NextSampleTuple (SampleScanState *node,
                 BlockNumber blockno,
                 OffsetNumber maxoffset);
```

Renvoie le décalage de la ligne suivante à echantillonner sur la page spécifiée, ou `InvalidOffsetNumber` si il n'y a plus de lignes à échantillonner. `maxoffset` est le décalage le plus grand utilisé sur la page.

> **Note**
>
> Il n'est pas explicitement indiqué à la fonction `NextSampleTuple` les décalages dans l'intervalle `1 .. maxoffset` qui contiennent des lignes valides. Ce n'est normalement pas

un problème dans la mesure où le code du serveur ignore les requêtes pour échantillonner des lignes manquantes ou non visibles ; ceci ne devrait pas entraîner de biais dans l'échantillon. Cependant, si nécessaire, la fonction peut examiner `node->ss.ss_currentScanDesc->rs_vistuples[]` pour identifier les lignes valides et visibles. (Ceci requiert que `node->use_pagemode` soit `true`.)

Note

La fonction `NextSampleTuple` ne doit *pas* assumer que `blockno` est le même numéro de page que celui renvoyé par le plus récent appel à la fonction `NextSampleBlock`. Le numéro a été renvoyé par un précédent appel à la fonction `NextSampleBlock`, mais le code du serveur est autorisé à appeler `NextSampleBlock` en amont du parcours des pages, pour rendre possible la récupération en avance. Il est acceptable d'assumer qu'une fois le parcours d'une page débuté, les appels successifs à la fonction `NextSampleTuple` se réfèrent tous à la même page jusqu'à ce que `InvalidOffsetNumber` soit retourné.

```
void
EndSampleScan (SampleScanState *node);
```

Termine le parcours et libère les ressources. Il n'est normalement pas important de libérer la mémoire allouée via palloc, mais toutes les ressources visibles à l'extérieur doivent être nettoyées. Cette fonction peut être omise (positionnez le pointeur sur la valeur NULL) dans la plupart des cas où de telles ressources n'existent pas.

Chapitre 59. Écrire un module de parcours personnalisé

PostgreSQL supporte un ensemble de fonctionnalités expérimentales destinées à permettre à des modules d'extension d'ajouter de nouveaux types de parcours au système. Contrairement aux wrapper de données distantes, qui sont seulement en charge de savoir comment parcourir leurs propres tables distantes, un module de parcours personnalisé peut fournir une méthode alternative de parcours de n'importe quelle relation du système. Typiquement, la motivation pour écrire un module de parcours personnalisé serait d'utiliser des optimisations non supportées par le système de base, telles que la mise en cache ou certaines formes d'accélération matérielles. Ce chapitre décrit les grandes lignes de l'écriture d'un nouveau module de parcours personnalisé.

Développer un nouveau type de parcours personnalisé est un processus en trois étapes. Premièrement, lors de la planification, il est nécessaire de générer des chemins d'accès représentant un parcours utilisant la stratégie proposée. Deuxièmement, si l'un de ces chemins d'accès est sélectionné par le planificateur comme la stratégie optimale pour parcourir une relation particulière, le chemin d'accès doit être converti en plan. Finalement, il doit être possible d'exécuter le plan et de générer le même résultat qui aurait été généré pour tous les autres chemins d'accès visant la même relation.

59.1. Créer des parcours de chemin personnalisés

Un module de parcours personnalisé ajoutera classiquement des chemins pour une relation de base en mettant en place le hook suivant, qui est appelé après que le code de base ait généré tous les chemins d'accès possibles pour la relation (sauf les chemins Gather, qui sont réalisés après cet appel pour qu'ils puissent utiliser les chemins partiels ajoutés par le hook :

```
typedef void (*set_rel_pathlist_hook_type) (PlannerInfo *root,
                                            RelOptInfo *rel,
                                            Index rti,
                                            RangeTblEntry *rte);
extern PGDLLIMPORT set_rel_pathlist_hook_type
 set_rel_pathlist_hook;
```

Bien que cette fonction puisse être utilisée pour examiner, modifier ou supprimer des chemins générés par le système de base, un module de parcours personnalisé se limitera généralement lui-même à générer des objets `CustomPath` et à les ajouter à `rel` en utilisant la fonction `add_path`. Le module de parcours personnalisé a la charge d'initialiser l'objet `CustomPath`, qui est déclaré comme suit :

```
typedef struct CustomPath
{
    Path      path;
    uint32    flags;
    List     *custom_paths;
    List     *custom_private;
    const CustomPathMethods *methods;
} CustomPath;
```

`path` doit être initialisé comme pour tous les autres chemins, y compris l'estimation du nombre de lignes, le coût de départ et le coût total, et l'ordre de tri fourni par ce chemin. `flags`

est un masque de bits, qui devrait inclure CUSTOMPATH_SUPPORT_BACKWARD_SCAN si le chemin personnalisé supporte le parcours inverse et CUSTOM_SUPPORT_MARK_RESTORE si il peut supporter le marquage et la restauration. Les deux fonctionnalités sont optionnelles. Une liste optionnelle custom_paths est une liste de nœuds Path utilisés par ce nœud de chemin personnalisé ; ils seront transformés en nœuds Plan par le planificateur. custom_private peut être utilisé pour stocker les données privées du chemin personnalisé. Les données privées devraient être stockées dans une forme qui puisse être traitée par nodeToString, de telle manière que les routines de debuggage qui essaient d'imprimer le chemin personnalisé fonctionnent comme prévu. methods doit pointer vers un objet (généralement alloué statiquement) implémentant les méthodes obligatoires d'un chemin personnalisé, qui sont détaillées ci-dessous.

Un module de parcours personnalisé peut également fournir des chemins de jointure. De la même manière que pour les relations de base, un tel chemin doit produire la même sortie qui serait normalement produite par la jointure qu'il remplace. Pour réaliser ceci, le module de jointure devrait mettre en place le hook suivant, puis, à l'intérieur de cette fonction, créer un ou des chemins CustomPath pour la relation de jointure.

```
typedef void (*set_join_pathlist_hook_type) (PlannerInfo *root,
                                             RelOptInfo *joinrel,
                                             RelOptInfo *outerrel,
                                             RelOptInfo *innerrel,
                                             JoinType jointype,
                                             JoinPathExtraData
 *extra);
extern PGDLLIMPORT set_join_pathlist_hook_type
 set_join_pathlist_hook;
```

Cette fonction sera appelée de manière répétée pour la même relation de jointure, avec différentes combinaisons de relations internes ou externes ; la fonction a la charge de minimiser la duplication des travaux.

59.1.1. Fonctions callbacks d'un parcours de chemin personnalisé

```
Plan *(*PlanCustomPath) (PlannerInfo *root,
                         RelOptInfo *rel,
                         CustomPath *best_path,
                         List *tlist,
                         List *clauses,
                         List *custom_plans);
```

Convertit un chemin personnalisé en un plan finalisé. La valeur de retour sera généralement un objet CustomScan, que la fonction callback doit alloué et initialisé. Voir Section 59.2 pour plus de détails.

```
List *(*ReparameterizeCustomPathByChild) (PlannerInfo *root,
                                          List *custom_private,
                                          RelOptInfo *child_rel);
```

Cette fonction callback est appelée lors de la conversion d'un chemin à paramètres par le parent de la relation child_rel. La fonction callback est utilisé pour re-paramétrer tout chemin ou traduire des nœuds d'expression sauvegardé dans le membre custom_private donné d'un CustomPath. La fonction callback pourrait utiliser reparameterize_path_by_child, adjust_appendrel_attrs ou adjust_appendrel_attrs_multilevel comme requis.

59.2. Créer des parcours de plans personnalisés

Un parcours personnalisé est représenté dans un arbre de plans finalisé en utilisant la structure suivante :

```
typedef struct CustomScan
{
    Scan      scan;
    uint32    flags;
    List     *custom_plans;
    List     *custom_exprs;
    List     *custom_private;
    List     *custom_scan_tlist;
    Bitmapset *custom_relids;
    const CustomScanMethods *methods;
} CustomScan;
```

`scan` doit être initialisé comme pour tous les autres parcours, y compris le coût estimé, les listes cibles, les qualifications, et ainsi de suite. `flags` est un masque de bits avec la même signification que dans `CustomPath`. `custom_plans` peut être utilisé pour stocker des nœuds enfants de type `Plan`. `custom_exprs` devrait être utilisé pour stocker des arbres d'expressions qui devront être corrigés par `setrefs.c` et `subselect.c`, tandis que `custom_private` devrait être utilisé pour stocker d'autres données privées qui sont seulement utilisées par le module de parcours personnalisé lui-même. `custom_scan_tlist` peut être à NIL lors du parcours d'une relation de base, indiquant que le parcours personnalisé renvoie des lignes parcourues qui correspondent au type des lignes de la relation de base. Dans le cas contraire, il s'agit d'une liste de cibles décrivant les lignes actuellement parcourues. `custom_scan_tlist` devrait être fourni pour les jointures, et peut être fourni pour les parcours dont le module de parcours personnalisé peut calculer certaines expressions non variables. `custom_relids` est positionné par le code du serveur sur l'ensemble des relations (index de l'ensemble des tables) que ce nœud de parcours gère ; sauf lorsque ce parcours remplace une jointure, il aura alors un seul membre. `methods` doit pointer sur un objet (généralement alloué statiquement) implémentant les méthodes requises d'un parcours personnalisé, lesquelles sont détaillées ci-dessous.

Lorsqu'un `CustomScan` parcourt une simple relation, `scan.scanrelid` doit être l'index dans l'ensemble des tables de la table à parcourir. Lorsqu'il remplace une jointure, `scan.scanrelid` devrait être à zéro.

Les arbres de plan doivent pouvoir être dupliqués en utilisant la fonction `copyObject`, aussi les données stockées dans les champs « custom » doivent consister en des nœuds que cette fonction peut gérer. De plus, les modules de parcours personnalisés ne peuvent pas substituer une structure plus large qui incorporerait une structure de type `CustomScan`, comme il est possible pour les structures `CustomPath` ou `CustomScanState`.

59.2.1. Fonctions callbacks d'un plan de parcours personnalisé

```
Node *(*CreateCustomScanState) (CustomScan *cscan);
```

Alloue une structure `CustomScanState` pour ce `CustomScan`. L'allocation actuelle sera souvent plus grande que requis pour une structure ordinaire `CustomScanState` car beaucoup de modules voudront incorporer celui-ci comme le premier champ d'une structure plus large. La valeur renvoyée

doit avoir la marque du nœud et le champ `methods` positionnés correctement, les autres champs devraient être laissés à zéro à ce stade ; après que la fonction `ExecInitCustomScan` ait effectué une initialisation basique, la fonction `BeginCustomScan` sera appelée pour permettre au module de parcours personnalisé d'effectuer ce qu'il a besoin de faire.

59.3. Exécution de parcours personnalisés

Lorsqu'un `CustomScan` est exécuté, l'état de son exécution est représenté par un `CustomScanState`, qui est déclaré comme suit :

```
typedef struct CustomScanState
{
    ScanState ss;
    uint32    flags;
    const CustomExecMethods *methods;
} CustomScanState;
```

`ss` est initialisé comme tous les autres états de parcours, sauf que si le parcours est pour une jointure plutôt qu'une relation, `ss.ss_currentRelation` est laissé à NULL. `flags` est un masque de bits avec la même signification que dans `CustomPath` et `CustomScan`. `methods` doit pointer vers un objet (généralement alloué statiquement) implémentant les méthodes requises d'un état de parcours personnalisé, qui sont détaillées ci-dessous. Typiquement, une structure `CustomScanState`, qui n'a pas besoin de supporter la fonction `copyObject`, sera actuellement une structure plus grande incorporant la structure ci-dessus comme premier membre.

59.3.1. Fonction callbacks d'exécution d'un parcours personnalisé

```
void (*BeginCustomScan) (CustomScanState *node,
                         EState *estate,
                         int eflags);
```

Complète l'initialisation de la structure `CustomScanState`. Les champs standards ont été initialisés par la fonction `ExecInitCustomScan`, mais tous les champs privés devraient être initialisés ici.

```
TupleTableSlot *(*ExecCustomScan) (CustomScanState *node);
```

Récupère la ligne suivante du parcours. Si il existe des lignes restantes, la fonction devrait remplir `pg_ResultTupleSlot` avec la ligne suivante dans le sens actuel du parcours, puis renvoyer le slot de la ligne. Dans le cas contraire, `NULL` ou un slot vide devrait être renvoyé.

```
void (*EndCustomScan) (CustomScanState *node);
```

Nettoie les données privées associées avec le `CustomScanState`. Cette méthode est obligatoire, mais elle n'a pas besoin de faire quoi que ce soit si il n'y a pas de données associées ou des données qui seront nettoyées automatiquement.

```
void (*ReScanCustomScan) (CustomScanState *node);
```

Repositionne au début le parcours en cours et prépare à parcourir de nouveau la relation.

```
void (*MarkPosCustomScan) (CustomScanState *node);
```

Enregistre la position du parcours courant de telle manière qu'elle puisse être restaurée par la fonction callback `RestrPosCustomScan`. Cette fonction callback est facultative, et n'a besoin d'être fournie que si le drapeau `CUSTOMPATH_SUPPORT_MARK_RESTORE` est positionné.

```
void (*RestrPosCustomScan) (CustomScanState *node);
```

Restaure la position précédente du parcours telle que sauvegardée par la fonction `MarkPosCustomScan`. Cette fonction callback est facultative, et n'a besoin d'être fournie que si le drapeau `CUSTOMPATH_SUPPORT_MARK_RESTORE` est positionné.

```
Size (*EstimateDSMCustomScan) (CustomScanState *node,
                               ParallelContext *pcxt);
```

Estime la quantité de mémoire partagée dynamique qui sera requise pour l'opération parallèlisée. Elle pourrait être plus importante que la quantité réellement utilisée, mais elle ne doit pas être moindre. La valeur en retour est en octets. Cette fonction est optionnelle. Elle n'est nécessaire que si ce type de parcours supporte une exécution parallélisée.

```
void (*InitializeDSMCustomScan) (CustomScanState *node,
                                 ParallelContext *pcxt,
                                 void *coordinate);
```

Initialise la mémoire partagée dynamique requise pour une opération parallélisée. L'argument `coordinate` pointe vers une partie de la mémoire partagée de taille identique à la valeur en retour de `EstimateDSMCustomScan`. Cette fonction est optionnelle. Elle n'est nécessaire que si ce type de parcours supporte une exécution parallélisée.

```
void (*ReInitializeDSMCustomScan) (CustomScanState *node,
                                   ParallelContext *pcxt,
                                   void *coordinate);
```

Ré-initialise la mémoire partagée dynamique requise pour des opérations parallélisées lorsque le nœud du plan pour le parcours personnalisé doit être réalisé de nouveau. Cette fonction est optionnelle et doit seulement être fournie si le fournisseur de ce parcours personnalisé supporte les exécutions parallélisées. La pratique recommandée est que cette fonction réinitialise seulement l'état partagé alors que la fonction `ReScanCustomScan` réinitialise seulement l'état local. Actuellement, cette fonction sera appelée avant `ReScanCustomScan` mais il est préférable de ne pas se fier à l'ordre des opérations.

```
void (*InitializeWorkerCustomScan) (CustomScanState *node,
                                    shm_toc *toc,
                                    void *coordinate);
```

Initialise un état local d'un processus en parallèle basé sur la configuration de l'état partagée dans le processus principal par `InitializeDSMCustomScan`. Cette fonction est optionnelle. Elle n'est nécessaire que si le fournisseur de ce parcours personnalisé supporte une exécution parallélisée.

```
void (*ShutdownCustomScan) (CustomScanState *node);
```

Libère les ressources quand il est anticipé que le nœud ne sera pas exécuté entièrement. Cette fonction ne sera pas appelée dans tous les cas; parfois, `EndCustomScan` peut être appelée sans que cette ait été appelée avant. Puisque le segment DSM utilisé par les requêtes parallèles est détruit juste après que ce callback soit appelé, les modules de parcours personnalisés qui désirent effectuer des actions avant que le segment DSM disparaissent devraient implémenter cette méthode.

```
void (*ExplainCustomScan) (CustomScanState *node,
                           List *ancestors,
                           ExplainState *es);
```

Envoie sur la sortie des informations additionnelles pour la commande `EXPLAIN` d'un nœud du plan d'un parcours personnalisé. Cette fonction est facultative. Les données communes enregistrées dans la structure `ScanState`, tel que la liste des cibles et la relation parcourue, seront montrées même sans cette fonction callback, mais la fonction permet l'affichage d'états additionnels, privés.

Chapitre 60. Optimiseur génétique de requêtes (*Genetic Query Optimizer*)

Auteur

Écrit par Martin Utesch (<utesch@aut.tu-freiberg.de>) de l'Institut de Contrôle Automatique à l'Université des Mines et de Technologie de Freiberg, en Allemagne.

60.1. Gérer les requêtes, un problème d'optimisation complexe

De tous les opérateurs relationnels, le plus difficile à exécuter et à optimiser est la jointure (*join*). Le nombre de plans de requêtes possibles croît exponentiellement avec le nombre de jointures de la requête. Un effort supplémentaire d'optimisation est nécessité par le support de différentes *méthodes de jointure* (boucles imbriquées, jointures de hachage, jointures de fusion...) pour exécuter des jointures individuelles et différents *index* (B-tree, hash, GiST et GIN...) pour accéder aux relations.

L'optimiseur standard de requêtes pour PostgreSQL réalise une *recherche quasi-exhaustive* sur l'ensemble des stratégies alternatives. Cet algorithme, introduit à l'origine dans la base de données System R d'IBM, produit un ordre de jointure quasi-optimal mais peut occuper beaucoup de temps et de mémoire à mesure que le nombre de jointures d'une requête augmente. L'optimiseur ordinaire de requêtes de PostgreSQL devient donc inapproprié pour les requêtes qui joignent un grand nombre de tables.

L'Institut de Contrôle Automatique de l'Université des Mines et de Technologie basé à Freiberg, en Allemagne, a rencontré des difficultés lorsqu'il s'est agi d'utiliser PostgreSQL comme moteur d'un système d'aide à la décision reposant sur une base de connaissance utilisé pour la maintenance d'une grille de courant électrique. Le SGBD devait gérer des requêtes à nombreuses jointures pour la machine d'inférence de la base de connaissances. Le nombre de jointures de ces requêtes empêchait l'utilisation de l'optimiseur de requête standard.

La suite du document décrit le codage d'un *algorithme génétique* de résolution de l'ordonnancement des jointures qui soit efficace pour les requêtes à jointures nombreuses.

60.2. Algorithmes génétiques

L'algorithme génétique (GA) est une méthode d'optimisation heuristique qui opère par recherches aléatoires. L'ensemble des solutions possibles au problème d'optimisation est considéré comme une *population* d'*individus*. Le degré d'adaptation d'un individu à son environnement est indiqué par sa *valeur d'adaptation* (*fitness*).

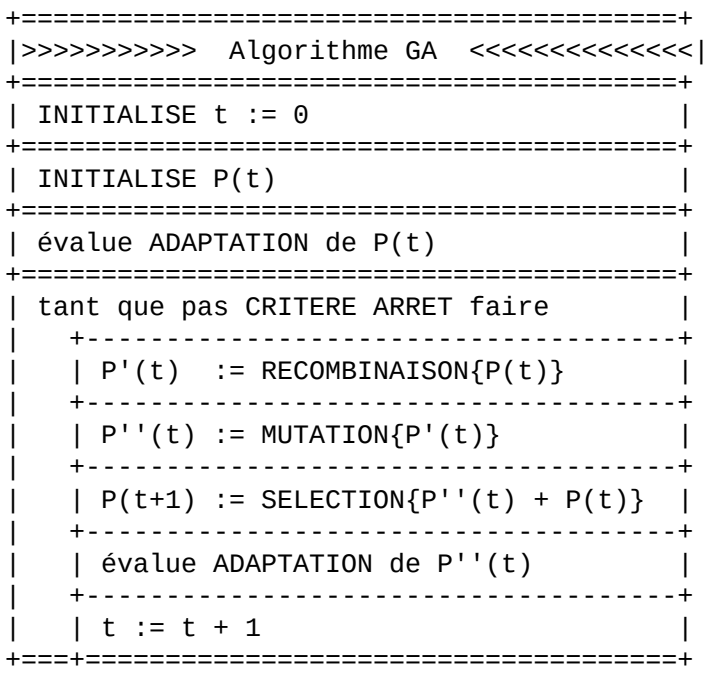
Les coordonnées d'un individu dans l'espace de recherche sont représentées par des *chromosomes*, en fait un ensemble de chaînes de caractères. Un *gène* est une sous-section de chromosome qui code la valeur d'un paramètre simple en cours d'optimisation. Les codages habituels d'un gène sont *binary* ou *integer*.

La simulation des opérations d'évolution (*recombinaison*, *mutation* et *sélection*) permet de trouver de nouvelles générations de points de recherche qui présentent une meilleure adaptation moyenne que leurs ancêtres.

Selon la FAQ de comp.ai.genetic, on ne peut pas réellement affirmer qu'un GA n'est pas purement une recherche aléatoire. Un GA utilise des processus stochastiques, mais le résultat est assurément non-aléatoire (il est mieux qu'aléatoire).

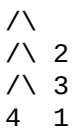
Figure 60.1. Diagramme structuré d'un algorithme génétique

P(t)	génération des ancêtres au temps t
P"(t)	génération des descendants au temps t



60.3. Optimisation génétique des requêtes (GEQO) dans PostgreSQL

Le module GEQO utilise une approche du problème d'optimisation des requêtes similaire à celui du voyageur de commerce (TSP). Les plans de requêtes possibles sont codés comme des chaînes d'entiers. Chaque chaîne représente l'ordre de jointure d'une relation de la requête à une autre. Par exemple, l'arbre de jointure



est codé avec la chaîne d'entiers '4-1-3-2', ce qui signifie : première jointure entre les relations '4' et '1', puis '3' et enfin '2', avec 1, 2, 3, 4 les identifiants des relations pour l'optimiseur de PostgreSQL.

Les caractéristiques spécifiques de l'implantation du GEQO sont :

- l'utilisation d'un algorithme génétique monostable (ou à état stable) (remplacement des individus les moins ciblés au lieu d'un remplacement global de génération) permet une convergence rapide vers des plans de requêtes améliorés ; c'est indispensable au traitement des requêtes dans un temps raisonnable ;
- l'utilisation de croisements (recombinaisons) aux limites est particulièrement adapté pour la restriction des pertes aux limites lors de la résolution du problème du voyageur de commerce par un algorithme génétique ;

- la mutation en tant qu'opérateur génétique est rendue obsolète afin d'éviter la nécessité de mécanismes de réparation lors de la génération de tournées valides du problème du voyageur de commerce.

Diverses parties du module GEQO sont adaptées de l'algorithme Genitor de D. Whitley.

Le module GEQO permet à l'optimiseur de requêtes de PostgreSQL de supporter les requêtes disposant de jointures importantes de manière efficace via une recherche non exhaustive.

60.3.1. Génération par le GEQO des plans envisageables

Le processus de planification du GEQO utilise le code standard du planificateur pour créer les plans de parcours des relations individuelles. Les plans de jointure sont alors développés à l'aide de l'approche génétique. Comme décrit plus bas, chaque plan de jointure candidat est représenté par une séquence à laquelle joindre les relations de base. Lors de l'étape initiale, l'algorithme produit simplement quelques séquences de jointure aléatoirement. Pour chaque séquence considérée, le code du planificateur standard est invoqué pour estimer le coût de la requête à l'aide de cette séquence. (Pour chaque étape de la séquence, les trois stratégies de jointure sont considérées ; et tous les plans de parcours initiaux sont disponibles. Le coût estimé est le moins coûteux.) Les séquences dont le coût est moindre sont considérées « plus adaptée » que celle de coût plus élevé. L'algorithme génétique élimine les candidats les moins adaptés. De nouveaux candidats sont alors engendrés par combinaison de gènes de candidats à forte valeur d'adaptation -- par l'utilisation de portions aléatoires de plans peu coûteux pour créer de nouvelles séquences. Ce processus est répété jusqu'à ce qu'un nombre prédéterminé de séquences aient été considérées ; la meilleure séquence rencontrée pendant la recherche est utilisée pour produire le plan final.

Ce processus est intrinsèquement non-déterministe, du fait des choix aléatoires effectués lors de la sélection initiale de la population et lors des « mutations » des meilleurs candidats qui s'en suivent. Pour éviter des modifications surprenantes du plan sélectionné, chaque exécution de l'algorithme relance son générateur aléatoire de numéros avec le paramètre geqo_seed. Tant que `geqo_seed` et les autres paramètres GEQO sont fixes, le même plan sera généré pour une même requête (ainsi que pour certaines informations du planificateur comme les statistiques). Pour expérimenter différents chemins de recherche, modifiez `geqo_seed`.

60.3.2. Tâches à réaliser pour la future implantation du GEQO

Un gros travail est toujours nécessaire pour améliorer les paramètres de l'algorithme génétique. Dans le fichier `src/backend/optimizer/geqo/geqo_main.c`, pour les routines `gimme_pool_size` et `gimme_number_generations`, il faut trouver un compromis pour que les paramètres satisfassent deux besoins concurrents :

- l'optimisation du plan de requête ;
- le temps de calcul.

Dans l'implantation courante, l'adaptation de chaque séquence de jointure candidate est estimée par l'exécution ab-initio du code standard de sélection de jointure et d'estimation de coût utilisé par le planificateur. Avec l'hypothèse que différents candidats utilisent des sous-séquences de jointure similaires, une grande partie du travail est répétée. Ce processus peut être grandement accéléré en retenant les estimations de coût des sous-jointures. Le problème consiste à éviter d'étendre inutilement la mémoire en mémorisant ces états.

À un niveau plus basique, il n'est pas certain qu'optimiser une requête avec un algorithme génétique conçu pour le problème du voyageur de commerce soit approprié. Dans le cas du voyageur de commerce, le coût associé à une sous-chaîne quelconque (tour partiel) est indépendant du reste du tour,

mais cela n'est certainement plus vrai dans le cas de l'optimisation de requêtes. Du coup, la question reste posée quant au fait que la recombinaison soit la procédure de mutation la plus efficace.

60.4. Lectures supplémentaires

Les ressources suivantes contiennent des informations supplémentaires sur les algorithmes génétiques :

- The Hitch-Hiker's Guide to Evolutionary Computation[1] (FAQ de news://comp.ai.genetic) ;
- Evolutionary Computation and its application to art and design[2], par Craig Reynolds ;
- [elma04]
- [fong]

[1] http://www.faqs.org/faqs/ai-faq/genetic/part1/
[2] https://www.red3d.com/cwr/evolve.html

Chapitre 61. Définition de l'interface des méthodes d'accès aux index

Ce chapitre définit l'interface entre le cœur du système de PostgreSQL et les *méthodes d'accès aux index*, qui gérent chaque type d'index. Le système principal ne sait rien des index en dehors de ce qui est spécifié ici. Il est donc possible de développer des types d'index entièrement nouveaux en écrivant du code supplémentaire.

Tous les index de PostgreSQL sont techniquement des *index secondaires* ; c'est-à-dire que l'index est séparé physiquement du fichier de la table qu'il décrit. Chaque index est stocké dans sa propre *relation* physique et est donc décrit par une entrée dans le catalogue `pg_class`. Le contenu d'un index est entièrement contrôlé par la méthode d'accès à l'index. En pratique, toutes les méthodes d'accès aux index les divisent en pages de taille standard de façon à utiliser le gestionnaire de stockage et le gestionnaire de tampon pour accéder au contenu de l'index. (De plus, toutes les méthodes existantes d'accès aux index utilisent la disposition de page standard décrite dans Section 69.6 et la plupart ont le même format pour les en-têtes de ligne de l'index ; mais ce ne sont pas des obligations pour toutes les méthodes d'accès.)

Dans les faits, un index est une correspondance entre certaines valeurs de données clés et les identifiants des lignes (*tuple identifiers*, ou TIDs), dans leurs différentes versions, dans la table parente de l'index. Un TID consiste en un numéro de bloc et un numéro d'élément dans ce bloc (voir Section 69.6). L'information est suffisante pour récupérer une version d'une ligne particulière à partir de la table. Les index n'ont pas directement connaissance de l'existence éventuelle, à cause du MVCC, de plusieurs versions de la même ligne logique ; pour un index, chaque ligne est un objet indépendant qui a besoin de sa propre entrée. En conséquence, la mise à jour d'une ligne crée toujours de nouvelles entrées dans l'index pour cette ligne, même si les valeurs de la clé ne changent pas. (Les lignes HOT sont une exception ; mais les index ne s'en occupent pas). Les entrées d'index pour les lignes mortes sont nettoyées (par le VACUUM) lorsque les lignes mortes elles-même sont nettoyées.

61.1. Structure basique de l'API pour les index

Chaque méthode d'accès à un index est décrite par une ligne dans le catalogue système `pg_am`. Elle indique un nom et une *fonction gestionnaire* pour la méthode d'accès. Ces entrées peuvent être créées et supprimées en utilisant les commandes SQL CREATE ACCESS METHOD et DROP ACCESS METHOD respectivement.

Une fonction gestionnaire de méthode d'accès aux index doit être déclarée avec un seul argument de type `internal` et en retour le pseudo-type `index_am_handler`. L'argument est une valeur sans utilité sinon pour empêcher les fonctions gestionnaires d'être appelées directement à partir d'une commande SQL. Le résultat de la fonction doit être une structure, allouée avec palloc, de type `IndexAmRoutine`, et contenant tout ce que le code interne a besoin de savoir pour utiliser la méthode d'accès à l'index. La structure `IndexAmRoutine`, aussi appelée *API struct* de la méthode, inclut les champs spécifiant les propriétés fixes de la méthode d'accès, comme le support des index multi-colonnes. Plus important, elle contient les pointeurs vers les fonctions de la méthode d'accès, qui se chargent de tout le travail d'accès aux index. Ces fonctions de support sont de simples fonctions en C et ne sont ni visibles ni appelables au niveau SQL. Elles sont décrites dans Section 61.2.

La structure `IndexAmRoutine` est définie ainsi :

```
typedef struct IndexAmRoutine
{
    NodeTag     type;
```

```
   /*
    * Nombre total de stratégies (opérateurs) par lesquels nous
pouvons
    * traverser la méthode d'accès ou chercher dedans. Zéro si la
méthode
    * n'a pas de jeu de stratégies fixé.
    */
   uint16      amstrategies;
   /* nombre total de fonctions support utilisées par cette
méthode d'accès */
   uint16      amsupport;
   /* la méthode supporte-t-elle un ORDER BY sur la colonne
indexée ? */
   bool        amcanorder;
   /* la méthode supporte-t-elle un ORDER BY sur le résultat d'un
opérateur appliqué à une colonne indexée ? */
   bool        amcanorderbyop;
   /* la méthode supporte-t-elle le parcours à rebours ? */
   bool        amcanbackward;
   /* la méthode supporte-t-elle les index UNIQUE ? */
   bool        amcanunique;
   /* la méthode supporte-t-elle les index multi-colonnes ? */
   bool        amcanmulticol;
   /* la méthode exige-t-elle un parcours pour une contrainte sur
la première colonne de l'index ? */
   bool        amoptionalkey;
   /* la méthode gère-t-elle les qualificatifs ScalarArrayOpExpr ?
*/
   bool        amsearcharray;
   /* la méthode gère-elle les qualificatifs IS NULL/IS NOT NULL ?
*/
   bool        amsearchnulls;
   /* le type de la valeur dans l'index peut-elle différer du type
de la colonne ? */
   bool        amstorage;
   /* un index de ce type peut-il être la cible de la commande
CLUSTER ? */
   bool        amclusterable;
   /* la méthode gère-t-elle les verrous sur prédicat ? */
   bool        ampredlocks;
   /* la méthode gère-t-elle les parcours parallélisés ? */
   bool        amcanparallel;
   /* la méthode gère-t-elle les colonnes incluses avec la clause
INCLUDE ? */
   bool        amcaninclude;
   /* type de données stocké dans l'index, ou InvalidOid si
variable */
   Oid         amkeytype;

   /* fonctions d'interfaçage */
   ambuild_function ambuild;
   ambuildempty_function ambuildempty;
   aminsert_function aminsert;
   ambulkdelete_function ambulkdelete;
   amvacuumcleanup_function amvacuumcleanup;
   amcanreturn_function amcanreturn;   /* peut être NULL */
   amcostestimate_function amcostestimate;
   amoptions_function amoptions;
```

```
    amproperty_function amproperty;     /* peut être NULL */
    amvalidate_function amvalidate;
    ambeginscan_function ambeginscan;
    amrescan_function amrescan;
    amgettuple_function amgettuple;     /* peut être NULL */
    amgetbitmap_function amgetbitmap;   /* peut être NULL */
    amendscan_function amendscan;
    ammarkpos_function ammarkpos;       /* peut être NULL */
    amrestrpos_function amrestrpos;     /* peut être NULL */

    /* interface functions to support parallel index scans */
    amestimateparallelscan_function amestimateparallelscan;    /*
 can be NULL */
    aminitparallelscan_function aminitparallelscan;    /* can be
 NULL */
    amparallelrescan_function amparallelrescan;    /* can be NULL
 */
} IndexAmRoutine;
```

Pour être utile, une méthode d'accès à l'index doit aussi avoir une ou plusieurs *familles d'opérateurs* et *classes d'opérateurs* définies dans `pg_opfamily`, `pg_opclass`, `pg_amop` et `pg_amproc`. Ces entrées permettent au planificateur de déterminer les types de requêtes qui peuvent être utilisés avec les index de cette méthode d'accès. Les familles et classes d'opérateurs sont décrites dans Section 38.15, qui est un élément requis pour comprendre ce chapitre.

Un index individuel est défini par une entrée dans `pg_class` en tant que relation physique, et une entrée dans `pg_index` affichant son contenu logique -- c'est-à-dire ses colonnes et leur sémantique, telles que récupérées par les classes d'opérateurs associées. Les colonnes de l'index (valeurs clés) peuvent être de simples colonnes de la table sous-jacente ou des expressions des lignes. Habituellement, la méthode d'accès ne s'intéresse pas à la provenance des valeurs clés (elles lui arrivent toujours pré-calculées), mais plutôt aux informations de la classe d'opérateurs dans `pg_index`. On peut accéder aux entrées de ces deux catalogues via la structure de données `Relation` passée à toute opération sur l'index.

Certains champs de `IndexAmRoutine` ont des implications peu évidentes. Les besoins de `amcanunique` sont discutés dans Section 61.5. L'option `amcanmulticol` indique que la méthode d'accès supporte les index à clés multi-colonnes alors que `amoptionalkey` autorise des parcours lorsqu'aucune restriction indexable n'est fournie pour la première colonne de l'index. Quand `amcanmulticol` est faux, `amoptionalkey` indique essentiellement que la méthode d'accès autorise les parcours complets de l'index sans clause de restriction. Les méthodes d'accès supportant les colonnes multiples *doivent* supporter les parcours sans restriction sur une ou toutes les colonnes après la première ; néanmoins, elles peuvent imposer une restriction sur la première colonne de l'index, ce qui est signalé par `amoptionalkey` à false . Une raison pour une méthode d'accès d'index d'initialiser `amoptionalkey` à false est de ne pas indexer les valeurs NULL. Comme la plupart des opérateurs indexables sont stricts et ne peuvent donc pas renvoyer true pour des entrées NULL, à première vue on ne voudra pas stocker d'entrées pour les valeurs NULL : un parcours d'index ne peut de toute façon pas les retourner. Néanmoins, cette raison ne vaut pas pour un parcours d'index sans restriction pour une colonne d'index donnée. En pratique, cela signifie que les index avec `amoptionalkey` à true doivent indexer les valeurs NULL, car le planificateur peut décider de les utiliser sans aucune clé de parcours. Une limite liée : une méthode d'accès qui supporte des colonnes multiples *doit* supporter l'indexation des NULL dans les colonnes après la première, car le planificateur supposera l'index utilisable avec les requêtes ne restreignant pas ces colonnes. Par exemple, considérons un index sur (a,b) et une requête avec `WHERE a = 4`. Le système supposera que l'index est utilisable pour les lignes où `a = 4`, ce qui est faux si l'index omet les lignes où `b` est NULL. Néanmoins, on peut omettre les lignes où la première colonne indexée est NULL. Du coup, une méthode d'accès d'index ne s'occupant pas des valeurs NULL peut aussi affecter `amsearchnulls` à true, indiquant ainsi qu'elle supporte les clauses `IS NULL` et `IS NOT NULL` dans les conditions de recherche.

L'option amcaninclude indique si la méthode d'accès supporte les colonnes « included », c'est-à-dire qu'elle peut enregistrer (sans traiter) des colonnes supplémentaires en dehors des colonnes clés. En particulier, la combinaison de amcanmulticol=false et de amcaninclude=true est sensible : cela signifie qu'il peut seulement y avoir une colonne clé, mais qu'il peut y avoir une ou plusieurs colonnes inclues. De plus, les colonnes inclues doivent être autorisées à être configurées à NULL, indépendemment de amoptionalkey.

61.2. Fonctions des méthode d'accès aux index

Les fonctions de construction et de maintenance que doit fournir une méthode d'accès aux index dans IndexAmRoutine sont :

```
IndexBuildResult *
ambuild (Relation heapRelation,
         Relation indexRelation,
         IndexInfo *indexInfo);
```

Construit un nouvel index. La relation de l'index a été créée physiquement mais elle est vide. Elle doit être remplie avec toute donnée figée nécessaire à la méthode d'accès, ainsi que les entrées pour toutes les lignes existant déjà dans la table. Habituellement, la fonction ambuild appelle IndexBuildHeapScan() pour parcourir la table à la recherche des lignes existantes et calculer les clés à insérer dans l'index. La fonction doit renvoyer une structure allouée par palloc contenant les statistiques du nouvel index.

```
bool
void
ambuildempty (Relation indexRelation);
```

Construit un index vide et l'écrit dans le fichier d'initialisation (INIT_FORKNUM) de la relation. Cette méthode n'est appelée que pour les index non journalisés ; l'index vide écrit dans ce fichier écrasera le fichier de la relation à chaque redémarrage du serveur.

```
bool
aminsert (Relation indexRelation,
          Datum *values,
          bool *isnull,
          ItemPointer heap_tid,
          Relation heapRelation,
          IndexUniqueCheck checkUnique,
          IndexInfo *indexInfo);
```

Insère une nouvelle ligne dans un index existant. Les tableaux values et isnull donnent les valeurs de clés à indexer et heap_tid est le TID à indexer. Si la méthode d'accès supporte les index uniques (son drapeau amcanunique vaut true), alors checkUnique indique le type de vérification d'unicité nécessaire. Elle varie si la contrainte unique est déferrable ou non ; voir Section 61.5 pour les détails. Normalement, la méthode d'accès a seulement besoin du paramètre heapRelation lors de la vérification d'unicité (car elle doit vérifier la visibilité de la ligne dans la table).

La valeur booléenne résultante n'a de sens que si checkUnique vaut UNIQUE_CHECK_PARTIAL. Dans ce cas, un résultat true signifie que la nouvelle entrée est reconnue comme unique alors que false indique qu'elle pourrait ne pas être unique (et une vérification d'unicité déferrée doit être planifiée). Dans les autres cas, renvoyer une constante false est recommandé.

Certains index peuvent ne pas indexer toutes les lignes. Si la ligne ne doit pas être indexée, aminsert devrait s'achever sans rien faire.

Si l'AM de l'index souhaite mettre en cache des données entre plusieurs insertions successives dans l'index au sein d'un même ordre SQL, il peut allouer de l'espace dans `indexInfo->ii_Context` et stocker un pointeur vers les données dans `indexInfo->ii_AmCache` (qui sera initialement NULL).

```
IndexBulkDeleteResult *
ambulkdelete (IndexVacuumInfo *info,
              IndexBulkDeleteResult *stats,
              IndexBulkDeleteCallback callback,
              void *callback_state);
```

Supprime un ou des tuple(s) de l'index. Il s'agit d'une opération de « suppression en masse » à implémenter par un parcours complet de l'index et la vérification de chaque entrée pour voir si elle doit être supprimée. La fonction `callback` en argument doit être appelée, sous la forme `callback(`*`TID`*`, callback_state) returns bool`, pour déterminer si une entrée d'index particulière, identifiée par son TID, doit être supprimée. Elle doit retourner NULL ou une structure issue d'un palloc contenant des statistiques sur les effets de la suppression. La fonction peut renvoyer NULL si aucune information n'a besoin d'être envoyée à `amvacuumcleanup`.

À cause d'un `maintenance_work_mem` limité, la suppression de nombreux tuples peut nécessiter d'appeler `ambulkdelete` à plusieurs reprises. L'argument `stats` est le résultat du dernier appel pour cet index (il est NULL au premier appel dans une opération VACUUM). Ceci permet à la méthode d'accumuler des statistiques sur toute l'opération. Typiquement, `ambulkdelete` modifie et renvoie la même structure si le `stats` fourni n'est pas NULL.

```
IndexBulkDeleteResult *
amvacuumcleanup (IndexVacuumInfo *info,
                 IndexBulkDeleteResult *stats);
```

Nettoyer après une opération VACUUM (zéro à plusieurs appels à `ambulkdelete`). La fonction n'a pas d'autre but que de retourner des statistiques sur les index, mais elle peut réaliser un nettoyage en masse (réclamer les pages d'index vides, par exemple). `stats` est le retour de l'appel à `ambulkdelete`, ou NULL si `ambulkdelete` n'a pas été appelée car aucune ligne n'avait besoin d'être supprimée. Si le résultat n'est pas NULL, il s'agit d'une structure allouée par palloc. Les statistiques qu'elle contient seront utilisées pour mettre à jour `pg_class`, et sont rapportées par VACUUM si VERBOSE est indiqué. La fonction peut retourner NULL si l'index n'a pas été modifié lors de l'opération de VACUUM mais, dans le cas contraire, il faut retourner des statistiques correctes.

À partir de PostgreSQL 8.4, `amvacuumcleanup` sera aussi appelé à la fin d'une opération ANALYZE. Dans ce cas, `stats` vaut toujours NULL et toute valeur de retour sera ignorée. Ce cas peut être repéré en vérifiant `info->analyze_only`. Il est recommandé que la méthode d'accès ne fasse rien en dehors du nettoyage après insertion pour ce type d'appel, et cela seulement au sein d'un processus autovacuum.

```
bool
amcanreturn (Relation indexRelation, int attno);
```

Vérifie si l'index supporte les *parcours d'index seul* sur la colonne indiquée, en renvoyant la valeur originale indexée de la colonne. Le numéro d'attribut est indexé à partir de 1, c'est-à-dire que le champ attno de la première colonne est 1. Renvoie true si supporté, false sinon. Cette fonction renvoit toujours true pour les colonnes inclues (si elles sont supportées) car il y a peu d'intérêt à une colonne inclue qui ne peut pas être récupérée. Si la méthode d'accès ne supporte pas du tout les parcours d'index seul, le champ `amcanreturn` de la structure `IndexAmRoutine` peut être mis à NULL.

```
void
amcostestimate (PlannerInfo *root,
```

```
                IndexPath *path,
                double loop_count,
                Cost *indexStartupCost,
                Cost *indexTotalCost,
                Selectivity *indexSelectivity,
                double *indexCorrelation,
                double *indexPages);
```

Estime les coûts d'un parcours d'index. Cette fonction est décrite complètement dans Section 61.6 ci-dessous.

```
bytea *
amoptions (ArrayType *reloptions,
           bool validate);
```

Analyse et valide le tableau reloptions d'un index. Cette fonction n'est appelée que lorsqu'il existe un tableau reloptions non NULL pour l'index. *reloptions* est un tableau avec des entrées de type `text` et de la forme *nom*=*valeur*. La fonction doit construire une valeur de type `bytea` à copier dans le `rd_options` de l'entrée relcache de l'index. Les données contenues dans le `bytea` sont définies par la méthode d'accès. La plupart des méthodes d'accès standard utilisent la structure `StdRdOptions`. Lorsque *validate* est true, la fonction doit remonter un message d'erreur clair si une des options n'est pas reconnue ou a des valeurs invalides ; quand *validate* est false, les entrées invalides sont ignorées silencieusement. (*validate* est faux lors du chargement d'options déjà stockées dans `pg_catalog` ; une entrée invalide ne peut se trouver que si la méthode d'accès a modifié ses règles pour les options et, dans ce cas, il faut ignorer les entrées obsolètes.) Pour obtenir le comportement par défaut, il suffit de retourner NULL.

```
bool
amproperty (Oid index_oid, int attno,
            IndexAMProperty prop, const char *propname,
            bool *res, bool *isnull);
```

Permet aux méthodes d'accès de surcharger le comportement par défaut de `pg_index_column_has_property` et des fonctions liées. Si la méthode d'accès n'a pas de comportement spécial lors des demandes de propriétés d'index, le champ `amproperty` dans sa structure `IndexAmRoutine` peut être NULL. Dans le cas contraire, la méthode `amproperty` sera appelée avec *index_oid* et *attno* tous les deux à zéro pour les appels à `pg_indexam_has_property`, ou avec un *index_oid* valide et *attno* à zéro pour les appels à `pg_index_has_property`, ou avec un *index_oid* valide et un *attno* supérieur à zéro pour les appels à `pg_index_column_has_property`. *prop* est une valeur enum identifiant la propriété testée, alors que *propname* est le nom de la propriété originale. Si le code principal ne reconnaît pas le nom de la propriété, alors *prop* vaut `AMPROP_UNKNOWN`. Les méthodes d'accès peuvent définir les noms de propriétés personnalisées en cherchant une correspondance avec *propname* (utilisez `pg_strcasecmp` pour être cohérent avec le code principal) ; pour les noms connus du code principal, il est préférable d'inspecter *prop*. Si la méthode `amproperty` renvoit `true`, alors elle a passé le test de propriété : elle doit renvoyer le booléen `*res` ou mettre `*isnull` à `true` pour renvoyer un NULL. (Les deux variables référencées sont initialisées à `false` avant l'appel.) Si la méthode `amproperty` renvoit `false`, alors le code principal continuera avec sa logique habituelle pour tester la propriété.

Les méthodes d'accès supportant les opérateurs de tri devraient implémenter le test de `AMPROP_DISTANCE_ORDERABLE` car le code principal ne sait pas le faire et renverra NULL. Il pourrait aussi être avantageux d'implémenter un test sur `AMPROP_RETURNABLE` si cela peut être fait de façon plus simple que d'ouvrir l'index et d'appeler `amcanreturn`, comme le fait le code principal. Le comportement par défaut devrait être satisfaisant pour toutes les autres propriétés standard.

```
bool
amvalidate (Oid opclassoid);
```

Valide les entrées du catalogue pour la classe d'opérateur indiquée, à condition que la méthode d'accès puisse le faire raisonnablement. Par exemple, ceci pourrait inclure le test de la présence de toutes les fonctions de support. La fonction `amvalidate` doit renvoyer false si la classe d'opérateur est invalide. Les problèmes devraient être rapportés avec les messages `ereport`.

Le but d'un index est bien sûr de supporter les parcours de lignes qui correspondent à une condition `WHERE` indexable, souvent appelée *qualificateur* (*qualifier*) ou *clé de parcours* (*scan key*). La sémantique du parcours d'index est décrite plus complètement dans Section 61.3, ci-dessous. Une méthode d'accès à l'index peut supporter les parcours d'accès standards (« plain index scan »), les parcours d'index « bitmap » ou les deux. Les fonctions liées au parcours qu'une méthode d'accès à l'index doit ou devrait fournir sont :

```
IndexScanDesc
ambeginscan (Relation indexRelation,
             int nkeys,
             int norderbys);
```

Prépare un parcours d'index. Les paramètres `nkeys` et `norderbys` indiquent le nombre de qualificateurs et d'opérateurs de tri qui seront utilisés dans le parcours. Ils peuvent servir pour l'allocation d'espace. Notez que les valeurs réelles des clés de parcours ne sont pas encore fournies. Le résultat doit être une structure palloc. Pour des raisons d'implémentation, la méthode d'accès à l'index *doit* créer cette structure en appelant `RelationGetIndexScan()`. Dans la plupart des cas, `ambeginscan` ne fait pas grand-chose d'autre que cet appel et parfois l'acquisition de verrous ; les parties intéressantes du début du parcours sont dans `amrescan`.

```
void
amrescan (IndexScanDesc scan,
          ScanKey keys,
          int nkeys,
          ScanKey orderbys,
          int norderbys);
```

Démarre ou relance un parcours d'index, possiblement avec de nouvelles clés d'index. (Pour relancer en utilisant des clés déjà passées, passer NULL à `keys` et/ou `orderbys`.) Notez que le nombre de clés ou d'opérateurs de tri ne doit pas être plus grand que ce qui a été passé à la fonction `ambeginscan`. En pratique, le relancement est utilisé quand une nouvelle ligne externe est sélectionnée par une jointure de boucle imbriquée, donc avec une nouvelle valeur de comparaison, mais la structure de clé de parcours reste la même.

```
bool
amgettuple (IndexScanDesc scan,
            ScanDirection direction);
```

Récupérer la prochaine ligne d'un parcours donné, dans la direction donnée (vers l'avant ou l'arrière de l'index). Renvoie true si une ligne a été obtenue, false s'il ne reste aucune ligne. Dans le cas true, le TID de la ligne est stocké dans la structure `scan`. « success » signifie juste que l'index contient une entrée qui correspond aux clés de parcours, pas que la ligne existe toujours dans la table ou qu'elle sera visible dans l'instantané (*snapshot*) de l'appelant. En cas de succès, `amgettuple` doit passer `scan->xs_recheck` à true ou false. True signifie que ce n'est pas certain et que les conditions représentées par les clés de parcours doivent être de nouveau vérifiées sur la ligne dans la table après récupération. Cette différence permet de supporter les opérateurs d'index « à perte ». Notez que cela

ne s'appliquera qu'aux conditions de parcours ; un prédicat partiel d'index n'est jamais revérifié par les appelants à `amgettuple`.

Si l'index supporte les parcours d'index seul (c'est-à-dire que `amcanreturn` renvoit true pour chacune de ces colonnes), alors, en cas de succès, la méthode d'accès doit aussi vérifier `scan->xs_want_itup`, et si ce dernier est true, elle doit renvoyer les données indexées originales de cette entrée d'index. Les colonnes pour lesquelles `amcanreturn` renvoit false peuvent êre renvoyées comme NULL. Les données peuvent être retournées sous la forme d'un pointeur d'`IndexTuple` stocké dans `scan->xs_itup`, avec un descripteur de lignes dans `scan->xs_itupdesc`; ou sous la forme d'un pointeur `HeapTuple` stocké dans `scan->xs_hitup`, avec le descripteur de ligne `scan->xs_hitupdesc`. (Le second format devrait être utilisé lors de la reconstruction des données qui pourraient ne pas tenir dans un `IndexTuple`.) Dans tous les cas, la gestion de la donnée référencée par le pointeur est de la responsabilité de la méthode d'accès. Les données doivent rester bonnes au moins jusqu'au prochain appel à `amgettuple`, `amrescan` ou `amendscan` pour le parcours.

La fonction `amgettuple` a seulement besoin d'exister si la méthode d'accès supporte les parcours d'index standards. Si ce n'est pas le cas, le champ `amgettuple` de la structure `IndexAmRoutine` doit être NULL.

```
int64
amgetbitmap (IndexScanDesc scan,
             TIDBitmap *tbm);
```

Récupère toutes les lignes du parcours sélectionné et les ajoute au `TIDBitmap` fourni par l'appelant (c'est-à-dire un OU de l'ensemble des identifiants de ligne dans l'ensemble où se trouve déjà le bitmap). Le nombre de lignes récupérées est renvoyé (cela peut n'être qu'une estimation car certaines méthodes d'accès ne détectent pas les duplicats). Lors de l'insertion d'identifiants de ligne dans le bitmap, `amgetbitmap` peut indiquer que la vérification des conditions du parcours est requis pour des identifiants précis de transactions. C'est identique au paramètre de sortie `xs_recheck` de `amgettuple`. Note : dans l'implémentation actuelle, le support de cette fonctionnalité est fusionné avec le support du stockage à perte du bitmap lui-même, et du coup les appelants revérifient à la fois les conditions du parcours et le prédicat de l'index partiel (si c'en est un) pour les lignes à revérifier. Cela ne sera pas forcément toujours vrai. `amgetbitmap` et `amgettuple` ne peuvent pas être utilisés dans le même parcours d'index ; il existe d'autres restrictions lors de l'utilisation de `amgetbitmap`, comme expliqué dans Section 61.3.

En plus de supporter des parcours d'index ordinaires, certains types d'index peuvent souhaiter supporter des *parcours d'index parallèle*, qui permettent à de multiples processus clients de coopérer afin de réaliser un parcours d'index. La méthode d'accès à l'index devrait s'arranger pour que chaque processus participant au parcours retourne un sous-ensemble des lignes qui devraient être traitées par un parcours d'index ordinaire, non parallèle, mais de telle façon que l'union de tous ces sous ensembles soit identique aux ensemble de lignes qui seraient retournés par un parcours d'index ordinaire, non parallèle. En outre, bien qu'il n'y ait pas besoin d'un ordre de tri global des lignes retournée par un parcours parallèle, l'ordre du sous ensemble de lignes retourné par chaque processus participant au parcours d'index doit correspondre à l'ordre demandé. Les fonctions suivantes peuvent être implémentée pour supporter les parcours d'index parallèles :

```
Size
amestimateparallelscan (void);
```

Estime et retourne le nombre d'octets de mémoire partagée dynamique dont la méthode d'accès aura besoin pour effectuer le parcours d'index. (Ce chiffre est en plus, et non à la place, de la quantité d'espace nécessaire pour les données indépendantes de l'AM dans `ParallelIndexScanDescData`.)

Il n'est pas nécessaire d'implémenter cette fonction pour les méthodes d'accès qui ne supportent pas les parcours d'index parallèles, où pour lesquelles le nombre d'octets de stockage additionnels vaut zéro.

```
void
aminitparallelscan (void *target);
```

Cette fonction sera appelée pour initialiser la mémoire partagée dynamique au début du parcours parallèle. *`target`* pointera vers au moins le nombre d'octets précédemment retourné par `amestimateparallelscan`, et cette fonction pourra utiliser cette quantité d'espace pour stocker n'importe quelle donnée dont elle a besoin.

Il n'est pas nécessaire d'implémenter cette fonction pour les méthodes d'accès qui ne spportent pas les parcours d'index parallèles ou dans le cas où l'espace de mémoire partagé requis ne nécessite pas d'initialisation.

```
void
amparallelrescan (IndexScanDesc scan);
```

Si implémentée, cette fonction sera appelée lorsqu'un parcours d'index parallèle doit recommencer. Elle devrait réinitialiser tout état partagé mis en place par `aminitparallelscan` de telle manière à ce que le parcours sera recommencé depuis le début.

La fonction `amgetbitmap` ne doit exister que si la méthode d'accès supporte les parcours d'index « bitmap ». Dans le cas contraire, le champ `amgetbitmap` de la structure `IndexAmRoutine` doit être NULL.

```
void
amendscan (IndexScanDesc scan);
```

Terminer un parcours et libérer les ressources. La structure `scan` elle-même ne doit pas être libérée, mais tout verrou posé en interne par la méthode d'accès doit être libéré, ainsi qu'à tout autre mémoire allouée par `ambeginscan` et les autres fonctions relatives aux parcours.

```
void
ammarkpos (IndexScanDesc scan);
```

Marquer la position courante du parcours. La méthode d'accès n'a besoin de mémoriser qu'une seule position par parcours.

La fonction `ammarkpos` n'a besoin d'être fournie que si la méthode supporte les parcours ordonnés. Dans le cas contraire, le champ `ammarkpos` dans sa structure `IndexAmRoutine` peut être NULL.

```
void
amrestrpos (IndexScanDesc scan);
```

Restaurer le parcours à sa plus récente position marquée.

61.3. Parcours d'index

Dans un parcours d'index, la responsabilité de la méthode d'accès est de recracher tous les TID de toutes les lignes qu'on lui a dit correspondre aux *clés de parcours*. La méthode d'accès n'est impliquée *ni* dans la récupération de ces lignes dans la table parente de l'index, *ni* dans les tests de qualification temporelle ou autre.

Une clé de parcours est une représentation interne d'une clause WHERE de la forme *clé_index opérateur constante*, où la clé est une des colonnes de l'index et l'opérateur un des membres de la famille d'opérateurs associée à cette colonne. Un parcours d'index a entre zéro et plusieurs clés de parcours assemblées implicitement avec des AND -- les lignes renvoyées doivent satisfaire toutes les conditions indiquées.

La méthode d'accès peut indiquer que l'index est *à perte* ou nécessite une vérification pour une requête particulière ; ceci implique que le parcours d'index renvoie toutes les entrées qui correspondent à la clé de parcours, plus éventuellement des entrées supplémentaires qui ne correspondent pas. La machinerie du parcours d'index du système principal applique alors les conditions de l'index à la ligne pour vérifier si elle doit effectivement être retenue. Si l'option de vérification n'est pas indiquée, le parcours d'index doit renvoyer exactement l'ensemble d'entrées correspondantes.

La méthode d'accès doit s'assurer qu'elle trouve correctement toutes les entrées correspondantes aux clés de parcours données, et seulement celles-ci. De plus, le système principal se contente de transférer toutes les clauses WHERE qui correspondent aux clés d'index et aux familles d'opérateurs, sans analyse sémantique permettant de déterminer si elles sont redondantes ou contradictoires. Par exemple, avec WHERE x > 4 AND x > 14, où x est une colonne indexée par B-tree, c'est à la fonction B-tree amrescan de déterminer que la première clé de parcours est redondante et peut être annulée. Le supplément de pré-traitement nécessaire lors de amrescan dépend du niveau de réduction des clés de parcours en une forme « normalisée » nécessaire à la méthode d'accès à l'index.

Certaines méthodes d'accès renvoient des entrées d'index dans un ordre bien défini, d'autres non. Il existe en fait deux façons différentes permettant à une méthode d'accès de fournir une sortie triée :

- Les méthodes d'accès qui renvoient toujours les entrées dans l'ordre naturel des données (comme les B-tree) doivent configurer amcanorder à true. Actuellement, ces méthodes d'accès doivent utiliser des nombres de stratégie compatibles avec les B-tree pour les opérateurs d'égalité et de tri.

- Les méthodes d'accès qui supportent les opérateurs de tri doivent configurer amcanorderbyop à true. Ceci indique que l'index est capable de renvoyer les entrées dans un ordre satisfaisant ORDER BY *clé_index opérateur constante*. Les modificateurs de parcours de cette forme peuvent être passés à amrescan comme décrit précédemment.

La fonction amgettuple dispose d'un argument direction, qui peut être soit ForwardScanDirection (le cas normal), soit BackwardScanDirection. Si le premier appel après amrescan précise BackwardScanDirection, alors l'ensemble des entrées d'index correspondantes est à parcourir de l'arrière vers l'avant plutôt que dans la direction normale (d'avant en arrière). amgettuple doit donc renvoyer la dernière ligne correspondante dans l'index, plutôt que la première, comme cela se fait normalement. (Cela ne survient que pour les méthodes d'accès qui initialise amcanorder à true.) Après le premier appel, amgettuple doit être préparé pour continuer le parcours dans la direction adaptée à partir de l'entrée la plus récemment renvoyée. (Mais si amcanbackward vaut false, tous les appels suivants auront la même direction que le premier.)

Les méthodes d'accès qui supportent les parcours ordonnés doivent supporter le « marquage » d'une position dans un parcours pour retourner plus tard à la position marquée. La même position peut être restaurée plusieurs fois. Néanmoins, seule une position par parcours a besoin d'être conservée en mémoire ; un nouvel appel à ammarkpos surcharge la position anciennement marquée. Une méthode d'accès qui ne supporte pas les parcours ordonnés n'a pas besoin de fournir les fonctions ammarkpos et amrestrpos dans sa structure IndexAmRoutine ; configurez ces pointeurs à NULL dans ce cas.

Les positions du parcours et du marquage doivent être conservées de façon cohérente dans le cas d'insertions et de suppressions concurrentes dans l'index. Il est acceptable qu'une entrée tout juste insérée ne soit pas retournée par un parcours qui l'aurait trouvée si l'entrée avait existé au démarrage du parcours. De même est-il correct qu'un parcours retourne une telle entrée lors d'un re-parcours ou d'un retour arrière, alors même qu'il ne l'a pas retournée lors du parcours initial. De même, une suppression concurrente peut être, ou non, visible dans les résultats d'un parcours. Il est primordial qu'insertions et suppressions ne conduisent pas le parcours à oublier ou dupliquer des entrées qui ne sont pas insérées ou supprimées.

Si l'index stocke les valeurs originales des données indexées (et pas une représentation à perte), il est utile de supporter les parcours d'index seul, pour lesquels l'index renvoie la donnée réelle et non pas juste le TID de la ligne dans la table. Ceci n'évitera des I/O que si la carte de visibilité montre que le TID est sur une page dont toutes les lignes sont visibles par toutes les transactions en cours. Sinon, la ligne de la table doit être visitée de toute façon pour s'assurer de sa visibilité pour la transaction en cours. Mais cela ne concerne pas la méthode d'accès.

Un parcours d'index peut utiliser `amgetbitmap` à la place de `amgettuple` pour récupérer toutes les lignes en un unique appel. Cette méthode peut s'avérer nettement plus efficace que `amgettuple` parce qu'elle permet d'éviter les cycles de verrouillage/déverrouillage à l'intérieur de la méthode d'accès. En principe, `amgetbitmap` a les mêmes effets que des appels répétés à `amgettuple`, mais plusieurs restrictions ont été imposées pour simplifier la procédure. En premier lieu, `amgetbitmap` renvoie toutes les lignes en une fois et le marquage ou la restauration des positions de parcours n'est pas supporté. Ensuite, les lignes sont renvoyées dans un bitmap qui n'a pas d'ordre spécifique, ce qui explique pourquoi `amgetbitmap` ne prend pas de `direction` en argument. (Les opérateurs de tri ne seront jamais fournis non plus pour un tel parcours.) De plus, il n'existe aucune disposition pour les parcours d'index seul avec `amgetbitmap` car il n'y a aucun moyen de renvoyer le contenu des lignes d'index. Enfin, `amgetbitmap` ne garantit pas le verrouillage des lignes renvoyées, avec les implications précisées dans Section 61.4.

Notez qu'il est permis à une méthode d'accès d'implémenter seulement `amgetbitmap` et pas `amgettuple`, ou vice versa, si son fonctionnement interne ne convient qu'à une seule des API.

61.4. Considérations sur le verrouillage d'index

Les méthodes d'accès aux index doivent gérer des mises à jour concurrentes de l'index par plusieurs processus. Le système principal de PostgreSQL obtient `AccessShareLock` sur l'index lors d'un parcours d'index et `RowExclusiveLock` lors de sa mise à jour (ce qui inclut le `VACUUM` simple). Comme ces types de verrous ne sont pas conflictuels, la méthode d'accès est responsable de la finesse du verrouillage dont elle a besoin. Un verrou de type `ACCESS EXCLUSIVE` sur l'intégralité de l'index entier n'est posé qu'à la création de l'index, sa destruction ou lors d'un `REINDEX`.

Construire un type d'index qui supporte les mises à jour concurrentes requiert une analyse complète et subtile. Pour les types d'index B-tree et hash, on peut lire les implications sur les décisions de conception dans `src/backend/access/nbtree/README` et `src/backend/access/hash/README`.

En plus des besoins de cohérence interne de l'index, les mises à jour concurrentes créent des problèmes de cohérence entre la table parente (*heap*) et l'index. Comme PostgreSQL sépare les accès et les mises à jour de la table et ceux de l'index, il existe des fenêtres temporelles pendant lesquelles l'index et l'en-tête peuvent être incohérents. Ce problème est géré avec les règles suivantes :

- une nouvelle entrée dans la table est effectuée avant son entrée dans l'index. (Un parcours d'index concurrent peut alors ne pas voir l'entrée dans la table. Ce n'est pas gênant dans la mesure où un lecteur de l'index ne s'intéresse pas à une ligne non validée. Voir Section 61.5) ;
- lorsqu'une entrée de la table va être supprimée (par `VACUUM`), on doit d'abord supprimer toutes les entrées d'index ;
- un parcours d'index doit maintenir un lien sur la page d'index contenant le dernier élément renvoyé par `amgettuple`, et `ambulkdelete` ne peut supprimer des entrées de pages liées à d'autres processus. La raison figure ci-dessous.

Sans la troisième règle, il serait possible qu'un lecteur d'index voit une entrée dans l'index juste avant qu'elle ne soit supprimée par un `VACUUM` et arrive à l'entrée correspondante de la table après sa suppression par le `VACUUM`. Cela ne pose aucun problème sérieux si cet élément est toujours inutilisé quand le lecteur l'atteint, car tout emplacement vide est ignoré par `heap_fetch()`. Mais que se passe-t-il si un troisième moteur a déjà ré-utilisé l'emplacement de l'élément pour quelque chose

d'autre ? Lors de l'utilisation d'un instantané (*snapshot*) compatible MVCC, il n'y a pas de problème car le nouvel occupant de l'emplacement est certain d'être trop récent pour apparaître dans l'instantané. En revanche, avec un instantané non-compatible MVCC (tel que `SnapshotAny`), une ligne qui ne correspond pas aux clés de parcours peut être acceptée ou retournée. Ce scénario peut être évité en imposant que les clés de parcours soient re-confrontées à la table dans tous les cas, mais cela est trop coûteux. À la place, un lien sur une page d'index est utilisé comme *proxy* pour indiquer que le lecteur peut être « en route » depuis l'entrée d'index vers l'entrée de table correspondante. Bloquer `ambulkdelete` sur un tel lien assure que `VACUUM` ne peut pas supprimer l'entrée de la table avant que le lecteur n'en ait terminé avec elle. Cette solution est peu coûteuse en temps d'exécution, et n'ajoute de surcharge du fait du blocage que dans les rares cas où il y a vraiment un conflit.

Cette solution requiert que les parcours d'index soient « synchrones » : chaque ligne de la table doit être récupérée immédiatement après récupération de l'entrée d'index correspondante. Cela est coûteux pour plusieurs raisons. Un parcours « asynchrone », où l'on récupère de nombreux TID depuis l'index et où l'on ne visite la table que plus tard, requiert moins de surcharge de verrouillage de l'index et autorise un modèle d'accès à la table plus efficace. D'après l'analyse ci-dessus, l'approche synchrone doit être utilisée pour les instantanés non compatibles avec MVCC, mais un parcours asynchrone est possible pour une requête utilisant un instantané MVCC.

Dans un parcours d'index `amgetbitmap`, la méthode d'accès ne bloque l'index pour aucune des lignes renvoyées. C'est pourquoi de tels parcours ne sont fiables qu'avec les instantanés compatibles MVCC.

Quand le drapeau `ampredlocks` n'est pas en place, tout parcours par cette méthode d'accès au sein d'une transaction sérialisable acquerra un verrou prédicat non bloquant sur l'index complet. Ceci génèrera un conflit de lecture/écriture à l'insertion d'une ligne dans cet index par une transaction sérialisable concurrente. Si certains motifs de tels conflits sont détectés dans un ensemble de transactions sérialisables concurrentes, une de ces transactions peut être annulée pour protéger l'intégrité des données. Quand le drapeau est en place, il indique que la méthode d'accès implémente un verrou prédicat plus fin, qui tend à réduire la fréquence d'annulation de telles requêtes.

61.5. Vérification de l'unicité par les index

PostgreSQL assure les contraintes d'unicité SQL par des *index uniques*, qui sont des index qui refusent des entrées multiples pour un même clé. Une méthode d'accès qui supporte cette fonctionnalité initialise `amcanunique` à true. (À ce jour, seul B-tree le supporte). Les colonnes listées dans la clause `INCLUDE` ne sont pas considérées lors de la vérification d'unicité.

Du fait de MVCC, il est toujours nécessaire de permettre à des entrées dupliquées d'exister physiquement dans un index : elles peuvent faire référence à des versions successives d'une même ligne logique. Nous voulons garantir qu'aucune image MVCC n'inclut deux lignes avec les mêmes clés d'index. Cela se résume aux cas suivants, à vérifier à l'insertion d'une nouvelle ligne dans un index d'unicité :

- si une ligne valide conflictuelle a été supprimée par la transaction courante, pas de problème. (En particulier, comme un UPDATE supprime toujours l'ancienne version de la ligne avant d'insérer la nouvelle version, cela permet un UPDATE sur une ligne sans changer la clé) ;
- si une ligne conflictuelle a été insérée par une transaction non encore validée, l'insérer potentiel doit attendre de voir si la transaction est validée. Si elle est annulée, alors il n'y a pas de conflit. Si elle est validée sans avoir supprimé la ligne conflictuelle, il y a violation de la contrainte d'unicité. (En pratique, on attend que l'autre transaction finisse et le contrôle de visibilité est effectué à nouveau dans son intégralité) ;
- de façon similaire, si une ligne conflictuelle validée est supprimée par une transaction encore non validée, l'insérer potentiel doit attendre la validation ou l'annulation de cette transaction et recommencer le test.

De plus, immédiatement avant de lever une violation d'unicité en fonction des règles ci-dessus, la méthode d'accès doit revérifier l'état de la ligne en cours d'insertion. Si elle est validée mais est

déjà morte, alors aucune erreur ne survient. (Ce cas ne peut pas survenir lors du scénario ordinaire d'insertion d'une ligne tout juste créée par la transaction en cours. Cela peut néanmoins arriver lors d'un `CREATE UNIQUE INDEX CONCURRENTLY`.)

La méthode d'accès à l'index doit appliquer elle-même ces tests, ce qui signifie qu'elle doit accéder à la table pour vérifier le statut de validation de toute ligne présentant une clé dupliquée au regard du contenu de l'index. C'est sans doute moche et non modulaire, mais cela permet d'éviter un travail redondant : si un test séparé était effectué, alors la recherche d'une ligne conflictuelle dans l'index serait en grande partie répétée lors de la recherche d'une place pour la nouvelle entrée d'index. Qui plus, est, il n'y a pas de façon évidente d'éviter des *race conditions*, sauf si la recherche de conflit est partie intégrante de l'insertion d'une nouvelle entrée d'index.

Si la contrainte unique est déferrable, il y a une complication supplémentaire : nous devons être capable d'insérer une entrée d'index pour une nouvelle ligne mais devons déferrer toute erreur de violation de l'unicité jusqu'à la fin de l'instruction, voire après. Pour éviter des recherches répétées et inutiles dans l'index, la méthode d'accès doit faire une vérification préliminaire d'unicité dès l'insertion initiale. Si elle ne montre pas de conflit avec une ligne visible, nous avons terminé. Sinon, nous devons planifier une nouvelle vérification quand il sera temps de forcer la contrainte. Si, lors de la nouvelle vérification, la ligne insérée et d'autres lignes de la même clé sont vivantes, alors l'erreur doit être rapportée. (Notez que, dans ce contexte, « vivant » signifie réellement « toute ligne dans la chaîne HOT de l'entrée d'index est vivante ».) Pour implanter ceci, la fonction `aminsert` reçoit un paramètre `checkUnique` qui peut avoir une des valeurs suivantes :

- `UNIQUE_CHECK_NO` indique qu'aucun test d'unicité ne doit être fait (ce n'est pas un index unique).
- `UNIQUE_CHECK_YES` indique qu'il s'agit d'un index unique non déferrable et la vérification de l'unicité doit se faire immédiatement, comme décrit ci-dessus.
- `UNIQUE_CHECK_PARTIAL` indique que la contrainte unique est déferrable. PostgreSQL utilisera ce mode pour insérer l'entrée d'index de chaque ligne. La méthode d'accès doit autoriser les entrées dupliquées dans l'index et rapporter tout duplicat potentiel en renvoyant FALSE à partir de `aminsert`. Pour chaque ligne pour laquelle FALSE est renvoyé, une revérification déferrée sera planifiée.

  La méthode d'accès doit identifier toute ligne qui pourrait violer la contrainte unique, mais rapporter des faux positifs n'est pas une erreur. Cela permet de faire la vérification sans attendre la fin des autres transactions ; les conflits rapportés ici ne sont pas traités comme des erreurs, et seront revérifiés plus tard, à un moment où ils ne seront peut-être plus en conflit.
- `UNIQUE_CHECK_EXISTING` indique qu'une revérification déferrée d'une ligne a été rapportée en violation potentielle d'unicité. Bien que cela soit implémenté par un appel à `aminsert`, la méthode d'accès ne doit *pas* insérer une nouvelle entrée d'index dans ce cas. L'entrée d'index est déjà présente. À la place, la méthode d'accès doit vérifier s'il existe une autre entrée d'index vivante. Si c'est le cas et que la ligne cible est toujours vivante, elle doit rapporter l'erreur.

  Il est recommendé que, dans un appel à `UNIQUE_CHECK_EXISTING`, la méthode d'accès vérifie en plus que la ligne cible ait réellement une entrée existante dans l'index et de lever une erreur si ce n'est pas le cas. C'est une bonne idée car les valeurs de la ligne d'index passées à `aminsert` auront été recalculées. Si la définition de l'index implique des fonctions qui ne sont pas vraiment immutables, nous pourrions être en train de vérifier une mauvaise partie de l'index. Vérifier que la ligne cible est trouvée dans la revérification permet de s'assurer que nous recherchons les mêmes valeurs de la ligne comme elles ont été utilisées lors de l'insertion originale.

61.6. Fonctions d'estimation des coûts d'index

La fonction `amcostestimate` reçoit des informations décrivant un parcours d'index possible, incluant des listes de clauses WHERE et ORDER BY considérées comme utilisables avec l'index.

Elle doit renvoyer une estimation du coût de l'accès à l'index et de la sélectivité des clauses WHERE (c'est-à-dire la fraction des lignes de la table parente qui seront récupérées lors du parcours de l'index). Dans les cas simples, pratiquement tout le travail de l'estimateur de coût peut être effectué en appelant des routines standard dans l'optimiseur ; la justification d'une fonction `amcostestimate` est de permettre aux méthodes d'accès de fournir des connaissances spécifiques liées au type d'index, au cas où il serait possible d'améliorer les estimations standards.

Chaque fonction `amcostestimate` doit avoir la signature :

```
void
amcostestimate (PlannerInfo *root,
                IndexPath *path,
                double loop_count,
                Cost *indexStartupCost,
                Cost *indexTotalCost,
                Selectivity *indexSelectivity,
                double *indexCorrelation,
                double *indexPages);
```

Les trois premiers paramètres sont des entrées :

`root`

Information du planificateur sur la requête en cours de traitement.

`path`

Le chemin d'accès considéré pour l'index. Tous les champs, en dehors du coût et de la sélectivité, sont valides.

`loop_count`

Le nombre de répétitions du parcours d'index à prendre en compte dans les estimations de coût. Il sera généralement supérieur à 1 lors d'un parcours avec paramètres à utiliser à l'intérieur d'une jointure de boucle imbriquée. Notez que l'estimation de coût doit toujours être pour un seul parcours ; une valeur plus importante de *`loop_count`* signifie qu'on pourrait constater l'effet du cache avec plusieurs parcours.

Les cinq derniers paramètres sont les sorties, passées par référence :

`*indexStartupCost`

Renvoie le coût du lancement du traitement de l'index.

`*indexTotalCost`

Renvoie le coût du traitement total de l'index.

`*indexSelectivity`

Renvoie la sélectivité de l'index.

`*indexCorrelation`

Renvoie le coefficient de corrélation entre l'ordre de parcours de l'index et l'ordre sous-jacent de la table.

`*indexPages`

Configuré au nombre de pages feuilles de l'index.

Les fonctions d'estimation de coûts doivent être écrites en C, pas en SQL ou dans tout autre langage procédural, parce qu'elles doivent accéder aux structures de données internes du planificateur/optimiseur.

Les coûts d'accès aux index doivent être calculés avec les paramètres utilisés par `src/backend/optimizer/path/costsize.c` : la récupération d'un bloc disque séquentiel a un coût de `seq_page_cost`, une récupération non séquentielle a un coût de `random_page_cost`, et le coût de traitement d'une ligne d'index doit habituellement être considéré comme `cpu_index_tuple_cost`. De plus, un multiple approprié de `cpu_operator_cost` doit être ajouté pour tous les opérateurs de comparaison impliqués lors du traitement de l'index (spécialement l'évaluation des `indexQuals`).

Les coûts d'accès doivent inclure tous les coûts dus aux disques et aux CPU associés au parcours d'index proprement dit, mais *pas* les coûts de récupération ou de traitement des lignes de la table parente identifiées par l'index.

Le « coût de lancement » est la partie du coût total de parcours à dépenser avant de commencer à récupérer la première ligne. Pour la plupart des index, on peut prendre zéro, mais un type d'index avec un grand coût au démarrage peut nécessiter une valeur supérieure à zéro.

`indexSelectivity` doit être la fraction estimée des lignes de la table parente qui sera récupérée lors du parcours d'index. Dans le cas d'une requête à perte, ce sera typiquement plus élevé que la fraction des lignes qui satisfont les conditions de qualification données.

`indexCorrelation` doit être initialisé à la corrélation (valeur entre -1.0 et 1.0) entre l'ordre de l'index et celui de la table. Cela permet d'ajuster l'estimation du coût de récupération des lignes de la table parente.

`indexPages` doit être configuré au nombre de pages feuilles. Ceci est utilisé pour estimer le nombre de workers pour les parcours d'index parallélisés.

Quand *`loop_count`* est supérieur à 1, les nombres renvoyés doivent être des moyennes attendues pour tout parcours de l'index.

Estimation du coût

Un estimateur typique de coût exécute le traitement ainsi :

1. Estime et renvoie la fraction des lignes de la table parente visitées d'après les conditions de qualification données. En l'absence de toute connaissance spécifique sur le type d'index, on utilise la fonction standard de l'optimiseur `clauselist_selectivity()` :

   ```
   +*indexSelectivity = clauselist_selectivity(root, path-
   >indexquals,
                                               path->indexinfo-
   >rel->relid,
                                               JOIN_INNER, NULL);
   ```

2. Estime le nombre de lignes d'index visitées lors du parcours. Pour de nombreux types d'index, il s'agit de *`indexSelectivity`* multiplié par le nombre de lignes dans l'index, mais cela peut valoir plus (la taille de l'index en pages et lignes est disponible à partir de la structure `path->indexinfo`).

3. Estime le nombre de pages d'index récupérées pendant le parcours. Ceci peut être simplement *`indexSelectivity`* multiplié par la taille en pages de l'index.

4. Calcule le coût d'accès à l'index. Un estimateur générique peut le faire ainsi :

   ```
   /*
   ```

```
     * On suppose généralement que les pages d'index sont lues
     * séquentiellement, elles coûtent donc seq_page_cost each,
et pas random_page_cost.
     * Nous ajoutons l'évaluation des qualificateurs pour
chaque ligne d'index.
     * Tous les coûts sont supposés être payés de manière
incrémentale pendant le parcours.
     */
    cost_qual_eval(&index_qual_cost, path->indexquals, root);
    *indexStartupCost = index_qual_cost.startup;
    *indexTotalCost = seq_page_cost * numIndexPages +
        (cpu_index_tuple_cost + index_qual_cost.per_tuple) *
numIndexTuples;
```

Néanmoins, le calcul ci-dessus ne prend pas en compte l'amortissement des lectures des index à travers des parcours répétés.

5. Estime la corrélation de l'index. Pour un index ordonné sur un seul champ, cela peut se trouver dans pg_statistic. Si la corrélation est inconnue, l'estimation conservatrice est zéro (pas de corrélation).

Des exemples de fonctions d'estimation du coût sont disponibles dans `src/backend/utils/adt/selfuncs.c`.

Chapitre 62. Enregistrements génériques des journaux de transactions

Bien que tous les modules internes traçant dans les journaux de transactions ont leur propre type d'enregistrements WAL, il existe aussi un type d'enregistrement générique. Ce type d'enregistrement décrit les modifications de pages d'une façon générique. Ceci est utile pour les extensions fournissant des méthodes d'accès personnalisés car elles ne peuvent pas enregistrer leurs propres routines de rejeu des journaux de transactions.

L'API de construction des enregistrements génériques pour les journaux de transactions est définie dans `access/generic_xlog.h` et implémentée dans `access/transam/generic_xlog.c`.

Pour réaliser une mise à jour de données tracée dans les journaux de transactions en utilisant le système d'enregistrement générique, suivez ces étapes :

1. `state = GenericXLogStart(relation)` -- lance la construction d'un enregistrement générique pour la relation spécifiée.

2. `page = GenericXLogRegisterBuffer(state, buffer, flags)` -- enregistre un tampon à modifier dans l'enregistrement générique actuel du journal de transactions. Cette fonction renvoie un pointeur vers une copie temporaire de la page du tampon, où les modifications doivent survenir. (Ne modifiez pas le contenu du tampon.) Le troisième argument est un masque de bits pour les drapeaux applicables à l'opération. Actuellement, le seul drapeau disponible est `GENERIC_XLOG_FULL_IMAGE`, qui indique qu'une image d'une page complète doit être inclue dans l'enregistrement WAL, plutôt qu'un delta. Typiquement, ce drapeau doit être configurée si le bloc est nouveau ou s'il a été complètement réécrit. `GenericXLogRegisterBuffer` peut être répété si l'action tracée doit modifier plusieurs blocs.

3. Réalisez des modifications à l'image des pages obtenue à l'étape précédente.

4. `GenericXLogFinish(state)` -- applique les modifications aux tampons et émet l'enregistrement générique.

La construction d'enregistrements de journaux de transactions peut être annulée entre n'importe laquelle des étapes ci-dessus en appelant la fonction `GenericXLogAbort(state)`. Ceci annulera toutes les modifications aux copies d'image de bloc.

Merci de noter les points suivants lors de l'utilisation de la fonctionnalité d'enregistrements génériques pour les journaux de transactions :

- Aucune modification directe des tampons n'est autorisée ! Toutes les modifications doivent se faire dans les copies récupérées de `GenericXLogRegisterBuffer()`. Autrement dit, le code réalisant les enregistrements génériques ne doit jamais appeler lui-même `BufferGetPage()`. Néanmoins, il est de la responsabilité de l'appelant du bloquer/débloquer et de verrouiller/déverrouiller les tampons au bon moment. Un verrou exclusif doit être obtenu et conservé pour chaque tampon cible avant l'appel à `GenericXLogRegisterBuffer()` et jusqu'à l'appel à `GenericXLogFinish()`.

- Les enregistrements de tampons (étape 2) et les modifications des images de page (étape 3) peuvent être librement mélangés. Les deux étapes peuvent donc être répétées dans n'importe quelle séquence. Gardez en tête que les tampons doivent être enregistrés dans le même ordre que l'obtention des verrous lors de leur rejeu.

- Le nombre maximum de tampons qui peut être enregistré pour un enregistrement générique dépend de la constante `MAX_GENERIC_XLOG_PAGES`. Une erreur est renvoyée si cette limite est dépassée.

- Un enregistrement générique suppose que les blocs à modifier aient un schéma standard et, en particulier, qu'il n'y ait pas de données utiles entre `pd_lower` et `pd_upper`.

- Comme vous modifiez des copies de pages de tampon, `GenericXLogStart()` ne commence pas une section critique. De ce fait, vous pouvez faire de l'allocation mémoire de façon sûre, en renvoyant des erreurs le cas échéant, entre `GenericXLogStart()` et `GenericXLogFinish()`. La seule section réellement critique se trouve dans `GenericXLogFinish()`. Il n'est pas non plus nécessaire de s'inquiéter lors de l'appel de `GenericXLogAbort()` pendant une sortie en erreur.

- `GenericXLogFinish()` fait attention à marquer les tampons comme modifiés et à configurer leur LSN. Vous n'avez pas besoin de le faire explicitement.

- Pour les relations non journalisées, tout fonctionne de la même façon sauf qu'aucun enregistrement n'est réellement émis. De ce fait, vous n'avez pas besoin de faire une quelconque vérification explicite pour les relations non journalisées.

- La fonction de rejeu des enregistrements génériques acquiert des verrous exclusifs sur les tampons dans le même ordre qu'ils ont été enregistrés. Après l'exécution du rejeu, les verrous sont relachés dans le même ordre.

- Si `GENERIC_XLOG_FULL_IMAGE` n'est pas spécifié pour un tampon enregistré, l'enregistrement générique contient un delta entre les ancienne et nouvelle images. Ce delta est basé sur une comparaison octet par octet. Ceci n'est pas spécialement compact dans le cas d'un déplacement de données dans une page, et pourrait être amélioré dans le futur.

Chapitre 63. Index B-Tree

63.1. Introduction

PostgreSQL inclut une implémentation de la structure standard d'index btree (*multi-way balanced tree*) N'importe quel type de données pouvant être trié dans un ordre linéaire clairement défini peut être indexé par un index btree. La seule limitation est qu'une entrée d'index ne peut dépasser approximativement un tiers de page (après la compression TOAST si cela est possible).

Puisque chaque classe d'opérateur btree impose un ordre de tri sur son type de données, les classes d'opérateur btree (ou, en réalité, les familles d'opérateur) ont finies par être utilisées par PostgreSQL comme représentation et connaissance générale des sémantiques de tri. En conséqunce, elles ont acquis certaines fonctionnalités qui vont au délà de ce qui serait nécessaire pour simplement supporter les index btree, et des parties du systèmes qui sont éloignées des méthodes d'accès btree les utilisant.

63.2. Comportement des classes d'opérateur B-Tree

Comme montré dans Tableau 38.2, une classe d'opérateur btree doit fournir cinq opérateurs de comparaison, <, <=, =, >= et >. On pourrait supposer que <> devraient également faire partie de la classe d'opérateur, mais ce n'est pas le cas car cela ne serait presque jamais utile d'utiliser une clause WHERE <> dans une recherche d'index. (Dans certains cas, le planificateur traite <> comme s'il était associé avec une classe d'opérateur btree ; mais il trouve cet opérateur via le lien du négateur de l'opérateur =, plutôt que depuis `pg_amop`.)

Quand plusieurs types de données partagent des sémantiques de tri presque identiques, leurs classes d'opérateurs peuvent être regroupées dans une famille d'opérateur. Il est avantageux de procéder ainsi car cela permet au planificateur de faire des déductions quant aux comparaisons entre plusieurs types. Chaque classe d'opérateur au sein d'une famille devrait contenir les opérateurs concernant un seul type (et les fonctions de support associées), tandis que les opérateurs de comparaison inter-types et les fonctions de support sont « libres » dans la famille. Il est recommandé qu'un ensemble complet d'opérateurs inter-types soit inclus dans la famille, afin d'assurer que le planificateur puisse représenter n'importe quelle condition de comparaison qu'il pourrait déduire depuis la transitivité.

Il y a des supposition basiques qu'une famille d'opérateur btree doit satisfaire :

- Un opérateur = doit être une relation d'équivalence ; c'est-à-dire que pour toutes les valeurs non nulles *A*, *B*, *C* du type de données :
  - *A* = *A* est vrai (*loi de réflexivité*)
  - si *A* = *B*, alors *B* = *A* (*loi de symétrie*)
  - si *A* = *B* et *B* = *C*, alors *A* = *C* (*loi de transitivité*)
- Un opérateur < doit être une relation de tri forte ; c'est-à-dire, pour toutes les valeurs non nulles *A*, *B*, *C* :
  - *A* < *A* est faux (*loi d'antiréflexivité*)
  - si *A* < *B* et *B* < *C*, alors *A* < *C* (*loi de transitivité*)
- De plus, le tri est total ; c'est-à-dire, pour toutes les valeurs non nulles *A*, *B* :
  - exactement une seule des expressions *A* < *B*, *A* = *B*, et *B* < *A* est vraie (*loi de trichotomie*)

  (Bien entendu, la loi de trichotomie justifie la définition de la fonction de support de comparaison).

Les trois autres opérateurs sont définis avec = et < de manière évidente, et doivent se comporter de manière cohérentes avec ceux-ci.

Pour une famille d'opérateur supportant plusieurs types de données, les lois définies auparavant doivent continuer à s'appliquer quand *A*, *B*, *C* sont pris de n'importe quel type de données de la famille. Les lois de transitivité sont les plus délicates à garantir, car, dans des situations inter-types, elles représentent des déclarations comme quoi les comportements de deux ou trois différents opérateurs sont cohérents. Comme exemple, mettre `float8` et `numeric` dans la même famille d'opérateur ne fonctionnerait pas, du moins pas avec les sémantiques actuelles qui définissent que les valeurs de type `numeric` sont converties en `float8` pour la comparaison vers un `float8`. Du fait de la précision limitée du type `float8`, cela veut dire que des valeurs `numeric` distinctes seraient considérées par la comparaison comme égales à la même valeur `float8`, et par conséquent la loi de transitivé échouerait.

Une autre exigence pour les familles contenant plusieurs types est que les transtypages implicites ou de coercition binaire qui sont définis entre les types de données inclus dans la famille d'opérateur ne doivent pas changer l'ordre de tri associé.

La raison pour laquelle les index btree nécessitent que ces lois soient vérifiées pour un même type de données devraient être tout à fait claires : sans celles-ci, il n'y a pas d'ordre avec lequel organiser les clés. En outre, les recherches d'index utilisant une clé de comparaison d'un type de données différent nécessitent que la comparaison se comporte sainement à travers deux types de données. Les extensions à trois types de données ou plus au sein d'une famille ne sont pas strictement requis par le mécanisme d'index btree lui-même, mais le planificateur se repose sur eux pour des besoins d'optimisation.

63.3. Fonctions de support B-Tree

Comme montré dans Tableau 38.8, btree définit une fonction de support obligatoire et deux facultatives.

Pour chaque combinaison de types de données pour laquelle une famille d'opérateur btree fournit des opérateurs de comparaison, elle doit fournir une fonction de support de comparaison inscrite dans `pg_amproc` avec la fonction de support 1 et `amproclefttype`/`amprocrighttype` égaux aux types de données gauche et droit pour la comparaison (c'est-à-dire les même types de données que l'opérateur correspondant a inscrit dans `pg_amop`). La fonction de comparaison doit prendre en entrée deux valeurs non nulles *A* et *B* et retourner une valeur `int32` qui est `< 0`, `0`, ou `> 0` quand, respectivement *A* < *B*, *A* = *B*, ou *A* > *B*. Une valeur de retour NULL est également interdite : toutes les valeurs du type de données doivent être comparables. Voir `src/backend/access/nbtree/nbtcompare.c` pour plus d'exemples.

Si les valeurs comparées sont d'un type avec collation, l'identifiant de collation approprié sera passé à la fonction de support de comparaison, en utilisant le mécanisme standard `PG_GET_COLLATION()`.

De manière facultative, une famille d'opérateur btree peut fournir une ou plusieurs fonctions *sort support*, inscrites comme fonctions de support numéro 2. Ces fonctions permettent d'implémenter des comparaisons dans l'optique de tri de manière plus efficace qu'appeler naivement la fonction de support de comparaison. Les API impliquées pour cela sont définies dans `src/include/utils/sortsupport.h`.

De manière facultative, une famille d'opérateur btree peut fournir une ou plusieurs fonctions de support *in_range* inscrites comme fonction de support numéro 3. Celles-ci ne sont pas utilisées durant les opérations d'index btree ; mais plutôt, elles étendent les sémantiques de la famille d'opérateur de telle manière qu'elles puissent supporter les clauses de fenêtrage contenant les types de limite de cadre `RANGE` *`décalage`* `PRECEDING` et `RANGE` *`décalage`* `FOLLOWING` (voir Section 4.2.8). Fondamentalement, les informations supplémentaires fournies sont comment additionner et soustraire une valeur d'un *`décalage`* d'une manière qui est compatible avec le tri de données de la famille.

Une fonction `in_range` doit avoir la signature

```
in_range(val type1, base type1, offset type2, sub bool, less bool)
returns bool
```

val et *base* doivent être du même type, qui est un des types supportés par la famille d'opérateur (c'est-à-dire un type pour lequel elle fournit un tri). Cependant, *offset* peut être d'un type de données différent, qui peut par ailleurs ne pas être supporté par la famille. Un exemple est que la famille `time_ops` incluse par défaut fournit une fonction `in_range` qui a un *offset* de type `interval`. Une famille peut fournir des fonctions `in_range` pour n'importe lesquels des types de données qu'elle supporte, et un ou plusieurs types *offset*. Chaque fonction `in_range` devrait être inscrite dans `pg_amproc` avec `amproclefttype` égal à `type1` et `amprocrighttype` égal à `type2`.

Les sémantiques essentielles pour une fonction `in_range` dépendent des deux paramètres de drapeau booléens. Elle devrait ajouter ou soustraire *base* et *offset*, puis comparer *val* au résultat, comme ceci :

- si !*sub* et !*less*, renvoyer *val* >= (*base* + *offset*)
- si !*sub* et *less*, renvoyer *val* <= (*base* + *offset*)
- si *sub* et !*less*, renvoyer *val* >= (*base* - *offset*)
- si *sub* et *less*, renvoyer *val* <= (*base* - *offset*)

Avant de procéder, la fonction devrait vérifier le signe d' *offset* : s'il est inférieur ou égal à zéro, lever l'erreur `ERRCODE_INVALID_PRECEDING_OR_FOLLOWING_SIZE` (22013) avec un message d'erreur tel que « taille précédente ou suivante invalide dans la fonction de fenêtrage ». (Cela est requis par le standard SQL, bien que des familles d'opérateur non standards pourraient peut être choisir d'ignorer cette restriction, puisqu'il n'y a pas vraiment de nécessité de sémantique dans ce cas.) Cette exigence est déléguée à la fonction `in_range` si bien que le code du moteur n'a pas besoin de comprendre ce que « inférieur à zéro » signifie pour un type de données particulier.

Une autre attente est que les fonctions `in_range` devraient, si applicable, éviter de générer une erreur si *base* + *offset* ou *base* - *offset* devait causer un débordement. Le résultat de comparaison correct peut être déterminé même si cette valeur devait être en dehors de l'intervalle des valeurs du type de données. Notez que si le type de données inclut des concepts tels que « infinity » ou « NaN », des précautions supplémentaires pourraient être nécessaires pour s'assurer que les resultats de `in_range` soit en accord avec l'ordre de tri normal de la famille d'opérateur.

Les résultats de la fonction `in_range` doivent être cohérents avec l'ordre de tri imposé par la famille d'opérateur. Pour être précis, pour n'importe quelles valeurs fixées de *offset* et *sub*, alors :

- Si `in_range` avec *less* = true est vrai pour certains *val1* et *base*, il doit être vrai pour chaque *val2* <= *val1* avec le même *base*.
- Si `in_range` avec *less* = true est faux pour certains *val1* et *base*, il doit être faux pour chaque *val2* >= *val1* avec le même *base*.
- Si `in_range` avec *less* = true est vrai pour certains *val* et *base1*, il doit être vrai pour chaque *base2* >= *base1* avec le même *val*.
- Si `in_range` avec *less* = true est faux pour certains *val* et *base1*, il doit être faux pour chaque *base2* <= *base1* avec le même *val*.

Des déclarations similaires avec des conditions inversées continuent à s'appliquer quand *less* = false.

Si le type est trié (`type1`) par rapport à une collation, l'OID de collation approprié sera passé à la fonction `in_range` en utilisant le mécanisme standard `PG_GET_COLLATION()`.

Les fonctions `in_range` n'ont pas besoin de gérer les valeurs en entrée NULL, et typiquement elles seront marquées comme strict.

63.4. Implémentation

Une introduction à l'implémentation des index btree peut être trouvée dans `src/backend/access/nbtree/README`.

Chapitre 64. Index GiST

64.1. Introduction

GiST est un acronyme de *Generalized Search Tree*, c'est-à-dire arbre de recherche généralisé. C'est une méthode d'accès balancée à structure de type arbre, qui agit comme un modèle de base dans lequel il est possible d'implanter des schémas d'indexage arbitraires. B-trees, R-trees et de nombreux autres schémas d'indexage peuvent être implantés en GiST.

GiST a pour avantage d'autoriser le développement de types de données personnalisés avec les méthodes d'accès appropriées, par un expert en types de données, plutôt que par un expert en bases de données.

Quelques informations disponibles ici sont dérivées du site web[1] du projet d'indexage GiST de l'université de Californie à Berkeley et de la thèse de Marcel Kornacker, Méthodes d'accès pour les systèmes de bases de données de la prochaine génération[2]. L'implantation GiST de PostgreSQL est principalement maintenu par Teodor Sigaev et Oleg Bartunov. Leur site web[3] fournit de plus amples informations.

64.2. Classes d'opérateur internes

La distribution de PostgreSQL inclut les classes d'opérateur GiST indiquées dans Tableau 64.1. (Quelques modules optionnels décrits dans Annexe F fournissent des classes d'opérateur GiST supplémentaires.)

Tableau 64.1. Classes d'opérateur GiST internes

Nom	Type de données indexé	Opérateurs indexables	Opérateurs de tri
box_ops	box	&& &> &< &<| >> << <<| <@ @> @ |&> |>> ~ ~=	
circle_ops	circle	&& &> &< &<| >> << <<| <@ @> @ |&> |>> ~ ~=	<->
inet_ops	inet, cidr	&& >> >>= > >= <> << <<= < <= =	
point_ops	point	>> >^ << <@ <@ <@ <^ ~=	<->
poly_ops	polygon	&& &> &< &<| >> << <<| <@ @> @ |&> |>> ~ ~=	<->
range_ops	any range type	&& &> &< >> << <@ -|- = @> @>	
tsquery_ops	tsquery	<@ @>	
tsvector_ops	tsvector	@@	

Pour des raisons historiques, la classe d'opérateur inet_ops n'est pas la classe par défaut pour les types inet et cidr. Pour l'utiliser, mentionnez le nom de la classe dans la commande CREATE INDEX, par exemple

[1] http://gist.cs.berkeley.edu/
[2] http://www.sai.msu.su/~megera/postgres/gist/papers/concurrency/access-methods-for-next-generation.pdf.gz
[3] http://www.sai.msu.su/~megera/postgres/gist/

```
CREATE INDEX ON ma_table USING GIST (ma_colonne_inet inet_ops);
```

64.3. Extensibilité

L'implantation d'une nouvelle méthode d'accès à un index a toujours été un travail complexe. Il est, en effet, nécessaire de comprendre le fonctionnement interne de la base de données, tel que le gestionnaire de verrous ou le WAL.

L'interface GiST dispose d'un haut niveau d'abstraction, ce qui autorise le codeur de la méthode d'accès à ne coder que la sémantique du type de données accédé. La couche GiST se charge elle-même de la gestion des accès concurrents, des traces et de la recherche dans la structure en arbre.

Cette extensibilité n'est pas comparable à celle des autres arbres de recherche standard en termes de données gérées. Par exemple, PostgreSQL supporte les B-trees et les index de hachage extensibles. Cela signifie qu'il est possible d'utiliser PostgreSQL pour construire un B-tree ou un hachage sur tout type de données. Mais, les B-trees ne supportent que les prédicats d'échelle (<, =, >), les index de hachage que les requêtes d'égalité.

Donc, lors de l'indexation d'une collection d'images, par exemple, avec un B-tree PostgreSQL, seules peuvent être lancées des requêtes de type « est-ce que imagex est égale à imagey », « est-ce que imagex est plus petite que imagey » et « est-ce que imagex est plus grande que imagey ». En fonction de la définition donnée à « égale à », « inférieure à » ou « supérieure à », cela peut avoir une utilité. Néanmoins, l'utilisation d'un index basé sur GiST permet de créer de nombreuses possibilités de poser des questions spécifiques au domaine, telles que « trouver toutes les images de chevaux » ou « trouver toutes les images sur-exposées ».

Pour obtenir une méthode d'accès GiST fonctionnelle, il suffit de coder plusieurs méthodes utilisateur définissant le comportement des clés dans l'arbre. Ces méthodes doivent être suffisamment élaborées pour supporter des requêtes avancées, mais pour toutes les requêtes standard (B-trees, R-trees, etc.) elles sont relativement simples. En bref, GiST combine extensibilité, généralité, ré-utilisation de code et interface claire.

Une classe d'opérateur d'index GiST doit fournir sept méthodes, et deux supplémentaires optionnelles. La précision de l'index est assurée par l'implantation des méthodes `same`, `consistent` et `union` alors que l'efficacité (taille et rapidité) de l'index dépendra des méthodes `penalty` et `picksplit`. Deux fonctions optionnelles sont `compress` et `decompress`, qui permettent à un index d'avoir des données internes de l'arbre d'un type différent de ceux des données qu'il indexe. Les feuilles doivent être du type des données indexées alors que les autres nœuds peuvent être de n'importe quelle structure C (mais vous devez toujours suivre les règles des types de données de PostgreSQL dans ce cas, voir ce qui concerne `varlena` pour les données de taille variable). Si le type de données interne de l'arbre existe au niveau SQL, l'option `STORAGE` de la commande `CREATE OPERATOR CLASS` peut être utilisée. La huitième méthode, optionnelle, est `distance`, qui est nécessaire si la classe d'opérateur souhaite supporter les parcours ordonnées (intéressant dans le cadre des recherches du voisin-le-plus-proche, *nearest-neighbor*). La neuvième méthode, optionnelle, nommée `fetch`, est nécessaire si la classe d'opérateur souhaite supporter les parcours d'index seuls, sauf quand la méthode `compress` est omise.

`consistent`

Étant donné une entrée d'index `p` et une valeur de requête `q`, cette fonction détermine si l'entrée de l'index est cohérente (« consistent » en anglais) avec la requête ; c'est-à-dire, est-ce que le prédicat « *`colonne_indexée opérateur_indexable q`* » soit vrai pour toute ligne représentée par l'entrée de l'index ? Pour une entrée de l'index de type feuille, c'est l'équivalent pour tester la condition indexable, alors que pour un nœud interne de l'arbre, ceci détermine s'il est nécessaire de parcourir le sous-arbre de l'index représenté par le nœud. Quand le résultat est `true`, un drapeau `recheck` doit aussi être renvoyé. Ceci indique si le prédicat est vrai à coup sûr ou seulement peut-être vrai. Si `recheck` = `false`, alors l'index a testé exactement la condition du prédicat,

alors que si `recheck` = `true`, la ligne est seulement un correspondance de candidat. Dans ce cas, le système évaluera automatiquement l'*`opérateur_indexable`* avec la valeur actuelle de la ligne pour voir s'il s'agit réellement d'une correspondance. Cette convention permet à GiST de supporter à la fois les structures sans pertes et celles avec perte de l'index.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_consistent(internal, data_type,
 smallint, oid, internal)
RETURNS bool
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;
```

Et le code correspondant dans le module C peut alors suivre ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_consistent);

Datum
my_consistent(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    GISTENTRY  *entry = (GISTENTRY *) PG_GETARG_POINTER(0);
    data_type  *query = PG_GETARG_DATA_TYPE_P(1);
    StrategyNumber strategy = (StrategyNumber)
 PG_GETARG_UINT16(2);
    /* Oid subtype = PG_GETARG_OID(3); */
    bool       *recheck = (bool *) PG_GETARG_POINTER(4);
    data_type  *key = DatumGetDataType(entry->key);
    bool        retval;

    /*
     * determine return value as a function of strategy, key and
 query.
     *
     * Use GIST_LEAF(entry) to know where you're called in the
 index tree,
     * which comes handy when supporting the = operator for
 example (you could
     * check for non empty union() in non-leaf nodes and
 equality in leaf
     * nodes).
     */

    *recheck = true;        /* or false if check is exact */

    PG_RETURN_BOOL(retval);
}
```

Ici, `key` est un élément dans l'index et `query` la valeur la recherchée dans l'index. Le paramètre `StrategyNumber` indique l'opérateur appliqué de votre classe d'opérateur. Il correspond à un des nombres d'opérateurs dans la commande `CREATE OPERATOR CLASS`.

Suivant les opérateurs inclus dans la classe, le type de données de `query` pourrait varier avec l'opérateur car il sera du type de ce qui se trouver sur le côté droit de l'opérateur, qui pourrait être différent du type de la donnée indexée apparaissant du côté gauche. (Le squelette de code ci-dessus suppose qu'un seul type est possible ; dans le cas contraire, récupérer la valeur de

l'argument `query` pourrait devoir dépendre de l'opérateur.) Il est recommendé que la déclaration SQL de la fonction `consistent` utilise le type de la donnée indexée de la classe d'opérateur pour l'argument `query`, même si le type réel pourrait être différent suivant l'opérateur.

`union`

Cette méthode consolide l'information dans l'arbre. Suivant un ensemble d'entrées, cette fonction génère une nouvelle entrée d'index qui représente toutes les entrées données.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_union(internal, internal)
RETURNS storage_type
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;
```

Et le code correspondant dans le module C peut alors suivre ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_union);

Datum
my_union(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    GistEntryVector *entryvec = (GistEntryVector *)
 PG_GETARG_POINTER(0);
    GISTENTRY  *ent = entryvec->vector;
    data_type  *out,
               *tmp,
               *old;
    int         numranges,
                i = 0;

    numranges = entryvec->n;
    tmp = DatumGetDataType(ent[0].key);
    out = tmp;

    if (numranges == 1)
    {
        out = data_type_deep_copy(tmp);

        PG_RETURN_DATA_TYPE_P(out);
    }

    for (i = 1; i < numranges; i++)
    {
        old = out;
        tmp = DatumGetDataType(ent[i].key);
        out = my_union_implementation(out, tmp);
    }

    PG_RETURN_DATA_TYPE_P(out);
}
```

Comme vous pouvez le voir dans ce squelette, nous gérons un type de données où `union(X, Y, Z) = union(union(X, Y), Z)`. C'est assez simple pour supporter les types de données où ce n'est pas le cas, en implantant un autre algorithme d'union dans cette méthode de support GiST.

Le résultat de la fonction `union` doit être une valeur du type de stockage de l'index, quelqu'il soit (il pourrait être ou non différent du type de la colonne indexée). La fonction `union` doit renvoyer un pointeur vers la mémoire nouvellement allouée avec `palloc()`. Vous ne pouvez pas seulement renvoyer la valeur en entrée directement, même s'il n'y a pas de changement de type.

Comme indiqué ci-dessus, le premier argument `internal` de la fonction `union` est en réalité un pointeur `GistEntryVector`. Le deuxième argument est un pointeur vers une variable entière qui peut être ignorée. (Il était requis que la fonction `union` enregistre la taille de sa valeur résultat dans cette variable, mais ce n'est plus nécessaire.)

`compress`

Convertit l'élément de données dans un format compatible avec le stockage physique dans une page d'index. Si la méthode `compress` est omise, les éléments des données sont enregistrés dans l'index sans modification.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_compress(internal)
RETURNS internal
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;
```

Et le code correspondant dans le module C peut alors suivre ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_compress);

Datum
my_compress(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    GISTENTRY  *entry = (GISTENTRY *) PG_GETARG_POINTER(0);
    GISTENTRY  *retval;

    if (entry->leafkey)
    {
        /* replace entry->key with a compressed version */
        compressed_data_type *compressed_data =
 palloc(sizeof(compressed_data_type));

        /* fill *compressed_data from entry->key ... */

        retval = palloc(sizeof(GISTENTRY));
        gistentryinit(*retval, PointerGetDatum(compressed_data),
                      entry->rel, entry->page, entry->offset,
 FALSE);
    }
    else
    {
        /* typically we needn't do anything with non-leaf
 entries */
        retval = entry;
    }

    PG_RETURN_POINTER(retval);
}
```

Vous devez adapter *compressed_data_type* au type spécifique que vous essayez d'obtenir pour compresser les nœuds finaux.

`decompress`

Convertit la représentation enregistrée d'un élément des données dans un format manipulable par les autres méthodes GiST dans la classe d'opérateur. Si la méthode `decompress` est omise, il est supposé que les autres méthodes GiST peuvent fonctionner directement dans le format de la donnée. (`decompress` n'est pas nécessairement l'inverse de la méthode `compress` ; en particulier, si `compress` est à perte, alors il est impossible pour `decompress` de reconstruire exactement la donnée originale. `decompress` n'est pas nécessairement équivalent à `fetch`, car les autres méthodes GiST pourraient ne pas nécessiter la reconstruction complète des données.)

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_decompress(internal)
RETURNS internal
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;
```

Et le code correspondant dans le module C peut alors suivre ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_decompress);

Datum
my_decompress(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    PG_RETURN_POINTER(PG_GETARG_POINTER(0));
}
```

Le squelette ci-dessus est convenable dans le cas iù aucune décompression n'est nécessaire. (Mais, bien sûr, omettre la méthode est encore plus simple et même recommendé dans ce cas.)

`penalty`

Renvoie une valeur indiquant le « coût » d'insertion d'une nouvelle entrée dans une branche particulière de l'arbre. Les éléments seront insérés dans l'ordre des pénalités moindres (`penalty`) de l'arbre. Les valeurs renvoyées par `penalty` doivent être positives ou nulles. Si une valeur négative est renvoyée, elle sera traitée comme valant zéro.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_penalty(internal, internal,
 internal)
RETURNS internal
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;  -- in some cases penalty functions need not
 be strict
```

Et le code correspondant dans le module C peut alors suivre ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_penalty);

Datum
my_penalty(PG_FUNCTION_ARGS)
```

```
{
    GISTENTRY  *origentry = (GISTENTRY *) PG_GETARG_POINTER(0);
    GISTENTRY  *newentry = (GISTENTRY *) PG_GETARG_POINTER(1);
    float      *penalty = (float *) PG_GETARG_POINTER(2);
    data_type  *orig = DatumGetDataType(origentry->key);
    data_type  *new = DatumGetDataType(newentry->key);

    *penalty = my_penalty_implementation(orig, new);
    PG_RETURN_POINTER(penalty);
}
```

Pour des raisons historiques, la fonction `penalty` ne renvoie pas seulement un résultat de type `float` ; à la place, il enregistre la valeur à l'emplacement indiqué par le troisième argument. La valeur de retour est ignorée, bien que, par convention, l'adresse de l'argument est renvoyée.

La fonction `penalty` est crucial pour de bonnes performances de l'index. Elle sera utilisée lors de l'insertion pour déterminer la branche à suivre pour savoir où ajouter la nouvelle entrée dans l'arbre. Lors de l'exécution de la requête, plus l'arbre sera bien balancé, plus l'exécution sera rapide.

`picksplit`

Quand une division de page est nécessaire pour un index, cette fonction décide des entrées de la page qui resteront sur l'ancienne page et de celles qui seront déplacées sur la nouvelle page.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_picksplit(internal, internal)
RETURNS internal
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;
```

Et le code correspondant dans le module C peut alors suivre ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_picksplit);

Datum
my_picksplit(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    GistEntryVector *entryvec = (GistEntryVector *)
 PG_GETARG_POINTER(0);
    GIST_SPLITVEC *v = (GIST_SPLITVEC *) PG_GETARG_POINTER(1);
    OffsetNumber maxoff = entryvec->n - 1;
    GISTENTRY  *ent = entryvec->vector;
    GIST_SPLITVEC *v = (GIST_SPLITVEC *) PG_GETARG_POINTER(1);
    int         i,
                nbytes;
    OffsetNumber *left,
                *right;
    data_type  *tmp_union;
    data_type  *unionL;
    data_type  *unionR;
    GISTENTRY **raw_entryvec;

    maxoff = entryvec->n - 1;
    nbytes = (maxoff + 1) * sizeof(OffsetNumber);
```

```
    v->spl_left = (OffsetNumber *) palloc(nbytes);
    left = v->spl_left;
    v->spl_nleft = 0;

    v->spl_right = (OffsetNumber *) palloc(nbytes);
    right = v->spl_right;
    v->spl_nright = 0;

    unionL = NULL;
    unionR = NULL;

    /* Initialize the raw entry vector. */
    raw_entryvec = (GISTENTRY **) malloc(entryvec->n *
 sizeof(void *));
    for (i = FirstOffsetNumber; i <= maxoff; i =
 OffsetNumberNext(i))
        raw_entryvec[i] = &(entryvec->vector[i]);

    for (i = FirstOffsetNumber; i <= maxoff; i =
 OffsetNumberNext(i))
    {
        int         real_index = raw_entryvec[i] - entryvec-
>vector;

        tmp_union = DatumGetDataType(entryvec-
>vector[real_index].key);
        Assert(tmp_union != NULL);

        /*
         * Choose where to put the index entries and update
 unionL and unionR
         * accordingly. Append the entries to either v->spl_left
 or
         * v->spl_right, and care about the counters.
         */

        if (my_choice_is_left(unionL, curl, unionR, curr))
        {
            if (unionL == NULL)
                unionL = tmp_union;
            else
                unionL = my_union_implementation(unionL,
 tmp_union);

            *left = real_index;
            ++left;
            ++(v->spl_nleft);
        }
        else
        {
            /*
             * Same on the right
             */
        }
    }

    v->spl_ldatum = DataTypeGetDatum(unionL);
    v->spl_rdatum = DataTypeGetDatum(unionR);
```

```
    PG_RETURN_POINTER(v);
}
```

Notez que le résultat de la fonction `picksplit` est fourni en modifiant la structure `v` en référence. La valeur de retour réelle est ignorée, bien que la convention est de passer l'adresse de `v`.

Comme `penalty`, la fonction `picksplit` est cruciale pour de bonnes performances de l'index. Concevoir des implantations convenables des fonctions `penalty` et `picksplit` est le challenge d'un index GiST performant.

`same`

Renvoit true si les deux entrées de l'index sont identiques, faux sinon. (Un « enregistrement d'index » est une valeur du type de stockage de l'index, pas nécessairement le type original de la colonne indexée.)

La déclaration SQL de la fonction ressemble à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_same(storage_type, storage_type,
 internal)
RETURNS internal
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;
```

Et le code correspondant dans le module C peut alors suivre ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_same);

Datum
my_same(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    prefix_range *v1 = PG_GETARG_PREFIX_RANGE_P(0);
    prefix_range *v2 = PG_GETARG_PREFIX_RANGE_P(1);
    bool       *result = (bool *) PG_GETARG_POINTER(2);

    *result = my_eq(v1, v2);
    PG_RETURN_POINTER(result);
}
```

Pour des raisons historiques, la fonction `same` ne renvoie pas seulement un résultat booléen ; à la place, il doit enregistrer le drapeau à l'emplacement indiqué par le troisième argument. La valeur de retour est ignoré, bien qu'il soit par convention de passer l'adresse de cet argument.

`distance`

À partir d'une entrée d'index `p` et une valeur recherchée `q`, cette fonction détermine la « distance » entre l'entrée de l'index et la valeur recherchée. Cette fonction doit être fournie si la classe d'opérateur contient des opérateurs de tri. Une requête utilisant l'opérateur de tri sera implémentée en renvoyant les entrées d'index dont les valeurs de « distance » sont les plus petites, donc les résultats doivent être cohérents avec la sémantique de l'opérateur. Pour une entrée d'index de type feuille, le résultat représente seulement la distance vers l'entrée d'index. Pour un nœud de l'arbre interne, le résultat doit être la plus petite distance que toute entrée enfant représente.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_distance(internal, data_type,
 smallint, oid, internal)
RETURNS float8
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;
```

Et le code correspondant dans le module C peut correspondre à ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_distance);

Datum
my_distance(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    GISTENTRY  *entry = (GISTENTRY *) PG_GETARG_POINTER(0);
    data_type  *query = PG_GETARG_DATA_TYPE_P(1);
    StrategyNumber strategy = (StrategyNumber)
 PG_GETARG_UINT16(2);
    /* Oid subtype = PG_GETARG_OID(3); */
    /* bool *recheck = (bool *) PG_GETARG_POINTER(4); */
    data_type  *key = DatumGetDataType(entry->key);
    double      retval;

    /*
     * determine return value as a function of strategy, key and
 query.
     */

    PG_RETURN_FLOAT8(retval);
}
```

Les arguments de la fonction `distance` sont identiques aux arguments de la fonction `consistent`.

Quelques approximations sont autorisées pour déterminer la distance, pour que le résultat ne soit jamais plus grand que la distance réelle de l'entrée. De ce fait, par exemple, une distance dans une *bounding box* est généralement suffisante dans les applications géométriques. Pour un nœud d'un arbre interne, la distance renvoyée ne doit pas être plus grande que la distance vers tous les nœuds cibles. Si la distance renvoyée n'est pas exacte, la fonction doit configurer `*recheck` à true. (Ceci n'est pas nécessaire pour les nœuds de l'arbre interne ; en ce qui les concerne, le calcul est supposé toujours inexact.) Dans ce cas, l'exécuteur calculera la distance précise après la récupération de la ligne à partir de la pile, et réordonnera les lignes si nécessaires.

Si la fonction distance renvoie `*recheck = true` pour tout nœud feuille, le type de retour de l'opération de tri original doit être `float8` ou `float4`, et les valeurs résultats de la fonction distance doivent être comparables à ceux de l'opérateur original de tri, car l'exécuteur triera en utilisant les résultats de la fonction de distance et les résultats recalculés de l'opérateur de tri. Dans le cas contraire, les valeurs de résultats de la fonction distance peuvent être toute valeur `float8` finie, tant est que l'ordre relatif des valeurs résultats correspond à l'ordre renvoyé par l'opérateur de tri. (l'infinité, positif comme négatif, est utilisé en interne pour gérer des cas comme les valeurs NULL, donc il n'est pas recommandé que les fonctions `distance` renvoient ces valeurs.)

`fetch`

Convertit la représentation compressée de l'index pour un élément de données vers le type de données original pour les parcours d'index seuls. Les données renvoyées doivent être une copie exacte, sans perte de la valeur indexée à l'origine.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à ceci :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION my_fetch(internal)
RETURNS internal
AS 'MODULE_PATHNAME'
LANGUAGE C STRICT;
```

L'argument est un pointeur vers une structure `GISTENTRY`. En entrée, son champ `key` contient une donnée non NULL compressée. La valeur de retour est une autre structure `GISTENTRY` dont le champ `key` contient la même donnée que l'original, mais non compressée. Si la fonction de compression de la classe d'opérateur ne fait rien pour les enregistrements feuilles, la méthode `fetch` peut renvoyer l'argument tel quel. Ou, si la classe d'opérateur n'a pas de fonction de compression, la méthode `fetch` peut aussi être omise car elle ne ferait rien de toute façon.

Le code correspondant dans le module C doit alors suivre ce squelette :

```
PG_FUNCTION_INFO_V1(my_fetch);

Datum
my_fetch(PG_FUNCTION_ARGS)
{
    GISTENTRY  *entry = (GISTENTRY *) PG_GETARG_POINTER(0);
    input_data_type *in = DatumGetPointer(entry->key);
    fetched_data_type *fetched_data;
    GISTENTRY  *retval;

    retval = palloc(sizeof(GISTENTRY));
    fetched_data = palloc(sizeof(fetched_data_type));

    /*
     * Convertit 'fetched_data' en un Datum du type de données
 original.
     */

    /* remplit *retval à partir de fetched_data. */
    gistentryinit(*retval, PointerGetDatum(converted_datum),
                  entry->rel, entry->page, entry->offset,
 FALSE);

    PG_RETURN_POINTER(retval);
}
```

Si la méthode de compression est à perte pour les entrées feuilles, la classe d'opérateur ne supporte pas les parcours d'index seuls, et ne doit pas définir une fonction `fetch`.

Toutes les méthodes de support GiST sont habituellement appelées dans des contextes mémoires à durée limitée. En fait, `CurrentMemoryContext` sera réinitialisé après le traitement de chaque ligne. Il n'est donc pas très important de s'inquiéter de libérer avec pfree tout ce que vous avez alloué avec palloc. Néanmoins, dans certains cas, une méthode de support peut avoir besoin de cacher des données à utiliser lors des prochains appels. Pour cela, allouez les données à durée de vie longue dans `fcinfo->flinfo->fn_mcxt` et conservez un pointeur vers ces données dans `fcinfo->flinfo->fn_extra`. Ce type de données va survivre pendant toute la durée de l'opération sur l'index (par exemple, un seul parcours d'index GiST, une construction d'index ou l'insertion d'une ligne dans un index). Faites attention à libérer avec pfree la valeur précédente lors du remplacement d'une valeur `fn_extra`. Dans le cas contraire, une perte mémoire s'accumulera pendant la durée de l'opération.

64.4. Implémentation

64.4.1. Construction GiST avec tampon

Construire de gros index GiST en insérant simplement toutes les lignes a tendance à être lent car si les lignes de l'index sont dispersées dans tout l'index et que l'index est suffisamment gros pour ne pas tenir dans le cache, les insertions ont besoin de réaliser un grand nombre d'opérations d'entrées/sorties aléatoires. À partir de la version 9.2, PostgreSQL supporte une méthode plus efficace pour construire des index GiST en se basant sur des tampons qui peuvent dramatiquement réduire le nombre d'entrées/sorties aléatoires nécessaires pour les ensembles de données non triées. Pour les ensembles de données déjà bien triées, le gain est plus petit, voire inexistant car seul un petit nombre de pages reçoit des nouvelles lignes à un même instant et ces pages tiennent généralement en cache même si l'index complet ne tient pas.

Néanmoins, la construction d'index par tampon a besoin d'appeler la fonction `penalty` plus fréquemment, ce qui consomme un peu plus de ressources CPU. De plus, les tampons utilisés lors de cette construction ont besoin d'un espace disque temporaire, allant jusqu'à la taille de l'index résultant. L'utilisation de tampons peut aussi influencer la qualité de l'index résultant, de façon positive et négative. Cette influence dépend de plusieurs facteurs, comme la distribution des données en entrée et de l'implémentation de la classe d'opérateur.

Par défaut, la construction d'un index GiST bascule sur la méthode avec tampons lorsque la taille de l'index atteint effective_cache_size. Cette bascule peut être activée ou désactivée manuellement avec le paramètre `BUFFERING` de la commande CREATE INDEX. Le comportement par défaut est bon dans la plupart des cas, mais désactiver l'utilisation des tampons pourrait apporter une amélioration des performances lors de la construction sur les données en entrée sont déjà triées.

64.5. Exemples

La distribution source de PostgreSQL inclut plusieurs exemples de méthodes d'indexation implantées selon GiST. Le système principal fournit des fonctionnalités de recherche plein texte (indexation des `tsvector` et `tsquery`) ainsi que des fonctionnalités équivalentes aux R-Tree pour certains types de données géométriques (voir `src/backend/access/gist/gistproc.c`). Les modules `contrib` suivants contiennent aussi des classes d'opérateur GiST :

`btree_gist`

Fonctionnalités équivalentes aux B-Tree pour plusieurs types de données

`cube`

Indexation de cubes multi-dimensionnels

`hstore`

Module pour le stockage des paires (clé, valeur)

`intarray`

RD-Tree pour tableaux uni-dimensionnels de valeurs int4

`ltree`

Indexation des structures de type arbre

`pg_trgm`

Similarité textuelle par correspondance de trigrammes

`seg`

Indexation pour les « nombres flottants »

Chapitre 65. Index SP-GiST

65.1. Introduction

SP-GiST est une abréviation pour les espaces géographiques partitionnées avec GiST. SP-GiST supporte les arbres de recherche partitionnés, qui facilitent le développement d'un grand nombre de structures de données non balancées différentes, comme les *quadtree*, les arbres k-d et les arbres de *radix*. Le principal intérêt de ces structures et la division régulière de l'espace de recherche en partitions de taille égales. Les recherches qui correspondent bien avec la règle de partitionnement peuvent être très rapides.

Ces fameuses structures de données ont été initialement conçues pour une exécution en mémoire. Dans la mémoire principale, elles sont généralement conçues comme un ensemble de nœuds alloués dynamiquement et reliés entre eux par des pointeurs. Cette organisation ne peut pas être transposée directement sur disque car ces suites de pointeurs peuvent nécessiter un nombre d'accès disque trop important. Au contraire, les structures de données adaptées au disque devraient permettre de charger simultanément un grand nombre de données (*high fanout*) pour minimiser les accès disque. Le challenge proposé par SP-GiST est de faire correspondre les nœuds des arbres de recherche avec les pages du disque de manière à ce qu'une recherche ne nécessite qu'un faible nombre d'accès disque, même si il nécessite de traverser plusieurs nœuds.

Tout comme GiST, SP-GiST est destiné à permettre le développement de types de données personnalisées, disposant des méthodes d'accés appropriées, par un expert du domaine plutôt que par un expert en base de données.

Une partie des informations fournies ici sont extraites du site web[1] du projet d'indexation SP-GiST de l'université Purdue. L'implémentation de SP-GiST dans PostgreSQL est principalement maintenue par Teodor Sigaev et Oleg Bartunov, plus d'informations sont disponibles sur leur site web[2].

65.2. Classes d'opérateur internes

La distribution de PostgreSQL inclut les classes d'opérateur SP-GiST indiquées dans Tableau 65.1.

Tableau 65.1. Classes d'opérateur SP-GiST internes

Nom	Type de données indexé	Opérateurs indexables
`kd_point_ops`	`point`	<< <@ <^ >> >^ ~=
`quad_point_ops`	`point`	<< <@ <^ >> >^ ~=
`range_ops`	any range type	&& &< &> -|- << <@ = >> @>
`box_ops`	`box`	<< &< && &> >> ~= @> <@ &<| <<| |>> |&>
`poly_ops`	`polygon`	<< &< && &> >> ~= @> <@ &<| <<| |>> |&>
`text_ops`	`text`	< <= = > >= ~<=~ ~<~ ~>=~ ~>~ ^@
`inet_ops`	`inet`, `cidr`	&& >> >>= > >= <> << <<= < <= =

Sur les deux classes d'opérateur pour le type `point`, `quad_point_ops` est celui par défaut. `kd_point_ops` gère les mêmes opérateurs mais utilise une structure de données différente pour l'index, structure pouvant offrir de meilleures performances pour certaines utilisations.

[1] https://www.cs.purdue.edu/spgist/
[2] http://www.sai.msu.su/~megera/wiki/spgist_dev

65.3. Extensibilité

SP-GiST offre une interface avec un haut niveau d'abstraction, imposant au développeur des méthodes d'accès de n'implémenter que des méthodes spécifiques à un type de donnée spécifié. Le cœur de SP-GiST est responsable de l'efficacité du stockage sur le disque et de la recherche dans la structure arborescente. Il s'occupe aussi de la concurrence d'accès et des journaux.

Les lignes des feuilles d'un arbre SP-GiST contiennent des valeurs du même type de données que la colonne indexée. Les lignes des feuilles à la racine contiendront toujours la valeur originale de la donnée indexée, mais les lignes des feuilles à des niveaux inférieurs peuvent en contenir seulement des représentations réduites, comme un suffixe. Dans ce cas, les classes d'opérateur des fonctions supportées devront être capables de reconstruire la valeur originale en utilisant les informations accumulées dans les lignes intermédiaires au travers du parcours de l'arbre et vers le niveau le plus bas.

Les lignes intermédiaires sont plus complexes car elles relient des points dans l'arbre de recherche. Chaque ligne intermédiaire contient un ensemble d'au moins un *nœud*, qui représente des groupes de valeurs similaires de feuilles. Un nœud contient un lien qui mène vers un autre nœud de niveau inférieur, ou une petite liste de lignes de feuilles qui appartiennent toutes à la même page d'index. Chaque nœud a un *label* qui le décrit. Par exemple, dans un arbre *radix*, le label du nœud peut être le caractère suivant de la chaîne de caractère. (Sinon, une classe d'opérateur peut omettre les labels des nœuds si elle fonctionne avec un ensemble fixe de nœuds pour les enregistrements internes ; voir Section 65.4.2.) En option, une ligne intermédiaire peut avoir une valeur de *préfixe* qui décrit tous ses membres. Dans un arbre *radix*, cela peut être le préfixe commun des chaînes représentant les données. La valeur du préfixe n'est pas nécessairement réellement un préfixe, mais peut être toute donnée utilisée par la classe d'opérateur. Par exemple, pour un *quadtree*, il peut stocker le barycentre des quatre points représenté par chaque feuille. Une ligne intermédiaire d'un *quadtree* contiendra aussi quatre nœuds correspondants à des points autour de ce point central.

Quelques algorithmes de recherche arborescente nécessite la connaissance du niveau (ou profondeur) de la ligne en cours, et ainsi le cœur de SP-GiST fournit aux classes d'opérateur la possibilité de gérer le décompte des niveaux lors du parcours de l'arbre. Il fournit aussi le moyen de reconstruire de façon incrémentale la valeur représentée lorsque cela est nécessaire, et pour passer des données supplémentaires (appelées *valeurs traverses*) lors de la descente de l'arbre.

> **Note**
>
> Le code du cœur de SP-GiST tient aussi compte des valeurs NULL. Bien que les index SP-GiST stockent des entrées pour les valeurs NULL dans les colonnes indexées, cette implémentation reste non apparente au code de l'index de classe d'opérateur : aucune valeur NULL d'index ou de condition de recherche ne sera jamais transmis aux méthodes de la classe d'opérateur (il est convenu que les opérateurs SP-GiST sont stricts et ainsi ne peuvent trouver des valeurs NULL). Le cas des valeurs NULL n'est ainsi plus abordé dans les paragraphes qui suivent.

Un index de classe d'opérateur pour SP-GiST peut proposer cinq méthodes personnalisées, et une optionnelle. Chacune de ces cinq méthodes obligatoires doit suivre la convention qui consiste à accepter deux arguments de type `internal`, le premier étant un pointeur vers une structure C contenant les valeurs en entrée de cette méthode, et le second étant un pointeur vers une structure C où les valeurs en sortie seront placées. Quatre de ces méthodes retournent `void` car leurs résultats sont présent dans la structure en sortie. Mais la méthode `leaf_consistent` retourne en complément une valeur de type `boolean`. Les méthodes ne doivent modifier aucun des champs de la structure en entrée. Dans tous les cas, la structure en sortie est initialisée avec des zéros avant l'appel à la méthode personnalisée. La sixième méthode, optionnelle, `compress` accepte une donnée à indexer comme seul argument et renvoie la valeur convenable pour un enregistrement physique dans un enregistrement feuille.

Les cinq méthodes personnalisées sont :

`config`

Retourne des informations statiques concernant l'implémentation des index, incluant les OID du type de données du préfixe et le type de données du label du nœud.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à :

```
CREATE FUNCTION ma_configuration(internal, internal) RETURNS
 void ...
```

Le premier argument est un pointeur vers une structure C `spgConfigIn`, qui contient les données en entrée de la fonction. Le second argument est un pointeur vers une structure C `spgConfigOut`, qui permet à la fonction d'y spécifier les données en sortie.

```
typedef struct spgConfigIn
{
    Oid         attType;        /* Le type de donnée à indexer
 */
} spgConfigIn;

typedef struct spgConfigOut
{
    Oid         prefixType;     /* Le type de donnée des préfixe
 des tuples intermédiaires */
    Oid         labelType;      /* Le type de donnée des labels
 de nœud des tuples intermédiaires */
    Oid         leafType;       /* Type de données pour les
 valeurs de tuple feuille */
    bool        canReturnData;  /* Opclass peut reconstruire les
 données originales */
    bool        longValuesOK;   /* Opclass sait gérer les
 valeurs plus grandes qu'une page */
} spgConfigOut;
```

`attType` est fourni pour gérer les index polymorphiques de classe d'opérateur. Pour les types de données ordinaires de classe d'opérateur (fixés), il aura toujours la même valeur et peut ainsi être ignoré.

Pour les classes d'opérateurs qui n'utilisent pas de préfixe, `prefixType` peut être défini à `VOIDOID`. De la même façon, pour les classes d'opérateurs qui n'utilisent pas de label de nœud, `labelType` peut être défini à `VOIDOID`. `canReturnData` peut être défini à true si la classe d'opérateur est capable de reconstruire la valeur d'index fournie initialement. `longValuesOK` doit être défini à true uniquement lorsque `attType` est de longueur variable et que la classe d'opérateur est capable de segmenter les grandes valeurs en répétant les suffixes (voir Section 65.4.1).

`leafType` est généralement identique à `attType`. Pour des raisons de compatibilité ascendante, la méthode `config` peut laisser `leafType` non initialisé ; cela donnerait le même effet que de configurer `leafType` à la même valeur que `attType`. Quand `attType` et `leafType` sont différents, alors la méthode optionnelle `compress` doit être fournie. La méthode `compress` est responsable de la transformation des datums pour les indexer de `attType` vers `leafType`. Note : les deux fonctions cohérentes obtiendront `scankeys` non modifié, sans transformation utilisant `compress`.

`choose`

Choisit une méthode pour insérer une nouvelle valeur dans une ligne intermédiaire.

La déclaration SQL de la fonction doit ressembler à :

```
CREATE FUNCTION mon_choix(internal, internal) RETURNS void ...
```

Le premier argument est un pointeur vers une structure C `spgChooseIn`, qui contient les données en entrée de la fonction. Le second argument est un pointeur vers une structure C `spgChooseOut`, qui permet à la fonction d'y spécifier les données en sortie.

```
typedef struct spgChooseIn
{
    Datum       datum;          /* donnée initiale à indexer */
    Datum       leafDatum;      /* donnée en cours à stocker
 dans la feuille */
    int         level;          /* niveau en cours (à partir de
 0) */

    /* Données issues de la ligne intermédiaire */
    bool        allTheSame;     /* la ligne contient des valeurs
 équivalentes ? */
    bool        hasPrefix;      /* la ligne a-t-elle un préfixe?
 */
    Datum       prefixDatum;    /* si c'est le cas, la valeur de
 ce préfixe */
    int         nNodes;         /* nombre de nœuds dans la ligne
 intermédiaire */
    Datum      *nodeLabels;     /* valeurs du label du nœud
 (NULL sinon) */
} spgChooseIn;

typedef enum spgChooseResultType
{
    spgMatchNode = 1,           /* descend dans le nœud existant
 */
    spgAddNode,                 /* ajoute un nœud dans la ligne
 intermédiaire */
    spgSplitTuple               /* scinde une ligne
 intermédiaire (modifie son préfixe) */
} spgChooseResultType;

typedef struct spgChooseOut
{
    spgChooseResultType resultType;     /* code d'action, voir
 plus bas */
    union
    {
        struct                  /* resultats de spgMatchNode */
        {
            int         nodeN;      /* descend dans ce nœud (à
 partir de 0) */
            int         levelAdd;   /* incrémente le niveau de
 cette valeur */
            Datum       restDatum;  /* nouvelle valeur de la
 feuille */
        }           matchNode;
        struct                  /* résultats de spgAddNode */
        {
```

```
            Datum       nodeLabel;  /* nouveau label du nœud */
            int         nodeN;      /* là où l'insérer (à partir
 de 0) */
        }           addNode;
        struct                  /* résultats pour spgSplitTuple
 */
        {
    /* Information pour former une ligne de niveau supérieur
 avec un nœud fils */
            bool        prefixHasPrefix;    /* la ligne doit-
elle avoir un préfixe ? */
            Datum       prefixPrefixDatum;  /* si oui, sa valeur
 */
            int         prefixNNodes;       /* nombre de nœuds
 */
            Datum      *prefixNodeLabels;   /* leurs labels (ou
 NULL si
                                             * aucun label) */
            int         childNodeN;         /* quel nœud a un
 nœud fils */

            /* Informations pour former une nouvelle ligne
 intermédaire de niveau inférieur
   à partir de tous les anciens nœuds */
            bool        postfixHasPrefix;   /* la ligne doit-
elle avoir un préfixe ? */
            Datum       postfixPrefixDatum; /* si oui, sa valeur
 */
        }           splitTuple;
    }           result;
} spgChooseOut;
```

`datum` est la valeur initiale de type `spgConfigIn.attType` de la donnée qui a été insérée dans l'index. `leafDatum` est une valeur de type `spgConfigOut.leafType` qui est initialement un résultat de la méthode `compress` appliquée à `datum` quand la méthode `compress` est fournie, ou la même valeur que `datum` dans le cas contraire. `leafDatum` peut changer à des niveaux inférieurs de l'arbre si la fonction `choose` ou `picksplit` change cette valeur. Lorsque la recherche liée à l'insertion atteint une feuille, la valeur actuelle de `leafDatum` sera stockée dans la nouvelle ligne de feuille créée. `level` est le niveau actuel de la ligne intermédiaire, en considérant que 0 est le niveau racine. `allTheSame` est true si la ligne intermédiaire actuelle est marquée comme contenant plusieurs nœuds équivalents. (voir Section 65.4.3). `hasPrefix` est vrai si la ligne intermédiaire actuelle contient un préfixe ; si c'est le cas, `prefixDatum` est sa valeur. `nNodes` est le nombre de nœuds enfants contenus dans la ligne intermédiaire, et `nodeLabels` est un tableau des valeurs de leurs labels, ou NULL s'il n'y a pas de labels.

La fonction `choose` peut déterminer si la nouvelle valeur correspond à un des nœuds enfants existants, ou si un nouvel enfant doit être ajouté, ou si la nouvelle valeur n'est pas consistante avec les préfixes de ligne et qu'ainsi la ligne intermédiaire doit être découpée pour créer un préfixe moins restrictif.

Si la nouvelle valeur correspond à un des nœuds enfants existants, définir `resultType` à `spgMatchNode`. et définir `nodeN` à l'index (à partir de 0) du nœud dans le tableau de nœud. Définir `levelAdd` à l'incrément de `level` nécessaire pour descendre au travers de ce nœud, ou le laisser à 0 si la classe d'opérateur n'utilise pas de niveaux. Définir `restDatum` à la valeur de `leafDatum` si la classe d'opérateur ne modifie pas les valeurs d'un niveau au suivant, ou dans le cas contraire, définir la valeur modifiée pour être utilisée comme valeur de `leafDatum` au niveau suivant.

Si un nouveau nœud enfant doit être ajouté, définir `resultType` à `spgAddNode`. Définir `nodeLabel` au label à utiliser pour le nouveau nœud, et définir `nodeN` à l'index (de 0) auquel insérer le nœud dans le tableau de nœud. Après que ce nœud ait été ajouté, la fonction `choose` sera appelée à nouveau avec la ligne intermédiaire modifiée. Cet appel devrait produire un résultat `spgMatchNode`.

Si la nouvelle valeur est cohérente avec le préfixe de ligne, définir `resultType` à `spgSplitTuple`. Cette action déplace tous les nœuds existants dans le nouveau niveau inférieur de la ligne intermédiaire, et remplace la ligne intermédiaire existant avec une ligne qui dispose d'un unique nœud qui est lié à la nouvelle ligne intermédiaire de niveau inférieur. Définir `prefixHasPrefix` pour indiquer si les nouvelles lignes supérieures doivent avoir un préfixe, et si c'est le cas, définir `prefixPrefixDatum` à la valeur du préfixe. Cette nouvelle valeur de préfixe doit être suffisamment moins restrictive que l'original pour accepter que la nouvelle valeur soit indexée. Définir `prefixNNodes` au nombre de nœuds nécessaires pour la nouvelle ligne et définir `prefixNodeLabels` à un tableau alloué avec palloc de leurs labels, ou à NULL si les labels des nœuds ne sont pas nécessaires. Noter que la taille totale de la nouvelle ligne supérieure ne doit pas dépasser la taille totale de la ligne qu'elle remplace ; cela contraint les longueurs des nouveaux préfixes et labels. Définir `postfixHasPrefix` pour indiquer si la nouvelle ligne intermédiaire de niveau inférieur aura un préfixe, et dans ce cas définir `postfixPrefixDatum` à la valeur du préfixe. La combinaison de ces deux préfixes et le label additionnel doit avoir la même signification que le préfixe original car il n'y a pas de moyen de modifier le label du nœud qui est déplacé vers la nouvelle ligne de niveau inférieur, ni de modifier une quelconque entrée d'index enfant. Après que ce nœud ait été découpé, la fonction `choose` sera appelée à nouveau avec la ligne intermédiaire de remplacement. Cet appel devrait retourner un `spgAddNode` car, à priori, le label du nœud ajouté lors de l'étape de découpage ne correspondra pas à la nouvelle valeur. Ainsi, après cette étape, il y aura une troisième étape qui retournera finalement `spgMatchNode` et permettra l'insertion pour descendre au niveau feuille.

`picksplit`

Décide de la manière à suivre pour créer une ligne intermédiaire à partir d'un ensemble de lignes de feuilles.

La déclaration de fonction SQL doit ressembler à :

```
CREATE FUNCTION mon_decoupage(internal, internal) RETURNS
 void ...
```

Le premier argument est un pointeur vers une structure C `spgPickSplitIn`, qui contient les données en entrée de la fonction. Le second argument est un pointeur vers une structure C `spgPickSplitOut`, qui permet à la fonction d'y spécifier les données en sortie.

```
typedef struct spgPickSplitIn
{
    int         nTuples;        /* nombre de lignes feuilles */
    Datum      *datums;         /* leur données (tableau de
 taille nTuples) */
    int         level;          /* niveau actuel (à partir de 0)
 */
} spgPickSplitIn;

typedef struct spgPickSplitOut
{
    bool        hasPrefix;      /* les nouvelles lignes
 intermédiaires doivent-elles avoir un préfixe ? */
    Datum       prefixDatum;    /* si oui, la valeur du préfixe
 */
```

```
    int         nNodes;         /* nombre de nœud pour une
 nouvelle ligne intermédiaire */
    Datum      *nodeLabels;     /* leurs labels (ou NULL s'il
 n'y a aucun label) */

    int        *mapTuplesToNodes;   /* index du nœud de chaque
 ligne feuille */
    Datum      *leafTupleDatums;    /* données à stocker dans
 chaque nouvelle ligne feuille */
} spgPickSplitOut;
```

`nTuples` est le nombre de lignes feuilles fournies. `datums` est un tableau de leurs données de type `spgConfigOut.leafType`. `level` est le niveau actuel que les lignes feuille concernées partagent, qui deviendra le niveau de la nouvelle ligne intermédiaire.

Définir `hasPrefix` pour indiquer que la nouvelle ligne intermédiaire doit avoir un préfixe, et dans ce cas, définir `prefixDatum` à la valeur de ce préfixe. Définir `nNodes` pour indiquer le nombre de nœuds que contiendra la nouvelle ligne intermédiaire, et spécifier dans `nodeLabels` un tableau de leurs labels, ou NULL si les labels ne sont pas nécessaires. Attribuer à `mapTuplesToNodes` un tableau des index (à partir de zéro) des nœuds auquels seront assignés chaque ligne feuille. Attribuer à `leafTupleDatums` un tableau des valeurs à stocker dans la nouvelle ligne de feuilles (ces valeurs seront les mêmes que celles des données `datums` fournies en paramètre si la classe d'opérateur ne modifie pas les données d'un niveau à un autre). À noter que la fonction `picksplit` est responsable de l'allocation de mémoire des tableaux `nodeLabels`, `mapTuplesToNodes` et `leafTupleDatums`.

Si plus d'une ligne de feuille est fournie, il est nécessaire que la fonction `picksplit` les classent en plus d'un nœud. Dans le cas contraire, il ne sera pas possible de répartir les lignes des feuilles sur des pages différentes, ce qui est pourtant l'objectif de cette opération. À cet effet, si la fonction `picksplit` se termine après avoir réparti toutes les lignes des feuilles dans le même nœud, le code du moteur de SP-GiST ne tiendra pas compte de cette décision, et générera une ligne intermédiaire dans lequel chaque ligne de feuille sera assigné aléatoirement à plusieurs nœuds de labels identiques. De telles lignes sont marquées `allTheSame` pour garder une trace de cette décision. Les fonctions `choose` et `inner_consistent` doivent tenir compte de ces lignes intermédiaires. Voir Section 65.4.3 pour plus d'informations.

`picksplit` peut être appliqué à une unique ligne de feuille lorsque la fonction `config` définit `longValuesOK` à true et qu'une valeur plus large qu'une page est donnée en paramètre. Dans ce cas, l'objectif de la fonction est d'extraire un préfixe et de produire une donnée de feuille moins longue. Cet appel sera répété jusqu'à ce que la donnée de la feuille soit suffisamment petite pour tenir dans une page. Voir Section 65.4.1 pour plus d'information.

`inner_consistent`

Retourne un ensemble de nœuds (branches) à suivre durant une recherche arborescente.

La déclaration SQL de cette fonction doit ressembler à :

```
CREATE FUNCTION ma_suite_de_nœuds(internal, internal) RETURNS
 void ...
```

Le premier argument est un pointeur vers une structure C `spgInnerConsistentIn`, qui contient les données en entrée de la fonction. Le second argument est un pointeur vers une structure C `spgInnerConsistentOut`, qui permet à la fonction d'y spécifier les données en sortie.

```
typedef struct spgInnerConsistentIn
{
    ScanKey     scankeys;       /* tableau d'opérateurs et de
 valeurs de comparaison */
    int         nkeys;          /* taille du tableau */

    Datum       reconstructedValue;     /* valeur reconstruite
 au niveau parent */
    MemoryContext traversalMemoryContext;   /* placer les
 nouvelles valeurs ici */
    int         level;          /* niveau actuel (à partir de
 zéro) */
    bool        returnData;     /* retourner la valeur
 originale ? */

    /* Données du tuple intermédiaire en cours */
    bool        allTheSame;     /* la ligne est-elle identifiée
 comme all-the-same ? */
    bool        hasPrefix;      /* la ligne a-t-elle un
 préfixe ? */
    Datum       prefixDatum;    /* dans ce cas, la valeur du
 préfixe */
    int         nNodes;         /* nombre de nœuds dans la ligne
 intermédiaire */
    Datum      *nodeLabels;     /* labels du nœud (NULL si pas
 de labels) */
    void      **traversalValues;        /* valeurs traverses
 spécifiques de la classe d'opérateur */
} spgInnerConsistentIn;

typedef struct spgInnerConsistentOut
{
    int         nNodes;         /* nombre de nœuds enfants à
 visiter */
    int        *nodeNumbers;    /* leurs index dans le tableau
 de nœuds */
    int        *levelAdds;      /* l'incrément à apporter au
 niveau pour chaque enfant */
    Datum      *reconstructedValues;    /* valeurs reconstruites
 associées */
} spgInnerConsistentOut;
```

Le tableau `scankeys`, de longueur `nkeys`, décrit les conditions de recherche d'index. Ces conditions sont combinées avec un opérateur ET. Seuls les entrées d'index qui correspondent à toutes ces conditions sont conservées (à noter que `nkeys` = 0 implique que toutes les entrées d'index sont conservées). Généralement, la fonction `inner_consistent` ne tient compte que des champs `sk_strategy` et `sk_argument` de chaque entrée de tableau, qui fournissent respectivement l'opérateur indexé et la valeur de comparaison. En particulier, il n'est pas nécessaire de vérifier si `sk_flags` est NULL car le moteur de SP-GiST aura complété cette valeur. `reconstructedValue` est la valeur reconstruite pour la ligne parent. La valeur est `(Datum) 0` au niveau le plus haut ou si la fonction `inner_consistent` ne fournit pas de valeur pour le niveau supérieur. `reconstructedValue` est toujours de type `spgConfigOut.leafType` type. `traversalValue` est un pointer vers toute donnée traverse passée à l'appel précédent de `inner_consistent` sur l'enregistrement parent de l'index, ou NULL à la racine. `traversalMemoryContext` est le contexte mémoire de stockage des valeurs traverses en sortie (voir ci-dessous). `level` est le niveau actuel de la

ligne intermédiaire, en commençant à 0 pour le niveau racine. `returnData` est `true` pour la valeur reconstruite pour cette requête. Ce n'est le cas que si la fonction `config` définit `canReturnData`. `allTheSame` est true si la ligne intermédiaire en cours est marquée « all-the-same ». Dans ce cas, tous les nœuds ont le même label (si un label est défini) et ainsi soit ils correspondent tous à la requête, soit aucun ne correspond (voir Section 65.4.3). `hasPrefix` est true si la ligne intermédiaire en cours contient un préfixe. Dans ce cas, `prefixDatum` est sa valeur. `nNodes` est le nombre de nœuds enfants de la ligne intermédiaire, et `nodeLabels` est un tableau de leurs labels, ou NULL si les nœuds n'ont pas de labels.

`nNodes` doit être défini comme le nombre de nœuds enfants qui doivent être visités durant la recherche, et `nodeNumbers` doit être défini comme le tableau de leurs index. Si la classe d'opérateur effectue le suivi des niveaux, définir `levelAdds` comme un tableau des incréments à ajouter aux niveaux pour descendre vers chaque nœud à visiter (dans la plupart des cas, les incréments seront les mêmes pour chaque nœud, mais ce n'est pas systématique, et ainsi un tableau est employé). Si la reconstruction de la valeur est nécessaire, définir `reconstructedValues` comme le tableau des valeurs de type `spgConfigOut.leafType` reconstruites pour chaque nœud enfant à visiter. Sinon, laisser `reconstructedValues` à la valeur NULL. S'il est souhaitable de passer les informations supplémentaires hors bande (« valeurs traverses ») pour diminuer les niveaux de l'arbre de recherche, initialiser `traversalValues` en un tableau des valeurs traverses appropriées, un pour chaque nœuds enfants à visiter ; sinon laisser `traversalValues` à NULL. Notez que la fonction `inner_consistent` est responsable de l'allocation mémoire des tableaux `nodeNumbers`, `levelAdds` `reconstructedValues` et `traversalValues` dans le contexte mémoire actuel. Néanmoins, toute valeur traverse en sortie pointée par le tableau `traversalValues` devrait être allouée dans `traversalMemoryContext`. Chaque valeur traverse doit être un morceau simple alloué avec la fonction palloc.

`leaf_consistent`

Retourne true si une ligne de feuille satisfait une requête.

La déclaration SQL de cette fonction doit ressembler à :

```
CREATE FUNCTION ma_fonction_leaf_consistent(internal, internal)
 RETURNS bool ...
```

Le premier argument est un pointeur vers une structure C `spgLeafConsistentIn`, qui contient les données en entrée de la fonction. Le second argument est un pointeur vers une structure C `spgLeafConsistentOut`, qui permet à la fonction d'y spécifier les données en sortie.

```
typedef struct spgLeafConsistentIn
{
    ScanKey     scankeys;       /* tableau d'opérateurs et de
 valeurs de comparaison */
    int         nkeys;          /* longueur d'un tableau */

    Datum       reconstructedValue;     /* valeur reconstruite
 au parent */
    void       *traversalValue; /* valeur traverse spécifique à
 la classe d'opérateur */
    int         level;          /* niveau actuel (à partir de
 zéro) */
    bool        returnData;     /* les données originales
 doivent-elles être reconstruites ? */
```

```
    Datum       leafDatum;      /* données de la ligne de
 feuille */
} spgLeafConsistentIn;

typedef struct spgLeafConsistentOut
{
    Datum       leafValue;      /* données originales
 reconstruites, le cas échéant */
    bool        recheck;        /* définir à true si l'opérateur
 doit être revérifié */
} spgLeafConsistentOut;
```

Le tableau `scankeys`, de longueur `nkeys`, décrit les conditions de recherche dans l'index. Ces conditions sont uniquement combinées avec AND -- Seules les entrées d'index qui satisfont toutes les conditions satisfont la requête (Notez que `nkeys` = 0 implique que toutes les entrées de l'index satisfont la requête). Généralement, la fonction de recherche ne tient compte que des champs `sk_strategy` et `sk_argument` de chaque entrée du tableau, qui correspondent respectivement à l'opérateur indexable et à la valeur de comparaison. En particulier, il n'est pas nécessaire de vérifier `sk_flags` pour savoir que la valeur de comparaison est NULL car le code du cœur de SP-GiST filtre ces conditions. `reconstructedValue` est la valeur reconstruite pour la ligne parent ; Il s'agit de `(Datum) 0` au niveau racine ou si la fonction `inner_consistent` ne fournit pas de valeur au niveau parent. `reconstructedValue` est toujours de type `spgConfigOut.leafType`. `traversalValue` est un pointeur vers toute donnée traverse passée lors de l'appel précédent à `inner_consistent` de l'enregistrement parent de l'index ou NULL à la racine. `level` est le niveau actuel de la ligne de feuille, qui commence à zéro pour le niveau racine. `returnData` est `true` s'il est nécessaire de reconstruire les données pour cette requête. Cela ne sera le cas que lorsque la fonction `config` vérifie `canReturnData`. `leafDatum` est la valeur de la clé stockée de `spgConfigOut.leafType` dans la ligne de feuille en cours.

La fonction doit retourner `true` si la ligne de feuille correspond à la requête ou `false` sinon. Dans le cas où la valeur serait `true`, et que `returnData` est `true` alors `leafValue` doit être défini à la valeur originale, de type `spgConfigIn.attType` fournie pour être indexée pour cette ligne de feuille. `recheck` peut être défini à `true` si la correspondance est incertaine et ainsi l'opérateur doit être réappliqué à la pile de ligne courante pour vérifier la correspondance.

Ma méthode optionnelle définie par l'utilisateur est :

```
Datum compress(Datum in)
```

Convertit l'élément de données dans un format convenable pour un stockage physique dans un enregistrement feuille d'une page d'index. Elle accepte une valeur `spgConfigIn.attType` et renvoie une valeur `spgConfigOut.leafType`. La valeur en sortie ne doit pas être un TOAST.

Toutes les méthodes permettant d'utiliser SP-GiST sont normalement exécutées dans un contexte mémoire de courte durée, c'est-à-dire que `CurrentMemoryContext` sera remis à zéro après le traitement de chaque ligne. Il n'est cependant pas réellement important de se soucier de désallouer la mémoire allouée avec palloc (la méthode `config` est une exception : elle essaiera d'éviter les fuites mémoire. Mais généralement, la méthode `config` ne nécessite rien si ce n'est assigner des constantes aux structures passées en paramètre).

Si la colonne indexée a un type de donnée collationnable, l'index de collationnement sera passé à toutes les méthodes, en utilisant le mécanisme standard `PG_GET_COLLATION()`.

65.4. Implémentation

Cette section traite des détails d'implémentation et d'autres astuces qui sont utiles à connaître pour implémenter des opérateurs de classe SP-GiST.

65.4.1. Limites de SP-GiST

Les lignes de feuille individuelles et les lignes intermédiaires doivent tenir dans une unique page d'index (8 Ko par défaut). Cependant, lorsque des données de taille variable sont indexées, les longues valeurs ne sont uniquement supportées que par les arbres suffixés, dans lesquels chaque niveau de l'arbre contient un préfixe qui est suffisamment petit pour tenir dans une page. La classe d'opérateur doit uniquement définir `longValuesOK` à TRUE si elle supporte ce cas de figure. Dans le cas contraire, le cœur de SP-GiST rejettera l'indexation d'une valeur plus large qu'une page.

De la même manière, il est de la responsabilité de l'opérateur de classe de s'assurer que la taille des lignes intermédiaires soit plus petite qu'une page ; cela limite le nombre de nœuds enfants qui peuvent être utilisés dans une ligne intermédiaire, ainsi que la taille maximum d'un préfixe.

Une autre limite est que lorsqu'un nœud de ligne intermédiaire pointe vers un ensemble de lignes de feuille, ces lignes doivent toutes être dans la même page d'index (il s'agit d'une décision d'architecture pour réduire le temps de recherche et utiliser moins de mémoire dans les liens qui lient de telles lignes ensemble). Si l'ensemble de lignes de feuille grandit plus qu'une page, un découpage est réalisé et un nœud intermédiaire est inséré. Pour que ce mécanisme résolve le problème, le nouveau nœud intermédiaire *doit* diviser l'ensemble de valeurs de feuilles en plus d'un groupe de nœuds. Si la fonction `picksplit` de la classe d'opérateur n'y parvient pas, le cœur de SP-GiST met en œuvre des mesures extraordinaires telles que décrites dans Section 65.4.3.

Quand `longValuesOK` vaut true, il est attendu que les niveaux successifs de l'arbre SP-GiST absorberont de plus en plus d'informations dans les préfixes et labels de nœuds des lignes internes, rendant la donnée requise pour la feuille de plus en plus petite, jusqu'à ce qu'elle tienne sur un bloc. Pour empêcher que des bugs dans les classes d'opérateur causent des boucles d'insertion infinies, le noyau de SP-GiST lèvera une erreur si la donnée de la feuille ne devient pas plus petite dans les dix cycles d'appel à la méthode `choose`.

65.4.2. SP-GiST sans label de nœud

Certains algorithmes d'arbres utilisent un ensemble de nœuds figé pour chaque ligne intermédiaire ; par exemple, l'arbre quad-tree impose exactement quatre nœuds correspondant aux quatre coins autour du centroïde de la ligne intermédiaire. Dans ce cas, le code travaille généralement avec les nœuds au moyen de leur identifiant, et le besoin de label de nœud ne se fait pas ressentir. Pour supprimer les labels de nœud (et ainsi gagner de l'espace), la fonction `picksplit` peut retourner NULL pour le tableau `nodeLabels`, et de même, la fonction `choose` peut retourner NULL pour le tableau `prefixNodeLabels` lors de l'action `spgSplitTuple` Cela aura pour effet d'obtenir une valeur NULL pour `nodeLabels` lors des appels aux fonctions `choose` et `inner_consistent`. En principe, les labels de nœuds peuvent être utilisés par certaines lignes intermédiaires, et ignorés pour les autres de même index.

Lorsqu'une ligne intermédaire sans label est concerné, la fonction `choose` ne peut pas retourner `spgAddNode` car l'ensemble des nœuds est supposé être fixé dans de tels cas.

65.4.3. Lignes intermédiaires « All-the-same »

Le cœur de SP-GiST peut surcharger les résultats de la fonction `picksplit` de l'opérateur de classe lorsque `picksplit` ne réussit pas à diviser la valeur de la feuille fournie en au moins un nœud. Dans ce cas, la nouvelle ligne intermédiaire est créée avec de multiples nœuds qui ont tous le même label (si un label est défini) qui est celui attribué au nœud utilisé par `picksplit` et les valeurs des feuilles sont divisées aléatoirement entre les nœuds équivalents. Le drapeau `allTheSame` est activé sur la ligne intermédiaire pour signifier aux fonctions `choose` et `inner_consistent` que la ligne n'a pas l'ensemble de nœud attendu.

Lorsque le cas d'une ligne `allTheSame` est rencontré, le résultat de la fonction `choose` sous la forme `spgMatchNode` est interprété de manière à ce que la nouvelle valeur puisse être assignée à chacun des nœuds équivalents ; le code du cœur de SP-GiST ignorera la valeur `nodeN` fournie et

descendra dans l'un des nœuds enfants au hasard (pour conserver l'équilibre de l'arbre). Il s'agirait d'une erreur si la fonction `choose` retournait `spgAddNode` car tous les nœuds ne seraient pas équivalent ; l'action `spgSplitTuple` doit être utilisée si la valeur à insérer ne correspond pas aux nœuds existants.

Lorsque le cas d'une ligne `allTheSame` est rencontré, la fonction `inner_consistent` peut tout autant retourner tous les nœuds ou aucun des nœuds ciblés pour continuer la recherche indexée car ils sont tous équivalents. Cela peut éventuellement nécessiter du code spécifique, suivant le support réalisé par la fonction `inner_consistent` concernant la signification des nœuds.

65.5. Exemples

Les sources de PostgreSQL incluent plusieurs exemples de classes d'opérateur d'index pour SP-GiST comme décrit dans Tableau 65.1. Lire le code dans `src/backend/access/spgist/` et `src/backend/utils/adt/`.

Chapitre 66. Index GIN

66.1. Introduction

GIN est l'acronyme de *Generalized Inverted Index* (ou index générique inverse). GIN est prévu pour traiter les cas où les items à indexer sont des valeurs composites, et où les requêtes devant être accélérées par l'index doivent rechercher des valeurs d'éléments apparaissant dans ces items composites. Par exemple, les items pourraient être des documents, et les requêtes pourraient être des recherches de documents contenant des mots spécifiques.

Nous utilisons le mot *item* pour désigner une valeur composite qui doit être indexée, et le mot *clé* pour désigner une valeur d'élément. GIN stocke et recherche toujours des clés, jamais des items eux même.

Un index GIN stocke un jeu de paires de (clé, posting list), où *posting list* est un jeu d'adresse d'enregistrement (row ID) où la clé existe. Le même row ID peut apparaître dans plusieurs posting lists, puisqu'un item peut contenir plus d'une clé. Chaque clé est stockée une seule fois, ce qui fait qu'un index GIN est très compact dans le cas où une clé apparaît de nombreuses fois.

GIN est généralisé dans le sens où la méthode d'accès GIN n'a pas besoin de connaître l'opération spécifique qu'elle accélère. À la place, elle utilise les stratégies spécifiques définies pour les types de données. La stratégie définit comment extraire les clés des items à indexer et des conditions des requêtes, et comment déterminer si un enregistrement qui contient des valeurs de clés d'une requête répond réellement à la requête.

Un des avantages de GIN est la possibilité qu'il offre que des types de données personnalisés et les méthodes d'accès appropriées soient développés par un expert du domaine du type de données, plutôt que par un expert en bases de données. L'utilisation de GiST offre le même avantage.

L'implantation de GIN dans PostgreSQL est principalement l'oeuvre de Teodor Sigaev et Oleg Bartunov. Plus d'informations sur GIN sont disponibles sur leur site web[1].

66.2. Classes d'opérateur internes

La distribution PostgreSQL inclut les classes d'opérateur GIN affichées dans Tableau 66.1. (Certains des modules optionnels décrits dans Annexe F fournissent des classes d'opérateurs GIN supplémentaires.)

Tableau 66.1. Classes d'opérateur GIN internes

`array_ops`	`anyarray`	`&& <@ = @>`
`jsonb_ops`	`jsonb`	`? ?& ?| @>`
`jsonb_path_ops`	`jsonb`	`@>`
`tsvector_ops`	`tsvector`	`@@ @@@`

Des deux classes d'opérateur pour le type `jsonb`, `jsonb_ops` est l'opérateur par défaut. `jsonb_path_ops` supporte moins d'opérateurs mais offre de meilleures performances pour ces opérateurs. Voir Section 8.14.4 pour plus de détails.

66.3. Extensibilité

L'interface GIN a un haut niveau d'abstraction. De ce fait, la personne qui code la méthode d'accès n'a besoin d'implanter que les sémantiques du type de données accédé. La couche GIN prend en charge la gestion de la concurrence, des traces et des recherches dans la structure de l'arbre.

[1] http://www.sai.msu.su/~megera/wiki/Gin

Pour obtenir une méthode d'accès GIN fonctionnelle, il suffit d'implanter quelques méthodes utilisateur. Celles-ci définissent le comportement des clés dans l'arbre et les relations entre clés, valeurs indexées et requêtes indexables. En résumé, GIN combine extensibilité, généralisation, ré-utilisation du code à une interface claire.

Voici les deux méthodes qu'une classe d'opérateur GIN doit fournir sont :

`Datum *extractValue(Datum inputValue, int32 *nkeys, bool **nullFlags)`

Retourne un tableau de clés alloué par palloc en fonction d'un item à indexer. Le nombre de clés retournées doit être stocké dans `*nkeys`. Si une des clés peut être nulle, allouez aussi par palloc un tableau de `*nkeys` champs de type `bool`, stockez son adresse dans `*nullFlags`, et positionnez les drapeaux null où ils doivent l'être. `*nullFlags` peut être laissé à `NULL` (sa valeur initiale) si toutes les clés sont non-nulles. La valeur retournée peut être `NULL` si l'élément ne contient aucune clé.

`Datum *extractQuery(Datum query, int32 *nkeys, StrategyNumber n, bool **pmatch, Pointer **extra_data, bool **nullFlags, int32 *searchMode)`

Renvoie un tableau de clés en fonction de la valeur à requêter ; c'est-à-dire que `query` est la valeur du côté droit d'un opérateur indexable dont le côté gauche est la colonne indexée. `n` est le numéro de stratégie de l'opérateur dans la classe d'opérateur (voir Section 38.15.2). Souvent, `extractQuery` doit consulter `n` pour déterminer le type de données de `query` et la méthode à utiliser pour extraire les valeurs des clés. Le nombre de clés renvoyées doit être stocké dans `*nkeys`. Si une des clés peut être nulle, allouez aussi par palloc un tableau de `*nkeys` champs de type `bool`, stockez son address à `*nullFlags`, et positionnez les drapeaux `NULL` où_ils doivent l'être. `*nullFlags` peut être laissé à NULL (sa valeur initiale) si toutes les clés sont non-nulles. La valeur de retour peut être `NULL` si `query` ne contient aucune clé.

`searchMode` est un argument de sortie qui permet à `extractQuery` de spécifier des détails sur comment la recherche sera effectuée. Si `*searchMode` est positionné à `GIN_SEARCH_MODE_DEFAULT` (qui est la valeur à laquelle il est initialisé avant l'appel), seuls les items qui correspondent à au moins une des clés retournées sont considérées comme des candidats à correspondance. Si `*searchMode` est positionné à `GIN_SEARCH_MODE_INCLUDE_EMPTY`, alors en plus des items qui contiennent au moins une clé correspondant, les items qui ne contiennent aucune clé sont aussi considérées comme des candidats à correspondance. (Ce mode est utile pour implémenter un opérateur «est sous-ensemble de», par exemple.) Si `*searchMode` est positionné à `GIN_SEARCH_MODE_ALL`, alors tous les items non nuls de l'index sont candidats à correspondance, qu'ils aient une clé qui corresponde à celles retournées ou non. (Ce mode est beaucoup plus lent que les deux autres, mais il peut être nécessaire pour implémenter des cas exceptionnels correctement. Un opérateur qui a besoin de ce mode dans la plupart des cas n'est probablement pas un bon candidat pour une classe d'opérateur GIN.) Les symboles à utiliser pour positionner ce mode sont définis dans `access/gin.h`.

`pmatch` est un paramètre de sortie à utiliser quand une correspondance partielle est permise. Pour l'utiliser, `extractQuery` doit allouer un tableau de booléens `*nkeys` et stocker son adresse dans `*pmatch`. Chaque élément du tableau devrait être positionné à TRUE si la clé correspondante a besoin d'une correspondance partielle, FALSE sinon. Si `*pmatch` est positionné à `NULL` alors GIN suppose qu'une mise en correspondance partielle n'est pas nécessaire. La variable est initialisée à `NULL` avant l'appel, et peut donc être simplement ignorée par les classes d'opérateurs qui ne supportent pas les correspondances partielles.

`extra_data` est un paramètre de sortie qui autorise `extractQuery` à passer des données supplémentaires aux méthodes `consistent` et `comparePartial`. Pour l'utiliser, `extractQuery` doit allouer un tableau de pointeurs `*nkeys` et stocker son adresse à `*extra_data`, puis stocker ce qu'il souhaite dans les pointeurs individuels. La variable est initialisée à `NULL` avant l'appel, afin que ce paramètre soit simplement ignoré par une classe d'opérateurs qui n'a pas besoin de données supplémentaires. Si `*extra_data` est positionné, le tableau dans son ensemble est passé à la méthode `consistent`, et l'élément approprié à la méthode `comparePartial`.

Une classe d'opérateur doit aussi fournir une fonction pour vérifier si un élément indexé correspond à la requête. Elle vient en deux versions, une fonction booléenne `consistent` et une fonction ternaire `triConsistent`. Cette dernière couvre les fonctionnalités des deux, donc fournir uniquement `triConsistent` est suffisant. Cependant, si la variante booléenne est bien moins coûteuse à calculer, il peut être avantageux de fournir les deux. Si seule la variante booléenne est fournie, certaines optimisations dépendant de la réfutation d'éléments d'index avant de récupérer toutes les clés sont désactivées.

```
bool consistent(bool check[], StrategyNumber n, Datum query, int32
nkeys, Pointer extra_data[], bool *recheck, Datum queryKeys[], bool
nullFlags[])
```

Retourne TRUE si un item indexé répond à l'opérateur de requête possédant le numéro de stratégie `n` (ou pourrait le satisfaire, si l'indication recheck est retournée). Cette fonction n'a pas d'accès direct aux valeurs des items indexés. Au lieu de cela, ce qui est disponible, c'est la connaissance de quelles valeurs de clés extraites de la requête apparaissent dans un item indexé donné. Le tableau `check` a une longueur de `nkeys`, qui est la même que le nombre de clés retourné précédemment par `extractQuery` pour ce datum `query`. Chaque élément du tableau `check` est TRUE si l'item indexé contient la clé de requête correspondante, c'est à dire, si (check[i] == TRUE) la i-ème clé du tableau résultat de `extractQuery` est présente dans l'item indexé. Le datum `query` original est passé au cas où la méthode `contains` aurait besoin de le consulter, de même que les tableaux `queryKeys[]` et `nullFlags[]` retournée précédemment par `extractQuery`, ou `NULL` si aucun.

Quand `extractQuery` retourne une clé nulle dans `queryKeys[]`, l'élément correspondant de `check[]` est TRUE si l'item indexé contient une clé nulle; c'est à dire que la sémantique de `check[]` est comme celle de `IS NOT DISTINCT FROM`. La fonction `consistent` peut examiner l'élément correspondant de `nullFlags[]` si elle a besoin de faire la différence entre une correspondance de valeur «normale» et une correspondance nulle.

En cas de réussite, `*recheck` devrait être positionné à TRUE si les enregistrements de la table doivent être revérifiées par rapport à l'opérateur de la requête, ou FALSE si le test d'index est exact. Autrement dit, une valeur de retour à FALSE garantit que l'enregistrement de la table ne correspond pas; une valeur de retour à TRUE avec `*recheck` à FALSE garantit que l'enregistrement de la table correspond à la requête; et une valeur de retour à TRUE avec `*recheck` à TRUE signifie que l'enregistrement de la table pourrait correspondre à la requête, et qu'il doit être récupéré et re-vérifié en évaluant l'opérateur de la requête directement sur l'item initialement indexé.

```
GinTernaryValue triConsistent(GinTernaryValue check[],
StrategyNumber n, Datum query, int32 nkeys, Pointer extra_data[],
Datum queryKeys[], bool nullFlags[])
```

`triConsistent` est similaire à `consistent`, mais en lieu dde booléens dans le vecteur `check[]`, il existe trois valeurs possibles à chaque clé : `GIN_TRUE`, `GIN_FALSE` et `GIN_MAYBE`. `GIN_FALSE` et `GIN_TRUE` ont la même signification que des valeurs booléennes standards alors que `GIN_MAYBE` signifie que la présence de cette clé est inconnue. Quand des valeurs `GIN_MAYBE` sont présentes, la fonction devrait seulement renvoyer `GIN_TRUE` si l'élément correspond que l'élément de l'index contient ou non les clés de la requête correspondante. De la même façon, la fonction doit renvoyer `GIN_FALSE` seulement si l'élément ne correspond pas, qu'il contienne ou non des clés `GIN_MAYBE`. Si le résultat dépend des entrées `GIN_MAYBE`, autrement dit si la correspondance ne peut pas être confirmée ou réfutée d'après les clés connues de requête, la fonction doit renvoyer `GIN_MAYBE`.

Quand il n'y a pas de valeurs `GIN_MAYBE` dans le vecteur `check`, la valeur de retour `GIN_MAYBE` est équivalent à configurer le drapeau `recheck` dans la fonction booléenne `consistent`.

De plus, GIN doit avoir un moyen de trier les valeurs des clés stockées dans l'index. La classe d'opérateur peut définir l'ordre de tri en spécifiant une méthode de comparaison :

```
int compare(Datum a, Datum b)
```

Compare deux clés (pas des items indexés !) et retourne un entier inférieur à zéro, zéro ou supérieur à zéro, indiquant si la première clé est inférieure à, égale à ou supérieure à la seconde. Les clés NULL ne sont jamais fournit en argument à cette fonction.

Sinon, si la classe d'opérateur ne fournit pas de méthode `compare`, GIN cherchera la classe d'opérateur par défaut pour le type de donnée de la clé d'index, et utilisera sa fonction de comparaison. Il est recommandé de spécifier la fonction de comparaison dans une classe d'opérateur GIN destinée à un seul type de donnée, car rechercher la classe d'opérateur btree coûte quelques cycles. Cependant, les classes d'opérateur GIN polymorphiques (telle que `array_ops`) ne peuvent typiquement pas spécifier une seule fonction de comparaison.

En option, une classe d'opérateurs pour GIN peut fournir la méthode suivante :

```
int comparePartial(Datum partial_key, Datum key, StrategyNumber n,
Pointer extra_data)
```

Compare une requête de correspondance partielle à une clé d'index. Renvoie un entier dont le signe indique le résultat : inférieur à zéro signifie que la clé d'index ne correspond pas à la requête mais que le parcours d'index va continuer ; zéro signifie que la clé d'index ne correspond pas à la requête ; supérieur à zéro indique que le parcours d'index doit s'arrêter car il n'existe pas d'autres correspondances. Le numéro de stratégie `n` de l'opérateur qui a généré la requête de correspondance partielle est fourni au cas où sa sémantique est nécessaire pour déterminer la fin du parcours. De plus, `extra_data` est l'élément correspondant du tableau extra-data fait par `extractQuery`, ou `NULL` sinon. Les clés NULL ne sont jamais passées à cette fonction.

Pour supporter des requêtes à « correspondance partielle », une classe d'opérateur doit fournir la méthode `comparePartial`, et sa méthode `extractQuery` doit positionner le paramètre `pmatch` quand une requête à correspondance partielle est rencontrée. Voir Section 66.4.2 pour les détails.

Le type de données réel des différentes valeurs `Datum` mentionnées ci-dessus varient en fonction de la classe d'opérateurs. Les valeurs d'élément passée à `extractValue` sont toujours du type d'entrée de la classe d'opérateur, et toutes les valeurs clé doivent être du type de `STORAGE` de la classe. Le type de l'argument `query` passé à `extractQuery`, `consistent` et `triConsistent` est le type de l'argument côté droit de l'opérateur du membre de la classe identifié par le numéro de stratégie. Ce n'est pas nécessairement le même que l'élément indexé, tant que des valeurs de clés d'un type correct peuvent en être extraites. Néanmoins, il est recommandé que les déclarations SQL de ces trois fonctions de support utilisent le type de données indexé de la classe d'opérateur pour l'argument `query`, même si le type réel pourrait être différent suivant l'opérateur.

66.4. Implantation

En interne, un index GIN contient un index B-tree construit sur des clés, chaque clé est un élément d'un ou plusieurs items indexé (un membre d'un tableau, par exemple) et où chaque enregistrement d'une page feuille contient soit un pointeur vers un B-tree de pointeurs vers la table (un « posting tree »), ou une liste simple de pointeurs vers enregistrement (un « posting list ») quand la liste est suffisamment courte pour tenir dans un seul enregistrement d'index avec la valeur de la clé.

À partir de PostgreSQL 9.1, des valeurs de clé NULL peuvent être incluses dans l'index. Par ailleurs, des NULLs fictifs sont inclus dans l'index pour des objets indexés qui sont NULL ou ne contiennent aucune clé d'après `extractValue`. Cela permet des recherches retournant des éléments vides.

Les index multi-colonnes GIN sont implémentés en construisant un seul B-tree sur des valeurs composites (numéro de colonne, valeur de clé). Les valeurs de clés pour les différentes colonnes peuvent être de types différents.

66.4.1. Technique GIN de mise à jour rapide

Mettre à jour un index GIN a tendance à être lent en raison de la nature intrinsèque des index inversés : insérer ou mettre à jour un enregistrement de la table peut causer de nombreuses insertions dans l'index (une pour chaque clé extraite de l'élément indexé). À partir de PostgreSQL 8.4, GIN est capable de reporter à plus tard la plupart de ce travail en insérant les nouveaux enregistrements dans une liste temporaire et non triée des entrées en attente. Quand un vacuum ou autoanalyze est déclenché sur la table, ou quand la fonction `gin_clean_pending_list` est appelée, ou si la liste en attente devient plus importante que gin_pending_list_limit, les entrées sont déplacées vers la structure de données GIN principale en utilisant la même technique d'insertion de masse que durant la création de l'index. Ceci améliore grandement la vitesse de mise à jour de l'index GIN, même en prenant en compte le surcoût engendré au niveau du vacuum. De plus, ce travail supplémentaire peut être attribué à un processus d'arrière-plan plutôt qu'à la requête en avant-plan.

Le principal défaut de cette approche est que les recherches doivent parcourir la liste d'entrées en attente en plus de l'index habituel, et que par conséquent une grande liste d'entrées en attente ralentira les recherches de façon significative. Un autre défaut est que, bien que la majorité des mises à jour seront rapides, une mise à jour qui rend la liste d'attente « trop grande » déclenchera un cycle de nettoyage immédiat et sera donc bien plus lente que les autres mises à jour. Une utilisation appropriée d'autovacuum peut minimiser ces deux problèmes.

Si la cohérence des temps de réponse est plus importante que la vitesse de mise à jour, l'utilisation de liste d'entrées en attente peut être désactivée en désactivant le paramètre de stockage `fastupdate` pour un index GIN. Voir CREATE INDEX pour plus de détails.

66.4.2. Algorithme de mise en correspondance partielle

GIN peut supporter des requêtes de « correspondances partielles », dans lesquelles la requête ne détermine pas une correspondance parfaite pour une ou plusieurs clés, mais que la correspondance tombe à une distance suffisamment faible des valeurs de clé (dans l'ordre de tri des clés déterminé par la méthode de support `compare`). La méthode `extractQuery`, au lieu de retourner une valeur de clé à mettre en correspondance de façon exacte, retourne une valeur de clé qui est la limite inférieure de la plage à rechercher, et retourne l'indicateur `pmatch` positionné à true. La plage de clé est alors parcourue en utilisant la méthode `comparePartial`. `comparePartial` doit retourner 0 pour une clé d'index correspondante, une valeur négative pour une non-correspondance qui est toujours dans la plage de recherche, et une valeur positive si la clé d'index est sortie de la plage qui pourrait correspondre.

66.5. Conseils et astuces GIN

Création vs insertion

L'insertion dans un index GIN peut être lente du fait de la probabilité d'insertion de nombreuses clés pour chaque élément. C'est pourquoi, pour les chargements massifs dans une table, il est conseillé de supprimer l'index GIN et de le re-créer après le chargement.

À partir de PostgreSQL 8.4, ce conseil est moins important puisqu'une technique de mise à jour retardée est utilisée (voir Section 66.4.1 pour plus de détails). Mais pour les très grosses mises à jour, il peut toujours être plus efficace de détruire et recréer l'index.

maintenance_work_mem

Le temps de construction d'un index GIN dépend grandement du paramètre `maintenance_work_mem` ; il est contre-productif de limiter la mémoire de travail lors de la création d'un index.

gin_pending_list_limit

Durant une série d'insertions dans un index GIN existant qui a `fastupdate` activé, le système nettoiera la liste d'entrées en attente dès qu'elle deviendra plus grosse que `gin_pending_list_limit`. Afin d'éviter des fluctuations mesurables de temps de réponse, il est souhaitable d'avoir un nettoyage de la liste d'attente en arrière-plan (c'est-à-dire via autovacuum). Les opérations de nettoyage en avant-plan peuvent être évitées en augmentant `gin_pending_list_limit` ou en rendant autovacuum plus aggressif. Toutefois, augmenter la limite de l'opération de nettoyage implique que si un nettoyage en avant-plan se produit, il prendra encore plus longtemps.

`gin_pending_list_limit` peut être surchargé sur certains index en modifiant les paramètres de stockage, ce qui permet à chaque index d'avoir sa propre limite de nettoyage. Par exemple, il est possible d'augmenter la limite uniquement pour un index GIN fortement mis à jour ou de la diminuer dans le cas contraire.

gin_fuzzy_search_limit

La raison principale qui a poussé le développement des index GIN a été la volonté de supporter les recherches plein texte dans PostgreSQL et il arrive fréquemment qu'une recherche renvoie un ensemble volumineux de résultats. Cela arrive d'autant plus fréquemment que la requête contient des mots très fréquents, auquel cas l'ensemble de résultats n'est même pas utile. Puisque la lecture des lignes sur disque et leur tri prend beaucoup de temps, cette situation est inacceptable en production. (La recherche dans l'index est, elle, très rapide.)

Pour faciliter l'exécution contrôlée de telles requêtes, GIN dispose d'une limite supérieure souple configurable du nombre de lignes renvoyées, le paramètre de configuration `gin_fuzzy_search_limit`. Par défaut, il est positionné à 0 (c'est-à-dire sans limite). Si une limite différente de 0 est choisie, alors l'ensemble renvoyé est un sous-ensemble du résultat complet, choisi aléatoirement.

« Souple » signifie que le nombre réel de résultats renvoyés peut différer légèrement de la limite indiquée, en fonction de la requête et de la qualité du générateur de nombres aléatoires du système.

D'expérience, des valeurs de l'ordre de quelques milliers (5000 -- 20000) fonctionnent bien.

66.6. Limitations

GIN part de l'hypothèse que les opérateurs indexables sont stricts. Cela signifie que `extractValue` ne sera pas appelé du tout sur une valeur d'item NULL (à la place, une entrée d'enregistrement factice sera créée automatiquement), et `extractQuery` ne sera pas appelé non plus pour une valeur de query NULL (à la place, la requête est considérée comme impossible à satisfaire). Notez toutefois qu'une valeur de clé NULL contenue dans un item composite ou une valeur de requête sont supportées.

66.7. Exemples

Le noyau de la distribution PostgreSQL inclue la classe d'opérateur GIN précédemment montrée dans Tableau 66.1. Les modules `contrib` suivants contiennent aussi des classes d'opérateurs GIN :

`btree-gin`

Fonctionnalité équivalente à B-tree pour plusieurs types de données

`hstore`

Module pour le stockage des paires (clé, valeur)

intarray

Support amélioré pour le type `int[]`

`pg_trgm`

Similarité de texte par correspondance de trigramme

Chapitre 67. Index BRIN

67.1. Introduction

BRIN signifie Block Range Index, soit index par intervalles de bloc. BRIN est concu pour gérer de grosses tables dont certaines ont des colonnes ayant une corrélation naturelle avec leur stockage physique. Un *intervalle de bloc* est un groupe de pages physiquement adjacentes dans la table ; Pour chaque gamme de bloc, un résumé des informations est stocké par l'index. Un exemple courant est une table avec une colonne date, contenant les références des ventes d'un magasin. Chaque commande y serait enregistrée chronologiquement. Dans la plupart des cas, les données seront donc insérées dans le même ordre où elles apparaîtront par la suite. De la même manière, une table, avec une colonne code postal, pourrait avoir tous les codes d'une même ville rassemblés naturellement au même endroit.

Les index BRIN peuvent répondre à des requêtes via un parcours d'index bitmap classique, et retourneront toutes les lignes de toutes les pages dans chaque intervalle si le résumé des informations contenues dans l'index est cohérent avec les conditions de la requête. L'exécuteur de la requête doit revérifier ces lignes et annuler celles qui ne répondent pas aux conditions initiales de la requête. En d'autres termes, on parle d'index à perte (*lossy*). Comme l'index BRIN est un petit index, parcourir cet index ajoute une légère surcharge par rapport à un parcours séquentiel mais permet d'éviter de parcourir des grandes parties de la table où on sait qu'on ne trouvera pas de lignes à remonter.

Les données spécifiques qu'un index BRIN va stocker, de même que les requêtes spécifiques auquel l'index va pouvoir répondre dépendent de la classe d'opérateur choisie pour chaque colonne de l'index. Les types de données possédant un ordre de tri linéaire peuvent utiliser une classe d'opérateur qui ne conserve que la valeur minimale et la valeur maximale dans chaque intervalle de bloc. Par exemple, un type géométrique peut stocker une *bounding box* pour tous les objets de l'intervalle de bloc.

La taille de l'intervalle de bloc est déterminée à la création de l'index par le paramètre `pages_per_range` Le nombre des entrées de l'index sera égal à la taille de la relation en page, divisée par la valeur sélectionnée dans `pages_per_range`. De ce fait, plus ce nombre est bas, plus l'index sera volumineux (il y a plus d'entrées d'index à stocker) mais, en même temps, le résumé des informations stockées pourra être plus précis, et un nombre plus important de blocs de données pourront être ignorés pendant le parcours d'index.

67.1.1. Maintenance de l'index

Lors de la création de l'index, toutes les pages de la table sont parcourues et un résumé des lignes de l'index est créé pour chaque intervalle, incluant certainement aussi un intervalle incomplet à la fin. Lors de l'ajout de nouvelles données dans des pages déja incluses dans des résumés, cela va entrainer la mise à jour du résumé, avec les informations sur les nouvelles lignes insérées. Lorsqu'une nouvelle page est créée et qu'elle ne correspond à aucun des derniers intervalles résumés, l'intervalle ne crée pas automatiquement un résumé. Ces lignes restent non catégorisées jusqu'à ce qu'un processus soit lancé pour le faire, créant alors les résumés initiaux. Ce processus peut être appelé manuellement en exécutant la fonction `brin_summarize_range(regclass, bigint)` ou la fonction `brin_summarize_new_values(regclass)` ; automatiquement lorsque `VACUUM` va inspecter la table ; ou par un résumé automatique effectué par autovacuum, au fur et à mesure que des insertions sont effectuées. (Ce dernier déclencheur est désactivé par défaut, et peut être activé avec le paramètre `autosummarize`.) Inversement, le résumé d'un intervalle peut être supprimé en utilisant la fonction `brin_desummarize_range(regclass, bigint)`, ce qui peut être utile quand la ligne de l'index n'est plue une bonne représentation du fait des changements des valeurs existantes.

Quand le résumé automatique est activé, chaque fois qu'un intervalle de page est rempli, une requête est envoyée à autovacuum pour qu'il exécute un résumé ciblé pour cet intervalle, opération à exécuter à la fin du travail du prochain worker sur la même base de données. Si la queue des demandes est remplie, la demande n'est pas enregistré et un message est enregistré dans les traces du serveur :

```
LOG:  request for BRIN range summarization for index "brin_wi_idx"
 page 128 was not recorded
```

Quand cela arrive, l'intervalle sera résumé avec la méthode habituelle lors du prochain VACUUM standard de la table.

67.2. Opérateurs de classe intégrés

La distribution du noyau PostgreSQL inclut la classe d'opérateur BRIN montrée dans Tableau 67.1.

L'opérateur de classe *minmax* stocke les valeurs minimale et maximale apparaissant dans l'intervalle de la colonne indexée. L'opérateur de classe *inclusion* stocke une valeur qui est incluse dans les valeurs contenues dans l'intervalle de la colonne indexée.

Tableau 67.1. Classe d'opérateur BRIN intégrée

Nom	Type de données indexées	Opérateurs indexables
abstime_minmax_ops	abstime	< <= = >= >
int8_minmax_ops	bigint	< <= = >= >
bit_minmax_ops	bit	< <= = >= >
varbit_minmax_ops	bit varying	< <= = >= >
box_inclusion_ops	box	<< &< && &> >> ~= @> <@ &<| <<| |>> |&>
bytea_minmax_ops	bytea	< <= = >= >
bpchar_minmax_ops	character	< <= = >= >
char_minmax_ops	"char"	< <= = >= >
date_minmax_ops	date	< <= = >= >
float8_minmax_ops	double precision	< <= = >= >
inet_minmax_ops	inet	< <= = >= >
network_inclusion_ops	inet	&& >>= <<= = >> <<
int4_minmax_ops	integer	< <= = >= >
interval_minmax_ops	interval	< <= = >= >
macaddr_minmax_ops	macaddr	< <= = >= >
macaddr8_minmax_ops	macaddr8	< <= = >= >
name_minmax_ops	name	< <= = >= >
numeric_minmax_ops	numeric	< <= = >= >
pg_lsn_minmax_ops	pg_lsn	< <= = >= >
oid_minmax_ops	oid	< <= = >= >
range_inclusion_ops	tout type intervalle	<< &< && &> >> @> <@ -|- = < <= = > >=
float4_minmax_ops	real	< <= = >= >
reltime_minmax_ops	reltime	< <= = >= >
int2_minmax_ops	smallint	< <= = >= >
text_minmax_ops	text	< <= = >= >
tid_minmax_ops	tid	< <= = >= >
timestamp_minmax_ops	timestamp without time zone	< <= = >= >

Nom	Type de données indexées	Opérateurs indexables
timestamptz_minmax_ops	timestamp with time zone	< <= = >= >
time_minmax_ops	time without time zone	< <= = >= >
timetz_minmax_ops	time with time zone	< <= = >= >
uuid_minmax_ops	uuid	< <= = >= >

67.3. Extensibilité

L'interface BRIN possède un niveau élevé d'abstraction, qui nécessite l'implémentation de la méthode d'accès rien que pour l'implémentation de la sémantique des types de données accédées. La couche BRIN s'occupera par contre elle-même de la concurrence, l'accès et la recherche dans la structure de l'index.

Tout ce qu'il faut pour faire fonctionner la méthode d'accès BRIN est d'implémenter quelques méthodes utilisateurs, déterminant pour l'index les genre de valeurs stockées dans le résumé et la manière dont elles interagissent avec les nœuds du parcours. En bref, BRIN combine l'extensibilité avec la généralité, la réutilisation du code et une interface claire.

Il y a quatre méthodes qu'un opérateur de classe pour BRIN doit fournir :

`BrinOpcInfo *opcInfo(Oid type_oid)`

Retourne les informations internes au sujet du résumé de données de la colonne indexée. Cette valeur doit pointer vers une structure `BrinOpcInfo` (allouée avec la fonction palloc), qui a cette définition :

```
typedef struct BrinOpcInfo
{
    /* Nombre de colonnes stockées dans une colonne indexée de
 cette classe d'opérateur */
    uint16      oi_nstored;

    /* Pointeur opaque pour l'utilisation privée de la classe
 d'opérateur */
    void       *oi_opaque;

    /* Type des entrées cachées de la colonne stockées */
    TypeCacheEntry *oi_typcache[FLEXIBLE_ARRAY_MEMBER];
} BrinOpcInfo;
```

`BrinOpcInfo.oi_opaque` peut être utilisé par les routines d'opérateur de classe pour transmettre des informations entre les procédures de support pendant le parcours de l'index.

`bool consistent(BrinDesc *bdesc, BrinValues *column, ScanKey key)`

Retourne la clé de parcours si elle est cohérente avec les valeurs indexées données pour cet intervalle. Le nombre attribué à utiliser est passé en tant que partie de la clé de parcours.

`bool addValue(BrinDesc *bdesc, BrinValues *column, Datum newval, bool isnull)`

Renvoie à une ligne indexée et une valeur indexée, modifie les attributs indiqués de cette ligne, de manière à ce que le cumul représente la nouvelle valeur. Si une modification a été apportée à la ligne, la valeur `true` est retournée.

`bool unionTuples(BrinDesc *bdesc, BrinValues *a, BrinValues *b)`

Consolidation de deux lignes d'index. Ceci en prenant deux lignes d'index et en modifiant l'attribut indiqué de la première des deux, de manière à ce qu'elle représente les deux lignes. La seconde ligne n'est pas modifiée.

La distribution du noyau inclut du support pour les deux types de classe d'opérateur : minmax et inclusion. Les définitions de classes d'opérateur qui les utilisent sont envoyées en types de données basiques appropriées. Des classes d'opérateurs appropriées peuvent être définies par l'utilisateur pour d'autres types de données utilisant des définitions équivalentes, et ceci sans avoir besoin d'écrire du code source. La déclaration des entrées appropriées dans le catalogue est suffisante. Notez que les hypothèses sur les sémantiques de stratégie d'opérateurs sont embarquées dans les fonctions de support du code source.

Les classes d'opérateurs qui implémentent des sémantiques complètement différentes sont utilisables. Les implémentations fournies par les quatre principales fonctions de support présentées ci-dessous sont écrites. Notez que la compatibilité ascendante entre les versions majeures n'est pas garantie : par exemple, les fonctions de support additionnelles peuvent être requises dans des versions ultérieures.

Pour écrire une classe d'opérateur pour un type de données qui implémente un résultat complétement ordonné, il est possible d'utiliser les fonctions de support "minmax" avec les opérateurs correspondant tel que décrit dans Tableau 67.2. Tous les membres de classe d'opérateurs (fonctions et opérateurs) sont obligatoires.

Tableau 67.2. Fonctions et numéros de support pour les classes d'opérateur Minmax

Membre de classe d'opérateur	Objet
Fonction de support 1	Fonction interne `brin_minmax_opcinfo()`
Fonction de support 2	Fonction interne `brin_minmax_add_value()`
Fonction de support 3	Fonction interne `brin_minmax_consistent()`
Fonction de support 4	Fonction interne `brin_minmax_union()`
Stratégie d'opérateur 1	Opérateur strictement inférieur
Stratégie d'opérateur 2	Opérateur inférieur
Stratégie d'opérateur 3	Opérateur d'égalité
Stratégie d'opérateur 4	Opérateur supérieur
Stratégie d'opérateur 5	Opérateur strictement supérieur

Pour écrire un opérateur de classe pour un type de données complexe, qui aurait des valeurs incluses dans un autre type, il est possible d'utiliser la fonction de support d'inclusion avec l'opérateur correspondant, tel que décrit dans Tableau 67.3. Cela nécessite uniquement une simple fonction d'addition, qui peut être écrite dans n'importe quel langage. Des fonctions supplémentaires peuvent être définies pour obtenir des fonctionnalités additionnelles. Tous les opérateurs sont optionnels. Certains opérateurs requièrent d'autres opérateurs, affichés en tant que dépendances de la table.

Tableau 67.3. Fonctions et numéros de support pour les classes d'opérateur d'inclusion

Membre de classe d'opérateur	Objet	Dépendance
Fonction de support 1	Fonction interne `brin_inclusion_opcinfo()`	

Membre de classe d'opérateur	Objet	Dépendance
Fonction de support 2	Fonction interne `brin_inclusion_add_value()`	
Fonction de support 3	Fonction interne `brin_inclusion_consistent()`	
Fonction de support 4	Fonction interne `brin_inclusion_union()`	
Fonction de support 11	Fonction de fusion de deux élements	
Fonction de support 12	Fonction optionnelle de vérification si les deux éléments peuvent être fusionnés	
Fonction de support 13	Fonction optionnelle de vérification si un élément est contenu dans un autre	
Fonction de support 14	Fonction optionnelle de vérification si un élement est vide	
Stratégie d'opérateur 1	Opérateur A-gauche-de	Stratégie d'opérateur 4
Stratégie d'opérateur 2	Opérateur Ne-s-etend-pas-à-la-droite-de	Stratégie d'opérateur 5
Stratégie d'opérateur 3	Opérateur chevauchement	
Stratégie d'opérateur 4	Opérateur Ne-s-etend-pas-à-la-gauche-de	Stratégie d'opérateur 1
Stratégie d'opérateur 5	Opérateur A-droite-de	Stratégie d'opérateur 2
Stratégie d'opérateur 6, 18	Opérateur Equivalent-ou-identique-à	Stratégie d'opérateur 7
Stratégie d'opérateur 7, 13, 16, 24, 25	Opérateur Contient-ou-identique-à	
Stratégie d'opérateur 8, 14, 26, 27	Opérateur Contient-ou-identique-à	Stratégie d'opérateur 3
Stratégie d'opérateur 9	Opérateur Ne-s-étend-pas-plus-loin	Stratégie d'opérateur 11
Stratégie d'opérateur 10	Opérateur Est-le-suivant	Stratégie d'opérateur 12
Stratégie d'opérateur 11	Opérateur Est-le-précédent	Stratégie d'opérateur 9
Stratégie d'opérateur 12	Opérateur Ne-s-étend-pas-plus-loin	Stratégie d'opérateur 10
Stratégie d'opérateur 20	Opérateur Strictement-inférieur-à	Stratégie d'opérateur 5
Stratégie d'opérateur 21	Opérateur Inférieur-à	Stratégie d'opérateur 5
Stratégie d'opérateur 22	Opérateur Strictement-supérieur-à	Stratégie d'opérateur 1
Stratégie d'opérateur 23	Opérateur supérieur-à	Stratégie d'opérateur 1

Les numéros 1 à 10 des fonctions support sont reservés pour les fonctions internes BRIN, de ce fait le niveau des fonctions SQL commence à 11. La fonction de support 11 est la principale fonction utilisée pour construire l'index. Elle doit accepter deux arguments, avec le même type de données que la la classe d'opérateur, et renvoyer l'union des deux. La classe d'opérateur inclusion peut stocker des

valeurs unies de types différents si elles sont définies avec le paramètre STORAGE La valeur renvoyée par la fonction union doit correspondre au type de données STORAGE

Les numéros 12 et 14 des fonctions de support sont fournies pour supporter les irrégularités des types de données internes. La fonction 12 est utilisée pour supporter les adresses réseaux de différentes familles qui ne sont pas fusionnables. La fonction 14 est utilisée pour supporter les intervalles vides. La fonction 13 est une fonction optionnelle mais recommandée. Elle permet à une nouvelle valeur d'être vérifiée avant d'être passée à la fonction d'union. Puisque BRIN peut raccourcir certaines opérations lorsque l'union n'est pas modifiée, utiliser cette fonction peut améliorer les performances de l'index.

Les classes d'opérateur minmax et inclusion supportent les opérateurs utilisables sur des types de données croisés, même si cela complexifie la gestion des dépendances. La classe d'opérateur minmax a besoin d'un ensemble complet d'opérateurs pour être définie avec deux arguments qui auraient le même type de données. Cela permet aux types de données additionnels d'être supportés en définissant un ensemble d'opérateurs supplémentaires. Les opérateurs de la classe d'opérateur inclusion sont dépendants d'autres stratégies d'opérateur tel que décrit dans le Tableau 67.3, ou des mêmes stratégie d'opérateur qu'eux-même. Cela nécessite que l'opérateur dépendant soit défini avec le type de données STORAGE pour l'argument du côté gauche, et que l'autre type de données supportée se trouve du côté droit de l'opérateur de support. Vous pouvez consulter `float4_minmax_ops` comme exemple pour minmax et `box_inclusion_ops` comme exemple pour inclusion.

Chapitre 68. Index Hash

68.1. Aperçu

PostgreSQL propose une implémentation d'index hash sur disque, qui sont résistants aux crashs. Tout type de données peut être indexé par un index hash, y compris les types de données qui n'ont pas un ordre linéaire bien défini. Les index hash stockent seulement la valeur hachée de la donnée en cours d'indexation. De ce fait, il n'y a pas de restrictions sur la taille de la colonne en cours d'indexation.

Les index hash supportent seulement les index à une colonne et ne gèrent pas l'unicité des valeurs.

Les index hash acceptent uniquement l'opérateur =, donc les clauses WHERE qui spécifient des opérations sur des intervalles ne seront pas capable de tirer avantages des index hash.

Chaque ligne d'un index hash stocke la valeur hachée sur 4 octets, pas la valeur réelle de la colonne. Ceci a pour conséquence qu'un index hash peut être bien plus petit que le même index en B-tree lors de l'indexation de données volumineuses, telles que des UUID, des URL, etc. L'absence de la valeur dans la colonne rend aussi tous les parcours d'index à perte. Les index hash peuvent prendre part à des parcours d'index bitmap et à des parcours inverses.

Les index hash sont plus optimisés pour des charges de travail fortes en SELECT et UPDATE qui font des recherches d'égalité sur des tables volumineuses. Dans un index B-tree, les recherches doivent descendre dans l'arbre jusqu'à trouver le bloc feuille. Dans les tables avec des millions de lignes, cette descente peut augmenter le temps d'accès aux données. L'équivalent du bloc feuille dans un index hash est appelé un bloc bucket. Dans le cas d'un index hash, l'accès à ce bloc bucket est direct, réduisant ainsi le temps d'accès dans les tables volumineuses. Cette réduction des I/O logiques est encore plus prononcé sur les index/données qui sont plus volumineuses que le cache (shared_buffers) et la RAM.

Les index hash ont été conçus pour faire face à des distributions inégales des valeurs hachées. L'accès direct aux blocs bucket fonctionne bien si les valeurs hachées sont distribuées de façon égale. Quand des insertions remplissent le bloc bucket, des blocs overflow supplémentaires sont chaînés à ce bloc bucket, étendant localement le stockage des lignes d'index qui correspondent à cette valeur hachée. Lors du parcours d'un bucket pour l'exécution des requêtes, nous avons besoin de parcourir tous les blocs overflow. De ce fait, un index hash non balancé pourrait se révéler pire qu'un B-Tree en terme de nombre d'accès aux blocs requis pour certaines données.

En résultat des cas d'overflow, nous pouvons dire que les index hash sont préférables dans le cas de données uniques, ou tout du moins pratiquement unique, ou de données avec un petit nombre de lignes par bucket. Une façon d'éviter les problèmes est d'exclure les valeurs très fréquentes de l'index en utilisant une condition d'index partiel mais ceci n'est pas réalisable dans beaucoup de cas.

Tout comme les B-Trees, les index hash réalisent de simples suppressions de lignes d'index. Une opération de maintenance supprime les lignes d'index connues pour pouvoir être supprimées sans risque (ceux dont le bit LP_DEAD de l'identifiant de l'élément est déjà initialisé). Si une insertion ne trouve pas d'espace disponible sur un bloc, nous essayons d'éviter de créer un nouveau bloc overflow en tentant de supprimer les lignes d'index mortes. La suppression ne peut survenir si le bloc est verrouillé à ce moment. La suppression des pointeurs d'index morts survient aussi lors du VACUUM.

S'il peut, VACUUM essaiera aussi de faire tenir les lignes d'index dans aussi peu de blocs overflow que possible, minimisant ainsi la chaîne d'overflow. Si un bloc overflow devient vide, les blocs d'overflow peuvent être recyclés pour réutilisation dans les autres buckets, bien que nous ne les renvoyons jamais au système d'exploitation. Il n'y a actuellement aucune fonctionnalité pour réduire un index hash, autrement qu'en le reconstruisant avec REINDEX. Il n'existe pas non plus de fonctionnalité pour réduire le nombre de buckets.

Les index hash peuvent étendre le nombre de blocs bucket au fur et à mesure de l'augmentation du nombre de lignes indexées. La correspondance clé de hachage - numéro de bucket est choisie pour

que l'index puisse croître de façon incrémentale. Quand un nouveau bucket est à ajouter à l'index, un seul bucket existant devra être divisé, avec certains de ses enregistrements transférés dans le nouveau bucket suivant la correspondance mise à jour clé - numéro de bucket.

Cet agrandissement survient en avant-plan, ce qui pourrait augmenter la durée d'exécution des insertions par les utilisateurs. De ce fait, les index hash pourraient ne pas convenir pour des tables ayant un nombre de lignes augmentant rapidement.

68.2. Implémentation

Il existe quatre types de blocs dans un index hash : le bloc de méta-données (bloc zéro), qui contient des informations de contrôle allouées statiquement ; les blocs des buckets principaux les blocs overflow ; et les blocs bitmap qui conservent la trace des blocs overflow libérés et disponibles pour réutilisation. Dans un but d'adressage, les blocs bitmap sont vus comme un sous-ensemble des blocs overflow.

À la fois le parcours de l'index et l'insertion de lignes nécessitent de localiser le bucket où une ligne donnée doit être située. Pour faire cela, nous avons du nombre de buckets, de la valeur haute (*highmask*) et de la valeur basse (*lowmask*) partir de le bloc de méta-données ; néanmoins, il n'est pas souhaitable pour des raisons de performance d'avoir à verrouiller le bloc de méta-données à chaque fois qu'il est nécessaire de réaliser cette opération.

Les blocs buckets primaires et les blocs overflow sont alloués indépendamment car n'importe quel index pourrait avoir plus ou moins de blocs overflow suivant son nombre de buckets. Le code des index hash utilise un ensemble intéressant de règles d'adressage pour accepter un nombre variable de blocs overflow sans avoir à déplacer des blocs buckets primaires après leur création.

Chaque ligne dans la table indexé est représentée par un seul enregistrement dans l'index hash. Les enregistrements de l'index hash sont stockés dans des blocs buckets et, s'ils existent, dans des blocs overflow. Nous accélérons les recherches en conservant les entrées d'index de tout bloc d'index triées par son code de hachage, permettant ainsi l'utilisation de recherche binaire dans un bloc d'index. Notez néanmoins qu'il n'y pas de garantie d'un ordre des codes de hachage sur plusieurs blocs d'index d'un bucket.

Les algorithmes de division de bucket pour étendre un index hash sont trop complexes pour être mentionnés ici, mais ils sont décrits dans le fichier `src/backend/access/hash/README`. L'algorithme de division est garanti contre les crashs et peut être relancé s'il ne s'est pas terminé correctement.

Chapitre 69. Stockage physique de la base de données

Ce chapitre fournit un aperçu du format de stockage physique utilisé par les bases de données PostgreSQL.

69.1. Emplacement des fichiers de la base de données

Cette section décrit le format de stockage au niveau des fichiers et répertoires.

Traditionnellement, les fichiers de configuration et les fichiers de données utilisés par une instance du serveur sont stockés ensemble dans le répertoire des données, habituellement référencé en tant que `PGDATA` (d'après le nom de la variable d'environnement qui peut être utilisé pour le définir). Un emplacement courant pour `PGDATA` est `/var/lib/pgsql/data`. Plusieurs groupes, gérés par différentes instances du serveur, peuvent exister sur la même machine.

Le répertoire `PGDATA` contient plusieurs sous-répertoires et fichiers de contrôle, comme indiqué dans le Tableau 69.1. En plus de ces éléments requis, les fichiers de configuration du groupe, `postgresql.conf`, `pg_hba.conf` et `pg_ident.conf` sont traditionnellement stockés dans `PGDATA` (bien qu'il soit possible de les placer ailleurs).

Tableau 69.1. Contenu de `PGDATA`

Élément	Description
`PG_VERSION`	Un fichier contenant le numéro de version majeur de PostgreSQL
`base`	Sous-répertoire contenant les sous-répertoires par base de données
`current_logfiles`	Fichier contenant le ou les fichiers de trace en cours d'écriture par le gestionnaire de traces.
`global`	Sous-répertoire contenant les tables communes au groupe, telles que `pg_database`
`pg_commit_ts`	Sous-répertoire contenant des données d'horodatage des validations de transations
`pg_dynshmem`	Sous-répertoire contenant les fichiers utilisés par le système de gestion de la mémoire partagée dynamique
`pg_logical`	Sous-répertoire contenant les données de statut pour le décodage logique
`pg_multixact`	Sous-répertoire contenant des données sur l'état des multi-transactions (utilisé pour les verrous de lignes partagées)
`pg_notify`	Sous-répertoire contenant les données de statut de LISTEN/NOTIFY
`pg_replslot`	Sous-répertoire contenant les données des slots de réplication
`pg_serial`	Sous-répertoire contenant des informations sur les transactions sérialisables validées
`pg_snapshots`	Sous-répertoire contenant les snapshots (images) exportés
`pg_stat`	Sous-répertoire contenant les fichiers permanents pour le sous-système de statistiques
`pg_stat_tmp`	Sous-répertoire contenant les fichiers temporaires pour le sous-système des statistiques
`pg_subtrans`	Sous-répertoire contenant les données d'états des sous-transaction

Élément	Description
pg_tblspc	Sous-répertoire contenant les liens symboliques vers les espaces logiques
pg_twophase	Sous-répertoire contenant les fichiers d'état pour les transactions préparées
pg_wal	Sous-répertoire contenant les fichiers WAL (Write Ahead Log)
pg_xact	Sous-répertoire contenant les données d'état de validation des transactions
postgresql.auto.conf	Fichier utilisé pour les paramètres configurés avec la commande ALTER SYSTEM
postmaster.opts	Un fichier enregistrant les options en ligne de commande avec lesquelles le serveur a été lancé la dernière fois
postmaster.pid	Un fichier verrou contenant l'identifiant du processus postmaster en cours d'exécution (PID), le chemin du répertoire de données, la date et l'heure du lancement de postmaster, le numéro de port, le chemin du répertoire du socket de domaine Unix (vide sous Windows), la première adresse valide dans listen_address (adresse IP ou *, ou vide s'il n'y a pas d'écoute TCP) et l'identifiant du segment de mémoire partagé (ce fichier est supprimé à l'arrêt du serveur)

Pour chaque base de données dans le groupe, il existe un sous-répertoire dans PGDATA/base, nommé d'après l'OID de la base de données dans pg_database. Ce sous-répertoire est l'emplacement par défaut pour les fichiers de la base de données; en particulier, ses catalogues système sont stockés ici.

Chaque table et index est stocké dans un fichier séparé. Pour les relations ordinaires, ces fichiers sont nommés d'après le numéro *filenode* de la table ou de l'index. Ce numéro est stocké dans pg_class.relfilenode. Pour les relations temporaires, le nom du fichier est de la forme t*BBB*_*FFF*, où *BBB* est l'identifiant du processus serveur qui a créé le fichier, et *FFF* et le numéro *filenode*. Dans tous les cas, en plus du fichier principal (aussi appelé *main fork*), chaque table et index a une *carte des espaces libres* (voir Section 69.3), qui enregistre des informations sur l'espace libre disponible dans la relation. La carte des espaces libres est stockée dans un fichier dont le nom est le numéro filenode suivi du suffixe _fsm. Les tables ont aussi une *carte des visibilités*, stockée dans un fichier de suffixe _vm, pour tracer les pages connues comme n'ayant pas de lignes mortes. La carte des visibilités est décrite dans Section 69.4. Les tables non tracées et les index disposent d'un troisième fichier, connu sous le nom de fichier d'initialisation. Son nom a pour suffixe _init (voir Section 69.5).

> **Attention**
>
> Notez que, bien que le filenode de la table correspond souvent à son OID, cela n'est *pas* nécessairement le cas; certaines opérations, comme TRUNCATE, REINDEX, CLUSTER et quelques formes d'ALTER TABLE, peuvent modifier le filenode tout en préservant l'OID. Évitez de supposer que filenode et OID sont identiques. De plus, pour certains catalogues système incluant pg_class lui-même, pg_class.relfilenode contient zéro. Le numéro filenode en cours est stocké dans une structure de données de bas niveau, et peut être obtenu avec la fonction pg_relation_filenode().

Quand une table ou un index dépasse 1 Go, il est divisé en *segments* d'un Go. Le nom du fichier du premier segment est identique au filenode ; les segments suivants sont nommés filenode.1, filenode.2, etc. Cette disposition évite des problèmes sur les plateformes qui ont des limitations sur les tailles des fichiers. (Actuellement, 1 Go est la taille du segment par défaut. Cette taille est ajustable en utilisant l'option --with-segsize pour configure avant de construire PostgreSQL.) En principe, les fichiers de la carte des espaces libres et de la carte de visibilité pourraient aussi nécessiter plusieurs segments, bien qu'il y ait peu de chance que cela arrive réellement.

Une table contenant des colonnes avec des entrées potentiellement volumineuses aura une table *TOAST* associée, qui est utilisée pour le stockage de valeurs de champs trop importantes pour conserver des

lignes adéquates. pg_class.reltoastrelid établit un lien entre une table et sa table TOAST, si elle existe. Voir Section 69.2 pour plus d'informations.

Le contenu des tables et des index est discuté plus en détails dans Section 69.6.

Les tablespaces rendent ce scénario plus compliqué. Chaque espace logique défini par l'utilisateur contient un lien symbolique dans le répertoire PGDATA/pg_tblspc, pointant vers le répertoire physique du tablespace (celui spécifié dans la commande CREATE TABLESPACE). Ce lien symbolique est nommé d'après l'OID du tablespace. À l'intérieur du répertoire du tablespace, il existe un sous-répertoire avec un nom qui dépend de la version du serveur PostgreSQL, comme par exemple PG_9.0_201008051. (La raison de l'utilisation de ce sous-répertoire est que des versions successives de la base de données puissent utiliser le même emplacement indiqué par CREATE TABLESPACE sans que cela provoque des conflits.) À l'intérieur de ce répertoire spécifique à la version, il existe un sous-répertoire pour chacune des bases de données contenant des éléments dans ce tablespace. Ce sous-répertoire est nommé d'après l'OID de la base. Les tables et les index sont enregistrés dans ce répertoire et suivent le schéma de nommage des filenodes. Le tablespace pg_default n'est pas accédé via pg_tblspc mais correspond à PGDATA/base. De façon similaire, le tablespace pg_global n'est pas accédé via pg_tblspc mais correspond à PGDATA/global.

La fonction pg_relation_filepath() affiche le chemin entier (relatif à PGDATA) de toute relation. Il est souvent utile pour ne pas avoir à se rappeler toutes les différentes règles ci-dessus. Gardez néanmoins en tête que cette fonction donne seulement le nom du premier segment du fichier principal de la relation -- vous pourriez avoir besoin d'ajouter le numéro de segment et/ou les extensions _fsm, _vm ou _init pour trouver tous les fichiers associés avec la relation.

Les fichiers temporaires (pour des opérations comme le tri de plus de données que ce que la mémoire peut contenir) sont créés à l'intérieur de PGDATA/base/pgsql_tmp, ou dans un sous-répertoire pgsql_tmp du répertoire du tablespace si un tablespace autre que pg_default est indiqué pour eux. Le nom du fichier temporaire est de la forme pgsql_tmp*PPP*.*NNN*, où *PPP* est le PID du serveur propriétaire et *NNN* distingue les différents fichiers temporaires de ce serveur.

69.2. TOAST

Cette section fournit un aperçu de TOAST (*The Oversized-Attribute Storage Technique*, la technique de stockage des attributs trop grands).

Puisque PostgreSQL utilise une taille de page fixe (habituellement 8 Ko) et n'autorise pas qu'une ligne s'étende sur plusieurs pages. Du coup, il n'est pas possible de stocker de grandes valeurs directement dans les champs. Pour dépasser cette limitation, les valeurs de champ volumineuses sont compressées et/ou divisées en plusieurs lignes physiques. Ceci survient de façon transparente pour l'utilisateur, avec seulement un petit impact sur le code du serveur. Cette technique est connu sous l'acronyme affectueux de TOAST (ou « the best thing since sliced bread »). L'infrastructure TOAST est aussi utilisé pour améliorer la gestion des valeurs de grande taille en mémoire.

Seuls certains types de données supportent TOAST -- il n'est pas nécessaire d'imposer cette surcharge sur les types de données qui ne produisent pas de gros volumes. Pour supporter TOAST, un type de données doit avoir une représentation (*varlena*) à longueur variable, dans laquelle, généralement, le premier mot de quatre octets contient la longueur totale de la valeur en octets (en incluant ce mot). TOAST ne restreint pas le reste de la représentation de la donnée. Les représentations spéciales appelées collectivement *valeurs TOASTées* fonctionnement en modifiant et en ré-interprétant ce mot de longueur initial. De ce fait, les fonctions C supportant un type de données TOAST-able doivent faire attention à la façon dont elles gèrent les valeurs en entrées potentiellement TOASTées : une entrée pourrait ne pas consister en un mot longueur de quatre octets et son contenu situé après tant qu'elle n'a pas été *dé-toastée*. (Ceci se fait habituellement en appelant PG_DETOAST_DATUM avant toute action sur une valeur en entrée, mais dans certains cas, des approches plus efficaces sont possibles. Voir Section 38.12.1 pour plus de détails.)

TOAST récupère deux bits du mot contenant la longueur d'un varlena (ceux de poids fort sur les machines big-endian, ceux de poids faible sur les machines little-endian), limitant du coup la taille

logique de toute valeur d'un type de données TOAST à 1 Go (2^{30} - 1 octets). Quand les deux bits sont à zéro, la valeur est une valeur non TOASTé du type de données et les bits restants dans le mot contenant la longueur indiquent la taille total du datum (incluant ce mot) en octets. Quand le bit de poids fort (ou de poids faible) est à un, la valeur a un en-tête de seulement un octet alors qu'un en-tête normal en fait quatre. Les bits restants donnent la taille total du datum (incluant ce mot) en octets. Cette alternative supporte un stockage efficace en espace de valeurs plus petites que 127 octets, tout en permettant au type de données de grossir jusqu'à 1 Go si besoin. Les valeurs avec un en-tête sur un octet ne sont pas alignées par rapport à une limite particulière, alors que les valeurs avec des en-têtes à quatre octets sont au moins alignées sur une limite de quatre octets ; la suppression de cet alignement permet de gagner encore un peu d'espace supplémentaire qui est significatif quand on le compare au stockage d'une petite valeur. Voici un cas particulier. Si les bits restants d'un en-tête sur un octet sont tous à zéro (ce qui serait impossible pour une longueur auto-inclue), la valeur est un pointeur vers la donnée sur disque, avec d'autres alternatives décrites ci-dessous. Le type et la taille d'un tel *pointeur TOAST* sont déterminés par le code enregistré dans le deuxième octet du datum. Enfin, quand le premier ou dernier bit vaut 0 mais que le bit adjacent vaut 1, le contenu du datum a été compressé et doit être décompressé avant de pouvoir être utilisé. Dans ce cas, les bits restants du mot longueur de quatre octets donnent une taille totale du datum compressé, pas celles des données au départ. Notez que la compression est aussi possible pour les données de la table TOAST mais l 'en-tête varlena n'indique pas si c'est le cas -- le contenu du pointeur TOAST le précise.

Comme mentionné, il existe plusieurs types de pointeurs TOAST. Le type le plus ancien et le plus commun est un pointeur vers des données disques stockées dans une *table TOAST* qui est séparée, bien qu'associée, de la table contenant le pointeur TOAST. Ces pointeurs *sur disque* sont créés par le code de gestion des TOAST (dans `access/heap/tuptoaster.c`) quand un enregistrement à stocker sur disque est trop gros pour être stocké comme d'habitude. Plus de détails sont disponibles dans Section 69.2.1. Alternativement, un pointeur TOAST peut contenir un pointeur vers des données hors-ligne qui apparaissent ailleurs en mémoire. De tels datums ont une vie courte, et n'iront jamais sur disque. Elles sont cependant utiles pour éviter de copier et de traiter plusieurs fois de grosses données. Section 69.2.2 fournit plus de détails.

La technique de compression utilisée pour des données compressées en ligne ou pas est un simple et rapide membre de la famille des techniques de compression LZ. Voir `src/common/pg_lzcompress.c` pour les détails.

69.2.1. Stockage TOAST sur disque

Si une des colonnes d'une table est TOAST-able, la table aura une table TOAST associée, dont l'OID est enregistré dans la colonne `pg_class.reltoastrelid` pour cette table. Les valeurs TOASTées sur disque sont conservées dans la table TOAST, comme décrit en détails ci-dessous.

Les valeurs hors-ligne sont divisées (après compression si nécessaire) en morceaux d'au plus `TOAST_MAX_CHUNK_SIZE` octets (par défaut, cette valeur est choisie pour que quatre morceaux de ligne tiennent sur une page, d'où les 2000 octets). Chaque morceau est stocké comme une ligne séparée dans la table TOAST de la table propriétaire. Chaque table TOAST contient les colonnes `chunk_id` (un OID identifiant la valeur TOASTée particulière), `chunk_seq` (un numéro de séquence pour le morceau de la valeur) et `chunk_data` (la donnée réelle du morceau). Un index unique sur `chunk_id` et `chunk_seq` offre une récupération rapide des valeurs. Un pointeur datum représentant une valeur TOASTée hors-ligne a par conséquent besoin de stocker l'OID de la table TOAST dans laquelle chercher et l'OID de la valeur spécifique (son `chunk_id`). Par commodité, les pointeurs datums stockent aussi la taille logique du datum (taille de la donnée originale non compressée) et la taille stockée réelle (différente si la compression a été appliquée). À partir des octets d'en-tête varlena, la taille totale d'un pointeur datum TOAST est par conséquent de 18 octets quelque soit la taille réelle de la valeur représentée.

Le code TOAST est déclenché seulement quand une valeur de ligne à stocker dans une table est plus grande que `TOAST_TUPLE_THRESHOLD` octets (habituellement 2 Ko). Le code TOAST compressera et/ou déplacera les valeurs de champ hors la ligne jusqu'à ce que la valeur de la ligne soit plus petite que `TOAST_TUPLE_TARGET` octets (habituellement là-aussi 2 Ko) ou que plus aucun

gain ne puisse être réalisé. Lors d'une opération UPDATE, les valeurs des champs non modifiées sont habituellement préservées telles quelles ; donc un UPDATE sur une ligne avec des valeurs hors ligne n'induit pas de coûts à cause de TOAST si aucune des valeurs hors-ligne n'est modifiée.

Le code TOAST connaît quatre stratégies différentes pour stocker les colonnes TOAST-ables :

- `PLAIN` empêche soit la compression soit le stockage hors-ligne. Ceci est la seule stratégie possible pour les colonnes des types de données non TOAST-ables.
- `EXTENDED` permet à la fois la compression et le stockage hors-ligne. Ceci est la valeur par défaut de la plupart des types de données TOAST-ables. La compression sera tentée en premier, ensuite le stockage hors-ligne si la ligne est toujours trop grande.
- `EXTERNAL` autorise le stockage hors-ligne mais pas la compression. L'utilisation d'`EXTERNAL` rendra plus rapides les opérations sur des sous-chaînes d'importantes colonnes de type `text` et `bytea` (au dépens d'un espace de stockage accrus) car ces opérations sont optimisées pour récupérer seulement les parties requises de la valeur hors-ligne lorsqu'elle n'est pas compressée.
- `MAIN` autorise la compression mais pas le stockage hors-ligne. (En réalité le stockage hors-ligne sera toujours réalisé pour de telles colonnes mais seulement en dernier ressort s'il n'existe aucune autre solution pour diminuer suffisamment la taille de la ligne pour qu'elle tienne sur une page.)

Chaque type de données TOAST-able spécifie une stratégie par défaut pour les colonnes de ce type de donnée, mais la stratégie pour une colonne d'une table donnée peut être modifiée avec `ALTER TABLE ... SET STORAGE`.

`TOAST_TUPLE_TARGET` peut être ajusté pour chaque table en utilisant `ALTER TABLE ... SET (toast_tuple_target = N)`

Cette combinaison a de nombreux avantages comparés à une approche plus directe comme autoriser le stockage des valeurs de lignes sur plusieurs pages. En supposant que les requêtes sont habituellement qualifiées par comparaison avec des valeurs de clé relativement petites, la grosse partie du travail de l'exécuteur sera réalisée en utilisant l'entrée principale de la ligne. Les grandes valeurs des attributs TOASTés seront seulement récupérées (si elles sont sélectionnées) au moment où l'ensemble de résultats est envoyé au client. Ainsi, la table principale est bien plus petite et un plus grand nombre de ses lignes tiennent dans le cache du tampon partagé, ce qui ne serait pas le cas sans aucun stockage hors-ligne. Le tri l'utilise aussi, et les tris seront plus souvent réalisés entièrement en mémoire. Un petit test a montré qu'une table contenant des pages HTML typiques ainsi que leurs URL étaient stockées en à peu près la moitié de la taille des données brutes en incluant la table TOAST et que la table principale contenait moins de 10 % de la totalité des données (les URL et quelques petites pages HTML). Il n'y avait pas de différence à l'exécution en comparaison avec une table non TOASTée, dans laquelle toutes les pages HTLM avaient été coupées à 7 Ko pour tenir.

69.2.2. Stockage TOAST en mémoire, hors-ligne

Les pointeurs TOAST peuvent pointer vers des données qui ne sont pas sur disque, mais ailleurs, dans la mémoire du processus serveur en cours d'exécution. De toute évidence, de tels pointeurs ont une durée de vie courte, mais ils n'en restent pas moins utiles. Il existe actuellement deux cas : les pointeurs vers des données *indirectes* et les pointeurs vers des données *étendues*.

Les pointeurs TOAST indirectes pointent simplement vers une valeur varlena dite *non-indirect* en mémoire. Ce cas a été créé à la base comme un PoC (*Proof of Concept*), mais il est actuellement utilisé lors du décodage logique pour éviter d'avoir potentiellement à créer des enregistrements physiques dépassant 1 Go (ce que le déplacement des valeurs hors-ligne du champ dans l'enregistrement pourrait faire). L'intérêt est limité car le création du datum pointeur est totalement responsable de la survie de la donnée référencée tant que le pointeur existe, et aucune infrastructure n'a été mise en place pour aider à ça.

Les pointeurs TOAST étendus sont utiles pour les types de données complexes dont la représentation sur disque n'est pas particulièrement adaptée pour un traitement. Par exemple, la représentation varlena

standard d'un tableau PostgreSQL inclut des informations sur les dimensions, un champ de bits pour les éléments NULL s'il y en a, et enfin les valeurs de tous les éléments dans l'ordre. Quand l'élément est lui-même de longueur variable, la seule façon de trouver l'élément *N* est de parcourir tous les éléments précédents. Cette représentation est appropriée pour le stockage sur disque car elle prend peu de place mais pour le traitement du tableau, il est mieux d'avoir une représentation « étendue » ou « déconstruite » pour laquelle l'emplacement de chaque élément est identifié. Le mécanisme du pointeur TOAST supporte ce besoin en autorisant un Datum passé par référencer à pointer vers soit une valeur varlena standard (la représentation sur disque) soit un pointeur TOAST vers une représentation étendue quelque part en mémoire. Les détails de cette représentation étendue sont à la discrétion du type de données, bien qu'elle doive avoir un en-tête standard et accepter les autres prérequis de l'API indiqués dans `src/include/utils/expandeddatum.h`. Les fonctions C travaillant avec le type de données doivent choisir de gérer une ou l'autre représentation. Les fonctions qui ne connaissant pas la représentation étendue, et qui de ce fait appliquent `PG_DETOAST_DATUM` à leurs données en entrée, recevront automatiquement la représentation varlena traditionnelle. De ce fait, le support d'une représentation étendue peut se faire petit à petit, une fonction à la fois.

Les pointeurs TOAST vers des valeurs étendues sont encore divisés en pointeurs *read-write* (lecture/écriture) et *read-only* (lecture seule). La représentation pointée est la même dans les deux cas, mais une fonction qui reçoit un pointeur read-write est autorisée à modifier directement la valeur référencée alors qu'une fonction qui reçoit un pointeur read-only ne l'est pas ; elle doit tout d'abord créer une copie si elle veut avoir une version modifiée de la valeur. Cette distinction et certaines conventions associées rendent possible d'éviter des copies inutiles de valeurs étendues pendant l'exécution de la requête.

Pour tous les types de pointeurs TOAST en mémoire, le code de gestion des TOAST s'assurer qu'aucun datum pointeur ne puisse être enregistré par erreur sur disque. Les pointeurs TOAST en mémoire sont automatiquement étendus en des valeurs varlena en ligne tout à fait standards avant leur enregistrement -- puis potentiellement convertis en pointeurs TOAST sur disque si l'enregistrement devient trop gros.

69.3. Carte des espaces libres

Chaque table et index, en dehors des index hash, a une carte des espaces libres (appelée aussi FSM, acronyme de *Free Space Map*) pour conserver la trace des emplacements disponibles dans la relation. Elle est stockée dans un fichier séparé du fichier des données. Le nom de fichier est le numéro relfilenode suivi du suffixe `_fsm`. Par exemple, si le relfilenode d'une relation est 12345, la FSM est stockée dans un fichier appelé `12345_fsm`, dans même répertoire que celui utilisé pour le fichier des données.

La carte des espaces libres est organisée comme un arbre de pages FSM. Les pages FSM de niveau bas stockent l'espace libre disponible dans chaque page de la relation. Les niveaux supérieurs agrégent l'information des niveaux bas.

À l'intérieur de chaque page FSM se trouve un arbre binaire stocké dans un tableau avec un octet par nœud. Chaque nœud final représente une page de la relation, ou une page FSM de niveau bas. Dans chaque nœud non final, la valeur la plus haute des valeurs enfants est stockée. Du coup, la valeur maximum de tous les nœuds se trouve à la racine.

Voir `src/backend/storage/freespace/README` pour plus de détails sur la façon dont la FSM est structurée, et comment elle est mise à jour et recherchée. Le module pg_freespacemap peut être utilisé pour examiner l'information stockée dans les cartes d'espace libre.

69.4. Carte de visibilité

Chaque relation a une carte de visibilité (VM acronyme de *Visibility Map*) pour garder trace des pages contenant seulement des lignes connues pour être visibles par toutes les transactions actives ; elle conserve aussi la liste des blocs contenant uniquement des lignes gelées. Elle est stockée en dehors du fichier de données dans un fichier séparé nommé suivant le numéro relfilenode de la relation, auquel est ajouté le suffixe `_vm`. Par exemple, si le relfilenode de la relation est 12345, la VM est stockée

dans un fichier appelé `12345_vm`, dans le même répertoire que celui du fichier de données. Notez que les index n'ont pas de VM.

La carte de visibilité enregistre deux bits pour chaque bloc de la table. Le premier bit, s'il vaut 1, indique si le bloc associé ne contient que des enregistrements visibles ou, pour le dire autrement, si le bloc ne contient aucune ligne devait être nettoyée par un VACUUM. Cette information peut aussi être utilisée par les *parcours d'index seul* pour répondre à des requêtes n'utilisant que les informations stockées dans les entrées de l'index. Le deuxième bit, quand il est The second bit, s'il vaut 1, signifie que toutes les lignes du bloc associé ont été gelées. Cela signifie que même un vacuum anti-wraparound n'a pas besoin de traiter ce bloc.

Chaque fois qu'un bit est à 1, la condition est vraie à coup sûr. Par contre, dans le cas contraire, la condition peut être vraie comme fausse. Les bits de la carte de visibilité ne sont initialisés que par le VACUUM, mais sont désinitialisés par toutes opérations de modification des données sur une page.

Le module pg_visibility peut être utilisé pour examiner les informations enregistrées dans la carte de visibilité.

69.5. Fichier d'initialisation

Chaque table non journalisé et chaque index d'une table non journalisée disposent d'un fichier d'initialisation. Il s'agit d'une table ou d'un index vide du type approprié. Quand une table non journalisée doit être réinitialisée à cause d'un crash, le fichier d'initialisation est copié sur le fichier principal, et les autres fichiers de cette table sont supprimés (ils seront de nouveau créés automatiquement si nécessaire).

69.6. Emplacement des pages de la base de données

Cette section fournit un aperçu du format des pages utilisées par les tables et index de PostgreSQL.[1] Les séquences et les tables TOAST sont formatées comme des tables standards.

Dans l'explication qui suit, un *octet* contient huit bits. De plus, le terme *élément* fait référence à une valeur de données individuelle qui est stockée dans une page. Dans une table, un élément est une ligne ; dans un index, un élément est une entrée d'index.

Chaque table et index est stocké comme un tableau de *pages* d'une taille fixe (habituellement 8 Ko, bien qu'une taille de page différente peut être sélectionnée lors de la compilation du serveur). Dans une table, toutes les pages sont logiquement équivalentes pour qu'un élément (ligne) particulier puisse être stocké dans n'importe quelle page. Dans les index, la première page est généralement réservée comme *métapage* contenant des informations de contrôle, et il peut exister différents types de pages à l'intérieur de l'index, suivant la méthode d'accès à l'index. Les tables ont aussi une carte de visibilité dans un fichier de suffixe `_vm`, pour tracer les pages dont on sait qu'elles ne contiennent pas de lignes mortes et qui n'ont pas du coup besoin de VACUUM.

Tableau 69.2 affiche le contenu complet d'une page. Il existe cinq parties pour chaque page.

Tableau 69.2. Disposition générale d'une page

Élément	Description
PageHeaderData	Longueur de 24 octets. Contient des informations générales sur la page y compris des pointeurs sur les espaces libres.

[1] En réalité, les méthodes d'accès par index n'ont pas besoin d'utiliser ce format de page. Toutes les méthodes d'indexage existantes utilisent ce format de base mais les données conservées dans les métapages des index ne suivent habituellement pas les règles d'emplacement des éléments.

Élément	Description
ItemIdData	Tableau d'identifiants pointant vers les éléments réels. Chaque entrée est une paire (décalage,longueur). Quatre octets par élément.
Free space	L'espace non alloué. Les nouveaux identifiants d'éléments sont alloués à partir du début de cette région, les nouveaux éléments à partir de la fin.
Items	Les éléments eux-mêmes.
Special space	Données spécifiques des méthodes d'accès aux index. Différentes méthodes stockent différentes données. Vide pour les tables ordinaires.

Les 24 premiers octets de chaque page consistent en un en-tête de page (`PageHeaderData`). Son format est détaillé dans Tableau 69.3. Le premier champ trace l'entrée la plus récente dans les journaux de transactions pour cette page. Le deuxième champ contient la somme de contrôle de la page si data checksums est activé. Ensuite se trouve un champ sur deux octets contenant des drapeaux. Il est suivi de champs entiers sur deux octets (`pd_lower`, `pd_upper` et `pd_special`). Ils contiennent les décalages en octets du début de page vers le début de l'espace non alloué, vers la fin de l'espace non alloué et vers le début de l'espace spécial. Les deux octets suivants de l'en-tête de page, `pd_pagesize_version`, enregistrent la taille de la page et un indicateur de version. À partir de la version 8.3 de PostgreSQL, le numéro de version est 4 ; PostgreSQL 8.1 et 8.2 ont utilisé le numéro de version 3 ; PostgreSQL 8.0 a utilisé le numéro de version 2 ; PostgreSQL 7.3 et 7.4 ont utilisé le numéro de version 1 ; les versions précédentes utilisaient le numéro de version 0. (La disposition fondamentale de la page et le format de l'en-tête n'ont pas changé dans la plupart de ces versions mais la disposition de l'en-tête des lignes de tête a changé.) La taille de la page est seulement présente comme vérification croisée ; il n'existe pas de support pour avoir plus d'une taille de page dans une installation. Le dernier champ est une aide indiquant si traiter la page serait profitable : il garde l'information sur le plus vieux XMAX non traité de la page.

Tableau 69.3. Disposition de PageHeaderData

Champ	Type	Longueur	Description
pd_lsn	PageXLogRecPtr	8 octets	LSN : octet suivant le dernier octet de l'enregistrement WAL pour la dernière modification de cette page
pd_checksum	uint16	2 octets	Somme de contrôle de la page
pd_flags	uint16	2 octets	Bits d'état
pd_lower	LocationIndex	2 octets	Décalage jusqu'au début de l'espace libre
pd_upper	LocationIndex	2 octets	Décalage jusqu'à la fin de l'espace libre
pd_special	LocationIndex	2 octets	Décalage jusqu'au début de l'espace spécial
pd_pagesize_version	uint16	2 octets	Taille de la page et disposition de l'information du numéro de version
pd_prune_xid	TransactionId	4 bytes	Plus vieux XMAX non traité sur la page, ou zéro si aucun

Tous les détails se trouvent dans `src/include/storage/bufpage.h`.

Après l'en-tête de la page se trouvent les identificateurs d'élément (`ItemIdData`), chacun nécessitant quatre octets. Un identificateur d'élément contient un décalage d'octet vers le début d'un élément, sa longueur en octets, et quelques bits d'attributs qui affectent son interprétation. Les nouveaux identificateurs d'éléments sont alloués si nécessaire à partir du début de l'espace non alloué. Le nombre d'identificateurs d'éléments présents peut être déterminé en regardant `pd_lower`, qui est augmenté pour allouer un nouvel identificateur. Comme un identificateur d'élément n'est jamais déplacé tant qu'il n'est pas libéré, son index pourrait être utilisé sur une base à long terme pour référencer un élément, même quand l'élément lui-même est déplacé le long de la page pour compresser l'espace libre. En fait, chaque pointeur vers un élément (`ItemPointer`, aussi connu sous le nom de `CTID`), créé par PostgreSQL consiste en un numéro de page et l'index de l'identificateur d'élément.

Les éléments eux-mêmes sont stockés dans l'espace alloué en marche arrière, à partir de la fin de l'espace non alloué. La structure exacte varie suivant le contenu de la table. Les tables et les séquences utilisent toutes les deux une structure nommée `HeapTupleHeaderData`, décrite ci-dessous.

La section finale est la « section spéciale » qui pourrait contenir tout ce que les méthodes d'accès souhaitent stocker. Par exemple, les index b-tree stockent des liens vers les enfants gauche et droit de la page ainsi que quelques autres données sur la structure de l'index. Les tables ordinaires n'utilisent pas du tout de section spéciale (indiquée en configurant `pd_special` à la taille de la page).

69.6.1. Disposition d'une ligne de table

Toutes les lignes de la table sont structurées de la même façon. Il existe un en-tête à taille fixe (occupant 23 octets sur la plupart des machines), suivi par un bitmap NULL optionnel, un champ ID de l'objet optionnel et les données de l'utilisateur. L'en-tête est détaillé dans Tableau 69.4. Les données réelles de l'utilisateur (les colonnes de la ligne) commencent au décalage indiqué par `t_hoff`, qui doit toujours être un multiple de la distance MAXALIGN pour la plateforme. Le bitmap NULL est seulement présent si le bit *HEAP_HASNULL* est initialisé dans `t_infomask`. S'il est présent, il commence juste après l'en-tête fixe et occupe suffisamment d'octets pour avoir un bit par colonne de données (c'est-à-dire `t_natts` bits ensemble). Dans cette liste de bits, un bit 1 indique une valeur non NULL, un bit 0 une valeur NULL. Quand le bitmap n'est pas présent, toutes les colonnes sont supposées non NULL. L'ID de l'objet est seulement présent si le bit *HEAP_HASOID* est initialisé dans `t_infomask`. S'il est présent, il apparaît juste avant la limite `t_hoff`. Tout ajout nécessaire pour faire de `t_hoff` un multiple de MAXALIGN apparaîtra entre le bitmap NULL et l'ID de l'objet. (Ceci nous assure en retour que l'ID de l'objet est convenablement aligné.)

Tableau 69.4. Disposition de HeapTupleHeaderData

Champ	Type	Longueur	Description
t_xmin	TransactionId	4 octets	XID d'insertion
t_xmax	TransactionId	4 octets	XID de suppression
t_cid	CommandId	4 octets	CID d'insertion et de suppression (surcharge avec t_xvac)
t_xvac	TransactionId	4 octets	XID pour l'opération VACUUM déplaçant une version de ligne
t_ctid	ItemPointerData	6 octets	TID en cours pour cette version de ligne ou pour une version plus récente
t_infomask2	uint16	2 octets	nombre d'attributs et quelques bits d'état
t_infomask	uint16	2 octets	différents bits d'options (flag bits)
t_hoff	uint8	1 octet	décalage vers les données utilisateur

Tous les détails sont disponibles dans `src/include/access/htup_details.h`.

Interpréter les données réelles peut seulement se faire avec des informations obtenues à partir d'autres tables, principalement `pg_attribute`. Les valeurs clés nécessaires pour identifier les emplacements des champs sont `attlen` et `attalign`. Il n'existe aucun moyen pour obtenir directement un attribut particulier, sauf quand il n'y a que des champs de largeur fixe et aucune colonne NULL. Tout ceci est emballé dans les fonctions *heap_getattr*, *fastgetattr* et *heap_getsysattr*.

Pour lire les données, vous avez besoin d'examinez chaque attribut à son tour. Commencez par vérifier si le champ est NULL en fonction du bitmap NULL. S'il l'est, allez au suivant. Puis, assurez-vous que vous avez le bon alignement. Si le champ est un champ à taille fixe, alors tous les octets sont placés simplement. S'il s'agit d'un champ à taille variable (attlen = -1), alors c'est un peu plus compliqué. Tous les types de données à longueur variable partagent la même structure commune d'en-tête, `struct varlena`, qui inclut la longueur totale de la valeur stockée et quelques bits d'option. Suivant les options, les données pourraient être soit dans la table de base soit dans une table TOAST ; elles pourraient aussi être compressées (voir Section 69.2).

69.7. Heap-Only Tuples (HOT)

Pour permettre une concurrence plus importante, PostgreSQL utilise le système de contrôle de la concurrence multiversion (MVCC) pour enregistrer les lignes. Néanmoins, MVCC a quelques inconvénients pour les requêtes de mise à jour. Typiquement, les mises à jour nécessitent que les nouvelles versions des lignes soient ajoutées aux tables. Ceci peut aussi nécessiter de nouveaux enregistrements dans les index pour chaque ligne mise à jour, et la suppression des anciennes versions de lignes et des enregistrements d'index peut être très coûteuse.

Pour aider à réduire la surcharge impliquée par les mises à jour, PostgreSQL dispose d'une optimisation appelée *heap-only tuples* (HOT). Cette optimisation est possible quand :

- La mise à jour ne modifie aucune colonne référencée par les index de la table, ceci incluant les index d'expressions et les index partiels.
- Il y a suffisamment d'espace libre dans le bloc contenant l'ancienne version de la ligne mise à jour.

Dans de tels cas, les enregistements *heap-only tuples* fournissent deux optimisations :

- De nouveaux enregistrements d'index ne sont pas nécessaire pour représenter les lignes mises à jour.
- Les anciennes versions des lignes mises à jour peuvent être complètement supprimées lors des opérations normales, ceci incluant les `SELECT`, au lieu de nécessiter des opérations périodiques de nettoyage (vacuum). (C'est possible car les index ne référencent pas leurs identifiants d'éléments dans le bloc.)

En résumé, les mises à jour *heap-only tuple* peuvent seulement être créées si les colonnes utilisées par les index ne sont pas mises à jour. Vous pouvez augmenter la probabilité d'un espace de stockage suffisant pour les mises à jour HOT en réduisant le paramètre `fillfactor` d'une table. Si vous ne le faites pas, les mises à jour HOT surviendront toujours parce que les nouvelles lignes migreront naturellement vers de nouveaux blocs et des blocs existants avec suffisamment d'espace pour les nouvelles versions de ligne. La vue système pg_stat_all_tables permet la supervision de la réalisation de mises à jour HOT et non HOT.

Chapitre 70. Déclaration du catalogue système et contenu initial

PostgreSQL utilise de nombreux catalogues systèmes différents pour garder la trace de l'existence et les propriétés des objets des bases de données, tels que les tables et les fonctions. Il n'y a aucune différence physique entre un catalogue système et une table utilisateur standard, mais le code C des processus clients connait la structure et les propriétés de chaque catalogue, et peut les manipuler directement à un bas niveau. Ainsi, par exemple, il est déconseillé de tenter de modifier la structure d'un catalogue à la volée ; cela casserait de nombreuses suppositions inscrites dans le code C sur comment les lignes du catalogues sont arrangées. Mais les structures des catalogues peuvent changer entre plusieurs versions majeures.

Les structures des catalogues sont déclarées dans des en-têtes de fichiers C spécialement formatées dans le répertoire `src/include/catalog/` du code source. En particulier, il y a pour chaque catalogue un fichier d'en-tête nommé d'après le catalogue (par exemple, `pg_class.h` pour `pg_class`), qui définit l'ensemble des colonnes que le catalogue a, ainsi que certaines autres propriétés basique telles que son OID. D'autres fichiers cruciaux définissant la structure du catalogue incluent `indexing.h`, qui définit les index présents sur tous les catalogues systèmes, et `toasting.h`, qui définit les tables TOAST pour les catalogues qui en ont besoin.

Beaucoup des catalogues ont des données initiales qui doivent être chargées à l'intérieur durant la phase de « bootstrap » d'initdb, pour amener le système à un point où il est capable d'exécuter des ordres SQL. (Par exemple, `pg_class.h` doit contenir une entrée pour lui-même, ainsi qu'autant d'entrées pour chacun des autres catalogues système et index.) Ces données initiales sont conservées dans un format éditable dans des fichiers de données qui sont également stockés dans le répertoire `src/include/catalog/`. Par exemple, `pg_proc.dat` décrit toutes les lignes initiales qui doivent être insérées dans le catalogue `pg_proc`.

Pour créer les fichiers de catalogue et y charger ces données initiales, un processus client fonctionnant en mode bootstrap lit un fichier BKI (Backend Interface) contenant les commandes et les données initiales. Le fichier `postgres.bki` utilisé dans ce mode est préparé à partir des en-têtes et fichiers de données susmentionnés, en même temps que la création d'une distribution PostgreSQL, par un script Perl nommé `genbki.pl`. Bien qu'il soit spécifique à une version précise de PostgreSQL, `postgres.bki` ne dépend pas de la plateforme et est installé dans le sous répertoire `share` de l'arborescence installée.

`genbki.pl` produit également des fichiers d'en-tête dérivés pour chaque catalogue, par exemple `pg_class_d.h` pour le catalogue `pg_class`. Ce fichier contient des définitions de macro automatiquement générées, et peut contenir d'autres macros, déclarations d'énumérations, etc qui peuvent être utiles pour du code C client qui lit un catalogue en particulier.

La plupart des développeurs de PostgreSQL n'ont pas besoin de se préoccuper directement du fichier BKI, mais presque toutes les fonctionnalités non triviales ajoutées dans les processus clients nécessiteront de modifier les fichiers d'en-tête de catalogue et/ou les fichiers de données initiales. Le reste de ce chapitre donne des informations sur ce sujet, et par soucis de complétude décrit le format de fichier BKI.

70.1. Règles de déclaration de catalogue système

La partie cruciale d'un fichier d'en-tête de catalogue est une définition de structure C décrivant l'agencement de chaque ligne dans le catalogue. Cela commence avec une macro `CATALOG`, qui, pour autant que le compilateur C est concerné, est juste un raccourci pour `typedef struct FormData_`*`catalogname`*. Chaque champ dans cette structure donne naissance à une colonne

de catalogue. Les champs peuvent être annotés en utilisant les macros de propriété BKI décrites dans `genbki.h`, par exemple pour définir une valeur par défaut pour un champ pour le marquer comme potentiellement NULL ou non. La ligne `CATALOG` peut également être annotée, avec d'autres macros de propriété décrites dans `genbki.h`, pour définir d'autres propriétés du catalogue dans son ensemble, par exemple s'il a des OID (ce qui est le cas par défaut).

Le code de cache du catalogue système (et la plupart du code concernant le catalogue en général) part du principe que la partie de taille fixe de toutes les lignes de tous les catalogues système sont vraiment présentes, car il associe cette déclaration de structure C sur elles. Ainsi, tous les champs de longueur variable et tous les champs potentiellement NULL doivent être placés à la fin, et ils ne peuvent pas être accédés comme des champs de structure. Par exemple, si vous essayez de positioner `pg_type.typrelid` à NULL, cela échouerait quand certaines parties du code essaient de référencer `typetup->typrelid` (ou pire, `typetup->typelem`, car cela suit `typrelid`). Cela aurait pour conséquence des erreurs aléatoires ou même des erreurs de segmentation.

Comme protection contre ce type d'erreurs, les champs de longueur variable ou potentiellement NULL ne devraient pas être fait directement visibles pour le compilateur C. Cela se fait en les entourant de `#ifdef CATALOG_VARLEN` ... `#endif` (où `CATALOG_VARLEN` est un symbole qui n'est jamais défini). Cela empêche le code C d'imprudemment essayer d'accéder à des champs qui pourraient ne pas être là ou pourraient être à des décalage différents. Comme protection contre la création de lignes incorrectes, nous exigeons que toutes les colonnes qui devraient être non NULL soient marquées comme telles dans `pg_attribute`. Le code de bootstrap marquera automatiquement les colonnes comme `NOT NULL` si elles sont de taille fixe et ne sont précédées d'aucune colonne potentiellement NULL. Quand cette règle ne convient pas, vous pouvez forcer un marquage correct en utilisant les annotations `BKI_FORCE_NOT_NULL` et `BKI_FORCE_NULL` selon les besoins.

Le code client ne devrait pas inclure de fichier d'en-tête de catalogue `pg_xxx.h`, car ces fichiers peuvent contenir du code C qui ne compilerait pas en dehors des processus clients. (Typiquement, cela arrive car ces fichiers contiennent également des déclarations pour des fonctions dans des fichiers de `src/backend/catalog/`.) À la place, le client peut inclure les en-têtes correspondantes `pg_xxx_d.h` générées, qui contiendront les OID définis par des `#define` et toute autre donnée qui peut être utile pour le code client. Si vous voulez que des macros ou d'autre code soient visibles par le code client, écrivez `#ifdef EXPOSE_TO_CLIENT_CODE` ... `#endif` autour de cette section pour demander à `genbki.pl` de copier cette section dans l'en-tête `pg_xxx_d.h`.

Une petite partie des catalogues est tellement fondamentale qu'ils ne peuvent même pas être créés par la commande BKI `create` qui est utilisée pour la plupart des catalogues, car cette commande a besoin d'écrire des informations dans ces catalogues pour décrire les nouveaux catalogues. Ceux-ci sont appelés les catalogues *bootstrap*, et en définir un nécessite beaucoup de travail supplémentaire : vous devez manuellement préparer les entrées appropriées pour eux dans le contenu pré-chargé de `pg_class` et `pg_type`, et ces entrées auront besoin d'être modifiées pour les futures changements de la structure du catalogue. (Les catalogues bootstrap nécessitent également des entrées pré-chargées dans `pg_attribute`, mais heureusement, `genbki.pl` gère maintenant cette corvée.) Évitez de faire des nouveaux catalogues comme catalogue bootstrap si cela est possible.

70.2. Données initiales du catalogue système

Chaque catalogue qui a des données initiales créées manuellement (certains n'en ont pas) a un fichier `.dat` correspondant qui contient ses données initiales dans un format éditable.

70.2.1. Format de fichier de données

Chaque fichier `.dat` contient des structures de données Perl littérales qui sont simplement évaluées pour produire une structure de données en mémoire qui consiste en un tableau de références de hash, un par ligne de catalogue. Un extrait de `pg_database.dat` légèrement modifié va vous décrire les fonctionnalités principales :

```
[

# A comment could appear here.
{ oid => '1', oid_symbol => 'TemplateDbOid',
  descr => 'database\'s default template',
  datname => 'template1', datdba => 'PGUID', encoding =>
 'ENCODING',
  datcollate => 'LC_COLLATE', datctype => 'LC_CTYPE', datistemplate
 => 't',
  datallowconn => 't', datconnlimit => '-1', datlastsysoid => '0',
  datfrozenxid => '0', datminmxid => '1', dattablespace => '1663',
  datacl => '_null_' },

]
```

Les points à noter :

- La structure générale du fichier est : crochet ouvrant, un ensemble ou plus d'accolades qui chacune représentent une ligne de catalogue, crochet fermant. Il faut mettre une virgule après chaque accolade fermante.

- Au sein de chaque ligne de catalogue, écrivez des paires de *`clé`* `=>` *`valeur`* séparées par des virgules. Les *`clé`*s autorisées sont les noms des colonnes du catalogue, ainsi que les clés de métadonnées `oid`, `oid_symbol` et `descr`. (L'utilisation de `oid` et `oid_symbol` est décrite dans Section 70.2.2 ci-dessous. `descr` fournit une chaîne de texte de description pour l'objet, qui sera insérée dans `pg_description` ou `pg_shdescription` selon le cas.) Bien que les clés de métadonnées soient facultatives, les colonnes définies pour le catalogue doivent toutes être fournies, sauf pour le cas où le fichier `.h` du catalogue définit une valeur par défaut pour la colonne.

- Toutes les valeurs doivent être entourées de guillemets simples. Il faut échapper les guillemets simples utilisés au sein d'une valeur avec un antislash. Les antislash qui doivent être utilisés comme une donnée peuvent être doublés, mais cela n'est pas nécessaire ; cela correspond aux règles Perl pour les littéraux entourés d'un guillemet simple. Veuillez noter que les antislash apparaissant comme données seront traités comme des échappements par le scanner du bootstrap, d'après les mêmes règles que pour les échappements de chaînes de texte constantes (voir Section 4.1.2.2) ; par exemple `\t` est converti en un caractère tabulation. Si vous voulez un antislash dans la valeur finale, il vous faudra en écrire quatre : Perl en retire deux, laissant `\\` pour le scanner boostrap.

- Les valeurs null sont représentées par `_null_`. (Veuillez noter qu'il n'y a aucun moyen de créer une valeur qui est simplement cette chaîne de texte.)

- Les commentaires sont précédés d'un #, et doivent etre sur leur propre ligne.

- Afin d'aider la lisibilité, les valeurs des champs qui sont des OID d'autres entrées de catalogue peuvent être représentées par des noms plutôt que des OIDs numériques. Cela est décrit dans Section 70.2.3 ci-dessous.

- Puisque les hash sont des structures de données non triées, l'ordre des champs et des lignes ne sont pas sémantiquement significatifs. Cependant, pour maintenir un aspect cohérent, nous définissions quelques règles qui sont appliquées par le script de formatage `reformat_dat_file.pl` :

  - Au sein de chaque paire d'accolades, les champs de métadonnées `oid`, `oid_symbol`, et `descr` (si présent) apparaissent en premier, dans cet ordre, puis les champs propres au catalogue apparaissent dans leur ordre défini.

  - Des retours à la ligne sont insérés entre les champs selon le besoin pour limiter la longueur de ligne à 80 caractères, si cela est possible. Un retour à la ligne est également inséré entre les champs de métadonnées et les champs normaux.

- Si le fichier de catalogue `.h` spécifie une valeur par défaut pour la colonne, et qu'une entrée de donnée a la même valeur, `reformat_dat_file.pl` omettra cette valeur du fichier de données. Cela conserve la représentation de données compacte.

- `reformat_dat_file.pl` conserve les lignes vides et les commentaires en l'état.

  Il est recommandé d'exécuter `reformat_dat_file.pl` avant de soumettre des patchs pour les données de catalogue. Par commodité, vous pouvez simplement effectuer des changements dans `src/include/catalog/` et exécuter `make reformat-dat-files`.

- Si vous voulez ajouter une nouvelle méthode pour diminuer la taille de de la représentation des données, vous devez l'implémenter dans `reformat_dat_file.pl` et également apprendre à `Catalog::ParseData()` comment remettre les données dans leur représentation complète.

70.2.2. Affectation d'OID

Il est possible de donner un OID manuellement assigné à une ligne de catalogue apparaissant dans les données initiales en écrivant un champ de métadonnées `oid => nnnn`. De plus, si un OID est assigné, une macro C pour cet OID peut être créée en écrivant un champ de métadonnée `oid_symbol => nom`.

Les lignes de catalogues préchargées doivent avoir des OID pré-assignés s'il y a des références d'OID pointant vers elles dans d'autres lignes pré-chargées. Un OID pré-assigné est également nécessaire si l'OID de la ligne doit être référencé depuis le code C. Si aucun de ces cas ne s'applique, le champ de métadonnée `oid` peut être omis, auquel cas le code de bootstrap assignera un OID automatiquement, ou le laissera à zéro dans un catalogue qui n'a pas d'OID. En pratique, nous pré-assignons généralement des OID pour soit toutes soit aucune des lignes d'un catalogue donné, même si seulement une partie des lignes sont vraiment référencées dans d'autres catalogues.

Écrire la vraie valeur numérique d'un OID dans le code C est considéré comme une très mauvaise pratique ; il faut toujours utiliser une macro à la place. Des références directes à des OID de `pg_proc` sont suffisamment communes pour qu'il y ait un mécanisme spécial afin de créer les macros nécessaires automatiquement ; voir `src/backend/utils/Gen_fmgrtab.pl`. De même -- mais, pour raisons historiques, fait d'une autre manière -- il y a une méthode automatique pour créer les macros pour les OID de `pg_type`. Les entrées de `oid_symbol` ne sont donc pas forcément dans ces deux catalogues. De la même manière, les macros pour les OID de catalogue système et index `pg_class` sont positionnés automatiquement. Pour tous les autres catalogues systèmes, vous devez spécifier manuellement toute macro dont vous avez besoin avec les entrées `oid_symbol`.

Pour trouver un OID disponible pour une nouvelle ligne préchargée, exécutez le script `src/include/catalog/unused_oids`. Il affiche l'intervalle inclusif d'OIDs inutilisés (par exemple, la ligne en sortie « 45-900 » signifie que les OIDs 45 jusqu'à 900 n'ont pas encore été alloués). Pour le moment, les OIDs 1-9999 sont réservés pour des assignements manuels ; le script `unused_oids` regarde simplement dans les en-têtes de catalogue et les fichiers `.dat` pour voir lesquels n'apparaissent pas. Vous pouvez également utiliser le script `duplicate_oids` pour trouver des erreurs. (`genbki.pl` détectera également les OID en doublon au moment de la compilation.)

Le compteur d'OID démarre à 10000 au début d'une exécution de bootstrap. Si une ligne de catalogue est dans une table qui nécessite des OID, mais qu'aucun OID n'a été préassigné par un champ `oid`, alors il recevra un OID de 10000 ou plus.

70.2.3. Recherche de référénce d'OID

Les références inter-catalogue d'une ligne de catalogue initiale vers une autre peut être écrite en écrivant simplement l'OID préassigné de la ligne référencée. Mais cela serait source d'erreur et difficile à comprendre, ainsi pour les catalogues référencés fréquemment, `genbki.pl` fournit un mécanisme pour écrire à la place des références symboliques. Pour le moment, c'est possible pour les références vers des méthodes d'accès, fonctions, opérateurs, classes d'opérateur, familles d'opérateur et types. Les règles sont :

- L'utilisation de références symboliques est activée pour une colonne en particulier en attachant `BKI_LOOKUP(`*`lookuprule`*`)` à la définition de la colonne, où *`lookuprule`* est `pg_am`, `pg_proc`, `pg_operator`, `pg_opclass`, `pg_opfamily`, ou `pg_type`. `BKI_LOOKUP` peut être attaché aux colonnes de type `Oid`, `regproc`, `oidvector`, ou `Oid[]` ; dans les deux derniers cas, cela implique d'effectuer une recherche pour chaque élément du tableau.

- Dans une telle colonne, toutes les entrées doivent utiliser le format symbolique sauf quand on écrit `0` pour InvalidOid. (Si la colonne est déclarée `regproc`, vous pouvez facultativement écrire `-` à la place de `0`.) `genbki.pl` vous avertira sur des noms non reconnus.

- Les méthodes d'accès sont uniquement représentées par leur noms, tous les types. Les noms de types doivent correspondre aux `typname` des entrées de `pg_type` correspondantes ; vous ne pouvez utiliser aucun alias tel que `integer` pour `int4`.

- Une fonction peut être représentée par son `proname`, s'il est unique parmi les entrées de `pg_proc.dat` (cela fonctionne comme les entrées regproc). Sinon, écrivez-les sous la forme *`proname(argtypename,argtypename,...)`*, comme pour regprocedure. Les noms de type des arguments doivent être écrits exactement comme ils le sont dans les champs `proargtypes` des entrées de `pg_proc.dat`. N'insérez aucun espace.

- Les oérateurs sont représentés par *`oprname(lefttype,righttype)`*, en écrivant les noms de type exactement comme ils apparaissent dans les `oprleft` et `oprright` des entrées de `pg_operator.dat`. (Écrivez `0` pour les opérandes omises d'un opérateur unaire.)

- Les noms des classes et familles d'opérateur ne sont uniques qu'au sein d'une méthode d'accès, elles sont donc représentées avec *`nom_methode_acces/nom_objet`*.

- Il n'est prévu de qualification par le schéma pour aucun de ces cas ; tous les objects créés durant le bootstrap sont prévus pour être dans le schéma pg_catalog.

`genbki.pl` résout toutes les références symboliques pendant son exécution, et incrit de simples OID numériques dans les fichiers BKI émis. Le processus client de bootstrap n'a donc pas besoin de gérer les références symboliques.

70.2.4. Recettes pour éditer les fichiers de données

Voici quelques suggestions pour les moyens les plus simples d'effectuer des tâches communes lors de la mise à jour de fichiers de données du catalogue.

Ajouter une nouvelle colonne avec valeur par défaut à un catalogue : Ajoutez la colonne au fichier d'en-tête avec une annotation `BKI_DEFAULT(`*`valeur`*`)` Le fichier de données ne doit être ajusté en ajoutant le champ dans les lignes existantes que quand il est nécessaire d'avoir autre chose que la valeur par défaut.

Ajouter une valeur par défaut à une colonne existant qui n'en a pas : Ajoutez une annotation `BKI_DEFAULT` au fichier d'en-tête, puis exécutez `make reformat-dat-files` pour supprimer les entrées de champ qui sont maintenant redondantes.

Ajouter une colonne, qu'elle ait une valeur par défaut ou non : Supprimez la colonne de l'en-tête, puis exécutez `make reformat-dat-files` pour supprimer les entrées de champ maintenant inutiles.

Changer ou supprimer une valeur par défaut existante : Vous ne pouvez pas simplement changer le fichier d'en-tête, puisque cela aurait pour conséquence une mauvaise interprétation des données actuelles. Tout d'abord, exécutez `make expand-dat-files` pour réécrire les fichiers de données avec toutes les valeurs par défaut insérées explicitement, puis modifiez ou supprimer l'annotation `BKI_DEFAULT`, puis exécutez `make reformat-dat-files` pour supprimer à nouveau les champs superflus.

Édition en masse ad hoc : `reformat_dat_file.pl` peut être modifié pour effectuer différents types de changements en masse. Cherchez les commentaires de blocs montrant où du code unique peut être inséré. Dans l'exemple suivant, nous allons consolider deux champs booléans de `pg_proc` en un champ de type char :

1. Ajout de la nouvelle colonne, avec une valeur par défaut, à `pg_proc.h`:

```
+    /* see PROKIND_ categories below */
+    char        prokind BKI_DEFAULT(f);
```

2. Création d'un nouveau script basé sur `reformat_dat_file.pl` pour insérer les valeurs appropriées à la volée :

```
-           # At this point we have the full row in memory as a
 hash
-           # and can do any operations we want. As written, it
 only
-           # removes default values, but this script can be
 adapted to
-           # do one-off bulk-editing.
+           # One-off change to migrate to prokind
+           # Default has already been filled in by now, so
 change to other
+           # values as appropriate
+           if ($values{proisagg} eq 't')
+           {
+               $values{prokind} = 'a';
+           }
+           elsif ($values{proiswindow} eq 't')
+           {
+               $values{prokind} = 'w';
+           }
```

3. Lancement du nouveau script :

```
$ cd src/include/catalog
$ perl  rewrite_dat_with_prokind.pl  pg_proc.dat
```

   À cette étape, `pg_proc.dat` a la totalité des trois colonnes, `prokind`, `proisagg` et `proiswindow`, bien qu'elles n'apparaîtront que dans les lignes où elles ont des valeurs qui ne sont pas la valeur par défaut.

4. Suppression de l'ancienne colonne de `pg_proc.h` :

```
-    /* is it an aggregate? */
-    bool        proisagg BKI_DEFAULT(f);
-
-    /* is it a window function? */
-    bool        proiswindow BKI_DEFAULT(f);
```

5. Finalement, exécution de `make reformat-dat-files` pour supprimer les anciennes entrées inutiles de `pg_proc.dat`.

Pour plus d'exemples de scripts utilisés pour l'édition en masse, voir `convert_oid2name.pl` et `remove_pg_type_oid_symbols.pl` joints au message suivant : https://www.postgresql.org/message-id/CAJVSVGVX8gXnPm+Xa=DxR7kFYprcQ1tNcCT5D0O3ShfnM6jehA@mail.gmail.com

70.3. Format des fichiers BKI

Cette section décrit l'interprétation des fichiers BKI par le moteur de PostgreSQL. Cette description est plus facile à comprendre si le fichier `postgres.bki` est utilisé comme exemple.

L'entrée de BKI représente une séquence de commandes. Les commandes sont constituées de lexèmes (*tokens*) dont le nombre dépend de la syntaxe de la commande. Les lexèmes sont habituellement séparés par des espaces fines, mais en l'absence d'ambiguïté ce n'est pas nécessaire. Il n'y a pas de séparateur spécial pour les commandes ; le prochain lexème qui ne peut syntaxiquement pas appartenir à la commande qui précède en lance une autre. (En général, il est préférable, pour des raisons de clarté, de placer toute nouvelle commande sur une nouvelle ligne.) Les lexèmes peuvent être des mots clés, des caractères spéciaux (parenthèses, virgules, etc.), nombres ou chaînes de caractères entre guillemets doubles. Tous sont sensibles à la casse.

Les lignes qui débutent par # sont ignorées.

70.4. Commandes BKI

`create` *`tablename tableoid`* [`bootstrap`] [`shared_relation`] [`without_oids`] [`rowtype_oid` *`oid`*] (*`name1`* = *`type1`* [FORCE NOT NULL | FORCE NULL] [, *`name2`* = *`type2`* [FORCE NOT NULL | FORCE NULL], ...])

Crée une table nommée *`nomtable`*, possédant l'OID *`tableoid`* et composée des colonnes données entre parenthèses.

Les types de colonnes suivants sont supportés directement par `bootstrap.c`: `bool`, `bytea`, `char` (1 byte), `name`, `int2`, `int4`, `regproc`, `regclass`, `regtype`, `text`, `oid`, `tid`, `xid`, `cid`, `int2vector`, `oidvector`, `_int4` (array), `_text` (array), `_oid` (array), `_char` (array), `_aclitem` (array). Bien qu'il soit possible de créer des tables contenant des colonnes d'autres types, cela ne peut pas être réalisé avant que `pg_type` ne soit créé et rempli avec les entrées appropriées. (Ce qui signifie en fait que seuls ces types de colonnes peuvent être utilisés dans les tables utilisant le « bootstrap » mais que les catalogues ne l'utilisant pas peuvent contenir tout type interne.)

Quand `bootstrap` est précisé, la table est uniquement construite sur disque ; rien n'est entré dans `pg_class`, `pg_attribute`, etc, pour cette table. Du coup, la table n'est pas accessible par les opérations SQL standard tant que ces entrées ne sont pas réalisées en dur (à l'aide de commandes `insert`). Cette option est utilisée pour créer `pg_class`, etc.

La table est créée partagée si `shared_relation` est indiqué. Elle possède des OID à moins que `without_oids` ne soit précisé. L'OID du type de ligne de la table (OID de `pg_type`) peut en option être indiquée via la clause `rowtype_oid` ; dans le cas contraire, un OID est automatiquement généré pour lui. (La clause `rowtype_oid` est inutile si `bootstrap` est spécifié, mais il peut néanmoins être fourni pour documentation.)

`open` *`nomtable`*

Ouvre la table nommée *`nomtable`* pour l'ajout de données. Toute table alors ouverte est fermée.

`close` *`nomtable`*

Ferme la table ouverte. Le nom de la table peut-être indiqué pour vérification mais ce n'est pas nécessaire.

`insert` [`OID =` *`valeur_oid`*] (*`valeur1 valeur2 ...`*)

Insère une nouvelle ligne dans la table ouverte en utilisant *`valeur1`*, *`valeur2`*, etc., comme valeurs de colonnes et *`valeur_oid`* comme OID. Si *`valeur_oid`* vaut zéro (0) ou si la clause est omise, et que la table a des OID, alors le prochain OID disponible est utilisé.

La valeur NULL peut être indiquée en utilisant le mot clé spécial `_null_`. Les valeurs qui ne ressemblent pas à des identifiants ou des chaînes de nombre doivent être placées entre guillemets doubles.

`declare` [`unique`] `index` *`nomindex oidindex`* `on` *`nomtable`* `using` *`nomam`* (*`classeop1 nom1`* [, ...])

Crée un index nommé *`nomindex`*, d'OID *`indexoid`*, sur la table nommée *`nomtable`* en utilisant la méthode d'accès nommée *`nomam`*. Les champs à indexer sont appelés *`nom1`*, *`nom2`* etc., et les classes d'opérateur à utiliser sont respectivement *`classeop1`*, *`classeop2`* etc. Le fichier index est créé et les entrées appropriées du catalogue sont ajoutées pour lui, mais le contenu de l'index n'est pas initialisé par cette commande.

`declare toast` *`toasttableoid toastindexoid`* `on` *`nomtable`*

Crée une table TOAST pour la table nommée *`nomtable`*. La table TOAST se voit affecter l'OID *`toasttableoid`* et son index l'OID *`toastindexoid`*. Comme avec `declare index`, le remplissage de l'index est reporté.

`build indices`

Remplit les index précédemment déclarés.

70.5. Structure du fichier BKI de « bootstrap »

La commande `open` ne peut pas être utilisée avant que les tables qu'elle utilise n'existent et n'aient des entrées pour la table à ouvrir. (Ces tables minimales sont `pg_class`, `pg_attribute`, `pg_proc` et `pg_type`.) Pour permettre le remplissage de ces tables elles-mêmes, `create` utilisé avec l'option `bootstrap` ouvre implicitement la table créée pour l'insertion de données.

De la même façon, les commandes `declare index` et `declare toast` ne peuvent pas être utilisées tant que les catalogues systèmes dont elles ont besoin n'ont pas été créés et remplis.

Du coup, la structure du fichier `postgres.bki` doit être :

1. `create bootstrap` une des tables critiques
2. `insert` les données décrivant au moins les tables critiques
3. `close`
4. À répéter pour les autres tables critiques.
5. `create` (sans `bootstrap`) une table non critique
6. `open`
7. `insert` les données souhaitées
8. `close`
9. À répéter pour les autres tables non critiques.
10. Définir les index et les tables TOAST.

11. `build indices`

Il existe, sans doute, d'autres dépendances d'ordre non documentées.

70.6. Exemple BKI

La séquence de commandes suivante crée la table `test_table` avec l'OID 420, deux colonnes `cola` et `colb` de types respectifs `int4` et `text` et insère deux lignes dans la table :

```
create test_table 420 (cola = int4, colb = text)
open test_table
insert OID=421 ( 1 "value1" )
insert OID=422 ( 2 _null_ )
close test_table
```

Chapitre 71. Comment le planificateur utilise les statistiques

Ce chapitre est construit sur les informations fournies dans Section 14.1 et Section 14.2 pour montrer certains détails supplémentaires sur la façon dont le planificateur utilise les statistiques système pour estimer le nombre de lignes que chaque partie d'une requête pourrait renvoyer. C'est une partie importante du processus de planification, fournissant une bonne partie des informations pour le calcul des coûts.

Le but de ce chapitre n'est pas de documenter le code en détail mais plutôt de présenter un aperçu du fonctionnement. Ceci aidera peut-être la phase d'apprentissage pour quelqu'un souhaitant lire le code.

71.1. Exemples d'estimation des lignes

Les exemples montrés ci-dessous utilisent les tables de la base de tests de régression de PostgreSQL. Les affichages indiqués sont pris depuis la version 8.3. Le comportement des versions précédentes (ou ultérieures) pourrait varier. Notez aussi que, comme ANALYZE utilise un échantillonage statistique lors de la réalisation des statistiques, les résultats peuvent changer légèrement après toute exécution d'ANALYZE.

Commençons avec une requête simple :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1;

                         QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tenk1  (cost=0.00..458.00 rows=10000 width=244)
```

Comment le planificateur détermine la cardinalité de `tenk1` est couvert dans Section 14.2 mais est répété ici pour être complet. Le nombre de pages et de lignes est trouvé dans `pg_class` :

```
SELECT relpages, reltuples FROM pg_class WHERE relname = 'tenk1';


 relpages | reltuples
----------+-----------
      358 |     10000
```

Ces nombres sont corrects à partir du dernier VACUUM ou ANALYZE sur la table. Le planificateur récupère ensuite le nombre de pages actuel dans la table (c'est une opération peu coûteuse, ne nécessitant pas un parcours de table). Si c'est différent de `relpages`, alors `reltuples` est modifié en accord pour arriver à une estimation actuelle du nombre de lignes. Dans cet exemple, la valeur de `relpages` est mise à jour, donc l'estimation du nombre de lignes est identique à `reltuples`.

Passons à un exemple avec une condition dans sa clause WHERE :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 1000;

                                    QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Bitmap Heap Scan on tenk1  (cost=24.06..394.64 rows=1007
 width=244)
   Recheck Cond: (unique1 < 1000)
```

```
   ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..23.80
 rows=1007 width=0)
         Index Cond: (unique1 < 1000)
```

Le planificateur examine la condition de la clause `WHERE` et cherche la fonction de sélectivité à partir de l'opérateur `<` dans `pg_operator`. C'est contenu dans la colonne `oprrest` et le résultat, dans ce cas, est `scalarltsel`. La fonction `scalarltsel` récupère l'histogramme pour `unique1` à partir de `pg_statistic`. Pour les requêtes manuelles, il est plus simple de regarder dans la vue `pg_stats` :

```
SELECT histogram_bounds FROM pg_stats
WHERE tablename='tenk1' AND attname='unique1';

                    histogram_bounds
------------------------------------------------------
 {0,993,1997,3050,4040,5036,5957,7057,8029,9016,9995}
```

Ensuite, la fraction de l'histogramme occupée par « < 1000 » est traitée. C'est la sélectivité. L'histogramme divise l'ensemble en plus petites parties d'égales fréquences, donc tout ce que nous devons faire est de localiser la partie où se trouve notre valeur et compter une *partie* d'elle et *toutes* celles qui la précèdent. La valeur 1000 est clairement dans la seconde partie (993-1997), donc en supposant une distribution linéaire des valeurs à l'intérieur de chaque partie, nous pouvons calculer la sélectivité comme étant :

```
selectivity = (1 + (1000 - bucket[2].min)/(bucket[2].max -
 bucket[2].min))/num_buckets
            = (1 + (1000 - 993)/(1997 - 993))/10
            = 0.100697
```

c'est-à-dire une partie complète plus une fraction linéaire de la seconde, divisée par le nombre de parties. Le nombre de lignes estimées peut maintenant être calculé comme le produit de la sélectivité et de la cardinalité de `tenk1` :

```
rows = rel_cardinality * selectivity
     = 10000 * 0.100697
     = 1007  (rounding off)
```

Maintenant, considérons un exemple avec une condition d'égalité dans sa clause `WHERE` :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE stringu1 = 'CRAAAA';

                         QUERY PLAN
------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tenk1  (cost=0.00..483.00 rows=30 width=244)
   Filter: (stringu1 = 'CRAAAA'::name)
```

De nouveau, le planificateur examine la condition de la clause `WHERE` et cherche la fonction de sélectivité pour `=`, qui est `eqsel`. Pour une estimation d'égalité, l'histogramme n'est pas utile ; à la place, la liste des valeurs les plus communes (*most common values*, d'où l'acronyme MCV fréquemment utilisé) est utilisé pour déterminer la sélectivité. Regardons-les avec quelques colonnes supplémentaires qui nous seront utiles plus tard :

```
SELECT null_frac, n_distinct, most_common_vals, most_common_freqs
 FROM pg_stats
```

```
WHERE tablename='tenk1' AND attname='stringu1';

null_frac         | 0
n_distinct        | 676
most_common_vals  |
 {EJAAAA,BBAAAA,CRAAAA,FCAAAA,FEAAAA,GSAAAA,JOAAAA,MCAAAA,NAAAAA,WGAAAA}
most_common_freqs |
 {0.00333333,0.003,0.003,0.003,0.003,0.003,0.003,0.003,0.003,0.003}
```

Comme `CRAAAA` apparaît dans la liste des MCV, la sélectivité est tout simplement l'entrée correspondante dans la liste des fréquences les plus courantes (MCF, acronyme de *Most Common Frequencies*) :

```
selectivity = mcf[3]
            = 0.003
```

Comme auparavant, le nombre estimé de lignes est seulement le produit de ceci avec la cardinalité de `tenk1` comme précédemment :

```
rows = 10000 * 0.003
     = 30
```

Maintenant, considérez la même requête mais avec une constante qui n'est pas dans la liste MCV :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE stringu1 = 'xxx';

                        QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------
 Seq Scan on tenk1  (cost=0.00..483.00 rows=15 width=244)
   Filter: (stringu1 = 'xxx'::name)
```

C'est un problème assez différent, comment estimer la sélectivité quand la valeur n'est *pas* dans la liste MCV. L'approche est d'utiliser le fait que la valeur n'est pas dans la liste, combinée avec la connaissance des fréquences pour tout les MCV :

```
selectivity = (1 - sum(mvf))/(num_distinct - num_mcv)
            = (1 - (0.00333333 + 0.003 + 0.003 + 0.003 + 0.003 +
 0.003 +
                    0.003 + 0.003 + 0.003 + 0.003))/(676 - 10)
            = 0.0014559
```

C'est-à-dire ajouter toutes les fréquences pour les MCV et les soustraire d'un, puis les diviser par le nombre des *autres* valeurs distinctes. Notez qu'il n'y a pas de valeurs NULL, donc vous n'avez pas à vous en inquiéter (sinon nous pourrions soustraire la fraction NULL à partir du numérateur). Le nombre estimé de lignes est ensuite calculé comme d'habitude :

```
rows = 10000 * 0.0014559
     = 15  (rounding off)
```

L'exemple précédent avec `unique1 < 1000` était une sur-simplification de ce que `scalarltsel` faisait réellement ; maintenant que nous avons vu un exemple de l'utilisation des MCV, nous pouvons

ajouter quelques détails supplémentaires. L'exemple était correct aussi loin qu'il a été car, comme `unique1` est une colonne unique, elle n'a pas de MCV (évidemment, n'avoir aucune valeur n'est pas plus courant que toute autre valeur). Pour une colonne non unique, il y a normalement un histogramme et une liste MCV, et *l'histogramme n'inclut pas la portion de la population de colonne représentée par les MCV*. Nous le faisons ainsi parce que cela permet une estimation plus précise. Dans cette situation, `scalarltsel` s'applique directement à la condition (c'est-à-dire « < 1000 ») pour chaque valeur de la liste MCV, et ajoute les fréquence des MCV pour lesquelles la condition est vérifiée. Ceci donne une estimation exacte de la sélectivité dans la portion de la table qui est MCV. L'histogramme est ensuite utilisée de la même façon que ci-dessus pour estimer la sélectivité dans la portion de la table qui n'est pas MCV, et ensuite les deux nombres sont combinés pour estimer la sélectivité. Par exemple, considérez

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE stringu1 < 'IAAAAA';

                          QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tenk1  (cost=0.00..483.00 rows=3077 width=244)
   Filter: (stringu1 < 'IAAAAA'::name)
```

Nous voyons déjà l'information MCV pour `stringu1`, et voici son histogramme :

```
SELECT histogram_bounds FROM pg_stats
WHERE tablename='tenk1' AND attname='stringu1';

                                histogram_bounds
------------------------------------------------------------------------------
 {AAAAAA,CQAAAA,FRAAAA,IBAAAA,KRAAAA,NFAAAA,PSAAAA,SGAAAA,VAAAAA,XLAAAA,ZZAAAA}
```

En vérifiant la liste MCV, nous trouvons que la condition `stringu1 < 'IAAAAA'` est satisfaite par les six premières entrées et non pas les quatre dernières, donc la sélectivité dans la partie MCV de la population est :

```
selectivity = sum(relevant mvfs)
            = 0.00333333 + 0.003 + 0.003 + 0.003 + 0.003 + 0.003
            = 0.01833333
```

Additionner toutes les MFC nous indique aussi que la fraction totale de la population représentée par les MCV est de 0.03033333, et du coup la fraction représentée par l'histogramme est de 0.96966667 (encore une fois, il n'y a pas de NULL, sinon nous devrions les exclure ici). Nous pouvons voir que la valeur `IAAAAA` tombe près de la fin du troisième jeton d'histogramme. En utilisant un peu de suggestions sur la fréquence des caractères différents, le planificateur arrive à l'estimation 0.298387 pour la portion de la population de l'histogramme qui est moindre que `IAAAAA`. Ensuite nous combinons les estimations pour les populations MCV et non MCV :

```
selectivity = mcv_selectivity + histogram_selectivity *
 histogram_fraction
            = 0.01833333 + 0.298387 * 0.96966667
            = 0.307669

rows        = 10000 * 0.307669
            = 3077  (rounding off)
```

Dans cet exemple particulier, la correction à partir de la liste MCV est très petit car la distribution de la colonne est réellement assez plat (les statistiques affichant ces valeurs particulières comme étant plus communes que les autres sont principalement dûes à une erreur d'échantillonage). Dans un cas plus typique où certaines valeurs sont significativement plus communes que les autres, ce processus compliqué donne une amélioration utile dans la précision car la sélectivité pour les valeurs les plus communes est trouvée exactement.

Maintenant, considérons un cas avec plus d'une condition dans la clause `WHERE` :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 WHERE unique1 < 1000 AND stringu1 =
 'xxx';

                                    QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Bitmap Heap Scan on tenk1  (cost=23.80..396.91 rows=1 width=244)
   Recheck Cond: (unique1 < 1000)
   Filter: (stringu1 = 'xxx'::name)
   ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..23.80
 rows=1007 width=0)
         Index Cond: (unique1 < 1000)
```

Le planificateur suppose que les deux conditions sont indépendantes, pour que les sélectivités individuelles des clauses puissent être multipliées ensemble :

```
selectivity = selectivity(unique1 < 1000) * selectivity(stringu1 =
 'xxx')
            = 0.100697 * 0.0014559
            = 0.0001466

rows        = 10000 * 0.0001466
            = 1  (rounding off)
```

Notez que l'estimation du nombre de lignes renvoyées à partir du bitmap index scan reflète seulement la condition utilisée avec l'index ; c'est important car cela affecte l'estimation du coût pour les récupérations suivantes sur la table.

Enfin, nous examinerons une requête qui implique une jointure :

```
EXPLAIN SELECT * FROM tenk1 t1, tenk2 t2
WHERE t1.unique1 < 50 AND t1.unique2 = t2.unique2;

                                        QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
-------------------------------------------------------------------------------
 Nested Loop  (cost=4.64..456.23 rows=50 width=488)
   ->  Bitmap Heap Scan on tenk1 t1  (cost=4.64..142.17 rows=50
 width=244)
         Recheck Cond: (unique1 < 50)
         ->  Bitmap Index Scan on tenk1_unique1  (cost=0.00..4.63
 rows=50 width=0)
               Index Cond: (unique1 < 50)
   ->  Index Scan using tenk2_unique2 on tenk2 t2  (cost=0.00..6.27
 rows=1 width=244)
         Index Cond: (unique2 = t1.unique2)
```

La restriction sur `tenk1`, `unique1 < 50`, est évaluée avant la jointure de boucle imbriquée. Ceci est géré de façon analogue à l'exemple précédent. Cette fois, la valeur 50 est dans la première partie de l'histogramme `unique1` :

```
selectivity = (0 + (50 - bucket[1].min)/(bucket[1].max -
 bucket[1].min))/num_buckets
            = (0 + (50 - 0)/(993 - 0))/10
            = 0.005035

rows        = 10000 * 0.005035
            = 50  (rounding off)
```

La restriction pour la jointure est `t2.unique2 = t1.unique2`. L'opérateur est tout simplement le `=`, néanmoins la fonction de sélectivité est obtenue à partir de la colonne `oprjoin` de `pg_operator`, et est `eqjoinsel`. `eqjoinsel` recherche l'information statistique de `tenk2` et `tenk1` :

```
SELECT tablename, null_frac,n_distinct, most_common_vals FROM
 pg_stats
WHERE tablename IN ('tenk1', 'tenk2') AND attname='unique2';

tablename  | null_frac | n_distinct | most_common_vals
-----------+-----------+------------+------------------
 tenk1     |         0 |         -1 |
 tenk2     |         0 |         -1 |
```

Dans ce cas, il n'y a pas d'information MCV pour `unique2` parce que toutes les valeurs semblent être unique, donc nous utilisons un algorithme qui relie seulement le nombre de valeurs distinctes pour les deux relations ensembles avec leur fractions NULL :

```
selectivity = (1 - null_frac1) * (1 - null_frac2) * min(1/
num_distinct1, 1/num_distinct2)
            = (1 - 0) * (1 - 0) / max(10000, 10000)
            = 0.0001
```

C'est-à-dire, soustraire la fraction NULL pour chacune des relations, et divisez par le maximum du nombre de valeurs distinctes. Le nombre de lignes que la jointure pourrait émettre est calculé comme la cardinalité du produit cartésien de deux inputs, multiplié par la sélectivité :

```
rows = (outer_cardinality * inner_cardinality) * selectivity
     = (50 * 10000) * 0.0001
     = 50
```

S'il y avait eu des listes MCV pour les deux colonnes, `eqjoinsel` aurait utilisé une comparaison directe des listes MCV pour déterminer la sélectivité de jointure à l'intérieur de la aprtie des populations de colonne représentées par les MCV. L'estimation pour le reste des populations suit la même approche affichée ici.

Notez que nous affichons `inner_cardinality` à 10000, c'est-à-dire la taille non modifiée de `tenk2`. Il pourrait apparaître en inspectant l'affichage `EXPLAIN` que l'estimation des lignes jointes vient de 50 * 1, c'est-à-dire que le nombre de lignes externes multiplié par le nombre estimé de lignes obtenu par chaque parcours d'index interne sur `tenk2`. Mais ce n'est pas le cas : la taille de la relation

jointe est estimée avant tout plan de jointure particulier considéré. Si tout fonctionne si bien, alors les deux façons d'estimer la taille de la jointure produiront la même réponse mais, à cause de l'erreur d'arrondi et d'autres facteurs, ils divergent quelque fois significativement.

Pour les personnes intéressées par plus de détails, l'estimation de la taille d'une table (avant toute clause `WHERE`) se fait dans `src/backend/optimizer/util/plancat.c`. La logique générique pour les sélectivités de clause est dans `src/backend/optimizer/path/clausesel.c`. Les fonctions de sélectivité spécifiques aux opérateurs se trouvent principalement dans `src/backend/utils/adt/selfuncs.c`.

71.2. Exemples de statistiques multivariées

71.2.1. Dépendances fonctionnelles

La corrélation multivariée peut être démontrée avec un jeu de test très simple -- une table avec deux colonnes, chacune contenant les même valeurs :

```
CREATE TABLE t (a INT, b INT);
INSERT INTO t SELECT i % 100, i % 100 FROM generate_series(1,
 10000) s(i);
ANALYZE t;
```

Comme expliqué dans Section 14.2, l'optimiseur peut déterminer la cardinalité de `t` en utilisant le nombre de pages et de lignes obtenues dans `pg_class` :

```
SELECT relpages, reltuples FROM pg_class WHERE relname = 't';

 relpages | reltuples
----------+-----------
       45 |     10000
```

La distribution des données est très simple; il n'y a que 100 valeurs différentes dans chaque colonne, distribuées de manière uniforme.

L'exemple suivant montre le résultat de l'estimation d'une conditino `WHERE` sur la colonne `a` :

```
EXPLAIN (ANALYZE, TIMING OFF) SELECT * FROM t WHERE a = 1;
                                 QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------------------------
 Seq Scan on t  (cost=0.00..170.00 rows=100 width=8) (actual
 rows=100 loops=1)
   Filter: (a = 1)
   Rows Removed by Filter: 9900
```

L'optimiseur examine la condition et détermine que la sélectivité de cette clause est de 1%. En comparant cette estimation avec le nombre de lignes réel, on voit que l'estimation est très précise (elle est en fait exacte car la table est très petite). En changeant la clause `WHERE` pour utiliser la colonne `b`, un plan identique est généré. Mais observons ce qui arrive si nous appliquons la même condition sur chacune des colonnes, en les combinant avec `AND` :

```
EXPLAIN (ANALYZE, TIMING OFF) SELECT * FROM t WHERE a = 1 AND b =
 1;
```

```
                                    QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Seq Scan on t  (cost=0.00..195.00 rows=1 width=8) (actual rows=100
 loops=1)
   Filter: ((a = 1) AND (b = 1))
   Rows Removed by Filter: 9900
```

L'optimiseur estime la sélectivité pour chaque condition individuellement, en arrivant à la même estimation d'1% comme au dessus. Puis il part du principe que les conditions sont indépendantes, et multiplie donc leurs sélectivité, produisant une estimation de sélectivité finale d'uniquement 0.01%. C'est une sous estimation importante, puisque le nombre réel de lignes correspondant aux conditions (100) est d'un ordre de grandeur deux fois plus haut.

Ce problème peut être corrigé en créant un objet statistiques qui demandera à ANALYZE de calculer des statistiques multivariées de dépendances fonctionnelles sur les deux colonnes :

```
CREATE STATISTICS stts (dependencies) ON a, b FROM t;
ANALYZE t;
EXPLAIN (ANALYZE, TIMING OFF) SELECT * FROM t WHERE a = 1 AND b =
 1;
                                  QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Seq Scan on t  (cost=0.00..195.00 rows=100 width=8) (actual
 rows=100 loops=1)
   Filter: ((a = 1) AND (b = 1))
   Rows Removed by Filter: 9900
```

71.2.2. Nombre N-Distinct Multivarié

Un problème similaire apparaît avec l'estimation de la cardinalité d'un ensemble de plusieurs colonnes, tel que le nombre de groupes qu'une clause GROUP BY générerait. Quand GROUP BY liste une seule colonne, l'estimation n-distinct (qui est visible comme le nombre de lignes estimé par le nœud HashAggregate) est très précis :

```
EXPLAIN (ANALYZE, TIMING OFF) SELECT COUNT(*) FROM t GROUP BY a;
                                      QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 HashAggregate  (cost=195.00..196.00 rows=100 width=12) (actual
 rows=100 loops=1)
   Group Key: a
   ->  Seq Scan on t  (cost=0.00..145.00 rows=10000 width=4)
 (actual rows=10000 loops=1)
```

Mais sans statistiques multivariées, l'estimation du nombre de groupe dans une requête ayant deux colonnes dans le GROUP BY, comme dans l'exemple suivant, est faux d'un ordre de grandeur :

```
EXPLAIN (ANALYZE, TIMING OFF) SELECT COUNT(*) FROM t GROUP BY a, b;
                                      QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 HashAggregate  (cost=220.00..230.00 rows=1000 width=16) (actual
 rows=100 loops=1)
   Group Key: a, b
```

```
   ->  Seq Scan on t  (cost=0.00..145.00 rows=10000 width=8)
 (actual rows=10000 loops=1)
```

En redéfinissant l'objet statistiques pour inclure un nombre n-distinct pour les deux colonnes, l'estimation est bien améliorée :

```
DROP STATISTICS stts;
CREATE STATISTICS stts (dependencies, ndistinct) ON a, b FROM t;
ANALYZE t;
EXPLAIN (ANALYZE, TIMING OFF) SELECT COUNT(*) FROM t GROUP BY a, b;
                                          QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------------------------
 HashAggregate  (cost=220.00..221.00 rows=100 width=16) (actual
 rows=100 loops=1)
   Group Key: a, b
   ->  Seq Scan on t  (cost=0.00..145.00 rows=10000 width=8)
 (actual rows=10000 loops=1)
```

71.3. Statistiques de l'optimiseur et sécurité

L'accès à la table `pg_statistic` est restreint aux superutilisateurs pour que les autres utilisateurs ne puissent apprendre le contenu des tables des autres utilisateurs. Certaines fonctions d'estimation de la sélectivité utiliseront un opérateur fourni par l'utilisateur (soit l'opérateur apparaissant dans la requête, soit un opérateur lié) pour analyser les statistiques enregistrées. Par exemple, pour déterminer si la valeur la plus commune est applicable, l'estimateur de sélectivité devra exécuter l'opérateur `=` approprié pour comparer la constante de la requête avec la valeur enregistrée. De ce fait, la donnée dans `pg_statistic` est potentielement fournie aux opérateurs définis par l'utilisateur. Un opérateur créé de façon approprié peut intentionnellement donner les opérandes fournis (par exemple en les enregistrant ou en les écrivant dans une table différente) ou en les exposant par erreur en affichant leur valeurs dans des messages d'erreur, auxquels cas il pourrait exposer les données provenant de `pg_statistic` à un utilisateur qui ne devrait pas être capable de les voir.

Pour empêcher cela, ce qui suit s'applique à toute fonction interne d'estimation de la sélectivité. Lors de la planification d'une requête, pour pouvoir utiliser les statistiques enregistrées, soit l'utilisateur actuel doit avoir le droit `SELECT` sur la table ou les colonnes impliquées, columns, soit l'opérateur utilisé doit être `LEAKPROOF` (plus exactement, la fonction utilisée par cet opérateur). Dans le cas contraire, l'estimateur de la sélectivité se comportera comme si aucune statistique n'était disponible, et le planificateur procédera avec les informations par défaut.

Si un utilisateur n'a pas le droit requis pour la table ou les colonnes, alors dans de nombreux cas, la requête renverra une erreur pour refus de droit, auquel cas ce mécanisme est invisible en pratique. Mais si l'utilisateur est en train de lire une vue avec une barrière de sécurité, alors le planificateur pourrait souhaiter de vérifier les statistiques de la table sous-jacente qui n'est normalement pas accessible par l'utilisateur. Dans ce cas, l'opérateur devra être sans fuite. Dans le cas contraire, les statistiques ne seront pas utilisées. Il n'y a pas de retour direct sur cela, en dehors du fait que le plan pourrait être non optimal. Si un utilisateur suspecte que cela lui arrive, il pourrait exécuter la requête avec un utilisateur disposant de plus de droits pour voir si cela cause la génération d'un autre plan.

Cette restriction s'applique seulement aux cas où le planificateur aurait besoin d'exécuter un opérateur défini par un utilisateur sur une ou plusieurs valeurs de `pg_statistic`. De ce fait, le planificateur a l'autorisation d'utiliser des informations statistiques génériques, telles que la fraction de valeurs nulles ou le nombre de valeurs distinctes dans une colonne, quelque soit les droits d'accès.

Les fonctions d'estimation de la sélectivité contenues dans des extensions de tierces parties qui opèrent potentiellement sur des statistiques avec des opérateurs définis par les utilisateurs devraient suivre les mêmes règles de sécurité. Consultez le code source de PostgreSQL pour des exemples.

Partie VIII. Annexes

Table des matières

Annexe A. Codes d'erreurs de PostgreSQL

Tous les messages émis par le serveur PostgreSQL se voient affectés des codes d'erreur sur cinq caractères. Ces codes suivent les conventions du standard SQL pour les codes « SQLSTATE ».

Les applications qui souhaitent connaître la condition d'erreur survenue peuvent tester le code d'erreur plutôt que récupérer le message d'erreur textuel. Les codes d'erreurs sont moins sujets à changement au fil des versions de PostgreSQL et ne dépendent pas de la localisation des messages d'erreur. Seuls certains codes d'erreur produits par PostgreSQL sont définis par le standard SQL ; divers codes d'erreur supplémentaires, pour des conditions non définies par le standard, ont été inventés ou empruntés à d'autres bases de données.

Comme le préconise le standard, les deux premiers caractères d'un code d'erreur définissent la classe d'erreurs, les trois derniers indiquent la condition spécifique à l'intérieur de cette classe. Ainsi, une application qui ne reconnaît pas le code d'erreur spécifique peut toujours agir en fonction de la classe de l'erreur.

Tableau A.1 liste tous les codes d'erreurs définis dans PostgreSQL 11.22. (Certains ne sont pas réellement utilisés mais sont définis par le standard SQL.) Les classes d'erreurs sont aussi affichées. Pour chaque classe d'erreur, il y a un code d'erreur « standard » dont les trois derniers caractères sont `000`. Ce code n'est utilisé que pour les conditions d'erreurs de cette classe qui ne possèdent pas de code plus spécifique.

Les symboles affichées dans la colonne « Nom de condition » sont aussi le nom de la condition à utiliser dans PL/pgSQL. Les noms de conditions peuvent être écrits en minuscule ou en majuscule. Notez que PL/pgSQL ne fait pas la distinction entre avertissement et erreur au niveau des noms des conditions ; il s'agit des classes 00, 01 et 02.

Pour certains types d'erreurs, le serveur rapporte le nom d'un objet de la base (une table, la colonne d'une table, le type d'une donnée ou une contrainte) associé à l'erreur ; par exemple, le nombre de la contrainte unique qui a causé une erreur de type `unique_violation`. Ces noms sont fournis dans des champs séparés du message d'erreur pour que les applications n'aient pas besoin de les extraire d'un texte prévu pour un humain et potentiellement traduit dans sa langue. À partir de PostgreSQL 9.3, cette fonctionnalité est complète pour les erreurs de la classe SQLSTATE 23 (violation d'une contrainte d'intégrité). Elle sera étendue lors des prochaines versions.

Tableau A.1. Codes d'erreur de PostgreSQL

Code erreur	Nom de condition
Classe 00 -- Succès de l'opération	
00000	successful_completion
Classe 01 -- Avertissement	
01000	warning
0100C	dynamic_result_sets_returned
01008	implicit_zero_bit_padding
01003	null_value_eliminated_in_set_function
01007	privilege_not_granted
01006	privilege_not_revoked
01004	string_data_right_truncation
01P01	deprecated_feature
Classe 02 -- Aucune donnée (ceci est aussi une classe d'avertissement d'après le standard SQL)	

Code erreur	Nom de condition
02000	no_data
02001	no_additional_dynamic_result_sets_returned
Classe 03 -- Requête SQL pas encore terminée	
03000	sql_statement_not_yet_complete
Classe 08 -- Exception de connexion	
08000	connection_exception
08003	connection_does_not_exist
08006	connection_failure
08001	sqlclient_unable_to_establish_sqlconnection
08004	sqlserver_rejected_establishment_of_sqlconnection
08007	transaction_resolution_unknown
08P01	protocol_violation
Classe 09 -- Exception d'action trigger	
09000	triggered_action_exception
Classe 0A -- Fonctionnalité non supportée	
0A000	feature_not_supported
Classe 0B -- Début invalide de transaction	
0B000	invalid_transaction_initiation
Classe 0F -- Exception d'emplacement	
0F000	locator_exception
0F001	invalid_locator_specification
Classe 0L -- Donneur invalide	
0L000	invalid_grantor
0LP01	invalid_grant_operation
Classe 0P -- Spécification invalide de rôle	
0P000	invalid_role_specification
Classe 0Z -- Exception de diagnostiques	
0Z000	diagnostics_exception
0Z002	stacked_diagnostics_accessed_without_active_handler
Classe 20 -- Cas introuvable	
20000	case_not_found
Classe 21 -- Violation de cardinalité	
21000	cardinality_violation
Classe 22 -- Exception de données	
22000	data_exception
2202E	array_subscript_error
22021	character_not_in_repertoire
22008	datetime_field_overflow
22012	division_by_zero
22005	error_in_assignment
2200B	escape_character_conflict

Code erreur	Nom de condition
22022	indicator_overflow
22015	interval_field_overflow
2201E	invalid_argument_for_logarithm
22014	invalid_argument_for_ntile_function
22016	invalid_argument_for_nth_value_function
2201F	invalid_argument_for_power_function
2201G	invalid_argument_for_width_bucket_function
22018	invalid_character_value_for_cast
22007	invalid_datetime_format
22019	invalid_escape_character
2200D	invalid_escape_octet
22025	invalid_escape_sequence
22P06	nonstandard_use_of_escape_character
22010	invalid_indicator_parameter_value
22023	invalid_parameter_value
22013	invalid_preceding_or_following_size
2201B	invalid_regular_expression
2201W	invalid_row_count_in_limit_clause
2201X	invalid_row_count_in_result_offset_clause
2202H	invalid_tablesample_argument
2202G	invalid_tablesample_repeat
22009	invalid_time_zone_displacement_value
2200C	invalid_use_of_escape_character
2200G	most_specific_type_mismatch
22004	null_value_not_allowed
22002	null_value_no_indicator_parameter
22003	numeric_value_out_of_range
2200H	sequence_generator_limit_exceeded
22026	string_data_length_mismatch
22001	string_data_right_truncation
22011	substring_error
22027	trim_error
22024	unterminated_c_string
2200F	zero_length_character_string
22P01	floating_point_exception
22P02	invalid_text_representation
22P03	invalid_binary_representation
22P04	bad_copy_file_format
22P05	untranslatable_character
2200L	not_an_xml_document
2200M	invalid_xml_document

Code erreur	Nom de condition
2200N	invalid_xml_content
2200S	invalid_xml_comment
2200T	invalid_xml_processing_instruction
Classe 23 -- Violation de contrainte d'intégrité	
23000	integrity_constraint_violation
23001	restrict_violation
23502	not_null_violation
23503	foreign_key_violation
23505	unique_violation
23514	check_violation
23P01	exclusion_violation
Classe 24 -- État invalide de curseur	
24000	invalid_cursor_state
Classe 25 -- État invalide de transaction	
25000	invalid_transaction_state
25001	active_sql_transaction
25002	branch_transaction_already_active
25008	held_cursor_requires_same_isolation_level
25003	inappropriate_access_mode_for_branch_transaction
25004	inappropriate_isolation_level_for_branch_transaction
25005	no_active_sql_transaction_for_branch_transaction
25006	read_only_sql_transaction
25007	schema_and_data_statement_mixing_not_supported
25P01	no_active_sql_transaction
25P02	in_failed_sql_transaction
25P03	idle_in_transaction_session_timeout
Classe 26 -- Nom invalide de requête SQL	
26000	invalid_sql_statement_name
Classe 27 -- Violation des données modifiées par trigger	
27000	triggered_data_change_violation
Classe 28 -- Spécification invalide d'autorisation	
28000	invalid_authorization_specification
28P01	invalid_password
Classe 2B -- Descripteurs de droit dépendant toujours existants	
2B000	dependent_privilege_descriptors_still_exist
2BP01	dependent_objects_still_exist
Classe 2D -- Fin invalide de transaction	
2D000	invalid_transaction_termination
Classe 2F -- Exception de routine SQL	
2F000	sql_routine_exception
2F005	function_executed_no_return_statement

Code erreur	Nom de condition
2F002	modifying_sql_data_not_permitted
2F003	prohibited_sql_statement_attempted
2F004	reading_sql_data_not_permitted
Classe 34 -- Nom invalide de curseur	
34000	invalid_cursor_name
Classe 38 -- Exception de la routine externe	
38000	external_routine_exception
38001	containing_sql_not_permitted
38002	modifying_sql_data_not_permitted
38003	prohibited_sql_statement_attempted
38004	reading_sql_data_not_permitted
Classe 39 -- Exception de l'appel de la routine externe	
39000	external_routine_invocation_exception
39001	invalid_sqlstate_returned
39004	null_value_not_allowed
39P01	trigger_protocol_violated
39P02	srf_protocol_violated
39P03	event_trigger_protocol_violated
Classe 3B -- Exception de savepoint	
3B000	savepoint_exception
3B001	invalid_savepoint_specification
Classe 3D -- Nom invalide de catalogue	
3D000	invalid_catalog_name
Classe 3F -- Nom invalide de schéma	
3F000	invalid_schema_name
Classe 40 -- Annulation de transaction	
40000	transaction_rollback
40002	transaction_integrity_constraint_violation
40001	serialization_failure
40003	statement_completion_unknown
40P01	deadlock_detected
Classe 42 -- Erreur de syntaxe ou violation de règle d'accès	
42000	syntax_error_or_access_rule_violation
42601	syntax_error
42501	insufficient_privilege
42846	cannot_coerce
42803	grouping_error
42P20	windowing_error
42P19	invalid_recursion
42830	invalid_foreign_key
42602	invalid_name

Code erreur	Nom de condition
42622	name_too_long
42939	reserved_name
42804	datatype_mismatch
42P18	indeterminate_datatype
42P21	collation_mismatch
42P22	indeterminate_collation
42809	wrong_object_type
428C9	generated_always
42703	undefined_column
42883	undefined_function
42P01	undefined_table
42P02	undefined_parameter
42704	undefined_object
42701	duplicate_column
42P03	duplicate_cursor
42P04	duplicate_database
42723	duplicate_function
42P05	duplicate_prepared_statement
42P06	duplicate_schema
42P07	duplicate_table
42712	duplicate_alias
42710	duplicate_object
42702	ambiguous_column
42725	ambiguous_function
42P08	ambiguous_parameter
42P09	ambiguous_alias
42P10	invalid_column_reference
42611	invalid_column_definition
42P11	invalid_cursor_definition
42P12	invalid_database_definition
42P13	invalid_function_definition
42P14	invalid_prepared_statement_definition
42P15	invalid_schema_definition
42P16	invalid_table_definition
42P17	invalid_object_definition
Classe 44 -- Violation de l'option WITH CHECK	
44000	with_check_option_violation
Classe 53 -- Ressources insuffisantes	
53000	insufficient_resources
53100	disk_full
53200	out_of_memory

Code erreur	Nom de condition
53300	too_many_connections
53400	configuration_limit_exceeded
Classe 54 -- Limites du programme dépassées	
54000	program_limit_exceeded
54001	statement_too_complex
54011	too_many_columns
54023	too_many_arguments
Classe 55 -- Objet pas dans l'état prérequis	
55000	object_not_in_prerequisite_state
55006	object_in_use
55P02	cant_change_runtime_param
55P03	lock_not_available
Classe 57 -- Intervention d'un opérateur	
57000	operator_intervention
57014	query_canceled
57P01	admin_shutdown
57P02	crash_shutdown
57P03	cannot_connect_now
57P04	database_dropped
Classe 58 -- Erreur système (erreurs externes à PostgreSQL lui-même)	
58000	system_error
58030	io_error
58P01	undefined_file
58P02	duplicate_file
Classe 72 -- Échec de snapshot	
72000	snapshot_too_old
Classe F0 -- Erreur de fichier de configuration	
F0000	config_file_error
F0001	lock_file_exists
Classe HV -- Erreur de wrapper de données distants (SQL/MED)	
HV000	fdw_error
HV005	fdw_column_name_not_found
HV002	fdw_dynamic_parameter_value_needed
HV010	fdw_function_sequence_error
HV021	fdw_inconsistent_descriptor_information
HV024	fdw_invalid_attribute_value
HV007	fdw_invalid_column_name
HV008	fdw_invalid_column_number
HV004	fdw_invalid_data_type
HV006	fdw_invalid_data_type_descriptors
HV091	fdw_invalid_descriptor_field_identifier

Code erreur	Nom de condition
HV00B	fdw_invalid_handle
HV00C	fdw_invalid_option_index
HV00D	fdw_invalid_option_name
HV090	fdw_invalid_string_length_or_buffer_length
HV00A	fdw_invalid_string_format
HV009	fdw_invalid_use_of_null_pointer
HV014	fdw_too_many_handles
HV001	fdw_out_of_memory
HV00P	fdw_no_schemas
HV00J	fdw_option_name_not_found
HV00K	fdw_reply_handle
HV00Q	fdw_schema_not_found
HV00R	fdw_table_not_found
HV00L	fdw_unable_to_create_execution
HV00M	fdw_unable_to_create_reply
HV00N	fdw_unable_to_establish_connection
Classe P0 -- Erreur PL/pgSQL	
P0000	plpgsql_error
P0001	raise_exception
P0002	no_data_found
P0003	too_many_rows
P0004	assert_failure
Classe XX -- Erreur interne	
XX000	internal_error
XX001	data_corrupted
XX002	index_corrupted

Annexe B. Support de date/heure

PostgreSQL utilise un analyseur heuristique interne pour le support des dates/heures saisies. Les dates et heures, saisies sous la forme de chaînes de caractères, sont découpées en champs distincts après détermination du type d'information contenue dans chaque champ. Chaque champ est interprété ; une valeur peut lui être affectée, il peut être ignoré ou encore être rejeté. Le parseur contient des tables de recherche internes pour tous les champs textuels y compris les mois, les jours de la semaine et les fuseaux horaires.

Cette annexe décrit le contenu des tables de correspondance et les méthodes utilisées par le parseur pour décoder les dates et heures.

B.1. Interprétation des Date/Heure saisies

Les chaînes en entrée de type date/heure sont décodées en utilisant le processus suivant.

1. Diviser la chaîne saisie en lexèmes et catégoriser les lexèmes en chaînes, heures, fuseaux horaires et nombres.

    a. Si le lexème numérique contient un double-point (`:`), c'est une chaîne de type heure. On inclut tous les chiffres et double-points qui suivent.

    b. Si le lexème numérique contient un tiret (`-`), une barre oblique (`/`) ou au moins deux points (`.`), c'est une chaîne de type date qui contient peut-être un mois sous forme textuelle. Si un lexème de date a déjà été reconnu, il est alors interprété comme un nom de fuseau horaire (par exemple `America/New_York`).

    c. Si le lexème n'est que numérique alors il s'agit soit d'un champ simple soit d'une date concaténée ISO 8601 (`19990113` pour le 13 janvier 1999, par exemple) ou d'une heure concaténée ISO 8601 (`141516` pour 14:15:16, par exemple).

    d. Si le lexème débute par le signe plus (`+`) ou le signe moins (`-`), alors il s'agit soit d'un fuseau horaire numérique, soit d'un champ spécial.

2. Si le lexème est une chaîne texte alphabétique, le comparer avec les différentes chaînes possibles :

    a. Vérifier si le jeton correspond à une abréviation connue d'un fuseau horaire. Ces abréviations sont fournies par le fichier de configuration décrit dans Section B.4.

    b. S'il n'est pas trouvé, rechercher dans la table interne pour vérifier si le lexème est une chaîne spéciale (`today`, par exemple), un jour (`Thursday`, par exemple), un mois (`January`, par exemple), ou du bruit (`at`, `on`, par exemple).

    c. Si le lexème n'est toujours pas trouvé, une erreur est levée.

3. Lorsque le lexème est un nombre ou un champ de nombre :

    a. S'il y a huit ou six chiffres, et qu'aucun autre champ date n'a été lu, alors il est interprété comme une « date concaténée » (`19990118` ou `990118`, par exemple). L'interprétation est `AAAAMMJJ` ou `AAMMJJ`.

    b. Si le lexème est composé de trois chiffres et qu'une année est déjà lue, alors il est interprété comme un jour de l'année.

    c. Si quatre ou six chiffres et une année sont déjà lus, alors il est interprété comme une heure (`HHMM` ou `HHMMSS`).

    d. Si le lexème est composé de trois chiffres ou plus et qu'aucun champ date n'a été trouvé, il est interprété comme une année (cela impose l'ordre aa-mm-jj des champs dates restants).

e. Dans tous les autres cas, le champ date est supposé suivre l'ordre imposé par le paramètre `datestyle` : mm-jj-aa, jj-mm-aa, ou aa-mm-jj. Si un champ jour ou mois est en dehors des limites, une erreur est levée.

4. Si BC est indiqué, le signe de l'année est inversé et un est ajouté pour le stockage interne. (Il n'y a pas d'année zéro dans le calendrier Grégorien, alors numériquement 1 BC devient l'année zéro.)

5. Si BC n'est pas indiqué et que le champ année est composé de deux chiffres, alors l'année est ajustée à quatre chiffres. Si le champ vaut moins que 70, alors on ajoute 2000, sinon 1900.

> **Astuce**
>
> Les années du calendrier Grégorien AD 1-99 peuvent être saisie avec 4 chiffres, deux zéros en tête (`0099` pour AD 99, par exemple).

B.2. Gestion des horodatages ambigus ou invalides

D'ordinaire, si une chaîne date/heure est syntaxiquement valide mais contient des valeurs de champs hors de l'intervalle, une erreur sera renvoyée. Par exemple, une entrée indiquant le 31 février sera rejetée.

Lors d'un changement d'heure, il est possible qu'une chaîne apparemment valide représente un horodatage inexistant ou ambigu. Ce genre de cas n'est pas rejeté. L'ambiguité est résolue en déterminant le décalage UTC à appliquer. Par exemple, supposons que le paramètre TimeZone est configuré à `America/New_York` :

```
=> SELECT '2018-03-11 02:30'::timestamptz;
      timestamptz
------------------------
 2018-03-11 03:30:00-04
(1 row)
```

Comme ce jour était une transition vers l'avant pour ce fuseau horaire, l'heure 2:30AM n'existe pas ; les horloges passent directement de 2h à 3h EDT. PostgreSQL interpréte l'heure donnée comme s'il s'agissait de l'heure standard (UTC-5), qui se décline donc en 3:30 EDT (UTC-4).

De la même façon, prenons en considération ce comportement lors d'une transition en arrière :

```
=> SELECT '2018-11-04 01:30'::timestamptz;
      timestamptz
------------------------
 2018-11-04 01:30:00-05
(1 row)
```

À cette date, il existe deux interprétations possibles de 1:30AM ; soit 1:30AM EDT, soit une heure après la transition, 1:30AM EST. De nouveau, PostgreSQL interprète l'heure donnée comme s'il s'agissait de l'heure standard (UTC-5). Nous pouvons forcer l'autre interprétation en spécifiant le temps et sa règle de conversion :

```
=> SELECT '2018-11-04 01:30 EDT'::timestamptz;
      timestamptz
------------------------
 2018-11-04 01:30:00-04
(1 row)
```

La règle précise qui se trouve appliquée dans de tels cas est qu'un horodatage invalide qui semble survenir pendant une transition vers l'avant est affecté au décalage UTC qui prévaut dans le fuseau horaire juste avant la transition alors qu'un horodatage ambigu qui semble survenir pendant une transition vers l'arrière se voit affecté le décalage UTC qui prévaut juste après la transition. Dans la plupart des fuseaux horaires, ceci est équivalent à dire que « l'interprétation du temps standard est préféré lorsqu'il y a un doute ».

Dans tous les cas, le décalage UTC associé à un horodatage peut être spécifié explicitement, en utilisant soit un décalage numérique UTC ou une abréviation de fuseau horaire correspondent au décalage TUC fixé. La règle donnée s'applique seulement si nécessaire pour convertir un décalage UTC pour un fuseau horaire pour lequel le décalage varie.

B.3. Mots clés Date/Heure

Tableau B.1 présente les lexèmes reconnus comme des noms de mois.

Tableau B.1. Noms de mois

Mois	Abréviations
January (Janvier)	Jan
February (Février)	Feb
March (Mars)	Mar
April (Avril)	Apr
May (Mai)	
June (Juin)	Jun
July (Juillet)	Jul
August (Août)	Aug
September (Septembre)	Sep, Sept
October (Octobre)	Oct
November (Novembre)	Nov
December (Décembre)	Dec

Tableau B.2 présente les lexèmes reconnus comme des noms de jours de la semaine.

Tableau B.2. Noms des jours de la semaine

Jour	Abréviation
Sunday (Dimanche)	Sun
Monday (Lundi)	Mon
Tuesday (Mardi)	Tue, Tues
Wednesday (Mercredi)	Wed, Weds
Thursday (Jeudi)	Thu, Thur, Thurs
Friday (Vendredi)	Fri

Jour	Abréviation
Saturday (Samedi)	Sat

Tableau B.3 présente les lexèmes utilisés par divers modificateurs.

Tableau B.3. Modificateurs de Champs Date/Heure

Identifiant	Description
`AM`	L'heure précède 12:00
`AT`	Ignoré
`JULIAN`, `JD`, `J`	Le champ suivant est une date du calendrier Julien
`ON`	Ignoré
`PM`	L'heure suit 12:00
`T`	Le champ suivant est une heure

B.4. Fichiers de configuration date/heure

Comme il n'existe pas de réel standard des abréviations de fuseaux horaire, PostgreSQL permet de personnaliser l'ensemble des abréviations acceptées par le serveur. Le paramètre d'exécution timezone_abbreviations détermine l'ensemble des abréviations actives. Bien que tout utilisateur de la base puisse modifier ce paramètre, les valeurs possibles sont sous le contrôle de l'administrateur de bases de données -- ce sont en fait les noms des fichiers de configuration stockés dans `.../share/timezonesets/` du répertoire d'installation. En ajoutant ou en modifiant les fichiers de ce répertoire, l'administrateur peut définir les règles d'abréviation des fuseaux horaires.

`timezone_abbreviations` peut prendre tout nom de fichier situé dans `.../share/timezonesets/`, sous réserve que ce nom soit purement alphabétique. (L'interdiction de caractères non alphabétique dans `timezone_abbreviations` empêche la lecture de fichiers en dehors du répertoire prévu et celle de fichiers de sauvegarde ou autre.)

Un fichier d'abréviation de zones horaires peut contenir des lignes blanches et des commentaires (commençant avec un #). Les autres lignes doivent suivre l'un des formats suivants :

```
abréviation_fuseau_horaire décalage
abréviation_fuseau_horaire décalage D
abréviation_fuseau_horaire nom_fuseau_horaire
@INCLUDE nom_fichier
@OVERRIDE
```

Un *`abréviation_fuseau_horaire`* n'est que l'abréviation définie. Le *`décalage`* est un entier donner le décalage en secondes à partir d'UTC, une valeur positive signifiant à l'est de Greenwich, une valeur négative à l'ouest. Ainsi, -18000 représente cinq heures à l'ouest de Greenwich, soit l'heure standard de la côte ouest nord américaine. `D` indique que le nom du fuseau représente une heure soumise à des règles de changement d'heure plutôt que l'heure standard.

Autrement, un *`nom_fuseau_horaire`* peut être indiqué, référençant un nom de fuseau horaire défini dans la base de données IANA. La définition du fuseau est consultée pour voir si l'abréviation est ou était utilisée pour ce fuseau et, si c'est bien le cas, la signification appropriée est utilisée -- la signification qui était utilisée pour l'horodatage dont la valeur était en cours de détermination ou la signification utilisée immédiatement avant ça si elle n'était pas actuelle à ce moment, ou la signification la plus ancienne si elle était utilisée seulement après ce moment. Ce comportement est essentiel pour gérer les abréviations dont la signification a varié dans l'histoire. Il est aussi permis de définir une abréviation en terme de nom de fuseau horaire pour lequel cette abréviation n'apparaît pas ; alors utiliser l'abréviation est équivalent à écrire le nom du fuseau horaire.

> **Astuce**
>
> Utiliser un entier simple pour le *`décalage`* est préféré lors de la définition d'une abréviation dont le décalage à partir d'UTC n'a jamais changé, car ce type d'abréviation est bien moins coûteuse à traiter que celles qui réclament de consulter la définition du fuseau horaire.

La syntaxe `@INCLUDE` autorise l'inclusion d'autres fichiers du répertoire `.../share/timezonesets/`. Les inclusions peuvent être imbriquées jusqu'à une certaine profondeur.

La syntaxe `@OVERRIDE` indique que les entrées suivantes du fichier peuvent surcharger les entrées précédentes (c'est-à-dire des entrées obtenues à partir de fichiers inclus). Sans cela, les définitions en conflit au sein d'une même abréviation lèvent une erreur.

Dans une installation non modifiée, le fichier `Default` contient toutes les abréviations de fuseaux horaire, sans conflit, pour la quasi-totalité du monde. Les fichiers supplémentaires `Australia` et `India` sont fournis pour ces régions : ces fichiers incluent le fichier `Default` puis ajoutent ou modifient les fuseaux horaires si nécessaire.

Pour des raisons de référence, une installation standard contient aussi des fichiers `Africa.txt`, `America.txt`, etc. qui contiennent des informations sur les abréviations connues et utilisées en accord avec la base de données de fuseaux horaires IANA. Les définitions des noms de zone trouvées dans ces fichiers peuvent être copiées et collées dans un fichier de configuration personnalisé si nécessaire. Il ne peut pas être fait directement référence à ces fichiers dans le paramètre `timezone_abbreviations` à cause du point dans leur nom.

> **Note**
>
> Si une erreur survient lors de la lecture des abréviations de fuseaux horaires, aucune nouvelle valeur n'est acceptée mais les anciennes sont conservées. Si l'erreur survient au démarrage de la base, celui-ci échoue.

> **Attention**
>
> Les abréviations de fuseau horaire définies dans le fichier de configuration surchargent les informations sans fuseau définies nativement dans PostgreSQL. Par exemple, le fichier de configuration `Australia` définit `SAT` (*South Australian Standard Time*, soit l'heure standard pour l'Australie du sud). Si ce fichier est actif, `SAT` n'est plus reconnu comme abréviation de samedi (*Saturday*).

> **Attention**
>
> Si les fichiers de `.../share/timezonesets/` sont modifiés, il revient à l'utilisateur de procéder à leur sauvegarde -- une sauvegarde normale de base n'inclut pas ce répertoire.

B.5. Spécification POSIX des fuseaux horaires

PostgreSQL accepte les fuseaux horaires écrits suivant les règles du standard POSIX pour la variable d'environnement `TZ`. Les spécifications de fuseau horaire POSIX sont inadéquates pour gérer la complexité des fuseaux horaires du monde, mais il existe parfois des raisons pour les utiliser.

Une spécification POSIX de fuseau horaire a la forme suivante :

```
STD decalage [ DST [ decalage_dst ] [ , regle ] ]
```

(Pour des raisons de lisibilité, nous affichons des espaces entre les champs mais les espaces ne doivent pas être utilisés.) Les champs correspondent à :

- *STD* est l'abréviation de fuseau horaire à utiliser.
- *decalage* est le décalage de l'heure standard par rapport à UTC.
- *DST* est l'abréviation de fuseau horaire à utiliser pour les changements d'heure. Si ce champ et les suivants sont soumis, le fuseau d'horaire utilise un décalage UTC fixé sans règle de changement d'heure.
- *dstoffset* est le décalage du changement d'heure à partir d'UTC. Ce champ est typiquement omis parce qu'il vaut par défaut une heure de moins que *decalage* par rapport à l'heure standard, ce qui est généralement la bonne valeur.
- *rule* définit la règle pour quand le changement d'heure est en effet, comme décrit ci-dessous.

Dans cette syntaxe, une abréviation de fuseau horaire peut être une chaîne de lettres, tel que EST, ou une chaîne arbitraire entourée par des crochets, tel que <UTC-05>. Notez que les abréviations de fuseau horaire sont seulement utilisées pour l'affichage, et même seulement pour certains formats de sortie. Les abréviations de fuseaux horaires reconnus dans une entrée d'un champ de type timestamp sont expliquées dans Section B.4.

Les champs de décalage spécifient les heures et, en option, les minutes et secondes, de différence par rapport à UTC. Ils ont comme format *hh*[:*mm*[:*ss*]] avec un option un signe au début (+ ou -). Le signe positif est utilisé pour les fuseaux horaires à l'*ouest* de Greenwich. (Notez que c'est l'inverse de la convention prise par l'ISO-8601 utilisée ailleurs dans PostgreSQL.) *hh* peut avoir un ou deux chiffres ; *mm* et *ss* (s'ils sont utilisées) doivent en avoir deux.

La *règle* de transition de changement d'heure doit avoir le format

```
dstdate [ / dsttime ] , stddate [ / stdtime ]
```

(Comme précédemment, les espaces ne doivent pas être inclus en pratique.) Les champs *dstdate* et *dsttime* définissent quand le changement d'heure commence alors que *stddate* et *stdtime* définissent quand l'heure standard commence. (Dans certains cas, notamment dans les régions au sud de l'équateur, le premier peut être plus tard dans l'année que le deuxième.) Les champs date doivent avoir un des formats suivants :

n

Un entier dénote un jour de l'année, en comptant à partir de zéro et jusqu'à 364 ou 365 (ce dernier pour les années bissextiles).

J*n*

Dans ce format, *n* va de 1 à 365, et le 29 février n'est pas compté même dans le cas d'une année bissextile. (Donc, une transition survenant le 29 février ne peut pas être décrite de cette façon. Néanmoins, les jours après février ont le même numéro qu'il s'agisse d'une année bissextile ou pas, donc cette forme est généralement plus utile que la forme entière standard pour les transitions sur des dates fixées.)

`M`*`m`*`.`*`n`*`.`*`d`*

This form specifies a transition that always happens during the same month and on the same day of the week. *`m`* identifies the month, from 1 to 12. *`n`* specifies the *`n`*'th occurrence of the weekday identified by *`d`*. *`n`* is a number between 1 and 4, or 5 meaning the last occurrence of that weekday in the month (which could be the fourth or the fifth). *`d`* is a number between 0 and 6, with 0 indicating Sunday. For example, `M3.2.0` means « the second Sunday in March ».

> **Note**
>
> Le format `M` est suffisant pour décrire les lois de transition de changement d'heure les plus communes. Mais notez qu'aucune de ces variantes ne peut gérer les changements d'heure, donc en pratique, les données historiques stockées pour les fuseaux horaires nommés (dans la base de données IANA des fuseaux horaires) est nécessaire pour interpréter correctement les anciennes dates et heures.

Les champs heure dans une règle de transition ont le même format que les champs de décalage décrits précédemment, sauf qu'elles ne peuvent pas contenir de signes. Ils définissent l'heure locale actuelle à laquelle le changement survient. En cas d'omission, la valeur par défaut est `02:00:00`.

Si une abréviation de changement d'heure est donné par que le champ *`rule`* de la transition est omis, PostgreSQL tente de déterminer les heures de transitions en consultant le fichier `posixrules` dans le base de données IANA des fuseaux horaires. Ce fichier a le même format qu'une entrée de fuseau horaire complète, mais seules ses règles de transition pour le changement d'heure sont utilisées, et non pas les décalages UTC. Typiquement, ce fichier a le même contenu que le fichier `US/Eastern`, pour que les spécifications POSIX de fuseau horaire suivent les règles de changements d'heure des États-Unis. Si nécessaire, vous pouvez ajuster ce comportement en remplaçant le fichier `posixrules`.

> **Note**
>
> La capacité à consulter un fichier `posixrules` a été rendu obsolète par IANA, et il est fortement possible que cela soit supprimé dans le futur. Un bug de cette fonctionnalité, qui a peu de chance d'être corrigé avant sa disparition, est qu'il échoue à appliquer les règle DST aux dates après 2038.

Si le fichier `posixrules` n'est pas présent, le comportement de remplacement est d'utiliser la règle `M3.2.0,M11.1.0`, qui correspond à la pratique des États-Unis de 2020 (c'est-à-dire practice as of 2020 (that is, avancer au deuxième dimanche de Mars, retour au premier dimanche de novembre, les deux transitions se produisant à 2 heures du matin, heure courante).

Comme exemple, `CET-1CEST,M3.5.0,M10.5.0/3` décrit la pratique de changement d'heure actuel (en 2020) à Paris. Cette spécification indique que l'heure standard a l'abréviation `CET` et est une heure avant (est) UTC ; le changement d'heure a pour abréviation `CEST` et est implicitement deux heures avant TC ; le DST commence le dernier dimanche de mars à 2 heures du matin, fuseau CET, et termine le dernier dimanche d'octobre à 3 heures du matin, fuseau CEST.

Les quatre noms de fuseau horaire `EST5EDT`, `CST6CDT`, `MST7MDT` et `PST8PDT` ressemblent beaucoup à des spécifications POSIX de fuseaux. Néanmoins, ils sont en fait traités comme des fuseaux horaires nommés parce que, pour des raisons historiques, il existe des fichiers avec ces noms dans la base de données IANA des fuseaux horaires. L'implication réelle de ceci est que ces noms de fuseaux horaires produiront des transactions valides historiques pour les changements d'heure, même quand une spécification POSIX pure ne le ferait pas par manque d'un fichier `posixrules` convenable.

Il est nécessaire de faire attention au fait qu'il est facile de mal orthographier une spécification POSIX de fuseau horaire car il n'y a pas de vérification sur le côté raisonnable des abréviations. Par exemple,

`SET TIMEZONE TO FOOBAR0` fonctionnera, laissant le système utiliser réellement une abréviation spéciale pour UTC.

B.6. Histoire des unités

Le standard SQL précise que à l'intérieur de la définition d'un « litéral datetime », les « valeurs datetime » sont contraintes par les règles naturelles des dates et heures suivant le calendrier Grégorien. PostgreSQL suit le standard SQL en comptant les dates exclusivement dans le calendrier Grégorien, même pour les années datant d'avant l'apparition de ce calendrier. La règle est connue sous le nom (anglais) de *proleptic Gregorian calendar*.

Le calendrier Julien a été introduit par Julius Caesar en -45. Il était couramment utilisé dans le monde occidental jusqu'en l'an 1582, date à laquelle des pays ont commencé à se convertir au calendrier Grégorien. Dans le calendrier Julien, l'année tropicale est arrondie à 365 jours 1/4, soit 365,25 jours. Cela conduit à une erreur de l'ordre d'un jour tous les 128 ans.

L'erreur grandissante du calendrier poussa le Pape Gregoire XIII a réformé le calendrier en accord avec les instructions du Concile de Trent. Dans le calendrier Grégorien, l'année tropicale est arrondie à 365 + 97/400 jours, soit 365,2425 jours. Il faut donc à peu prés 3300 ans pour que l'année tropicale subissent un décalage d'un an dans le calendrier Grégorien.

L'arrondi 365+97/400 est obtenu à l'aide de 97 années bissextiles tous les 400 ans. Les règles suivantes sont utilisées :

toute année divisible par 4 est bissextile ;
cependant, toute année divisible par 100 n'est pas bissextile ;
cependant, toute années divisible par 400 est bissextile.

1700, 1800, 1900, 2100 et 2200 ne sont donc pas des années bissextiles. 1600, 2000 et 2400 si. Par opposition, dans l'ancien calendrier Julien, toutes les années divisibles par 4 sont bissextiles.

En février 1582, le pape décrèta que 10 jours devaient être supprimés du mois d'octobre 1582, le 15 octobre devant ainsi arriver après le 4 octobre. Cela a été appliqué en Italie, Pologne, Portugal et Espagne. Les autres pays catholiques ont suivi peu après, mais les pays protestants ont été plus rétifs et les contrées orthodoxes grèques n'ont pas effectué le changement avant le début du 20ème siècle. La réforme a été appliquée par la Grande Bretagne et ses colonies (y compris les actuels Etats-Unis) en 1752. Donc le 2 septembre 1752 a été suivi du 14 septembre 1752. C'est pour cela que la commande `cal` produit la sortie suivante :

```
$ cal 9 1752
   septembre 1752
di lu ma me je ve sa
       1  2 14 15 16
17 18 19 20 21 22 23
24 25 26 27 28 29 30
```

Bien sûr, ce calendrier est seulement valide pour la Grande-Bretagne et ses colonies. Comme il serait difficile d'essayer de tracer les calendriers réels utilisés dans les différents endroits géographiques à différentes époques, PostgreSQL n'essaie pas de le faire, et suit les règles du calendrier Grégorien pour toutes les dates, même si cette méthode n'est pas vraie historiquement.

Divers calendriers ont été développés dans différentes parties du monde, la plupart précède le système Grégorien. Par exemple, les débuts du calendrier chinois peuvent être évalués aux alentours du 14ème siècle avant J.-C. La légende veut que l'empereur Huangdi inventa le calendrier en 2637 avant J-C. La République de Chine utilise le calendrier Grégorien pour les besoins civils. Le calendrier chinois est utilisé pour déterminer les festivals.

B.7. Dates Julien

Le système de *dates Julien* est une méthode pour numéroter les jours. Il n'a pas de relation avec le calendrier Julien, malgré la similarité du nom. Le système de date Julien a été inventé par le précepteur français Joseph Justus Scaliger (1540-1609) et tient probablement son nom du père de Scaliger, le précepteur italien Julius Caesar Scaliger (1484-1558).

Dans le système de date Julien, chaque jour est un nombre séquentiel, commençant à partir de JD 0, appelé quelque fois *la* date Julien. JD 0 correspond au 1er janvier 4713 avant JC dans le calendrier Julien, ou au 24 novembre 4714 avant JC dans le calendrier grégorien. Le comptage de la date Julien est le plus souvent utilisé par les astronomes pour donner un nom à leurs observations, et du coup une date part de midi UTC jusqu'au prochain midi UTC, plutôt que de minuit à minuit : JD 0 désigne les 24 heures de midi UTC le 24 novembre 4714 avant JC au 25 novembre 4714 avant JC à minuit.

Bien que PostgreSQL accepte la saisie et l'affichage des dates en notation de date Julien (et les utilise aussi pour quelques calculs internes de date et heure), il n'utilise pas le coup des dates de midi à midi. PostgreSQL traite une date Julien comme allant de minuit heure locale à minuit heure locale, de la même façon que pour une date normale.

Néanmoins, cette définition fournit une méthode pour obtenir la définition astronomique quand vous en avez besoin : faites le calcul dans le fuseau horaire `UTC+12`. Par exemple,

```
=> SELECT extract(julian from '2021-06-23 7:00:00-04'::timestamptz
 at time zone 'UTC+12');
     date_part
--------------------
 2459388.9583333335
(1 row)
=> SELECT extract(julian from '2021-06-23 8:00:00-04'::timestamptz
 at time zone 'UTC+12');
 date_part
-----------
   2459389
(1 row)
=> SELECT extract(julian from date '2021-06-23');
 date_part
-----------
   2459389
(1 row)
```

Annexe C. Mots-clé SQL

La Tableau C.1 liste tous les éléments qui sont des mots-clé dans le standard SQL et dans PostgreSQL 11.22. Des informations sous-jacentes peuvent être trouvées dans Section 4.1.1. (Par soucis d'économie d'espace, seules les deux dernières versions du standard SQL, et de SQL-92 par comparaison, sont incluses. Les différences entre ces deux versions et les versions intermédiaires du standard SQL sont minimes.)

SQL distingue les mots-clé *réservés* et *non réservés*. Selon le standard, les mots-clé réservés sont réellement les seuls mots-clé ; ils ne sont jamais autorisés comme identifiants. Les mots-clé non réservés ont seulement un sens spécial dans certains contextes et peuvent être utilisés comme identifiants dans d'autres contextes. La plupart des mots-clé non réservés sont en fait les noms des tables et des fonctions prédéfinies spécifiés par SQL. Le concept de mots-clé non réservés existe seulement pour indiquer que certains sens prédéfinis sont attachés à un mot dans certains contextes.

Dans l'analyseur de PostgreSQL, la vie est un peu plus compliquée. Il y a différentes classes d'éléments allant de ceux que l'on ne peut jamais utiliser comme identifiants à ceux qui n'ont absolument aucun statut spécial dans l'analyseur par rapport à un identifiant ordinaire (c'est généralement le cas pour les fonctions spécifiées par SQL). Même les mots-clé réservés ne sont pas complètement réservés dans PostgreSQL et peuvent être utilisés comme noms des colonnes (par exemple, `SELECT 55 AS CHECK`, même si `CHECK` est un mot-clé).

Dans Tableau C.1, dans la colonne pour PostgreSQL, nous classons comme « non réservé » les mots-clé qui sont explicitement connus par l'analyseur mais qui sont autorisés en tant que noms de colonnes ou de tables. Certains mots-clé qui sont non réservés et qui ne peuvent pas être utilisés comme un nom de fonction ou un type de données sont marqués en conséquence. (La plupart des mots représentent des fonctions prédéfinies ou des types de données avec une syntaxe spéciale. La fonction ou le type est toujours disponible mais il ne peut pas être redéfini par un utilisateur.) Les « réservés » sont des éléments qui ne sont pas autorisés en tant que noms de colonne ou de table. Certains mots-clé réservés sont autorisés comme noms pour les fonctions et les types de données ; cela est également montré dans le tableau. Dans le cas contraire, un mot clé réservé est seulement autorisé dans un nom de label « AS » d'une colonne.

En règle générale, si vous avez des erreurs de la part de l'analyseur pour des commandes qui contiennent un des mots-clés listés comme identifiants, vous devriez essayer de mettre entre guillemets l'identifiant pour voir si le problème disparait.

Il est important de comprendre avant d'étudier la Tableau C.1 que le fait qu'un mot-clé ne soit pas réservé dans PostgreSQL ne signifie pas que la fonctionnalité en rapport avec ce mot n'est pas implémentée. Réciproquement, la présence d'un mot-clé n'indique pas l'existence d'une fonctionnalité.

Tableau C.1. Mots-clé SQL

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
A		non réservé	non réservé		
ABORT	non réservé				
ABS		réservé	réservé		
ABSENT		non réservé	non réservé		
ABSOLUTE	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
ACCESS	non réservé				
ACCORDING		non réservé	non réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
ACTION	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
ADA		non réservé	non réservé	non réservé	
ADD	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
ADMIN	non réservé	non réservé	non réservé		
AFTER	non réservé	non réservé	non réservé		
AGGREGATE	non réservé				
ALL	réservé	réservé	réservé	réservé	
ALLOCATE		réservé	réservé	réservé	
ALSO	non réservé				
ALTER	non réservé	réservé	réservé	réservé	
ALWAYS	non réservé	non réservé	non réservé		
ANALYSE	réservé				
ANALYZE	réservé				
AND	réservé	réservé	réservé	réservé	
ANY	réservé	réservé	réservé	réservé	
ARE		réservé	réservé	réservé	
ARRAY	réservé	réservé	réservé		
ARRAY_AGG		réservé	réservé		
ARRAY_MAX_CARDINALITY		réservé			
AS	réservé	réservé	réservé	réservé	
ASC	réservé	non réservé	non réservé	réservé	
ASENSITIVE		réservé	réservé		
ASSERTION	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
ASSIGNMENT	non réservé	non réservé	non réservé		
ASYMMETRIC	réservé	réservé	réservé		
AT	non réservé	réservé	réservé	réservé	
ATOMIC		réservé	réservé		
ATTACH	non réservé				
ATTRIBUTE	non réservé	non réservé	non réservé		
ATTRIBUTES		non réservé	non réservé		
AUTHORIZATION	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
AVG		réservé	réservé	réservé	
BACKWARD	non réservé				
BASE64		non réservé	non réservé		
BEFORE	non réservé	non réservé	non réservé		
BEGIN	non réservé	réservé	réservé	réservé	
BEGIN_FRAME		réservé			
BEGIN_PARTITION		réservé			
BERNOULLI		non réservé	non réservé		
BETWEEN	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
BIGINT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
BINARY	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
BIT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)			réservé	
BIT_LENGTH				réservé	
BLOB		réservé	réservé		
BLOCKED		non réservé	non réservé		
BOM		non réservé	non réservé		
BOOLEAN	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
BOTH	réservé	réservé	réservé	réservé	
BREADTH		non réservé	non réservé		
BY	non réservé	réservé	réservé	réservé	
C		non réservé	non réservé	non réservé	
CACHE	non réservé				
CALL	non réservé	réservé	réservé		
CALLED	non réservé	réservé	réservé		
CARDINALITY		réservé	réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
CASCADE	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
CASCADED	non réservé	réservé	réservé	réservé	
CASE	réservé	réservé	réservé	réservé	
CAST	réservé	réservé	réservé	réservé	
CATALOG	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
CATALOG_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
CEIL		réservé	réservé		
CEILING		réservé	réservé		
CHAIN	non réservé	non réservé	non réservé		
CHAR	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
CHARACTER	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
CHARACTERISTICS	non réservé	non réservé	non réservé		
CHARACTERS		non réservé	non réservé		
CHARACTER_LENGTH		réservé	réservé	réservé	
CHARACTER_SET_CATALOG		non réservé	non réservé	non réservé	
CHARACTER_SET_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
CHARACTER_SET_SCHEMA		non réservé	non réservé	non réservé	
CHAR_LENGTH		réservé	réservé	réservé	
CHECK	réservé	réservé	réservé	réservé	
CHECKPOINT	non réservé				
CLASS	non réservé				
CLASS_ORIGIN		non réservé	non réservé	non réservé	
CLOB		réservé	réservé		
CLOSE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
CLUSTER	non réservé				
COALESCE	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
COBOL		non réservé	non réservé	non réservé	
COLLATE	réservé	réservé	réservé	réservé	
COLLATION	réservé (peut être une fonction ou un type)	non réservé	non réservé	réservé	
COLLATION_CATALOG		non réservé	non réservé	non réservé	
COLLATION_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
COLLATION_SCHEMA		non réservé	non réservé	non réservé	
COLLECT		réservé	réservé		
COLUMN	réservé	réservé	réservé	réservé	
COLUMNS	non réservé	non réservé	non réservé		
COLUMN_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
COMMAND_FUNCTION		non réservé	non réservé	non réservé	
COMMAND_FUNCTION_CODE		non réservé	non réservé		
COMMENT	non réservé				
COMMENTS	non réservé				
COMMIT	non réservé	réservé	réservé	réservé	
COMMITTED	non réservé	non réservé	non réservé	non réservé	
CONCURRENTLY	réservé (peut être une fonction ou un type)				
CONDITION		réservé	réservé		
CONDITION_NUMBER		non réservé	non réservé	non réservé	
CONFIGURATION	non réservé				
CONFLICT	non réservé				
CONNECT		réservé	réservé	réservé	
CONNECTION	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
CONNECTION_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
CONSTRAINT	réservé	réservé	réservé	réservé	
CONSTRAINTS	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
CONSTRAINT_CATALOG		non réservé	non réservé	non réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
CONSTRAINT_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
CONSTRAINT_SCHEMA		non réservé	non réservé	non réservé	
CONSTRUCTOR		non réservé	non réservé		
CONTAINS		réservé	non réservé		
CONTENT	non réservé	non réservé	non réservé		
CONTINUE	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
CONTROL		non réservé	non réservé		
CONVERSION	non réservé				
CONVERT		réservé	réservé	réservé	
COPY	non réservé				
CORR		réservé	réservé		
CORRESPONDING		réservé	réservé	réservé	
COST	non réservé				
COUNT		réservé	réservé	réservé	
COVAR_POP		réservé	réservé		
COVAR_SAMP		réservé	réservé		
CREATE	réservé	réservé	réservé	réservé	
CROSS	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
CSV	non réservé				
CUBE	non réservé	réservé	réservé		
CUME_DIST		réservé	réservé		
CURRENT	non réservé	réservé	réservé	réservé	
CURRENT_CATALOG	réservé	réservé	réservé		
CURRENT_DATE	réservé	réservé	réservé	réservé	
CURRENT_DEFAULT_TRANSFORM_GROUP		réservé	réservé		
CURRENT_PATH		réservé	réservé		
CURRENT_ROLE	réservé	réservé	réservé		
CURRENT_ROW		réservé			
CURRENT_SCHEMA	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
CURRENT_TIME	réservé	réservé	réservé	réservé	
CURRENT_TIMESTAMP	réservé	réservé	réservé	réservé	
CURRENT_TRANSFORM_GROUP_FOR_TYPE		réservé	réservé		
CURRENT_USER	réservé	réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
CURSOR	non réservé	réservé	réservé	réservé	
CURSOR_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
CYCLE	non réservé	réservé	réservé		
DATA	non réservé	non réservé	non réservé	non réservé	
DATABASE	non réservé				
DATALINK		réservé	réservé		
DATE		réservé	réservé	réservé	
DATETIME_INTERVAL_CODE		non réservé	non réservé	non réservé	
DATETIME_INTERVAL_PRECISION		non réservé	non réservé	non réservé	
DAY	non réservé	réservé	réservé	réservé	
DB		non réservé	non réservé		
DEALLOCATE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
DEC	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
DECIMAL	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
DECLARE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
DEFAULT	réservé	réservé	réservé	réservé	
DEFAULTS	non réservé	non réservé	non réservé		
DEFERRABLE	réservé	non réservé	non réservé	réservé	
DEFERRED	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
DEFINED		non réservé	non réservé		
DEFINER	non réservé	non réservé	non réservé		
DEGREE		non réservé	non réservé		
DELETE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
DELIMITER	non réservé				
DELIMITERS	non réservé				
DENSE_RANK		réservé	réservé		
DEPENDS	non réservé				
DEPTH		non réservé	non réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
DEREF		réservé	réservé		
DERIVED		non réservé	non réservé		
DESC	réservé	non réservé	non réservé	réservé	
DESCRIBE		réservé	réservé	réservé	
DESCRIPTOR		non réservé	non réservé	réservé	
DETACH	non réservé				
DETERMINISTIC		réservé	réservé		
DIAGNOSTICS		non réservé	non réservé	réservé	
DICTIONARY	non réservé				
DISABLE	non réservé				
DISCARD	non réservé				
DISCONNECT		réservé	réservé	réservé	
DISPATCH		non réservé	non réservé		
DISTINCT	réservé	réservé	réservé	réservé	
DLNEWCOPY		réservé	réservé		
DLPREVIOUSCOPY		réservé	réservé		
DLURLCOMPLETE		réservé	réservé		
DLURLCOMPLETEONLY		réservé	réservé		
DLURLCOMPLETEWRITE		réservé	réservé		
DLURLPATH		réservé	réservé		
DLURLPATHONLY		réservé	réservé		
DLURLPATHWRITE		réservé	réservé		
DLURLSCHEME		réservé	réservé		
DLURLSERVER		réservé	réservé		
DLVALUE		réservé	réservé		
DO	réservé				
DOCUMENT	non réservé	non réservé	non réservé		
DOMAIN	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
DOUBLE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
DROP	non réservé	réservé	réservé	réservé	
DYNAMIC		réservé	réservé		
DYNAMIC_FUNCTION		non réservé	non réservé	non réservé	
DYNAMIC_FUNCTION_CODE		non réservé	non réservé		
EACH	non réservé	réservé	réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
ELEMENT		réservé	réservé		
ELSE	réservé	réservé	réservé	réservé	
EMPTY		non réservé	non réservé		
ENABLE	non réservé				
ENCODING	non réservé	non réservé	non réservé		
ENCRYPTED	non réservé				
END	réservé	réservé	réservé	réservé	
END-EXEC		réservé	réservé	réservé	
END_FRAME		réservé			
END_PARTITION		réservé			
ENFORCED		non réservé			
ENUM	non réservé				
EQUALS		réservé	non réservé		
ESCAPE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
EVENT	non réservé				
EVERY		réservé	réservé		
EXCEPT	réservé	réservé	réservé	réservé	
EXCEPTION				réservé	
EXCLUDE	non réservé	non réservé	non réservé		
EXCLUDING	non réservé	non réservé	non réservé		
EXCLUSIVE	non réservé				
EXEC		réservé	réservé	réservé	
EXECUTE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
EXISTS	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
EXP		réservé	réservé		
EXPLAIN	non réservé				
EXPRESSION		non réservé			
EXTENSION	non réservé				
EXTERNAL	non réservé	réservé	réservé	réservé	
EXTRACT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
FALSE	réservé	réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
FAMILY	non réservé				
FETCH	réservé	réservé	réservé	réservé	
FILE		non réservé	non réservé		
FILTER	non réservé	réservé	réservé		
FINAL		non réservé	non réservé		
FIRST	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
FIRST_VALUE		réservé	réservé		
FLAG		non réservé	non réservé		
FLOAT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
FLOOR		réservé	réservé		
FOLLOWING	non réservé	non réservé	non réservé		
FOR	réservé	réservé	réservé	réservé	
FORCE	non réservé				
FOREIGN	réservé	réservé	réservé	réservé	
FORTRAN		non réservé	non réservé	non réservé	
FORWARD	non réservé				
FOUND		non réservé	non réservé	réservé	
FRAME_ROW		réservé			
FREE		réservé	réservé		
FREEZE	réservé (peut être une fonction ou un type)				
FROM	réservé	réservé	réservé	réservé	
FS		non réservé	non réservé		
FULL	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
FUNCTION	non réservé	réservé	réservé		
FUNCTIONS	non réservé				
FUSION		réservé	réservé		
G		non réservé	non réservé		
GENERAL		non réservé	non réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
GENERATED	non réservé	non réservé	non réservé		
GET		réservé	réservé	réservé	
GLOBAL	non réservé	réservé	réservé	réservé	
GO		non réservé	non réservé	réservé	
GOTO		non réservé	non réservé	réservé	
GRANT	réservé	réservé	réservé	réservé	
GRANTED	non réservé	non réservé	non réservé		
GREATEST	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)				
GROUP	réservé	réservé	réservé	réservé	
GROUPING	non réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
GROUPS	non réservé	réservé			
HANDLER	non réservé				
HAVING	réservé	réservé	réservé	réservé	
HEADER	non réservé				
HEX		non réservé	non réservé		
HIERARCHY		non réservé	non réservé		
HOLD	non réservé	réservé	réservé		
HOUR	non réservé	réservé	réservé	réservé	
ID		non réservé	non réservé		
IDENTITY	non réservé	réservé	réservé	réservé	
IF	non réservé				
IGNORE		non réservé	non réservé		
ILIKE	réservé (peut être une fonction ou un type)				
IMMEDIATE	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
IMMEDIATELY		non réservé			
IMMUTABLE	non réservé				
IMPLEMENTATION		non réservé	non réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
IMPLICIT	non réservé				
IMPORT	non réservé	réservé	réservé		
IN	réservé	réservé	réservé	réservé	
INCLUDE	non réservé				
INCLUDING	non réservé	non réservé	non réservé		
INCREMENT	non réservé	non réservé	non réservé		
INDENT		non réservé	non réservé		
INDEX	non réservé				
INDEXES	non réservé				
INDICATOR		réservé	réservé	réservé	
INHERIT	non réservé				
INHERITS	non réservé				
INITIALLY	réservé	non réservé	non réservé	réservé	
INLINE	non réservé				
INNER	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
INOUT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
INPUT	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
INSENSITIVE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
INSERT	non réservé	réservé	réservé	réservé	
INSTANCE		non réservé	non réservé		
INSTANTIABLE		non réservé	non réservé		
INSTEAD	non réservé	non réservé	non réservé		
INT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
INTEGER	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
INTEGRITY		non réservé	non réservé		
INTERSECT	réservé	réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
INTERSECTION		réservé	réservé		
INTERVAL	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
INTO	réservé	réservé	réservé	réservé	
INVOKER	non réservé	non réservé	non réservé		
IS	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
ISNULL	réservé (peut être une fonction ou un type)				
ISOLATION	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
JOIN	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
K		non réservé	non réservé		
KEY	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
KEY_MEMBER		non réservé	non réservé		
KEY_TYPE		non réservé	non réservé		
LABEL	non réservé				
LAG		réservé	réservé		
LANGUAGE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
LARGE	non réservé	réservé	réservé		
LAST	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
LAST_VALUE		réservé	réservé		
LATERAL	réservé	réservé	réservé		
LEAD		réservé	réservé		
LEADING	réservé	réservé	réservé	réservé	
LEAKPROOF	non réservé				
LEAST	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)				
LEFT	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
LENGTH		non réservé	non réservé	non réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
LEVEL	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
LIBRARY		non réservé	non réservé		
LIKE	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
LIKE_REGEX		réservé	réservé		
LIMIT	réservé	non réservé	non réservé		
LINK		non réservé	non réservé		
LISTEN	non réservé				
LN		réservé	réservé		
LOAD	non réservé				
LOCAL	non réservé	réservé	réservé	réservé	
LOCALTIME	réservé	réservé	réservé		
LOCALTIMESTAMP	réservé	réservé	réservé		
LOCATION	non réservé	non réservé	non réservé		
LOCATOR		non réservé	non réservé		
LOCK	non réservé				
LOCKED	non réservé				
LOGGED	non réservé				
LOWER		réservé	réservé	réservé	
M		non réservé	non réservé		
MAP		non réservé	non réservé		
MAPPING	non réservé	non réservé	non réservé		
MATCH	non réservé	réservé	réservé	réservé	
MATCHED		non réservé	non réservé		
MATERIALIZED	non réservé				
MAX		réservé	réservé	réservé	
MAXVALUE	non réservé	non réservé	non réservé		
MAX_CARDINALITY			réservé		
MEMBER		réservé	réservé		
MERGE		réservé	réservé		
MESSAGE_LENGTH		non réservé	non réservé	non réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
MESSAGE_OCTET_LENGTH		non réservé	non réservé	non réservé	
MESSAGE_TEXT		non réservé	non réservé	non réservé	
METHOD	non réservé	réservé	réservé		
MIN		réservé	réservé	réservé	
MINUTE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
MINVALUE	non réservé	non réservé	non réservé		
MOD		réservé	réservé		
MODE	non réservé				
MODIFIES		réservé	réservé		
MODULE		réservé	réservé	réservé	
MONTH	non réservé	réservé	réservé	réservé	
MORE		non réservé	non réservé	non réservé	
MOVE	non réservé				
MULTISET		réservé	réservé		
MUMPS		non réservé	non réservé	non réservé	
NAME	non réservé	non réservé	non réservé	non réservé	
NAMES	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
NAMESPACE		non réservé	non réservé		
NATIONAL	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
NATURAL	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
NCHAR	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
NCLOB		réservé	réservé		
NESTING		non réservé	non réservé		
NEW	non réservé	réservé	réservé		
NEXT	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
NFC		non réservé	non réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
NFD		non réservé	non réservé		
NFKC		non réservé	non réservé		
NFKD		non réservé	non réservé		
NIL		non réservé	non réservé		
NO	non réservé	réservé	réservé	réservé	
NONE	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
NORMALIZE		réservé	réservé		
NORMALIZED		non réservé	non réservé		
NOT	réservé	réservé	réservé	réservé	
NOTHING	non réservé				
NOTIFY	non réservé				
NOTNULL	réservé (peut être une fonction ou un type)				
NOWAIT	non réservé				
NTH_VALUE		réservé	réservé		
NTILE		réservé	réservé		
NULL	réservé	réservé	réservé	réservé	
NULLABLE		non réservé	non réservé	non réservé	
NULLIF	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
NULLS	non réservé	non réservé	non réservé		
NUMBER		non réservé	non réservé	non réservé	
NUMERIC	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
OBJECT	non réservé	non réservé	non réservé		
OCCURRENCES_REGEX		réservé	réservé		
OCTETS		non réservé	non réservé		
OCTET_LENGTH		réservé	réservé	réservé	
OF	non réservé	réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
OFF	non réservé	non réservé	non réservé		
OFFSET	réservé	réservé	réservé		
OIDS	non réservé				
OLD	non réservé	réservé	réservé		
ON	réservé	réservé	réservé	réservé	
ONLY	réservé	réservé	réservé	réservé	
OPEN		réservé	réservé	réservé	
OPERATOR	non réservé				
OPTION	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
OPTIONS	non réservé	non réservé	non réservé		
OR	réservé	réservé	réservé	réservé	
ORDER	réservé	réservé	réservé	réservé	
ORDERING		non réservé	non réservé		
ORDINALITY	non réservé	non réservé	non réservé		
OTHERS	non réservé	non réservé	non réservé		
OUT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
OUTER	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
OUTPUT		non réservé	non réservé	réservé	
OVER	non réservé	réservé	réservé		
OVERLAPS	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
OVERLAY	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
OVERRIDING	non réservé	non réservé	non réservé		
OWNED	non réservé				
OWNER	non réservé				
P		non réservé	non réservé		
PAD		non réservé	non réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
PARALLEL	non réservé				
PARAMETER		réservé	réservé		
PARAMETER_MODE		non réservé	non réservé		
PARAMETER_NAME		non réservé	non réservé		
PARAMETER_ORDINAL_POSITION		non réservé	non réservé		
PARAMETER_SPECIFIC_CATALOG		non réservé	non réservé		
PARAMETER_SPECIFIC_NAME		non réservé	non réservé		
PARAMETER_SPECIFIC_SCHEMA		non réservé	non réservé		
PARSER	non réservé				
PARTIAL	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
PARTITION	non réservé	réservé	réservé		
PASCAL		non réservé	non réservé	non réservé	
PASSING	non réservé	non réservé	non réservé		
PASSTHROUGH		non réservé	non réservé		
PASSWORD	non réservé				
PATH		non réservé	non réservé		
PERCENT		réservé			
PERCENTILE_CONT		réservé	réservé		
PERCENTILE_DISC		réservé	réservé		
PERCENT_RANK		réservé	réservé		
PERIOD		réservé			
PERMISSION		non réservé	non réservé		
PLACING	réservé	non réservé	non réservé		
PLANS	non réservé				
PLI		non réservé	non réservé	non réservé	
POLICY	non réservé				
PORTION		réservé			
POSITION	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
POSITION_REGEX		réservé	réservé		
POWER		réservé	réservé		
PRECEDES		réservé			
PRECEDING	non réservé	non réservé	non réservé		
PRECISION	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
PREPARE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
PREPARED	non réservé				
PRESERVE	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
PRIMARY	réservé	réservé	réservé	réservé	
PRIOR	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
PRIVILEGES	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
PROCEDURAL	non réservé				
PROCEDURE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
PROCEDURES	non réservé				
PROGRAM	non réservé				
PUBLIC		non réservé	non réservé	réservé	
PUBLICATION	non réservé				
QUOTE	non réservé				
RANGE	non réservé	réservé	réservé		
RANK		réservé	réservé		
READ	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
READS		réservé	réservé		
REAL	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
REASSIGN	non réservé				
RECHECK	non réservé				
RECOVERY		non réservé	non réservé		
RECURSIVE	non réservé	réservé	réservé		
REF	non réservé	réservé	réservé		
REFERENCES	réservé	réservé	réservé	réservé	
REFERENCING	non réservé	réservé	réservé		
REFRESH	non réservé				

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
REGR_AVGX		réservé	réservé		
REGR_AVGY		réservé	réservé		
REGR_COUNT		réservé	réservé		
REGR_INTERCEPT		réservé	réservé		
REGR_R2		réservé	réservé		
REGR_SLOPE		réservé	réservé		
REGR_SXX		réservé	réservé		
REGR_SXY		réservé	réservé		
REGR_SYY		réservé	réservé		
REINDEX	non réservé				
RELATIVE	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
RELEASE	non réservé	réservé	réservé		
RENAME	non réservé				
REPEATABLE	non réservé	non réservé	non réservé	non réservé	
REPLACE	non réservé				
REPLICA	non réservé				
REQUIRING		non réservé	non réservé		
RESET	non réservé				
RESPECT		non réservé	non réservé		
RESTART	non réservé	non réservé	non réservé		
RESTORE		non réservé	non réservé		
RESTRICT	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
RESULT		réservé	réservé		
RETURN		réservé	réservé		
RETURNED_CARDINALITY		non réservé	non réservé		
RETURNED_LENGTH		non réservé	non réservé	non réservé	
RETURNED_OCTET_LENGTH		non réservé	non réservé	non réservé	
RETURNED_SQLSTATE		non réservé	non réservé	non réservé	
RETURNING	réservé	non réservé	non réservé		
RETURNS	non réservé	réservé	réservé		
REVOKE	non réservé	réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
RIGHT	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
ROLE	non réservé	non réservé	non réservé		
ROLLBACK	non réservé	réservé	réservé	réservé	
ROLLUP	non réservé	réservé	réservé		
ROUTINE		non réservé	non réservé	non-reserved	
ROUTINES	non-reserved				
ROUTINE_CATALOG		non réservé	non réservé		
ROUTINE_NAME		non réservé	non réservé		
ROUTINE_SCHEMA		non réservé	non réservé		
ROW	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
ROWS	non réservé	réservé	réservé	réservé	
ROW_COUNT		non réservé	non réservé	non réservé	
ROW_NUMBER		réservé	réservé		
RULE	non réservé				
SAVEPOINT	non réservé	réservé	réservé		
SCALE		non réservé	non réservé	non réservé	
SCHEMA	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
SCHEMAS	non réservé				
SCHEMA_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
SCOPE		réservé	réservé		
SCOPE_CATALOG		non réservé	non réservé		
SCOPE_NAME		non réservé	non réservé		
SCOPE_SCHEMA		non réservé	non réservé		
SCROLL	non réservé	réservé	réservé	réservé	
SEARCH	non réservé	réservé	réservé		
SECOND	non réservé	réservé	réservé	réservé	
SECTION		non réservé	non réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
SECURITY	non réservé	non réservé	non réservé		
SELECT	réservé	réservé	réservé	réservé	
SELECTIVE		non réservé	non réservé		
SELF		non réservé	non réservé		
SENSITIVE		réservé	réservé		
SEQUENCE	non réservé	non réservé	non réservé		
SEQUENCES	non réservé				
SERIALIZABLE	non réservé	non réservé	non réservé	non réservé	
SERVER	non réservé	non réservé	non réservé		
SERVER_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
SESSION	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
SESSION_USER	réservé	réservé	réservé	réservé	
SET	non réservé	réservé	réservé	réservé	
SETOF	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)				
SETS	non réservé	non réservé	non réservé		
SHARE	non réservé				
SHOW	non réservé				
SIMILAR	réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
SIMPLE	non réservé	non réservé	non réservé		
SIZE		non réservé	non réservé	réservé	
SKIP	non réservé				
SMALLINT	non réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
SNAPSHOT	non réservé				
SOME	réservé	réservé	réservé	réservé	
SOURCE		non réservé	non réservé		
SPACE		non réservé	non réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
SPECIFIC		réservé	réservé		
SPECIFICTYPE		réservé	réservé		
SPECIFIC_NAME		non réservé	non réservé		
SQL	non réservé	réservé	réservé	réservé	
SQLCODE				réservé	
SQLERROR				réservé	
SQLEXCEPTION		réservé	réservé		
SQLSTATE		réservé	réservé	réservé	
SQLWARNING		réservé	réservé		
SQRT		réservé	réservé		
STABLE	non réservé				
STANDALONE	non réservé	non réservé	non réservé		
START	non réservé	réservé	réservé		
STATE		non réservé	non réservé		
STATEMENT	non réservé	non réservé	non réservé		
STATIC		réservé	réservé		
STATISTICS	non réservé				
STDDEV_POP		réservé	réservé		
STDDEV_SAMP		réservé	réservé		
STDIN	non réservé				
STDOUT	non réservé				
STORAGE	non réservé				
STRICT	non réservé				
STRIP	non réservé	non réservé	non réservé		
STRUCTURE		non réservé	non réservé		
STYLE		non réservé	non réservé		
SUBCLASS_ORIGIN		non réservé	non réservé	non réservé	
SUBMULTISET		réservé	réservé		
SUBSCRIPTION	non réservé				
SUBSTRING	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
SUBSTRING_REGEX		réservé	réservé		
SUCCEEDS		réservé			
SUM		réservé	réservé	réservé	

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
SYMMETRIC	réservé	réservé	réservé		
SYSID	non réservé				
SYSTEM	non réservé	réservé	réservé		
SYSTEM_TIME		réservé			
SYSTEM_USER		réservé	réservé	réservé	
T		non réservé	non réservé		
TABLE	réservé	réservé	réservé	réservé	
TABLES	non réservé				
TABLESAMPLE	non réservé (peut être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
TABLESPACE	non réservé				
TABLE_NAME		non réservé	non réservé	non réservé	
TEMP	non réservé				
TEMPLATE	non réservé				
TEMPORARY	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
TEXT	non réservé				
THEN	réservé	réservé	réservé	réservé	
TIES	non réservé	non réservé	non réservé		
TIME	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
TIMESTAMP	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
TIMEZONE_HOUR		réservé	réservé	réservé	
TIMEZONE_MINUTE		réservé	réservé	réservé	
TO	réservé	réservé	réservé	réservé	
TOKEN		non réservé	non réservé		
TOP_LEVEL_COUNT		non réservé	non réservé		
TRAILING	réservé	réservé	réservé	réservé	
TRANSACTION	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
TRANSACTIONS_COMMITTED		non réservé	non réservé		
TRANSACTIONS_ROLLED_BACK		non réservé	non réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
TRANSACTION_ACTIVE		non réservé	non réservé		
TRANSFORM	non réservé	non réservé	non réservé		
TRANSFORMS		non réservé	non réservé		
TRANSLATE		réservé	réservé	réservé	
TRANSLATE_REGEX		réservé	réservé		
TRANSLATION		réservé	réservé	réservé	
TREAT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
TRIGGER	non réservé	réservé	réservé		
TRIGGER_CATALOG		non réservé	non réservé		
TRIGGER_NAME		non réservé	non réservé		
TRIGGER_SCHEMA		non réservé	non réservé		
TRIM	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
TRIM_ARRAY		réservé	réservé		
TRUE	réservé	réservé	réservé	réservé	
TRUNCATE	non réservé	réservé	réservé		
TRUSTED	non réservé				
TYPE	non réservé	non réservé	non réservé	non réservé	
TYPES	non réservé				
UESCAPE		réservé	réservé		
UNBOUNDED	non réservé	non réservé	non réservé		
UNCOMMITTED	non réservé	non réservé	non réservé	non réservé	
UNDER		non réservé	non réservé		
UNENCRYPTED	non réservé				
UNION	réservé	réservé	réservé	réservé	
UNIQUE	réservé	réservé	réservé	réservé	
UNKNOWN	non réservé	réservé	réservé	réservé	
UNLINK		non réservé	non réservé		
UNLISTEN	non réservé				

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
UNLOGGED	non réservé				
UNNAMED		non réservé	non réservé	non réservé	
UNNEST		réservé	réservé		
UNTIL	non réservé				
UNTYPED		non réservé	non réservé		
UPDATE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
UPPER		réservé	réservé	réservé	
URI		non réservé	non réservé		
USAGE		non réservé	non réservé	réservé	
USER	réservé	réservé	réservé	réservé	
USER_DEFINED_TYPE_CATALOG		non réservé	non réservé		
USER_DEFINED_TYPE_CODE		non réservé	non réservé		
USER_DEFINED_TYPE_NAME		non réservé	non réservé		
USER_DEFINED_TYPE_SCHEMA		non réservé	non réservé		
USING	réservé	réservé	réservé	réservé	
VACUUM	non réservé				
VALID	non réservé	non réservé	non réservé		
VALIDATE	non réservé				
VALIDATOR	non réservé				
VALUE	non réservé	réservé	réservé	réservé	
VALUES	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
VALUE_OF		réservé			
VARBINARY		réservé	réservé		
VARCHAR	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé	réservé	
VARIADIC	réservé				
VARYING	non réservé	réservé	réservé	réservé	
VAR_POP		réservé	réservé		
VAR_SAMP		réservé	réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
VERBOSE	réservé (peut être une fonction ou un type)				
VERSION	non réservé	non réservé	non réservé		
VERSIONING		réservé			
VIEW	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
VIEWS	non réservé				
VOLATILE	non réservé				
WHEN	réservé	réservé	réservé	réservé	
WHENEVER		réservé	réservé	réservé	
WHERE	réservé	réservé	réservé	réservé	
WHITESPACE	non réservé	non réservé	non réservé		
WIDTH_BUCKET		réservé	réservé		
WINDOW	réservé	réservé	réservé		
WITH	réservé	réservé	réservé	réservé	
WITHIN	non réservé	réservé	réservé		
WITHOUT	non réservé	réservé	réservé		
WORK	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
WRAPPER	non réservé	non réservé	non réservé		
WRITE	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	
XML	non réservé	réservé	réservé		
XMLAGG		réservé	réservé		
XMLATTRIBUTES	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLBINARY		réservé	réservé		
XMLCAST		réservé	réservé		
XMLCOMMENT		réservé	réservé		
XMLCONCAT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLDECLARATION		non réservé	non réservé		
XMLDOCUMENT		réservé	réservé		
XMLELEMENT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		

Mot-clé	PostgreSQL	SQL:2011	SQL:2008	SQL-92	
XMLEXISTS	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLFOREST	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLITERATE		réservé	réservé		
XMLNAMESPACES	non réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLPARSE	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLPI	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLQUERY		réservé	réservé		
XMLROOT	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)				
XMLSCHEMA		non réservé	non réservé		
XMLSERIALIZE	non-réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLTABLE	non réservé (ne peut pas être une fonction ou un type)	réservé	réservé		
XMLTEXT		réservé	réservé		
XMLVALIDATE		réservé	réservé		
YEAR	non réservé	réservé	réservé	réservé	
YES	non réservé	non réservé	non réservé		
ZONE	non réservé	non réservé	non réservé	réservé	

Annexe D. Conformité SQL

Cette section explique dans quelle mesure PostgreSQL se conforme à la norme SQL en vigueur. Les informations qui suivent ne représentent pas une liste exhaustive de conformance, mais présentent les thèmes principaux utilement et raisonnablement détaillés.

Le nom complet du standard SQL est ISO/IEC 9075 « Database Language SQL ». Le standard est modifié de temps en temps. La mise à jour la plus récente est apparue en 2011. La version 2011 version a la référence ISO/IEC 9075:2011, ou plus simplement SQL:2011. Les versions antérieures sont SQL:2008, SQL:2006, SQL:2003, SQL:1999 et SQL-92. Chaque version remplace la précédente. Il n'y a donc aucun mérite à revendiquer une compatibilité avec une version antérieure du standard.

Le développement de PostgreSQL respecte le standard en vigueur, tant que celui-ci ne s'oppose pas aux fonctionnalités traditionnelles ou au bon sens. Un grand nombre des fonctionnalités requises par le standard SQL sont déjà supportées. Parfois avec une syntaxe ou un fonctionnement légèrement différents. Une meilleure compatibilité est attendue pour les prochaines versions.

SQL-92 définit trois niveaux de conformité : basique (*Entry*), intermédiaire (*Intermediate*) et complète (*Full*). La majorité des systèmes de gestion de bases de données se prétendaient compatibles au standard SQL dès lors qu'ils se conformaient au niveau Entry ; l'ensemble des fonctionnalités des niveaux Intermediate et Full étaient, soit trop volumineux, soit en conflit avec les fonctionnalités implantées.

À partir de SQL99, le standard SQL définit un vaste ensemble de fonctionnalités individuelles à la place des trois niveaux de fonctionnalités définis dans SQL-92. Une grande partie représente les fonctionnalités « centrales » que chaque implantation conforme de SQL doit fournir. Les fonctionnalités restantes sont purement optionnelles. Certaines sont regroupées au sein de « paquetages » auxquels une implantation peut se déclarer conforme. On parle alors de conformité à un groupe de fonctionnalités.

Les versions standards commençant avec SQL:2003 sont également divisé en parties. Chacune est connue par un pseudonyme. Leur numérotation n'est pas consécutive :

- ISO/IEC 9075-1 Framework (SQL/Framework)
- ISO/IEC 9075-2 Foundation (SQL/Foundation)
- ISO/IEC 9075-3 Call Level Interface (SQL/CLI)
- ISO/IEC 9075-4 Persistent Stored Modules (SQL/PSM)
- ISO/IEC 9075-9 Management of External Data (SQL/MED)
- ISO/IEC 9075-10 Object Language Bindings (SQL/OLB)
- ISO/IEC 9075-11 Information and Definition Schemas (SQL/Schemata)
- ISO/IEC 9075-13 Routines and Types using the Java Language (SQL/JRT)
- ISO/IEC 9075-14 XML-related specifications (SQL/XML)

PostgreSQL couvre les parties 1, 2, 9, 11 et 14. La partie 3 est couverte par l'interface ODBC, et la partie 13 est couverte par le plugin PL/Java, mais une conformance exacte n'est pas actuellement vérifiée par ses composants. Il n'y a pas actuellement d'implantations des parties 4 et 10 pour PostgreSQL.

PostgreSQL supporte la plupart des fonctionnalités majeures de SQL:2011. Sur les 179 fonctionnalités requises pour une conformité « centrale » complète (*full Core conformance*), PostgreSQL se conforme à plus de 160. De plus, il existe une longue liste de fonctionnalités optionelles supportées. À la date de rédaction de ce document, aucune version de quelque système de gestion de bases de données que ce soit n'affiche une totale conformité au cœur de SQL:2011.

Les deux sections qui suivent présentent la liste des fonctionnalités supportées par PostgreSQL et celle des fonctionnalités définies dans SQL:2011 qui ne sont pas encore prises en compte. Ces deux listes sont approximatives : certains détails d'une fonctionnalité présentée comme supportée peuvent ne pas être conformes, alors que de grandes parties d'une fonctionnalité non supportée peuvent être implantées. La documentation principale fournit les informations précises sur ce qui est, ou non, supporté.

> **Note**
>
> Les codes de fonctionnalité contenant un tiret sont des sous-fonctionnalités. Si une sous-fonctionnalité n'est pas supportée, la fonctionnalité elle-même sera déclarée non supportée, alors même que d'autres de ses sous-fonctionnalités le sont.

D.1. Fonctionnalités supportées

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
B012		Embedded C	
B021		Direct SQL	
E011	Core	Numeric data types	
E011-01	Core	INTEGER and SMALLINT data types	
E011-02	Core	REAL, DOUBLE PRECISION, and FLOAT data types	
E011-03	Core	DECIMAL and NUMERIC data types	
E011-04	Core	Arithmetic operators	
E011-05	Core	Numeric comparison	
E011-06	Core	Implicit casting among the numeric data types	
E021	Core	Character data types	
E021-01	Core	CHARACTER data type	
E021-02	Core	CHARACTER VARYING data type	
E021-03	Core	Character literals	
E021-04	Core	CHARACTER_LENGTH function	trims trailing spaces from CHARACTER values before counting
E021-05	Core	OCTET_LENGTH function	
E021-06	Core	SUBSTRING function	
E021-07	Core	Character concatenation	
E021-08	Core	UPPER and LOWER functions	
E021-09	Core	TRIM function	
E021-10	Core	Implicit casting among the character string types	
E021-11	Core	POSITION function	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
E021-12	Core	Character comparison	
E031	Core	Identifiers	
E031-01	Core	Delimited identifiers	
E031-02	Core	Lower case identifiers	
E031-03	Core	Trailing underscore	
E051	Core	Basic query specification	
E051-01	Core	SELECT DISTINCT	
E051-02	Core	GROUP BY clause	
E051-04	Core	GROUP BY can contain columns not in <select list>	
E051-05	Core	Select list items can be renamed	
E051-06	Core	HAVING clause	
E051-07	Core	Qualified * in select list	
E051-08	Core	Correlation names in the FROM clause	
E051-09	Core	Rename columns in the FROM clause	
E061	Core	Basic predicates and search conditions	
E061-01	Core	Comparison predicate	
E061-02	Core	BETWEEN predicate	
E061-03	Core	IN predicate with list of values	
E061-04	Core	LIKE predicate	
E061-05	Core	LIKE predicate ESCAPE clause	
E061-06	Core	NULL predicate	
E061-07	Core	Quantified comparison predicate	
E061-08	Core	EXISTS predicate	
E061-09	Core	Subqueries in comparison predicate	
E061-11	Core	Subqueries in IN predicate	
E061-12	Core	Subqueries in quantified comparison predicate	
E061-13	Core	Correlated subqueries	
E061-14	Core	Search condition	
E071	Core	Basic query expressions	
E071-01	Core	UNION DISTINCT table operator	
E071-02	Core	UNION ALL table operator	
E071-03	Core	EXCEPT DISTINCT table operator	
E071-05	Core	Columns combined via table operators need not have exactly the same data type	
E071-06	Core	Table operators in subqueries	
E081	Core	Basic Privileges	
E081-01	Core	SELECT privilege	
E081-02	Core	DELETE privilege	
E081-03	Core	INSERT privilege at the table level	
E081-04	Core	UPDATE privilege at the table level	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
E081-05	Core	UPDATE privilege at the column level	
E081-06	Core	REFERENCES privilege at the table level	
E081-07	Core	REFERENCES privilege at the column level	
E081-08	Core	WITH GRANT OPTION	
E081-09	Core	USAGE privilege	
E081-10	Core	EXECUTE privilege	
E091	Core	Set functions	
E091-01	Core	AVG	
E091-02	Core	COUNT	
E091-03	Core	MAX	
E091-04	Core	MIN	
E091-05	Core	SUM	
E091-06	Core	ALL quantifier	
E091-07	Core	DISTINCT quantifier	
E101	Core	Basic data manipulation	
E101-01	Core	INSERT statement	
E101-03	Core	Searched UPDATE statement	
E101-04	Core	Searched DELETE statement	
E111	Core	Single row SELECT statement	
E121	Core	Basic cursor support	
E121-01	Core	DECLARE CURSOR	
E121-02	Core	ORDER BY columns need not be in select list	
E121-03	Core	Value expressions in ORDER BY clause	
E121-04	Core	OPEN statement	
E121-06	Core	Positioned UPDATE statement	
E121-07	Core	Positioned DELETE statement	
E121-08	Core	CLOSE statement	
E121-10	Core	FETCH statement implicit NEXT	
E121-17	Core	WITH HOLD cursors	
E131	Core	Null value support (nulls in lieu of values)	
E141	Core	Basic integrity constraints	
E141-01	Core	NOT NULL constraints	
E141-02	Core	UNIQUE constraints of NOT NULL columns	
E141-03	Core	PRIMARY KEY constraints	
E141-04	Core	Basic FOREIGN KEY constraint with the NO ACTION default for both referential delete action and referential update action	
E141-06	Core	CHECK constraints	
E141-07	Core	Column defaults	
E141-08	Core	NOT NULL inferred on PRIMARY KEY	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
E141-10	Core	Names in a foreign key can be specified in any order	
E151	Core	Transaction support	
E151-01	Core	COMMIT statement	
E151-02	Core	ROLLBACK statement	
E152	Core	Basic SET TRANSACTION statement	
E152-01	Core	SET TRANSACTION statement: ISOLATION LEVEL SERIALIZABLE clause	
E152-02	Core	SET TRANSACTION statement: READ ONLY and READ WRITE clauses	
E153	Core	Updatable queries with subqueries	
E161	Core	SQL comments using leading double minus	
E171	Core	SQLSTATE support	
F021	Core	Basic information schema	
F021-01	Core	COLUMNS view	
F021-02	Core	TABLES view	
F021-03	Core	VIEWS view	
F021-04	Core	TABLE_CONSTRAINTS view	
F021-05	Core	REFERENTIAL_CONSTRAINTS view	
F021-06	Core	CHECK_CONSTRAINTS view	
F031	Core	Basic schema manipulation	
F031-01	Core	CREATE TABLE statement to create persistent base tables	
F031-02	Core	CREATE VIEW statement	
F031-03	Core	GRANT statement	
F031-04	Core	ALTER TABLE statement: ADD COLUMN clause	
F031-13	Core	DROP TABLE statement: RESTRICT clause	
F031-16	Core	DROP VIEW statement: RESTRICT clause	
F031-19	Core	REVOKE statement: RESTRICT clause	
F032		CASCADE drop behavior	
F033		ALTER TABLE statement: DROP COLUMN clause	
F034		Extended REVOKE statement	
F034-01		REVOKE statement performed by other than the owner of a schema object	
F034-02		REVOKE statement: GRANT OPTION FOR clause	
F034-03		REVOKE statement to revoke a privilege that the grantee has WITH GRANT OPTION	
F041	Core	Basic joined table	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
F041-01	Core	Inner join (but not necessarily the INNER keyword)	
F041-02	Core	INNER keyword	
F041-03	Core	LEFT OUTER JOIN	
F041-04	Core	RIGHT OUTER JOIN	
F041-05	Core	Outer joins can be nested	
F041-07	Core	The inner table in a left or right outer join can also be used in an inner join	
F041-08	Core	All comparison operators are supported (rather than just =)	
F051	Core	Basic date and time	
F051-01	Core	DATE data type (including support of DATE literal)	
F051-02	Core	TIME data type (including support of TIME literal) with fractional seconds precision of at least 0	
F051-03	Core	TIMESTAMP data type (including support of TIMESTAMP literal) with fractional seconds precision of at least 0 and 6	
F051-04	Core	Comparison predicate on DATE, TIME, and TIMESTAMP data types	
F051-05	Core	Explicit CAST between datetime types and character string types	
F051-06	Core	CURRENT_DATE	
F051-07	Core	LOCALTIME	
F051-08	Core	LOCALTIMESTAMP	
F052	Enhanced datetime facilities	Intervals and datetime arithmetic	
F053		OVERLAPS predicate	
F081	Core	UNION and EXCEPT in views	
F111		Isolation levels other than SERIALIZABLE	
F111-01		READ UNCOMMITTED isolation level	
F111-02		READ COMMITTED isolation level	
F111-03		REPEATABLE READ isolation level	
F131	Core	Grouped operations	
F131-01	Core	WHERE, GROUP BY, and HAVING clauses supported in queries with grouped views	
F131-02	Core	Multiple tables supported in queries with grouped views	
F131-03	Core	Set functions supported in queries with grouped views	
F131-04	Core	Subqueries with GROUP BY and HAVING clauses and grouped views	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
F131-05	Core	Single row SELECT with GROUP BY and HAVING clauses and grouped views	
F171		Multiple schemas per user	
F191	Enhanced integrity management	Referential delete actions	
F200		TRUNCATE TABLE statement	
F201	Core	CAST function	
F202		TRUNCATE TABLE: identity column restart option	
F221	Core	Explicit defaults	
F222		INSERT statement: DEFAULT VALUES clause	
F231		Privilege tables	
F231-01		TABLE_PRIVILEGES view	
F231-02		COLUMN_PRIVILEGES view	
F231-03		USAGE_PRIVILEGES view	
F251		Domain support	
F261	Core	CASE expression	
F261-01	Core	Simple CASE	
F261-02	Core	Searched CASE	
F261-03	Core	NULLIF	
F261-04	Core	COALESCE	
F262		Extended CASE expression	
F271		Compound character literals	
F281		LIKE enhancements	
F302		INTERSECT table operator	
F302-01		INTERSECT DISTINCT table operator	
F302-02		INTERSECT ALL table operator	
F304		EXCEPT ALL table operator	
F311-01	Core	CREATE SCHEMA	
F311-02	Core	CREATE TABLE for persistent base tables	
F311-03	Core	CREATE VIEW	
F311-04	Core	CREATE VIEW: WITH CHECK OPTION	
F311-05	Core	GRANT statement	
F321		User authorization	
F361		Subprogram support	
F381		Extended schema manipulation	
F381-01		ALTER TABLE statement: ALTER COLUMN clause	
F381-02		ALTER TABLE statement: ADD CONSTRAINT clause	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
F381-03		ALTER TABLE statement: DROP CONSTRAINT clause	
F382		Alter column data type	
F383		Set column not null clause	
F384		Drop identity property clause	
F386		Set identity column generation clause	
F391		Long identifiers	
F392		Unicode escapes in identifiers	
F393		Unicode escapes in literals	
F401		Extended joined table	
F401-01		NATURAL JOIN	
F401-02		FULL OUTER JOIN	
F401-04		CROSS JOIN	
F402		Named column joins for LOBs, arrays, and multisets	
F411	Enhanced datetime facilities	Time zone specification	differences regarding literal interpretation
F421		National character	
F431		Read-only scrollable cursors	
F431-01		FETCH with explicit NEXT	
F431-02		FETCH FIRST	
F431-03		FETCH LAST	
F431-04		FETCH PRIOR	
F431-05		FETCH ABSOLUTE	
F431-06		FETCH RELATIVE	
F441		Extended set function support	
F442		Mixed column references in set functions	
F471	Core	Scalar subquery values	
F481	Core	Expanded NULL predicate	
F491	Enhanced integrity management	Constraint management	
F501	Core	Features and conformance views	
F501-01	Core	SQL_FEATURES view	
F501-02	Core	SQL_SIZING view	
F501-03	Core	SQL_LANGUAGES view	
F502		Enhanced documentation tables	
F502-01		SQL_SIZING_PROFILES view	
F502-02		SQL_IMPLEMENTATION_INFO view	
F502-03		SQL_PACKAGES view	
F531		Temporary tables	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
F555	Enhanced datetime facilities	Enhanced seconds precision	
F561		Full value expressions	
F571		Truth value tests	
F591		Derived tables	
F611		Indicator data types	
F641		Row and table constructors	
F651		Catalog name qualifiers	
F661		Simple tables	
F672		Retrospective check constraints	
F690		Collation support	but no character set support
F692		Extended collation support	
F701	Enhanced integrity management	Referential update actions	
F711		ALTER domain	
F731		INSERT column privileges	
F751		View CHECK enhancements	
F761		Session management	
F762		CURRENT_CATALOG	
F763		CURRENT_SCHEMA	
F771		Connection management	
F781		Self-referencing operations	
F791		Insensitive cursors	
F801		Full set function	
F850		Top-level <order by clause> in <query expression>	
F851		<order by clause> in subqueries	
F852		Top-level <order by clause> in views	
F855		Nested <order by clause> in <query expression>	
F856		Nested <fetch first clause> in <query expression>	
F857		Top-level <fetch first clause> in <query expression>	
F858		<fetch first clause> in subqueries	
F859		Top-level <fetch first clause> in views	
F860		<fetch first row count> in <fetch first clause>	
F861		Top-level <result offset clause> in <query expression>	
F862		<result offset clause> in subqueries	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
F863		Nested <result offset clause> in <query expression>	
F864		Top-level <result offset clause> in views	
F865		<offset row count> in <result offset clause>	
S071	Enhanced object support	SQL paths in function and type name resolution	
S092		Arrays of user-defined types	
S095		Array constructors by query	
S096		Optional array bounds	
S098		ARRAY_AGG	
S111	Enhanced object support	ONLY in query expressions	
S201		SQL-invoked routines on arrays	
S201-01		Array parameters	
S201-02		Array as result type of functions	
S211	Enhanced object support	User-defined cast functions	
S301		Enhanced UNNEST	
T031		BOOLEAN data type	
T071		BIGINT data type	
T121		WITH (excluding RECURSIVE) in query expression	
T122		WITH (excluding RECURSIVE) in subquery	
T131		Recursive query	
T132		Recursive query in subquery	
T141		SIMILAR predicate	
T151		DISTINCT predicate	
T152		DISTINCT predicate with negation	
T171		LIKE clause in table definition	
T172		AS subquery clause in table definition	
T173		Extended LIKE clause in table definition	
T174		Identity columns	
T177		Sequence generator support: simple restart option	
T178		Identity columns: simple restart option	
T191	Enhanced integrity management	Referential action RESTRICT	
T201	Enhanced integrity management	Comparable data types for referential constraints	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
T211-01	Active database, Enhanced integrity management	Triggers activated on UPDATE, INSERT, or DELETE of one base table	
T211-02	Active database, Enhanced integrity management	BEFORE triggers	
T211-03	Active database, Enhanced integrity management	AFTER triggers	
T211-04	Active database, Enhanced integrity management	FOR EACH ROW triggers	
T211-05	Active database, Enhanced integrity management	Ability to specify a search condition that must be true before the trigger is invoked	
T211-07	Active database, Enhanced integrity management	TRIGGER privilege	
T212	Enhanced integrity management	Enhanced trigger capability	
T213		INSTEAD OF triggers	
T231		Sensitive cursors	
T241		START TRANSACTION statement	
T271		Savepoints	
T281		SELECT privilege with column granularity	
T285		Enhanced derived column names	
T312		OVERLAY function	
T321-01	Core	User-defined functions with no overloading	
T321-02	Core	User-defined stored procedures with no overloading	
T321-03	Core	Function invocation	
T321-04	Core	CALL statement	
T321-06	Core	ROUTINES view	
T321-07	Core	PARAMETERS view	
T323		Explicit security for external routines	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
T325		Qualified SQL parameter references	
T331		Basic roles	
T341		Overloading of SQL-invoked functions and procedures	
T351		Bracketed SQL comments (/*...*/ comments)	
T431	OLAP	Extended grouping capabilities	
T432		Nested and concatenated GROUPING SETS	
T433		Multiargument GROUPING function	
T441		ABS and MOD functions	
T461		Symmetric BETWEEN predicate	
T491		LATERAL derived table	
T501		Enhanced EXISTS predicate	
T521		Named arguments in CALL statement	
T551		Optional key words for default syntax	
T581		Regular expression substring function	
T591		UNIQUE constraints of possibly null columns	
T611	OLAP	Elementary OLAP operations	
T613		Sampling	
T614		NTILE function	
T615		LEAD and LAG functions	
T617		FIRST_VALUE and LAST_VALUE function	
T620		WINDOW clause: GROUPS option	
T621		Enhanced numeric functions	
T631	Core	IN predicate with one list element	
T651		SQL-schema statements in SQL routines	
T655		Cyclically dependent routines	
X010		XML type	
X011		Arrays of XML type	
X014		Attributes of XML type	
X016		Persistent XML values	
X020		XMLConcat	
X031		XMLElement	
X032		XMLForest	
X034		XMLAgg	
X035		XMLAgg: ORDER BY option	
X036		XMLComment	
X037		XMLPI	
X040		Basic table mapping	
X041		Basic table mapping: nulls absent	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
X042		Basic table mapping: null as nil	
X043		Basic table mapping: table as forest	
X044		Basic table mapping: table as element	
X045		Basic table mapping: with target namespace	
X046		Basic table mapping: data mapping	
X047		Basic table mapping: metadata mapping	
X048		Basic table mapping: base64 encoding of binary strings	
X049		Basic table mapping: hex encoding of binary strings	
X050		Advanced table mapping	
X051		Advanced table mapping: nulls absent	
X052		Advanced table mapping: null as nil	
X053		Advanced table mapping: table as forest	
X054		Advanced table mapping: table as element	
X055		Advanced table mapping: with target namespace	
X056		Advanced table mapping: data mapping	
X057		Advanced table mapping: metadata mapping	
X058		Advanced table mapping: base64 encoding of binary strings	
X059		Advanced table mapping: hex encoding of binary strings	
X060		XMLParse: character string input and CONTENT option	
X061		XMLParse: character string input and DOCUMENT option	
X070		XMLSerialize: character string serialization and CONTENT option	
X071		XMLSerialize: character string serialization and DOCUMENT option	
X072		XMLSerialize: character string serialization	
X090		XML document predicate	
X120		XML parameters in SQL routines	
X121		XML parameters in external routines	
X222		XML passing mechanism BY REF	
X301		XMLTable: derived column list option	
X302		XMLTable: ordinality column option	
X303		XMLTable: column default option	
X304		XMLTable: passing a context item	must be XML DOCUMENT
X400		Name and identifier mapping	
X410		Alter column data type: XML type	

D.2. Fonctionnalités non supportées

Les fonctionnalités suivantes définies dans SQL:2011 ne sont pas implantées dans cette version de PostgreSQL. Dans certains cas, des fonctionnalités similaires sont disponibles.

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
B011		Embedded Ada	
B013		Embedded COBOL	
B014		Embedded Fortran	
B015		Embedded MUMPS	
B016		Embedded Pascal	
B017		Embedded PL/I	
B031		Basic dynamic SQL	
B032		Extended dynamic SQL	
B032-01		<describe input statement>	
B033		Untyped SQL-invoked function arguments	
B034		Dynamic specification of cursor attributes	
B035		Non-extended descriptor names	
B041		Extensions to embedded SQL exception declarations	
B051		Enhanced execution rights	
B111		Module language Ada	
B112		Module language C	
B113		Module language COBOL	
B114		Module language Fortran	
B115		Module language MUMPS	
B116		Module language Pascal	
B117		Module language PL/I	
B121		Routine language Ada	
B122		Routine language C	
B123		Routine language COBOL	
B124		Routine language Fortran	
B125		Routine language MUMPS	
B126		Routine language Pascal	
B127		Routine language PL/I	
B128		Routine language SQL	
B211		Module language Ada: VARCHAR and NUMERIC support	
B221		Routine language Ada: VARCHAR and NUMERIC support	
E182	Core	Module language	
F054		TIMESTAMP in DATE type precedence list	
F121		Basic diagnostics management	
F121-01		GET DIAGNOSTICS statement	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
F121-02		SET TRANSACTION statement: DIAGNOSTICS SIZE clause	
F122		Enhanced diagnostics management	
F123		All diagnostics	
F181	Core	Multiple module support	
F263		Comma-separated predicates in simple CASE expression	
F291		UNIQUE predicate	
F301		CORRESPONDING in query expressions	
F311	Core	Schema definition statement	
F312		MERGE statement	consider INSERT ... ON CONFLICT DO UPDATE
F313		Enhanced MERGE statement	
F314		MERGE statement with DELETE branch	
F341		Usage tables	no ROUTINE_*_USAGE tables
F385		Drop column generation expression clause	
F394		Optional normal form specification	
F403		Partitioned joined tables	
F451		Character set definition	
F461		Named character sets	
F492		Optional table constraint enforcement	
F521	Enhanced integrity management	Assertions	
F671	Enhanced integrity management	Subqueries in CHECK	intentionally omitted
F693		SQL-session and client module collations	
F695		Translation support	
F696		Additional translation documentation	
F721		Deferrable constraints	foreign and unique keys only
F741		Referential MATCH types	no partial match yet
F812	Core	Basic flagging	
F813		Extended flagging	
F821		Local table references	
F831		Full cursor update	
F831-01		Updatable scrollable cursors	
F831-02		Updatable ordered cursors	
F841		LIKE_REGEX predicate	
F842		OCCURRENCES_REGEX function	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
F843		POSITION_REGEX function	
F844		SUBSTRING_REGEX function	
F845		TRANSLATE_REGEX function	
F846		Octet support in regular expression operators	
F847		Nonconstant regular expressions	
F866		FETCH FIRST clause: PERCENT option	
F867		FETCH FIRST clause: WITH TIES option	
S011	Core	Distinct data types	
S011-01	Core	USER_DEFINED_TYPES view	
S023	Basic object support	Basic structured types	
S024	Enhanced object support	Enhanced structured types	
S025		Final structured types	
S026		Self-referencing structured types	
S027		Create method by specific method name	
S028		Permutable UDT options list	
S041	Basic object support	Basic reference types	
S043	Enhanced object support	Enhanced reference types	
S051	Basic object support	Create table of type	partially supported
S081	Enhanced object support	Subtables	
S091		Basic array support	partially supported
S091-01		Arrays of built-in data types	
S091-02		Arrays of distinct types	
S091-03		Array expressions	
S094		Arrays of reference types	
S097		Array element assignment	
S151	Basic object support	Type predicate	
S161	Enhanced object support	Subtype treatment	
S162		Subtype treatment for references	
S202		SQL-invoked routines on multisets	
S231	Enhanced object support	Structured type locators	
S232		Array locators	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
S233		Multiset locators	
S241		Transform functions	
S242		Alter transform statement	
S251		User-defined orderings	
S261		Specific type method	
S271		Basic multiset support	
S272		Multisets of user-defined types	
S274		Multisets of reference types	
S275		Advanced multiset support	
S281		Nested collection types	
S291		Unique constraint on entire row	
S401		Distinct types based on array types	
S402		Distinct types based on distinct types	
S403		ARRAY_MAX_CARDINALITY	
S404		TRIM_ARRAY	
T011		Timestamp in Information Schema	
T021		BINARY and VARBINARY data types	
T022		Advanced support for BINARY and VARBINARY data types	
T023		Compound binary literal	
T024		Spaces in binary literals	
T041	Basic object support	Basic LOB data type support	
T041-01	Basic object support	BLOB data type	
T041-02	Basic object support	CLOB data type	
T041-03	Basic object support	POSITION, LENGTH, LOWER, TRIM, UPPER, and SUBSTRING functions for LOB data types	
T041-04	Basic object support	Concatenation of LOB data types	
T041-05	Basic object support	LOB locator: non-holdable	
T042		Extended LOB data type support	
T043		Multiplier T	
T044		Multiplier P	
T051		Row types	
T052		MAX and MIN for row types	
T053		Explicit aliases for all-fields reference	
T061		UCS support	
T101		Enhanced nullability determination	
T111		Updatable joins, unions, and columns	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
T175		Generated columns	
T176		Sequence generator support	
T180		System-versioned tables	
T181		Application-time period tables	
T211	Active database, Enhanced integrity management	Basic trigger capability	
T211-06	Active database, Enhanced integrity management	Support for run-time rules for the interaction of triggers and constraints	
T211-08	Active database, Enhanced integrity management	Multiple triggers for the same event are executed in the order in which they were created in the catalog	intentionally omitted
T251		SET TRANSACTION statement: LOCAL option	
T261		Chained transactions	
T272		Enhanced savepoint management	
T301		Functional dependencies	partially supported
T321	Core	Basic SQL-invoked routines	
T321-05	Core	RETURN statement	
T322	PSM	Declared data type attributes	
T324		Explicit security for SQL routines	
T326		Table functions	
T332		Extended roles	mostly supported
T434		GROUP BY DISTINCT	
T471		Result sets return value	
T472		DESCRIBE CURSOR	
T495		Combined data change and retrieval	different syntax
T502		Period predicates	
T511		Transaction counts	
T522		Default values for IN parameters of SQL-invoked procedures	supported except DEFAULT key word in invocation
T561		Holdable locators	
T571		Array-returning external SQL-invoked functions	
T572		Multiset-returning external SQL-invoked functions	
T601		Local cursor references	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
T612		Advanced OLAP operations	some forms supported
T616		Null treatment option for LEAD and LAG functions	
T618		NTH_VALUE function	function exists, but some options missing
T619		Nested window functions	
T641		Multiple column assignment	only some syntax variants supported
T652		SQL-dynamic statements in SQL routines	
T653		SQL-schema statements in external routines	
T654		SQL-dynamic statements in external routines	
M001		Datalinks	
M002		Datalinks via SQL/CLI	
M003		Datalinks via Embedded SQL	
M004		Foreign data support	partially supported
M005		Foreign schema support	
M006		GetSQLString routine	
M007		TransmitRequest	
M009		GetOpts and GetStatistics routines	
M010		Foreign data wrapper support	different API
M011		Datalinks via Ada	
M012		Datalinks via C	
M013		Datalinks via COBOL	
M014		Datalinks via Fortran	
M015		Datalinks via M	
M016		Datalinks via Pascal	
M017		Datalinks via PL/I	
M018		Foreign data wrapper interface routines in Ada	
M019		Foreign data wrapper interface routines in C	different API
M020		Foreign data wrapper interface routines in COBOL	
M021		Foreign data wrapper interface routines in Fortran	
M022		Foreign data wrapper interface routines in MUMPS	
M023		Foreign data wrapper interface routines in Pascal	
M024		Foreign data wrapper interface routines in PL/I	
M030		SQL-server foreign data support	
M031		Foreign data wrapper general routines	
X012		Multisets of XML type	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
X013		Distinct types of XML type	
X015		Fields of XML type	
X025		XMLCast	
X030		XMLDocument	
X038		XMLText	
X065		XMLParse: BLOB input and CONTENT option	
X066		XMLParse: BLOB input and DOCUMENT option	
X068		XMLSerialize: BOM	
X069		XMLSerialize: INDENT	
X073		XMLSerialize: BLOB serialization and CONTENT option	
X074		XMLSerialize: BLOB serialization and DOCUMENT option	
X075		XMLSerialize: BLOB serialization	
X076		XMLSerialize: VERSION	
X077		XMLSerialize: explicit ENCODING option	
X078		XMLSerialize: explicit XML declaration	
X080		Namespaces in XML publishing	
X081		Query-level XML namespace declarations	
X082		XML namespace declarations in DML	
X083		XML namespace declarations in DDL	
X084		XML namespace declarations in compound statements	
X085		Predefined namespace prefixes	
X086		XML namespace declarations in XMLTable	
X091		XML content predicate	
X096		XMLExists	XPath 1.0 only
X100		Host language support for XML: CONTENT option	
X101		Host language support for XML: DOCUMENT option	
X110		Host language support for XML: VARCHAR mapping	
X111		Host language support for XML: CLOB mapping	
X112		Host language support for XML: BLOB mapping	
X113		Host language support for XML: STRIP WHITESPACE option	
X114		Host language support for XML: PRESERVE WHITESPACE option	
X131		Query-level XMLBINARY clause	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
X132		XMLBINARY clause in DML	
X133		XMLBINARY clause in DDL	
X134		XMLBINARY clause in compound statements	
X135		XMLBINARY clause in subqueries	
X141		IS VALID predicate: data-driven case	
X142		IS VALID predicate: ACCORDING TO clause	
X143		IS VALID predicate: ELEMENT clause	
X144		IS VALID predicate: schema location	
X145		IS VALID predicate outside check constraints	
X151		IS VALID predicate with DOCUMENT option	
X152		IS VALID predicate with CONTENT option	
X153		IS VALID predicate with SEQUENCE option	
X155		IS VALID predicate: NAMESPACE without ELEMENT clause	
X157		IS VALID predicate: NO NAMESPACE with ELEMENT clause	
X160		Basic Information Schema for registered XML Schemas	
X161		Advanced Information Schema for registered XML Schemas	
X170		XML null handling options	
X171		NIL ON NO CONTENT option	
X181		XML(DOCUMENT(UNTYPED)) type	
X182		XML(DOCUMENT(ANY)) type	
X190		XML(SEQUENCE) type	
X191		XML(DOCUMENT(XMLSCHEMA)) type	
X192		XML(CONTENT(XMLSCHEMA)) type	
X200		XMLQuery	
X201		XMLQuery: RETURNING CONTENT	
X202		XMLQuery: RETURNING SEQUENCE	
X203		XMLQuery: passing a context item	
X204		XMLQuery: initializing an XQuery variable	
X205		XMLQuery: EMPTY ON EMPTY option	
X206		XMLQuery: NULL ON EMPTY option	
X211		XML 1.1 support	
X221		XML passing mechanism BY VALUE	
X231		XML(CONTENT(UNTYPED)) type	
X232		XML(CONTENT(ANY)) type	

Identifiant	Paquetage	Description	Commentaire
X241		RETURNING CONTENT in XML publishing	
X242		RETURNING SEQUENCE in XML publishing	
X251		Persistent XML values of XML(DOCUMENT(UNTYPED)) type	
X252		Persistent XML values of XML(DOCUMENT(ANY)) type	
X253		Persistent XML values of XML(CONTENT(UNTYPED)) type	
X254		Persistent XML values of XML(CONTENT(ANY)) type	
X255		Persistent XML values of XML(SEQUENCE) type	
X256		Persistent XML values of XML(DOCUMENT(XMLSCHEMA)) type	
X257		Persistent XML values of XML(CONTENT(XMLSCHEMA)) type	
X260		XML type: ELEMENT clause	
X261		XML type: NAMESPACE without ELEMENT clause	
X263		XML type: NO NAMESPACE with ELEMENT clause	
X264		XML type: schema location	
X271		XMLValidate: data-driven case	
X272		XMLValidate: ACCORDING TO clause	
X273		XMLValidate: ELEMENT clause	
X274		XMLValidate: schema location	
X281		XMLValidate with DOCUMENT option	
X282		XMLValidate with CONTENT option	
X283		XMLValidate with SEQUENCE option	
X284		XMLValidate: NAMESPACE without ELEMENT clause	
X286		XMLValidate: NO NAMESPACE with ELEMENT clause	
X300		XMLTable	XPath 1.0 only
X305		XMLTable: initializing an XQuery variable	

D.3. Limites XML et conformité au SQL/XML

Des révisions significatives des spécifications relatives au XML dans ISO/IEC 9075-14 (SQL/XML) ont été introduites avec SQL:2006. L'implémentation de PostgreSQL du type de données XML et des fonctions relatives suit largement l'édition 2003, avec quelques emprunts aux éditions ultérieures. En particulier :

- Quand le standard actuel fournit une famille de types de données XML pour contenir un « document » ou un « content » dans des variants non typés ou typés XML Schema, et un type

`XML(SEQUENCE)` pour contenir des parties arbitraires d'un contenu XML, PostgreSQL fournit le seul type `xml`, qui peut contenir « document » ou « content ». Il n'y a pas d'équivalent au type « sequence » du standard.

- PostgreSQL fournit deux fonctions introduites avec SQL:2006, mais des variantes qui utilisent le langage XPath 1.0, plutôt que XML Query comme indiqué dans le standard.

Cette section présente certaines des différences résultantes que vous pourriez rencontrer.

D.3.1. Les requêtes sont restreintes à XPath 1.0

Les fonctions PostgreSQL `xpath()` et `xpath_exists()` requêtent des documents XML en utilisant le langage XPath. PostgreSQL fournit aussi les variantes XPath des fonctions standards `XMLEXISTS` et `XMLTABLE`, qui utilisent officiellement le langage XQuery. Pour toutes ces fonctions, PostgreSQL se base sur la bibliothèque libxml2, qui fournit seulement XPath 1.0.

Il existe un lien fort entre le langage XQuery et XPath version 2.0 et ultérieures : toute expression qui est syntaxiquement valide et qui exécute avec succès dans les deux langages produit le même résultat (avec une exception mineure pour les expressions contenant des références numériques de caractères ou des références d'entités prédéfinies, que XQuery remplace avec le caractère correspondant alors que XPath les ignore). Mais il n'y a pas un tel lien entre ces langages et XPath 1.0 ; il s'agissait d'un langage précédent et il diffère en de nombreux aspects.

Il existe deux catégories de limitation à garder à l'esprit : la restriction de XQuery à XPath pour les fonctions spécifiées dans le standard SQL standard, et la restriction de XPath à version 1.0 pour les fonctions standards et spécifiques à PostgreSQL.

D.3.1.1. Restriction de XQuery à XPath

Les fonctionnalités de XQuery en dehors de celles d'XPath incluent :

- Les expressions XQuery peuvent construire et rnevoyer de nouveaux nœuds XML, en plus de toutes les valeurs XPath possibles. XPath peut créer et renvoyer des valeurs des types atomiques (nombres, chaînes, et ainsi de suite) mais peut seulement renvoyer des nœuds XML qui étaient déjà présents dans les documents fournis en entrée de l'expression.

- XQuery a des constructions de contrôle pour l'itération, le tri et le regroupement.

- XQuery permet la déclaration et l'utilisation de fonctions locales.

Les versions XPath récentes commencent à offrir des possibilités surchargeant celles-ci (comme `for-each` et `sort`, les fonctions anonymes, et `parse-xml` pour créer un nœud à partir d'une chaîne), mais ces fonctionnalités n'étaient pas disponibles avant XPath 3.0.

D.3.1.2. Restriction de XPath à 1.0

Pour les développeurs familiers avec XQuery et XPath 2.0 ou ultérieur, XPath 1.0 présente un certain nombre de différences :

- Le type fondamental d'une XQuery/XPath, la `sequence`, qui peut contenir des nœuds XML, des valeurs atomiques, ou les deux, n'existe pas dans XPath 1.0. Une expression 1.0 peut seulement produire un ensemble de nœuds (contenant zéro ou plus de nœuds XML), ou une simple valeur atomique.

- Contrairement à une séquence XQuery/XPath, qui peut contenir tout élément désiré dans un ordre désiré, un ensemble de nœuds XPath 1.0 n'offre pas de garantie d'ordre et, comme tout ensemble, n'autorise pas plusieurs apparences du même élément.

> **Note**
>
> La bibliothèque libxml2 ne semble pas toujours renvoyer des ensembles de nœuds à PostgreSQL avec tous leurs membres dans le même ordre relatif au document en entrée. Sa documentation ne garantie pas ce comportement, et une expression XPath 1.0 ne permet pas de la contrôler.

- Alors que XQuery/XPath fournit tous les types définis dans un XML Schema et de nombreux opérateurs et fonctions sur ces types, XPath 1.0 a seulement les ensembles de nœuds et les trois types atomiques `boolean`, `double` et `string`.
- XPath 1.0 n'a pas d'opérateur conditionnel. Toute expression XQuery/XPath telle que `if ( hat ) then hat/@size else "no hat"` n'a pas d'équivalent XPath 1.0.
- XPath 1.0 n'a pas d'opération de comparaison de tri pour les chaînes. `"cat" < "dog"` et `"cat" > "dog"` sont faux parce que ce sont des comparaisons numériques de deux valeurs `NaN`. Par contre, `=` and `!=` comparent les chaînes en tant que chaînes.
- XPath 1.0 brouille la distinction entre *comparaisons de valeurs* et *comparaisons générales* telles que XQuery/XPath les définit.`sale/@hatsize = 7` et `sale/@customer = "alice"` sont des comparaisons quantifiées, vrai s'il existe au moins un `sale` avec la valeur donnée pour l'attribut, mais `sale/@taxable = false()` est une comparaison de valeur pour la *valeur booléenne réelle* de l'ensemble complet de nœuds. C'est vrai uniquement si aucun `sale` n'a d'attribut `taxable`.
- Dans le modèle de données XQuery/XPath, un *nœud document* peut avoir soit une forme document (exactement un élément de haut niveau, avec seulement des commentaires et des instructions de traitement en dehors) ou une forme contenu (avec ces contraintes diminuées). Son équivalent avec XPath 1.0, le *nœud racine*, peut seulement être en forme document. C'est une des raisons pour lesquelles une valeur `xml` passée à l'élément de contexte pour toute fonction PostgreSQL basée sur XPath doit être dans une forme document.

Les différences soulignées ici ne sont pas complètes. Dans XQuery et les versions 2.0 et ultérieures de XPath, il existe un mode de compatibilité XPath 1.0, et les listes W3C des modifications de fonctions[1] et des modifications de langage[2] appliqués dans ce mode offre une liste plus complète (bien que non exhaustive) des différences. Le mode de compatibilité ne peut pas rendre les nouveaux langages exactement équivalent à XPath 1.0.

D.3.1.3. Correspondances entre les types de données SQL et XML et les valeurs

Dans SQL:2006 et ultérieurs, les deux directions de conversion entre les types de données du standard SQL et les types XML Schema sont spécifiées précisément. Néanmoins, les règles sont exprimées en utilisant les types et sémantiques de XQuery/XPath, et n'ont pas d'application directe vers le modèle de données de XPath 1.0.

Quand PostgreSQL fait une correspondance des valeurs de données SQL en XML (comme dans `xmlelement`), ou de XML vers SQL (comme dans les colonnes en sortie de `xmltable`), sauf pour quelques cas traités spécifiquement, PostgreSQL suppose simplement que la chaîne XPath 1.0 du type de données XML sera valide sous la forme textuelle du type de données SQL, et inversement. Cette règle a l'avantage de la simplicité tout en produisant pour de nombreux types de données des résultats similaires aux correspondances indiquées dans le standard. Dans cette version, une conversion explicite est nécessaire si une expression de colonne `xmltable` produit une valeur booléenne ou double ; voir Section D.3.2.

[1] https://www.w3.org/TR/2010/REC-xpath-functions-20101214/#xpath1-compatibility
[2] https://www.w3.org/TR/xpath20/#id-backwards-compatibility

Quand l'interopérabilité avc d'autres systèmes est importante, pour certains types de données, il pourrait être nécessaire d'utiliser explicitement les fonctions de formatage des types de données (telles que celles disponibles dans Section 9.8) pour produire les correspondances standards.

D.3.2. Limites accidentelles de la mise en œuvre

Cette section concerne les limites qui ne sont pas inhérentes à la bibliothèque libxml2 mais s'appliquent à l'implémentation dans PostgreSQL.

D.3.2.1. Conversion nécessaire pour la colonne de type boolean ou double avec `xmltable`

Une expression de colonne `xmltable` évaluée en un booléen ou nombre résultat XPath produira une erreur « unexpected XPath object type ». Le contournement reviendra à réécrire l'expression de colonne dans la fonction `string` XPath ; PostgreSQL affectera alors la valeur chaîne à une colonne SQL en sortie, de type boolean ou double.

D.3.2.2. Résultat du chemin de colonne ou colonne de résultat SQL d'un type XML

Dans cette version, une expression de colonne `xmltable` qui évalue en un ensemble de nœuds XML peut être assignée à une colonne résultat SQL d'un type XML, produisant une concaténation de : pour la plupart des types de nœud dans l'ensembl de nœuds, un nœud texte contenant la *valeur chaîne* XPath 1.0 du nœud, mais pour un nœud élément, une copie du nœud lui-même. Un tel ensemble de nœuds pourrait être affecté à une colonne SQL d'un type non XML seulement si l'ensmble de nœuds a un seul nœud, avec la valeur textuelle de la plupart des nœuds types remplacée par une chaîne vide, la valeur textuelle d'un nœud élément remplacée avec une concaténation de seulement ses nœuds enfants directs (excluant les descendants), et la valeur textuelle d'un nœud texte ou attribut défini dans XPath 1.0. Une valeur textuelle XPath affectée à une colonne résultat d'un type XML doit être analysable comme du XML.

Il est préférable de ne pas développer du code qui se base sur ces comportements, qui ont peu de ressemblances avec les spécifications, et sont changés dans PostgreSQL 12.

D.3.2.3. Seul le mécanisme `BY VALUE` est supporté

Le standard SQL définit deux *mécanismes de passage* qui s'appliquent lors du passage d'un argument XML du SQL vers une fonction XML ou recevant un résultat : `BY REF`, pour lequel une valeur XML particulière conserve son identité de nœud, et `BY VALUE`, pour lequel le contenu du XML est passé mais l'identité du nœud n'est pas préservée. Un mécanisme peut être indiqué avant une liste de paramètres, comme mécanisme par défaut pour tous, et après un paramètre pour surcharger le mécanisme par défaut.

Pour illustrer la différence, si *x* est une valeur XML, ces deux requêtes produiront, respectivement, true et false dans un environnement SQL:2006 :

```
SELECT XMLQUERY('$a is $b' PASSING BY REF x AS a, x AS b NULL ON
 EMPTY);
SELECT XMLQUERY('$a is $b' PASSING BY VALUE x AS a, x AS b NULL ON
 EMPTY);
```

Dans cette version, PostgreSQL acceptera `BY REF` dans une construction `XMLEXISTS` ou `XMLTABLE`, mais l'ignorera. Le type de données `xml` détient une représentation textuelle sérialisée, donc il n'existe pas d'identité de nœud à préserver. Le passage est donc forcément `BY VALUE`.

D.3.2.4. Ne peut pas passer des paramètres nommés aux requêtes

Les fonctions basées sur XPath supportent de passer un paramètre pour servir en tant que l'élément de contexte de l'expression XPath, mais ne supportent pas de valeurs supplémentaires dans l'expression, disponibles en tant que paramètres nommés.

D.3.2.5. Aucun type `XML(SEQUENCE)`

Le type de données `xml` de PostgreSQL peut seulement détenir une valeur dans la forme `DOCUMENT` ou `CONTENT`. Un élément de contexte dans une expressions XQuery/XPath doit être un seul nœud XML ou une valeur atomique, mais XPath 1.0 restreint cela encore plus au point que ce soit seulement un nœud XML et qui n'a pas de type de nœud permettant `CONTENT`. La conséquence est qu'un `DOCUMENT` bien formé est la seule forme de valeur XML que PostgreSQL peut fournir en tant qu'élément de contexte XPath.

Annexe E. Notes de version

Les notes de version contiennent les modifications significatives apparaissant dans chaque version de PostgreSQL. Elles contiennent aussi les fonctionnalités majeures et les problèmes de migration éventuels. Les notes de version ne contiennent pas les modifications qui n'affectent que peu d'utilisateurs ainsi que les modifications internes, non visibles pour les utilisateurs. Par exemple, l'optimiseur est amélioré dans pratiquement chaque version, mais les améliorations ne sont visibles par les utilisateurs que par la plus grande rapidité des requêtes.

Une liste complète de modifications est récupérable pour chaque version en lisant les validations Git. La liste de diffusion `pgsql-committers`[1] enregistre en plus toutes les modifications du code source. Il existe aussi une interface web[2] montrant les modifications sur chaque fichier.

Le nom apparaissant auprès de chaque élément précise le développeur principal de cet élément. Bien sûr, toutes les modifications impliquent des discussions de la communauté et une relecture des correctifs, donc chaque élément est vraiment un travail de la communauté.

E.1. Release 11.22

Release date: 2023-11-09

This release contains a variety of fixes from 11.21. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

This is expected to be the last PostgreSQL release in the 11.X series. Users are encouraged to update to a newer release branch soon.

E.1.1. Migration to Version 11.22

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.21, see Section E.2.

E.1.2. Changes

- Fix handling of unknown-type arguments in `DISTINCT "any"` aggregate functions (Tom Lane)

  This error led to a `text`-type value being interpreted as an `unknown`-type value (that is, a zero-terminated string) at runtime. This could result in disclosure of server memory following the `text` value.

  The PostgreSQL Project thanks Jingzhou Fu for reporting this problem. (CVE-2023-5868)

- Detect integer overflow while computing new array dimensions (Tom Lane)

  When assigning new elements to array subscripts that are outside the current array bounds, an undetected integer overflow could occur in edge cases. Memory stomps that are potentially exploitable for arbitrary code execution are possible, and so is disclosure of server memory.

  The PostgreSQL Project thanks Pedro Gallegos for reporting this problem. (CVE-2023-5869)

- Prevent the `pg_signal_backend` role from signalling background workers and autovacuum processes (Noah Misch, Jelte Fennema-Nio)

  The documentation says that `pg_signal_backend` cannot issue signals to superuser-owned processes. It was able to signal these background processes, though, because they advertise a role

[1] https://www.postgresql.org/list/pgsql-committers/
[2] https://git.postgresql.org/gitweb/?p=postgresql.git;a=summary

OID of zero. Treat that as indicating superuser ownership. The security implications of cancelling one of these process types are fairly small so far as the core code goes (we'll just start another one), but extensions might add background workers that are more vulnerable.

Also ensure that the `is_superuser` parameter is set correctly in such processes. No specific security consequences are known for that oversight, but it might be significant for some extensions.

The PostgreSQL Project thanks Hemanth Sandrana and Mahendrakar Srinivasarao for reporting this problem. (CVE-2023-5870)

- Fix partition step generation and runtime partition pruning for hash-partitioned tables with multiple partition keys (David Rowley)

  Some cases involving an `IS NULL` condition on one of the partition keys could result in a crash.

- Fix edge case in btree mark/restore processing of ScalarArrayOpExpr clauses (Peter Geoghegan)

  When restoring an indexscan to a previously marked position, the code could miss required setup steps if the scan had advanced exactly to the end of the matches for a ScalarArrayOpExpr (that is, an `indexcol = ANY(ARRAY[])`) clause. This could result in missing some rows that should have been fetched.

- Fix intra-query memory leak when a set-returning function repeatedly returns zero rows (Tom Lane)

- Don't crash if `cursor_to_xmlschema()` is applied to a non-data-returning Portal (Boyu Yang)

- Handle invalid indexes more cleanly in assorted SQL functions (Noah Misch)

  Report an error if `pgstatindex()`, `pgstatginindex()`, `pgstathashindex()`, or `pgstattuple()` is applied to an invalid index. If `brin_desummarize_range()`, `brin_summarize_new_values()`, `brin_summarize_range()`, or `gin_clean_pending_list()` is applied to an invalid index, do nothing except to report a debug-level message. Formerly these functions attempted to process the index, and might fail in strange ways depending on what the failed `CREATE INDEX` had left behind.

- Avoid premature memory allocation failure with long inputs to `to_tsvector()` (Tom Lane)

- Fix over-allocation of the constructed `tsvector` in `tsvectorrecv()` (Denis Erokhin)

  If the incoming vector includes position data, the binary receive function left wasted space (roughly equal to the size of the position data) in the finished `tsvector`. In extreme cases this could lead to « maximum total lexeme length exceeded » failures for vectors that were under the length limit when emitted. In any case it could lead to wasted space on-disk.

- Fix incorrect coding in `gtsvector_picksplit()` (Alexander Lakhin)

  This could lead to poor page-split decisions in GiST indexes on `tsvector` columns.

- Ensure we have a snapshot while dropping `ON COMMIT DROP` temp tables (Tom Lane)

  This prevents possible misbehavior if any catalog entries for the temp tables have fields wide enough to require toasting (such as a very complex `CHECK` condition).

- Avoid improper response to shutdown signals in child processes just forked by `system()` (Nathan Bossart)

  This fix avoids a race condition in which a child process that has been forked off by `system()`, but hasn't yet exec'd the intended child program, might receive and act on a signal intended for the parent server process. That would lead to duplicate cleanup actions being performed, which will not end well.

- Avoid torn reads of `pg_control` in relevant SQL functions (Thomas Munro)

Acquire the appropriate lock before reading `pg_control`, to ensure we get a consistent view of that file.

- Track the dependencies of cached `CALL` statements, and re-plan them when needed (Tom Lane)

  DDL commands, such as replacement of a function that has been inlined into a `CALL` argument, can create the need to re-plan a `CALL` that has been cached by PL/pgSQL. That was not happening, leading to misbehavior or strange errors such as « cache lookup failed ».

- Track nesting depth correctly when inspecting `RECORD`-type Vars from outer query levels (Richard Guo)

  This oversight could lead to assertion failures, core dumps, or « bogus varno » errors.

- Avoid « record type has not been registered » failure when deparsing a view that contains references to fields of composite constants (Tom Lane)

- Allow extracting fields from a `RECORD`-type `ROW()` expression (Tom Lane)

  SQL code that knows that we name such fields `f1`, `f2`, etc can use those names to extract fields from the expression. This change was originally made in version 13, and is now being back-patched into older branches to support tests for a related bug.

- Fix error-handling bug in `RECORD` type cache management (Thomas Munro)

  An out-of-memory error occurring at just the wrong point could leave behind inconsistent state that would lead to an infinite loop.

- Fix assertion failure when logical decoding is retried in the same session after an error (Hou Zhijie)

- Avoid doing plan cache revalidation of utility statements that do not receive interesting processing during parse analysis (Tom Lane)

  Aside from saving a few cycles, this prevents failure after a cache invalidation for statements that must not set a snapshot, such as `SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL`.

- Keep by-reference `attmissingval` values in a long-lived context while they are being used (Andrew Dunstan)

  This avoids possible use of dangling pointers when a tuple slot outlives the tuple descriptor with which its value was constructed.

- Recalculate the effective value of `search_path` after `ALTER ROLE` (Jeff Davis)

  This ensures that after renaming a role, the meaning of the special string `$user` is re-determined.

- Fix order of operations in `GenericXLogFinish` (Jeff Davis)

  This code violated the conditions required for crash safety by writing WAL before marking changed buffers dirty. No core code uses this function, but extensions do (`contrib/bloom` does, for example).

- Remove incorrect assertion in PL/Python exception handling (Alexander Lakhin)

- Fix pg_restore so that selective restores will include both table-level and column-level ACLs for selected tables (Euler Taveira, Tom Lane)

  Formerly, only the table-level ACL would get restored if both types were present.

- Avoid generating invalid temporary slot names in pg_basebackup (Jelte Fennema)

  This has only been seen to occur when the server connection runs through pgbouncer.

- In `contrib/amcheck`, do not report interrupted page deletion as corruption (Noah Misch)

  This fix prevents false-positive reports of « the first child of leftmost target page is not leftmost of its level », « block NNNN is not leftmost » or « left link/right link pair in index XXXX not in agreement ». They appeared if amcheck ran after an unfinished btree index page deletion and before `VACUUM` had cleaned things up.

- Fix failure of `contrib/btree_gin` indexes on `interval` columns, when an indexscan using the < or <= operator is performed (Dean Rasheed)

  Such an indexscan failed to return all the entries it should.

- Suppress assorted build-time warnings on recent macOS (Tom Lane)

  Xcode 15 (released with macOS Sonoma) changed the linker's behavior in a way that causes many duplicate-library warnings while building PostgreSQL. These were harmless, but they're annoying so avoid citing the same libraries twice. Also remove use of the `-multiply_defined suppress` linker switch, which apparently has been a no-op for a long time, and is now actively complained of.

- Remove `PHOT` (Phoenix Islands Time) from the default timezone abbreviations list (Tom Lane)

  Presence of this abbreviation in the default list can cause failures on recent Debian and Ubuntu releases, as they no longer install the underlying tzdb entry by default. Since this is a made-up abbreviation for a zone with a total human population of about two dozen, it seems unlikely that anyone will miss it. If someone does, they can put it back via a custom abbreviations file.

E.2. Release 11.21

Release date: 2023-08-10

This release contains a variety of fixes from 11.20. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

The PostgreSQL community will stop releasing updates for the 11.X release series in November 2023. Users are encouraged to update to a newer release branch soon.

E.2.1. Migration to Version 11.21

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you use BRIN indexes, it may be advisable to reindex them; see the second changelog entry below.

Also, if you are upgrading from a version earlier than 11.14, see Section E.9.

E.2.2. Changes

- Disallow substituting a schema or owner name into an extension script if the name contains a quote, backslash, or dollar sign (Noah Misch)

  This restriction guards against SQL-injection hazards for trusted extensions.

  The PostgreSQL Project thanks Micah Gate, Valerie Woolard, Tim Carey-Smith, and Christoph Berg for reporting this problem. (CVE-2023-39417)

- Fix confusion between empty (no rows) ranges and all-NULL ranges in BRIN indexes, as well as incorrect merging of all-NULL summaries (Tomas Vondra)

Each of these oversights could result in forgetting that a BRIN index range contains any NULL values, potentially allowing subsequent queries that should return NULL values to miss doing so.

This fix will not in itself correct faulty BRIN entries. It's recommended to `REINDEX` any BRIN indexes that may be used to search for nulls.

- Avoid leaving a corrupted database behind when `DROP DATABASE` is interrupted (Andres Freund)

  If `DROP DATABASE` was interrupted after it had already begun taking irreversible steps, the target database remained accessible (because the removal of its `pg_database` row would roll back), but it would have corrupt contents. Fix by marking the database as inaccessible before we begin to perform irreversible operations. A failure after that will leave the database still partially present, but nothing can be done with it except to issue another `DROP DATABASE`.

- Ensure that partitioned indexes are correctly marked as valid or not at creation (Michael Paquier)

  If a new partitioned index matches an existing but invalid index on one of the partitions, the partitioned index could end up being marked valid prematurely. This could lead to misbehavior or assertion failures in subsequent queries on the partitioned table.

- Ignore invalid child indexes when matching partitioned indexes to child indexes during `ALTER TABLE ATTACH PARTITION` (Michael Paquier)

  Such an index will now be ignored, and a new child index created instead.

- Fix possible failure when marking a partitioned index valid after all of its partitions have been attached (Michael Paquier)

  The update of the index's `pg_index` entry could use stale data for other columns. One reported symptom is an « attempted to update invisible tuple » error.

- Fix `ALTER EXTENSION SET SCHEMA` to complain if the extension contains any objects outside the extension's schema (Michael Paquier, Heikki Linnakangas)

  Erroring out if the extension contains objects in multiple schemas was always intended; but the check was mis-coded so that it would fail to detect some cases, leading to surprising behavior.

- Don't use partial unique indexes for uniqueness proofs in the planner (David Rowley)

  This could give rise to incorrect plans, since the presumed uniqueness of rows read from a table might not hold if the index in question isn't used to scan the table.

- Avoid producing incorrect plans for foreign joins with pseudoconstant join clauses (Etsuro Fujita)

  The planner currently lacks support for attaching pseudoconstant join clauses to a pushed-down remote join, so disable generation of remote joins in such cases. (A better solution will require ABI-breaking changes of planner data structures, so it will have to wait for a future major release.)

- Correctly handle sub-SELECTs in RLS policy expressions and security-barrier views when expanding rule actions (Tom Lane)

- Fix race conditions in conflict detection for `SERIALIZABLE` isolation mode (Thomas Munro)

  Conflicts could be missed when using bitmap heap scans, when using GIN indexes, and when examining an initially-empty btree index. All these cases could lead to serializability failures due to improperly allowing conflicting transactions to commit.

- Fix intermittent failures when trying to update a field of a composite column (Tom Lane)

  If the overall value of the composite column is wide enough to require out-of-line toasting, then an unluckily-timed cache flush could cause errors or server crashes.

- Prevent stack-overflow crashes with very complex text search patterns (Tom Lane)

- Allow tokens up to 10240 bytes long in `pg_hba.conf` and `pg_ident.conf` (Tom Lane)

  The previous limit of 256 bytes has been found insufficient for some use-cases.

- Fix mishandling of C++ out-of-memory conditions (Heikki Linnakangas)

  If JIT is in use, running out of memory in a C++ `new` call would lead to a PostgreSQL FATAL error, instead of the expected C++ exception.

- Avoid losing track of possibly-useful shared memory segments when a page free results in coalescing ranges of free space (Dongming Liu)

  Ensure that the segment is moved into the appropriate « bin » for its new amount of free space, so that it will be found by subsequent searches.

- Allow `VACUUM` to continue after detecting certain types of b-tree index corruption (Peter Geoghegan)

  If an invalid sibling-page link is detected, log the issue and press on, rather than throwing an error as before. Nothing short of `REINDEX` will fix the broken index, but preventing `VACUUM` from completing until that is done risks making matters far worse.

- Ensure that `WrapLimitsVacuumLock` is released after `VACUUM` detects invalid data in `pg_database.datfrozenxid` or `pg_database.datminmxid` (Andres Freund)

  Failure to release this lock could lead to a deadlock later, although the lock would be cleaned up if the session exits or encounters some other error.

- Avoid double replay of prepared transactions during crash recovery (suyu.cmj, Michael Paquier)

  After a crash partway through a checkpoint with some two-phase transaction state data already flushed to disk by this checkpoint, crash recovery could attempt to replay the prepared transaction(s) twice, leading to a fatal error such as « lock is already held » in the startup process.

- Ensure that a newly created, but still empty table is `fsync`'ed at the next checkpoint (Heikki Linnakangas)

  Without this, if there is an operating system crash causing the empty file to disappear, subsequent operations on the table might fail with « could not open file » errors.

- Ensure that creation of the init fork of an unlogged index is WAL-logged (Heikki Linnakangas)

  While an unlogged index's main data fork is not WAL-logged, its init fork should be, to ensure that we have a consistent state to restore the index to after a crash. This step was missed if the init fork contains no data, which is a case not used by any standard index AM; but perhaps some extension behaves that way.

- Fix missing reinitializations of delay-checkpoint-end flags (suyu.cmj)

  This could result in unnecessary delays of checkpoints, or in assertion failures in assert-enabled builds.

- Avoid assertion failure when processing an empty statement via the extended query protocol in an already-aborted transaction (Tom Lane)

- Fix `contrib/fuzzystrmatch`'s Soundex `difference()` function to handle empty input sanely (Alexander Lakhin, Tom Lane)

  An input string containing no alphabetic characters resulted in unpredictable output.

- Tighten whitespace checks in `contrib/hstore` input (Evan Jones)

  In some cases, characters would be falsely recognized as whitespace and hence discarded.

- Disallow oversize input arrays with `contrib/intarray`'s `gist__int_ops` index opclass (Ankit Kumar Pandey, Alexander Lakhin)

  Previously this code would report a `NOTICE` but press on anyway, creating an invalid index entry that presents a risk of crashes when the index is read.

- Avoid useless double decompression of GiST index entries in `contrib/intarray` (Konstantin Knizhnik, Matthias van de Meent, Tom Lane)

- Ensure that `pg_index.indisreplident` is kept up-to-date in relation cache entries (Shruthi Gowda)

  This value could be stale in some cases. There is no core code that relies on the relation cache's copy, so this is only a latent bug as far as Postgres itself is concerned; but there may be extensions for which it is a live bug.

- Silence deprecation warnings when compiling with OpenSSL 3.0.0 or later (Peter Eisentraut)

E.3. Release 11.20

Release date: 2023-05-11

This release contains a variety of fixes from 11.19. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

The PostgreSQL community will stop releasing updates for the 11.X release series in November 2023. Users are encouraged to update to a newer release branch soon.

E.3.1. Migration to Version 11.20

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.14, see Section E.9.

E.3.2. Changes

- Prevent `CREATE SCHEMA` from defeating changes in `search_path` (Alexander Lakhin)

  Within a `CREATE SCHEMA` command, objects in the prevailing `search_path`, as well as those in the newly-created schema, would be visible even within a called function or script that attempted to set a secure `search_path`. This could allow any user having permission to create a schema to hijack the privileges of a security definer function or extension script.

  The PostgreSQL Project thanks Alexander Lakhin for reporting this problem. (CVE-2023-2454)

- Enforce row-level security policies correctly after inlining a set-returning function (Stephen Frost, Tom Lane)

  If a set-returning SQL-language function refers to a table having row-level security policies, and it can be inlined into a calling query, those RLS policies would not get enforced properly in some cases involving re-using a cached plan under a different role. This could allow a user to see or modify rows that should have been invisible.

  The PostgreSQL Project thanks Wolfgang Walther for reporting this problem. (CVE-2023-2455)

- Avoid crash when the new schema name is omitted in `CREATE SCHEMA` (Michael Paquier)

The SQL standard allows writing `CREATE SCHEMA AUTHORIZATION` *`owner_name`*, with the schema name defaulting to *`owner_name`*. However some code paths expected the schema name to be present and would fail.

- Disallow altering composite types that are stored in indexes (Tom Lane)

  `ALTER TYPE` disallows non-binary-compatible modifications of composite types if they are stored in any table columns. (Perhaps that will be allowed someday, but it hasn't happened yet; the locking implications of rewriting many tables are daunting.) We overlooked the possibility that an index might contain a composite type that doesn't also appear in its table.

- Ensure that `COPY TO` from an RLS-enabled parent table does not copy any rows from child tables (Antonin Houska)

  The documentation is quite clear that `COPY TO` copies rows from only the named table, not any inheritance children it may have. However, if row-level security was enabled on the table then this stopped being true.

- Avoid possible crash when `array_position()` or `array_positions()` is passed an empty array (Tom Lane)

- Fix possible out-of-bounds fetch in `to_char()` (Tom Lane)

  With bad luck this could have resulted in a server crash.

- Avoid buffer overread in `translate()` function (Daniil Anisimov)

  When using the deletion feature, the function might fetch the byte just after the input string, creating a small risk of crash.

- Fix error cursor setting for parse errors in JSON string literals (Tom Lane)

  Most cases in which a syntax error is detected in a string literal within a JSON value failed to set the error cursor appropriately. This led at least to an unhelpful error message (pointing to the token before the string, rather than the actual trouble spot), and could even result in a crash in v14 and later.

- Fix parser's failure to detect some cases of improperly-nested aggregates (Tom Lane)

  This oversight could lead to executor failures for queries that should have been rejected as invalid.

- Fix data structure corruption during parsing of serial `SEQUENCE NAME` options (David Rowley)

  This can lead to trouble if an event trigger captures the corrupted parse tree.

- Correctly update plan nodes' parallel-safety markings when moving initplans from one node to another (Tom Lane)

  This planner oversight could lead to « subplan was not initialized » errors at runtime.

- Disable the inverse-transition optimization for window aggregates when the call contains sub-SELECTs (David Rowley)

  This optimization requires that the aggregate's argument expressions have repeatable results, which might not hold for a sub-SELECT.

- Fix oversights in execution of nested `ARRAY[]` constructs (Alexander Lakhin, Tom Lane)

  Correctly detect overflow of the total space needed for the result array, avoiding a possible crash due to undersized output allocation. Also ensure that any trailing padding space in the result array is zeroed; while leaving garbage there is harmless for most purposes, it can result in odd behavior later.

- Fix partition pruning logic for partitioning on boolean columns (David Rowley)

  Pruning with a condition like `boolcol IS NOT TRUE` was done incorrectly, leading to possibly not returning rows in which `boolcol` is NULL. Also, the rather unlikely case of partitioning on `NOT boolcol` was handled incorrectly.

- Fix race condition in per-batch cleanup during parallel hash join (Thomas Munro, Melanie Plageman)

  A crash was possible given unlucky timing and `parallel_leader_participation` = `off` (which is not the default).

- Don't balance vacuum cost delay when a table has a per-relation `vacuum_cost_delay` setting of zero (Masahiko Sawada)

  Delay balancing is supposed to be disabled whenever autovacuum is processing a table with a per-relation `vacuum_cost_delay` setting, but this was done only for positive settings, not zero.

- Fix corner-case crashes when columns have been added to the end of a view (Tom Lane)

- Repair rare failure of MULTIEXPR_SUBLINK subplans in partitioned updates (Andres Freund, Tom Lane)

  Use of the syntax `INSERT ... ON CONFLICT DO UPDATE SET (c1, ...) = (SELECT ...)` with a partitioned target table could result in failure if any child table is dissimilar from the parent (for example, different physical column order). This typically manifested as failure of consistency checks in the executor; but a crash or incorrect data updates are also possible.

- Fix handling of `DEFAULT` markers within a multi-row `INSERT ... VALUES` query on a view that has a `DO ALSO INSERT ... SELECT` rule (Dean Rasheed)

  Such cases typically failed with « unrecognized node type » errors or assertion failures.

- Support references to `OLD` and `NEW` within subqueries in rule actions (Dean Rasheed, Tom Lane)

  Such references are really lateral references, but the server could crash if the subquery wasn't explicitly marked with `LATERAL`. Arrange to do that implicitly when necessary.

- When decompiling a rule or SQL function body containing `INSERT`/`UPDATE`/`DELETE` within `WITH`, take care to print the correct alias for the target table (Tom Lane)

- Fix glitches in `SERIALIZABLE READ ONLY` optimization (Thomas Munro)

  Transactions already marked as « doomed » confused the safe-snapshot optimization for `SERIALIZABLE READ ONLY` transactions. The optimization was unnecessarily skipped in some cases. In other cases an assertion failure occurred (but there was no problem in non-assert builds).

- Avoid leaking cache callback slots in the `pgoutput` logical decoding plugin (Shi Yu)

  Multiple cycles of starting up and shutting down the plugin within a single session would eventually lead to an « out of relcache_callback_list slots » error.

- Fix dereference of dangling pointer during buffering build of a GiST index (Alexander Lakhin)

  This error seems to usually be harmless in production builds, as the fetched value is noncritical; but in principle it could cause a server crash.

- Ignore dropped columns during logical replication of an update or delete action (Onder Kalaci, Shi Yu)

  Replication with the `REPLICA IDENTITY FULL` option failed if the table contained such columns.

- Support RSA-PSS certificates with SCRAM-SHA-256 channel binding (Jacob Champion, Heikki Linnakangas)

  This feature requires building with OpenSSL 1.1.1 or newer. Both the server and libpq are affected.

- Avoid race condition with process ID tracking on Windows (Thomas Munro)

  The operating system could recycle a PID before the postmaster observed that that child process was gone. This could lead to tracking more than one child with the same PID, resulting in confusion.

- Add missing cases to `SPI_result_code_string()` (Dean Rasheed)

- Fix erroneous Valgrind markings in `AllocSetRealloc()` (Karina Litskevich)

  In the unusual case where the size of a large (>8kB) palloc chunk is decreased, a Valgrind-aware build would mismark the defined-ness state of the memory released from the chunk, possibly causing incorrect results during Valgrind testing.

- Avoid assertion failure when decoding a transactional logical replication message (Tomas Vondra)

- Avoid locale sensitivity when processing regular expression escapes (Jeff Davis)

  A backslash followed by a non-ASCII character could sometimes cause an assertion failure, depending on the prevailing locale.

- Avoid trying to write an empty WAL record in `log_newpage_range()` when the last few pages in the specified range are empty (Matthias van de Meent)

  It is not entirely clear whether this case is reachable in released branches, but if it is then an assertion failure could occur.

- Tighten array dimensionality checks when converting Perl list structures to multi-dimensional SQL arrays (Tom Lane)

  plperl could misbehave when the nesting of sub-lists is inconsistent so that the data does not represent a rectangular array of values. Such cases now produce errors, but previously they could result in a crash or garbage output.

- Tighten array dimensionality checks when converting Python list structures to multi-dimensional SQL arrays (Tom Lane)

  plpython could misbehave when dealing with empty sub-lists, or when the nesting of sub-lists is inconsistent so that the data does not represent a rectangular array of values. The former should result in an empty output array, and the latter in an error. But some cases resulted in a crash, and others in unexpected output.

- Fix unwinding of exception stack in plpython (Xing Guo)

  Some rare failure cases could return without cleaning up the PG_TRY exception stack, risking a crash if another error was raised before the next stack level was unwound.

- Fix possible data corruption in ecpg programs built with the `-C ORACLE` option (Kyotaro Horiguchi)

  When `ecpg_get_data()` is called with `varcharsize` set to zero, it could write a terminating zero character into the last byte of the preceding field, truncating the data in that field.

- Fix pg_dump so that partitioned tables that are hash-partitioned on an enum-type column can be restored successfully (Tom Lane)

  Since the hash codes for enum values depend on the OIDs assigned to the enum, they are typically different after a dump and restore, meaning that rows often need to go into a different partition than they were in originally. Users can work around that by specifying the `--load-via-`

`partition-root` option; but since there is very little chance of success without that, teach pg_dump to apply it automatically to such tables.

Also, fix pg_restore to not try to `TRUNCATE` target tables before restoring into them when `--load-via-partition-root` mode is used. This avoids a hazard of deadlocks and lost data.

- In `contrib/hstore_plpython`, avoid crashing if the Python value to be transformed isn't a mapping (Dmitry Dolgov, Tom Lane)

  This should give an error, but Python 3 changed some APIs in a way that caused the check to misbehave, allowing a crash to ensue.

- Fix misbehavior in `contrib/pg_trgm` with an unsatisfiable regular expression (Tom Lane)

  A regex such as `$foo` is legal but unsatisfiable; the regex compiler recognizes that and produces an empty NFA graph. Attempting to optimize such a graph into a pg_trgm GIN or GiST index qualification resulted in accessing off the end of a work array, possibly leading to crashes.

- Use the `--strip-unneeded` option when stripping static libraries with GNU-compatible strip (Tom Lane)

  Previously, `make install-strip` used the `-x` option in this case. This change avoids misbehavior of llvm-strip, and gives slightly smaller output as well.

- Stop recommending auto-download of DTD files for building the documentation, and indeed disable it (Aleksander Alekseev, Peter Eisentraut, Tom Lane)

  It appears no longer possible to build the SGML documentation without a local installation of the DocBook DTD files. Formerly xsltproc could download those files on-the-fly from sourceforge.net; but sourceforge.net now permits only HTTPS access, and no common version of xsltproc supports that. Hence, remove the bits of our documentation suggesting that that's possible or useful, and instead add xsltproc's `--nonet` option to the build recipes.

- When running TAP tests in PGXS builds, use a saner location for the temporary `portlock` directory (Peter Eisentraut)

  Place it under `tmp_check` in the build directory. With the previous coding, a PGXS build would try to place it in the installation directory, which is not necessarily writable.

- Update time zone data files to tzdata release 2023c for DST law changes in Egypt, Greenland, Morocco, and Palestine.

  When observing Moscow time, Europe/Kirov and Europe/Volgograd now use the abbreviations MSK/MSD instead of numeric abbreviations, for consistency with other timezones observing Moscow time. Also, America/Yellowknife is no longer distinct from America/Edmonton; this affects some pre-1948 timestamps in that area.

E.4. Release 11.19

Release date: 2023-02-09

This release contains a variety of fixes from 11.18. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

The PostgreSQL community will stop releasing updates for the 11.X release series in November 2023. Users are encouraged to update to a newer release branch soon.

E.4.1. Migration to Version 11.19

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.14, see Section E.9.

E.4.2. Changes

- Allow `REPLICA IDENTITY` to be set on an index that's not (yet) valid (Tom Lane)

  When pg_dump dumps a partitioned index that's marked `REPLICA IDENTITY`, it generates a command sequence that applies `REPLICA IDENTITY` before the partitioned index has been marked valid, causing restore to fail. There seems no very good reason to prohibit doing it in that order, so allow it. The marking will have no effect anyway until the index becomes valid.

- Fix handling of `DEFAULT` markers in rules that perform an `INSERT` from a multi-row `VALUES` list (Dean Rasheed)

  In some cases a `DEFAULT` marker would not get replaced with the proper default-value expression, leading to an « unrecognized node type » error.

- Fix edge-case data corruption in parallel hash joins (Dmitry Astapov)

  If the final chunk of a large tuple being written out to a temporary file was exactly 32760 bytes, it would be corrupted due to a fencepost bug. The query would typically fail later with corrupted-data symptoms.

- Honor non-default settings of `checkpoint_completion_target` (Bharath Rupireddy)

  Internal state was not updated after a change in `checkpoint_completion_target`, possibly resulting in performing checkpoint I/O faster or slower than desired, especially if that setting was changed on-the-fly.

- Log the correct ending timestamp in `recovery_target_xid` mode (Tom Lane)

  When ending recovery based on the `recovery_target_xid` setting with `recovery_target_inclusive = off`, we printed an incorrect timestamp (always 2000-01-01) in the « recovery stopping before ... transaction » log message.

- In extended query protocol, avoid an immediate commit after `ANALYZE` if we're running a pipeline (Tom Lane)

  If there's not been an explicit `BEGIN TRANSACTION`, `ANALYZE` would take it on itself to commit, which should not happen within a pipelined series of commands.

- Reject cancel request packets having the wrong length (Andrey Borodin)

  The server would process a cancel request even if its length word was too small. This led to reading beyond the end of the allocated buffer. In theory that could cause a segfault, but it seems quite unlikely to happen in practice, since the buffer would have to be very close to the end of memory. The more likely outcome was a bogus log message about wrong backend PID or cancel code. Complain about the wrong length, instead.

- Add recursion and looping defenses in subquery pullup (Tom Lane)

  A contrived query can result in deep recursion and unreasonable amounts of time spent trying to flatten subqueries. A proper fix for that seems unduly invasive for a back-patch, but we can at least add stack depth checks and an interrupt check to allow the query to be cancelled.

- Fix partitionwise-join code to tolerate failure to produce a plan for each partition (Tom Lane)

  This could result in « could not devise a query plan for the given query » errors.

- Limit the amount of cleanup work done by `get_actual_variable_range` (Simon Riggs)

Planner runs occurring just after deletion of a large number of tuples appearing at the end of an index could expend significant amounts of work setting the « killed » bits for those index entries. Limit the amount of work done in any one query by giving up on this process after examining 100 heap pages. All the cleanup will still happen eventually, but without so large a performance hiccup.

- Ensure that execution of full-text-search queries can be cancelled while they are performing phrase matches (Tom Lane)

- Clean up the libpq connection object after a failed replication connection attempt (Andres Freund)

  The previous coding leaked the connection object. In background code paths that's pretty harmless because the calling process will give up and exit. But in commands such as `CREATE SUBSCRIPTION`, such a failure resulted in a small session-lifespan memory leak.

- In hot-standby servers, reduce processing effort for tracking XIDs known to be active on the primary (Simon Riggs, Michail Nikolaev)

  Insufficiently-aggressive cleanup of the KnownAssignedXids array could lead to poor performance, particularly when `max_connections` is set to a large value on the standby.

- Fix uninitialized-memory usage in logical decoding (Masahiko Sawada)

  In certain cases, resumption of logical decoding could try to re-use XID data that had already been freed, leading to unpredictable behavior.

- Avoid rare « failed to acquire cleanup lock » panic during WAL replay of hash-index page split operations (Robert Haas)

- Advance a heap page's LSN when setting its all-visible bit during WAL replay (Jeff Davis)

  Failure to do this left the page possibly different on standby servers than the primary, and violated some other expectations about when the LSN changes. This seems only a theoretical hazard so far as PostgreSQL itself is concerned, but it could upset third-party tools.

- Prevent unsafe usage of a relation cache entry's `rd_smgr` pointer (Amul Sul)

  Remove various assumptions that `rd_smgr` would stay valid over a series of operations, by wrapping all uses of it in a function that will recompute it if needed. This prevents bugs occurring when an unexpected cache flush occurs partway through such a series.

- Fix latent buffer-overrun problem in `WaitEventSet` logic (Thomas Munro)

  The `epoll`-based and `kqueue`-based implementations could ask the kernel for too many events if the size of their internal buffer was different from the size of the caller's output buffer. That case is not known to occur in released PostgreSQL versions, but this error is a hazard for external modules and future bug fixes.

- Avoid nominally-undefined behavior when accessing shared memory in 32-bit builds (Andres Freund)

  clang's undefined-behavior sanitizer complained about use of a pointer that was less aligned than it should be. It's very unlikely that this would cause a problem in non-debug builds, but it's worth fixing for testing purposes.

- Fix copy-and-paste errors in cache-lookup-failure messages for ACL checks (Justin Pryzby)

  In principle these errors should never be reached. But if they are, some of them reported the wrong type of object.

- In pg_dump, avoid calling unsafe server functions before we have locks on the tables to be examined (Tom Lane, Gilles Darold)

pg_dump uses certain server functions that can fail if examining a table that gets dropped concurrently. Avoid this type of failure by ensuring that we obtain access share lock before inquiring too deeply into a table's properties, and that we don't apply such functions to tables we don't intend to dump at all.

- Fix tab completion of `ALTER FUNCTION/PROCEDURE/ROUTINE ... SET SCHEMA` (Dean Rasheed)
- Fix `contrib/seg` to not crash or print garbage if an input number has more than 127 digits (Tom Lane)
- In `contrib/sepgsql`, avoid deprecation warnings with recent libselinux (Michael Paquier)
- Fix compile failure in building PL/Perl with MSVC when using Strawberry Perl (Andrew Dunstan)
- Fix mismatch of PL/Perl built with MSVC versus a Perl library built with gcc (Andrew Dunstan)

  Such combinations could previously fail with « loadable library and perl binaries are mismatched » errors.
- Suppress compiler warnings from Perl's header files (Andres Freund)

  Our preferred compiler options provoke warnings about constructs appearing in recent versions of Perl's header files. When using gcc, we can suppress these warnings with a pragma.
- Fix pg_waldump to build on compilers that don't discard unused static-inline functions (Tom Lane)
- Update time zone data files to tzdata release 2022g for DST law changes in Greenland and Mexico, plus historical corrections for northern Canada, Colombia, and Singapore.

  Notably, a new timezone America/Ciudad_Juarez has been split off from America/Ojinaga.

E.5. Release 11.18

Release date: 2022-11-10

This release contains a variety of fixes from 11.17. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.5.1. Migration to Version 11.18

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.14, see Section E.9.

E.5.2. Changes

- Fix `VACUUM` to press on if an attempted page deletion in a btree index fails to find the page's parent downlink (Peter Geoghegan)

  Rather than throwing an error, just log the issue and continue without deleting the empty page. Previously, a buggy operator class or corrupted index could indefinitely prevent completion of vacuuming of the index, eventually leading to transaction wraparound problems.
- Fix handling of `DEFAULT` tokens that appear in a multi-row `VALUES` clause of an `INSERT` on an updatable view (Tom Lane)

  This oversight could lead to « cache lookup failed for type » errors, or in older branches even to crashes.

- Disallow rules named `_RETURN` that are not `ON SELECT` (Tom Lane)

  This avoids confusion between a view's `ON SELECT` rule and any other rules it may have.

- Repair rare failure of MULTIEXPR_SUBLINK subplans in inherited updates (Tom Lane)

  Use of the syntax `UPDATE tab SET (c1, ...) = (SELECT ...)` with an inherited or partitioned target table could result in failure if the child tables are sufficiently dissimilar. This typically manifested as failure of consistency checks in the executor; but a crash or incorrect data updates are also possible.

- Fix incorrect matching of index expressions and predicates when creating a partitioned index (Richard Guo, Tom Lane)

  While creating a partitioned index, we try to identify any existing indexes on the partitions that match the partitioned index, so that we can absorb those as child indexes instead of building new ones. Matching of expressions was not done right, so that a usable child index might be ignored, leading to creation of a duplicative index.

- Avoid flattening `FROM`-less subqueries when the outer query has grouping sets (Tom Lane)

  This oversight could lead to assertion failures or planner errors such as « variable not found in subplan target list ».

- Prevent WAL corruption after a standby promotion (Dilip Kumar, Robert Haas)

  When a PostgreSQL instance performing archive recovery (but not using standby mode) is promoted, and the last WAL segment that it attempted to read ended in a partial record, the instance would write an invalid WAL segment on the new timeline.

- Fix mis-ordering of WAL operations in fast insert path for GIN indexes (Matthias van de Meent, Zhang Mingli)

  This mistake is not known to have any negative consequences within core PostgreSQL, but it did cause issues for some extensions.

- Fix bugs in logical decoding when replay starts from a point between the beginning of a transaction and the beginning of its subtransaction (Masahiko Sawada, Kuroda Hayato)

  These errors could lead to assertion failures in debug builds, and otherwise to memory leaks.

- Prevent examining system catalogs with the wrong snapshot during logical decoding (Masahiko Sawada)

  If decoding begins partway through a transaction that modifies system catalogs, the decoder may not recognize that, causing it to fail to treat that transaction as in-progress for catalog lookups.

- Accept interrupts in more places during logical decoding (Amit Kapila, Masahiko Sawada)

  This ameliorates problems with slow shutdown of replication workers.

- Avoid crash after function syntax error in replication workers (Maxim Orlov, Anton Melnikov, Masahiko Sawada, Tom Lane)

  If a syntax error occurred in a SQL-language or PL/pgSQL-language `CREATE FUNCTION` or `DO` command executed in a logical replication worker, the worker process would crash with a null pointer dereference or assertion failure.

- Fix handling of read-write expanded datums that are passed to SQL functions (Tom Lane)

  If a non-inlined SQL function uses a parameter in more than one place, and one of those functions expects to be able to modify read-write datums in place, then later uses of the parameter would

observe the wrong value. (Within core PostgreSQL, the expanded-datum mechanism is only used for array and composite-type values; but extensions might use it for other structured types.)

- In Snowball dictionaries, don't try to stem excessively-long words (Olly Betts, Tom Lane)

  If the input word exceeds 1000 bytes, return it as-is after case folding, rather than trying to run it through the Snowball code. This restriction protects against a known recursion-to-stack-overflow problem in the Turkish stemmer, and it seems like good insurance against any other safety or performance issues that may exist in the Snowball stemmers. Such a long string is surely not a word in any human language, so it's doubtful that the stemmer would have done anything desirable with it anyway.

- Fix use-after-free hazard in string comparisons (Tom Lane)

  Improper memory management in the string comparison functions could result in scribbling on no-longer-allocated buffers, potentially breaking things for whatever is using that memory now. This would only happen with fairly long strings (more than 1kB), and only if an ICU collation is in use.

- Prevent postmaster crash when shared-memory state is corrupted (Tom Lane)

  The postmaster process is supposed to survive and initiate a database restart if shared memory becomes corrupted, but one bit of code was being insufficiently cautious about that.

- Add some more defenses against recursion till stack overrun (Richard Guo, Tom Lane)

- Avoid long-term memory leakage in the autovacuum launcher process (Reid Thompson)

  The lack of field reports suggests that this problem is only latent in pre-v15 branches; but it's not very clear why, so back-patch the fix anyway.

- Improve PL/pgSQL's ability to handle parameters declared as `RECORD` (Tom Lane)

  Build a separate function cache entry for each concrete type passed to the `RECORD` parameter during a session, much as we do for polymorphic parameters. This allows some usages to work that previously failed with errors such as « type of parameter does not match that when preparing the plan ».

- Add missing guards for `NULL` connection pointer in libpq (Daniele Varrazzo, Tom Lane)

  There's a convention that libpq functions should check for a NULL PGconn argument, and fail gracefully instead of crashing. `PQflush()` and `PQisnonblocking()` didn't get that memo, so fix them.

- In ecpg, fix omission of variable storage classes when multiple `varchar` or `bytea` variables are declared in the same declaration (Andrey Sokolov)

  For example, ecpg translated `static varchar str1[10], str2[20], str3[30];` in such a way that only `str1` was marked `static`.

- Allow cross-platform tablespace relocation in pg_basebackup (Robert Haas)

  Allow the remote path in `--tablespace-mapping` to be either a Unix-style or Windows-style absolute path, since the source server could be on a different OS than the local system.

- In pg_stat_statements, fix access to already-freed memory (zhaoqigui)

  This occurred if pg_stat_statements tracked a `ROLLBACK` command issued via extended query protocol. In debug builds it consistently led to an assertion failure. In production builds there would often be no visible ill effect; but if the freed memory had already been reused, the likely result would be to store garbage for the query string.

- In postgres_fdw, ensure that target lists constructed for EvalPlanQual plans will have all required columns (Richard Guo, Etsuro Fujita)

  This avoids « variable not found in subplan target list » errors in rare cases.

- Reject unwanted output from the platform's `uuid_create()` function (Nazir Bilal Yavuz)

  The uuid-ossp module expects libc's `uuid_create()` to produce a version-1 UUID, but recent NetBSD releases produce a version-4 (random) UUID instead. Check for that, and complain if so. Drop the documentation's claim that the NetBSD implementation is usable for uuid-ossp. (If a version-4 UUID is okay for your purposes, you don't need uuid-ossp at all; just use `gen_random_uuid()`.)

- Include new Perl test modules in standard installations (Álvaro Herrera)

  Add `PostgreSQL/Test/Cluster.pm` and `PostgreSQL/Test/Utils.pm` to the standard installation file set in pre-version-15 branches. This is for the benefit of extensions that want to use newly-written test code in older branches.

- On NetBSD, force dynamic symbol resolution at postmaster start (Andres Freund, Tom Lane)

  This avoids a risk of deadlock in the dynamic linker on NetBSD 10.

- Fix incompatibilities with LLVM 15 (Thomas Munro, Andres Freund)

- Allow use of `__sync_lock_test_and_set()` for spinlocks on any machine (Tom Lane)

  This eases porting to new machine architectures, at least if you're using a compiler that supports this GCC builtin function.

- Rename symbol `REF` to `REF_P` to avoid compile failure on recent macOS (Tom Lane)

- Silence assorted compiler warnings from clang 15 and later (Tom Lane)

- Update time zone data files to tzdata release 2022f for DST law changes in Chile, Fiji, Iran, Jordan, Mexico, Palestine, and Syria, plus historical corrections for Chile, Crimea, Iran, and Mexico.

  Also, the Europe/Kiev zone has been renamed to Europe/Kyiv. Also, the following zones have been merged into nearby, more-populous zones whose clocks have agreed with them since 1970: Antarctica/Vostok, Asia/Brunei, Asia/Kuala_Lumpur, Atlantic/Reykjavik, Europe/Amsterdam, Europe/Copenhagen, Europe/Luxembourg, Europe/Monaco, Europe/Oslo, Europe/Stockholm, Indian/Christmas, Indian/Cocos, Indian/Kerguelen, Indian/Mahe, Indian/Reunion, Pacific/Chuuk, Pacific/Funafuti, Pacific/Majuro, Pacific/Pohnpei, Pacific/Wake and Pacific/Wallis. (This indirectly affects zones that were already links to one of these: Arctic/Longyearbyen, Atlantic/Jan_Mayen, Iceland, Pacific/Ponape, Pacific/Truk, and Pacific/Yap.) America/Nipigon, America/Rainy_River, America/Thunder_Bay, Europe/Uzhgorod, and Europe/Zaporozhye were also merged into nearby zones after discovering that their claimed post-1970 differences from those zones seem to have been errors. In all these cases, the previous zone name remains as an alias; but the actual data is that of the zone that was merged into.

  These zone mergers result in loss of pre-1970 timezone history for the merged zones, which may be troublesome for applications expecting consistency of `timestamptz` display. As an example, the stored value `1944-06-01 12:00 UTC` would previously display as `1944-06-01 13:00:00+01` if the Europe/Stockholm zone is selected, but now it will read out as `1944-06-01 14:00:00+02`.

  It is possible to build the time zone data files with options that will restore the older zone data, but that choice also inserts a lot of other old (and typically poorly-attested) zone data, resulting in more total changes from the previous release than accepting these upstream changes does. PostgreSQL has chosen to ship the tzdb data as-recommended, and so far as we are aware most major operating system distributions are doing likewise. However, if these changes cause significant problems for

your application, a possible solution is to install a local build of the time zone data files using tzdb's backwards-compatibility options (see their PACKRATDATA and PACKRATLIST options).

E.6. Release 11.17

Release date: 2022-08-11

This release contains a variety of fixes from 11.16. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.6.1. Migration to Version 11.17

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.14, see Section E.9.

E.6.2. Changes

- Do not let extension scripts replace objects not already belonging to the extension (Tom Lane)

  This change prevents extension scripts from doing CREATE OR REPLACE if there is an existing object that does not belong to the extension. It also prevents CREATE IF NOT EXISTS in the same situation. This prevents a form of trojan-horse attack in which a hostile database user could become the owner of an extension object and then modify it to compromise future uses of the object by other users. As a side benefit, it also reduces the risk of accidentally replacing objects one did not mean to.

  The PostgreSQL Project thanks Sven Klemm for reporting this problem. (CVE-2022-2625)

- Fix replay of CREATE DATABASE WAL records on standby servers (Kyotaro Horiguchi, Asim R Praveen, Paul Guo)

  Standby servers may encounter missing tablespace directories when replaying database-creation WAL records. Prior to this patch, a standby would fail to recover in such a case; however, such directories could be legitimately missing. Create the tablespace (as a plain directory), then check that it has been dropped again once replay reaches a consistent state.

- Support « in place » tablespaces (Thomas Munro, Michael Paquier, Álvaro Herrera)

  Normally a Postgres tablespace is a symbolic link to a directory on some other filesystem. This change allows it to just be a plain directory. While this has no use for separating tables onto different filesystems, it is a convenient setup for testing. Moreover, it is necessary to support the CREATE DATABASE replay fix, which transiently creates a missing tablespace as an « in place » tablespace.

- Fix permissions checks in CREATE INDEX (Nathan Bossart, Noah Misch)

  The fix for CVE-2022-1552 caused CREATE INDEX to apply the table owner's permissions while performing lookups of operator classes and other objects, where formerly the calling user's permissions were used. This broke dump/restore scenarios, because pg_dump issues CREATE INDEX before re-granting permissions.

- In extended query protocol, force an immediate commit after CREATE DATABASE and other commands that can't run in a transaction block (Tom Lane)

  If the client does not send a Sync message immediately after such a command, but instead sends another command, any failure in that command would lead to rolling back the preceding command, typically leaving inconsistent state on-disk (such as a missing or extra database directory). The mechanisms intended to prevent that situation turn out to work for multiple commands in a simple-

Query message, but not for a series of extended-protocol messages. To prevent inconsistency without breaking use-cases that work today, force an implicit commit after such commands.

- Fix race condition when checking transaction visibility (Simon Riggs)

  `TransactionIdIsInProgress` could report `false` before the subject transaction is considered visible, leading to various misbehaviors. The race condition window is normally very narrow, but use of synchronous replication makes it much wider, because the wait for a synchronous replica happens in that window.

- Fix queries in which a « whole-row variable » references the result of a function that returns a domain over composite type (Tom Lane)

- Fix « variable not found in subplan target list » planner error when pulling up a sub-`SELECT` that's referenced in a `GROUPING` function (Richard Guo)

- Fix `ALTER TABLE ... ENABLE/DISABLE TRIGGER` to handle recursion correctly for triggers on partitioned tables (Álvaro Herrera, Amit Langote)

  In certain cases, a « trigger does not exist » failure would occur because the command would try to adjust the trigger on a child partition that doesn't have it.

- Prevent `pg_stat_get_subscription()` from possibly returning an extra row containing garbage values (Kuntal Ghosh)

- Ensure that `pg_stop_backup()` cleans up session state properly (Fujii Masao)

  This omission could lead to assertion failures or crashes later in the session.

- Fix join alias matching in `FOR [KEY] UPDATE/SHARE` clauses (Dean Rasheed)

  In corner cases, a misleading error could be reported.

- Avoid crashing if too many column aliases are attached to an `XMLTABLE` or `JSON_TABLE` construct (Álvaro Herrera)

- Reject `ROW()` expressions and functions in `FROM` that have too many columns (Tom Lane)

  Cases with more than about 1600 columns are unsupported, and have always failed at execution. However, it emerges that some earlier code could be driven to assertion failures or crashes by queries with more than 32K columns. Add a parse-time check to prevent that.

- When decompiling a view or rule, show a `SELECT` output column's `AS "?column?"` alias clause if it could be referenced elsewhere (Tom Lane)

  Previously, this auto-generated alias was always hidden; but there are corner cases where doing so results in a non-restorable view or rule definition.

- Fix dumping of a view using a function in `FROM` that returns a composite type, when column(s) of the composite type have been dropped since the view was made (Tom Lane)

  This oversight could lead to dump/reload or pg_upgrade failures, as the dumped view would have too many column aliases for the function.

- Report implicitly-created operator families to event triggers (Masahiko Sawada)

  If `CREATE OPERATOR CLASS` results in the implicit creation of an operator family, that object was not reported to event triggers that should capture such events.

- Fix control file updates made when a restartpoint is running during promotion of a standby server (Kyotaro Horiguchi)

Previously, when the restartpoint completed it could incorrectly update the last-checkpoint fields of the control file, potentially leading to PANIC and failure to restart if the server crashes before the next normal checkpoint completes.

- Prevent triggering of standby's `wal_receiver_timeout` during logical replication of large transactions (Wang Wei, Amit Kapila)

  If a large transaction on the primary server sends no data to the standby (perhaps because no table it changes is published), it was possible for the standby to timeout. Fix that by ensuring we send keepalive messages periodically in such situations.

- Disallow nested backup operations in logical replication walsenders (Fujii Masao)

- Fix memory leak in logical replication subscribers (Hou Zhijie)

- Prevent open-file leak when reading an invalid timezone abbreviation file (Kyotaro Horiguchi)

  Such cases could result in harmless warning messages.

- Allow custom server parameters to have short descriptions that are NULL (Steve Chavez)

  Previously, although extensions could choose to create such settings, some code paths would crash while processing them.

- Fix WAL consistency checking logic to correctly handle `BRIN_EVACUATE_PAGE` flags (Haiyang Wang)

- Fix erroneous assertion checks in shared hashtable management (Thomas Munro)

- Arrange to clean up after commit-time errors within `SPI_commit()`, rather than expecting callers to do that (Peter Eisentraut, Tom Lane)

  Proper cleanup is complicated and requires use of low-level facilities, so it's not surprising that no known caller got it right. This led to misbehaviors when a PL procedure issued `COMMIT` but a failure occurred (such as a deferred constraint check). To improve matters, redefine `SPI_commit()` as starting a new transaction, so that it becomes equivalent to `SPI_commit_and_chain()` except that you get default transaction characteristics instead of preserving the prior transaction's characteristics. To make this somewhat transparent API-wise, redefine `SPI_start_transaction()` as a no-op. All known callers of `SPI_commit()` immediately call `SPI_start_transaction()`, so they will not notice any change. Similar remarks apply to `SPI_rollback()`.

  Also fix PL/Python, which omitted any handling of such errors at all, resulting in jumping out of the Python interpreter. This is reported to crash Python 3.11. Older Python releases leak some memory but seem okay with it otherwise.

- Remove misguided SSL key file ownership check in libpq (Tom Lane)

  In the previous minor releases, we copied the server's permission checking rules for SSL private key files into libpq. But we should not have also copied the server's file-ownership check. While that works in normal use-cases, it can result in an unexpected failure for clients running as root, and perhaps in other cases.

- Ensure ecpg reports server connection loss sanely (Tom Lane)

  Misprocessing of a libpq-generated error result, such as a report of lost connection, would lead to printing « (null) » instead of a useful error message; or in older releases it would lead to a crash.

- Avoid core dump in ecpglib with unexpected orders of operations (Tom Lane)

Certain operations such as `EXEC SQL PREPARE` would crash (rather than reporting an error as expected) if called before establishing any database connection.

- In ecpglib, avoid redundant `newlocale()` calls (Noah Misch)

  Allocate a C locale object once per process when first connecting, rather than creating and freeing locale objects once per query. This mitigates a libc memory leak on AIX, and may offer some performance benefit everywhere.

- In psql's `\watch` command, echo a newline after cancellation with control-C (Pavel Stehule)

  This prevents libedit (and possibly also libreadline) from becoming confused about which column the cursor is in.

- Fix `contrib/pg_stat_statements` to avoid problems with very large query-text files on 32-bit platforms (Tom Lane)

- Ensure that `contrib/postgres_fdw` sends constants of `regconfig` and other `reg*` types with proper schema qualification (Tom Lane)

- Block signals while allocating dynamic shared memory on Linux (Thomas Munro)

  This avoids problems when a signal interrupts `posix_fallocate()`.

- Detect unexpected `EEXIST` error from `shm_open()` (Thomas Munro)

  This avoids a possible crash on Solaris.

- Adjust PL/Perl test case so it will work under Perl 5.36 (Dagfinn Ilmari Mannsåker)

- Avoid incorrectly using an out-of-date libldap_r library when multiple OpenLDAP installations are present while building PostgreSQL (Tom Lane)

E.7. Release 11.16

Release date: 2022-05-12

This release contains a variety of fixes from 11.15. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.7.1. Migration to Version 11.16

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.14, see Section E.9.

E.7.2. Changes

- Confine additional operations within « security restricted operation » sandboxes (Sergey Shinderuk, Noah Misch)

  Autovacuum, `CLUSTER`, `CREATE INDEX`, `REINDEX`, `REFRESH MATERIALIZED VIEW`, and pg_amcheck activated the « security restricted operation » protection mechanism too late, or even not at all in some code paths. A user having permission to create non-temporary objects within a database could define an object that would execute arbitrary SQL code with superuser permissions the next time that autovacuum processed the object, or that some superuser ran one of the affected commands against it.

The PostgreSQL Project thanks Alexander Lakhin for reporting this problem. (CVE-2022-1552)

- Stop using query-provided column aliases for the columns of whole-row variables that refer to plain tables (Tom Lane)

  The column names in tuples produced by a whole-row variable (such as `tbl.*` in contexts other than the top level of a `SELECT` list) are now always those of the associated named composite type, if there is one. We'd previously attempted to make them track any column aliases that had been applied to the `FROM` entry the variable refers to. But that's semantically dubious, because really then the output of the variable is not at all of the composite type it claims to be. Previous attempts to deal with that inconsistency had bad results up to and including storing unreadable data on disk, so just give up on the whole idea.

  In cases where it's important to be able to relabel such columns, a workaround is to introduce an extra level of sub-`SELECT`, so that the whole-row variable is referring to the sub-`SELECT`'s output and not to a plain table. Then the variable is of type `record` to begin with and there's no issue.

- Fix incorrect output for types `timestamptz` and `timetz` in `table_to_xmlschema()` and allied functions (Renan Soares Lopes)

  The xmlschema output for these types included a malformed regular expression.

- Avoid core dump in parser for a `VALUES` clause with zero columns (Tom Lane)

- Fix planner errors for `GROUPING()` constructs that reference outer query levels (Richard Guo, Tom Lane)

- Fix plan generation for index-only scans on indexes with both returnable and non-returnable columns (Tom Lane)

  The previous coding could try to read non-returnable columns in addition to the returnable ones. This was fairly harmless because it didn't actually do anything with the bogus values, but it fell foul of a recently-added error check that rejected such a plan.

- Fix query-lifespan memory leak in an IndexScan node that is performing reordering (Aliaksandr Kalenik)

- Fix `ALTER FUNCTION` to support changing a function's parallelism property and its `SET`-variable list in the same command (Tom Lane)

  The parallelism property change was lost if the same command also updated the function's `SET` clause.

- Fix mis-sorting of table rows when `CLUSTER`ing using an index whose leading key is an expression (Peter Geoghegan, Thomas Munro)

  The table would be rebuilt with the correct data, but in an order having little to do with the index order.

- Fix risk of deadlock failures while dropping a partitioned index (Jimmy Yih, Gaurab Dey, Tom Lane)

  Ensure that the required table and index locks are taken in the standard order (parents before children, tables before indexes). The previous coding for `DROP INDEX` did it differently, and so could deadlock against concurrent queries taking these locks in the standard order.

- Fix race condition between `DROP TABLESPACE` and checkpointing (Nathan Bossart)

  The checkpoint forced by `DROP TABLESPACE` could sometimes fail to remove all dead files from the tablespace's directory, leading to a bogus « tablespace is not empty » error.

- Fix possible trouble in crash recovery after a `TRUNCATE` command that overlaps a checkpoint (Kyotaro Horiguchi, Heikki Linnakangas, Robert Haas)

  `TRUNCATE` must ensure that the table's disk file is truncated before the checkpoint is allowed to complete. Otherwise, replay starting from that checkpoint might find unexpected data in the supposedly-removed pages, possibly causing replay failure.

- Fix unsafe toast-data accesses during temporary object cleanup (Andres Freund)

  Temporary-object deletion during server process exit could fail with « FATAL: cannot fetch toast data without an active snapshot ». This was usually harmless since the next use of that temporary schema would clean up successfully.

- Fix « PANIC: xlog flush request is not satisfied » failure during standby promotion when there is a missing WAL continuation record (Sami Imseih)

- Fix possibility of self-deadlock in hot standby conflict handling (Andres Freund)

  With unlucky timing, the WAL-applying process could get stuck while waiting for some other process to release a buffer lock.

- Ensure that logical replication apply workers can be restarted even when we're up against the `max_sync_workers_per_subscription` limit (Amit Kapila)

  Faulty coding of the limit check caused a restarted worker to exit immediately, leaving fewer workers than there should be.

- Include unchanged replica identity key columns in the WAL log for an update, if they are stored out-of-line (Dilip Kumar, Amit Kapila)

  Otherwise subscribers cannot see the values and will fail to replicate the update.

- Improve logical replication subscriber's error message for an unsupported relation kind (Tom Lane)

  v13 and later servers support publishing partitioned tables. Older server versions cannot handle subscribing to such a table, and they gave a very misleading error message: « table XYZ not found on publisher ». Arrange to deliver a more on-point message.

- Disallow execution of SPI functions during PL/Perl function compilation (Tom Lane)

  Perl can be convinced to execute user-defined code during compilation of a PL/Perl function. However, it's not okay for such code to try to invoke SQL operations via SPI. That results in a crash, and if it didn't crash it would be a security hazard, because we really don't want code execution during function validation. Put in a check to give a friendlier error message instead.

- Make libpq accept root-owned SSL private key files (David Steele)

  This change synchronizes libpq's rules for safe ownership and permissions of SSL key files with the rules the server has used since release 9.6. Namely, in addition to the current rules, allow the case where the key file is owned by root and has permissions `rw-r-----` or less. This is helpful for system-wide management of key files.

- Make pg_ctl recheck postmaster aliveness while waiting for stop/restart/promote actions (Tom Lane)

  pg_ctl would verify that the postmaster is alive as a side-effect of sending the stop or promote signal, but then it just naively waited to see the on-disk state change. If the postmaster died uncleanly without having removed its PID file or updated the control file, pg_ctl would wait until timeout. Instead make it recheck every so often that the postmaster process is still there.

- Fix error handling in pg_waldump (Kyotaro Horiguchi, Andres Freund)

While trying to read a WAL file to determine the WAL segment size, pg_waldump would report an incorrect error for the case of a too-short file. In addition, the file name reported in this and related error messages could be garbage.

- Ensure that `contrib/pageinspect` functions cope with all-zero pages (Michael Paquier)

  This is a legitimate edge case, but the module was mostly unprepared for it. Arrange to return nulls, or no rows, as appropriate; that seems more useful than raising an error.

- In `contrib/pageinspect`, add defenses against incorrect page « special space » contents, tighten checks for correct page size, and add some missing checks that an index is of the expected type (Michael Paquier, Justin Pryzby, Julien Rouhaud)

  These changes make it less likely that the module will crash on bad data.

- In `contrib/postgres_fdw`, verify that `ORDER BY` clauses are safe to ship before requesting a remotely-ordered query, and include a `USING` clause if necessary (Ronan Dunklau)

  This fix prevents situations where the remote server might sort in a different order than we intend. While sometimes that would be only cosmetic, it could produce thoroughly wrong results if the remote data is used as input for a locally-performed merge join.

- Update JIT code to work with LLVM 14 (Thomas Munro)

- Clean up assorted failures under clang's `-fsanitize=undefined` checks (Tom Lane, Andres Freund, Zhihong Yu)

  Most of these changes are just for pro-forma compliance with the letter of the C and POSIX standards, and are unlikely to have any effect on production builds.

- Fix PL/Perl so it builds on C compilers that don't support statements nested within expressions (Tom Lane)

- Fix possible build failure of pg_dumpall on Windows, when not using MSVC to build (Andres Freund)

- In Windows builds, use gendef instead of pexports to build DEF files (Andrew Dunstan)

  This adapts the build process to work on recent MSys tool chains.

- Prevent extra expansion of shell wildcard patterns in programs built under MinGW (Andrew Dunstan)

  For some reason the C library provided by MinGW will expand shell wildcard characters in a program's command-line arguments by default. This is confusing, not least because it doesn't happen under MSVC, so turn it off.

- Update time zone data files to tzdata release 2022a for DST law changes in Palestine, plus historical corrections for Chile and Ukraine.

E.8. Release 11.15

Release date: 2022-02-10

This release contains a variety of fixes from 11.14. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.8.1. Migration to Version 11.15

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.14, see Section E.9.

E.8.2. Changes

- Fix index-only scan plans for cases where not all index columns can be returned (Tom Lane)

  If an index has both returnable and non-returnable columns, and one of the non-returnable columns is an expression using a table column that appears in a returnable index column, then a query using that expression could result in an index-only scan plan that attempts to read the non-returnable column, instead of recomputing the expression from the returnable column as intended. The non-returnable column would read as NULL, resulting in wrong query results.

- Ensure that casting to an unspecified typmod generates a RelabelType node rather than a length-coercion function call (Tom Lane)

  While the coercion function should do the right thing (nothing), this translation is undesirably inefficient.

- Fix WAL replay failure when database consistency is reached exactly at a WAL page boundary (Álvaro Herrera)

- Fix startup of a physical replica to tolerate transaction ID wraparound (Abhijit Menon-Sen, Tomas Vondra)

  If a replica server is started while the set of active transactions on the primary crosses a wraparound boundary (so that there are some newer transactions with smaller XIDs than older ones), the replica would fail with « out-of-order XID insertion in KnownAssignedXids ». The replica would retry, but could never get past that error.

- Remove lexical limitations for SQL commands issued on a logical replication connection (Tom Lane)

  The walsender process would fail for a SQL command containing an unquoted semicolon, or with dollar-quoted literals containing odd numbers of single or double quote marks, or when the SQL command starts with a comment. Moreover, faulty error recovery could lead to unexpected errors in later commands too.

- Fix possible loss of the commit timestamp for the last subtransaction of a transaction (Alex Kingsborough, Kyotaro Horiguchi)

- Be sure to `fsync` the `pg_logical/mappings` subdirectory during checkpoints (Nathan Bossart)

  On some filesystems this oversight could lead to losing logical rewrite status files after a system crash.

- Build extended statistics for partitioned tables (Justin Pryzby)

  A previous bug fix disabled building of extended statistics for old-style inheritance trees, but it also prevented building them for partitioned tables, which was an unnecessary restriction. This change allows `ANALYZE` to compute values for statistics objects for partitioned tables. (But note that autovacuum does not process partitioned tables as such, so you must periodically issue manual `ANALYZE` on the partitioned table if you want to maintain such statistics.)

- Ignore extended statistics for inheritance trees (Justin Pryzby)

  Currently, extended statistics values are only computed locally for each table, not for entire inheritance trees. However the values were mistakenly consulted when planning queries across inheritance trees, possibly resulting in worse-than-default estimates.

- Disallow altering data type of a partitioned table's columns when the partitioned table's row type is used as a composite type elsewhere (Tom Lane)

  This restriction has long existed for regular tables, but through an oversight it was not checked for partitioned tables.

- Disallow `ALTER TABLE ... DROP NOT NULL` for a column that is part of a replica identity index (Haiying Tang, Hou Zhijie)

  The same prohibition already existed for primary key indexes.

- Correctly update cached table state during `ALTER TABLE ADD PRIMARY KEY USING INDEX` (Hou Zhijie)

  Concurrent sessions failed to update their opinion of whether the table has a primary key, possibly causing incorrect logical replication behavior.

- Correctly update cached table state when switching `REPLICA IDENTITY` index (Tang Haiying, Hou Zhijie)

  Concurrent sessions failed to update their opinion of which index is the replica identity one, possibly causing incorrect logical replication behavior.

- Avoid leaking memory during `REASSIGN OWNED BY` operations that reassign ownership of many objects (Justin Pryzby)

- Fix display of whole-row variables appearing in `INSERT ... VALUES` rules (Tom Lane)

  A whole-row variable would be printed as « var.* », but that allows it to be expanded to individual columns when the rule is reloaded, resulting in different semantics. Attach an explicit cast to prevent that, as we do elsewhere.

- Fix or remove some incorrect assertions (Simon Riggs, Michael Paquier, Alexander Lakhin)

  These errors should affect only debug builds, not production.

- Fix race condition that could lead to failure to localize error messages that are reported early in multi-threaded use of libpq or ecpglib (Tom Lane)

- Avoid calling `strerror` from libpq's `PQcancel` function (Tom Lane)

  `PQcancel` is supposed to be safe to call from a signal handler, but `strerror` is not safe. The faulty usage only occurred in the unlikely event of failure to send the cancel message to the server, perhaps explaining the lack of reports.

- Make psql's `\password` command default to setting the password for `CURRENT_USER`, not the connection's original user name (Tom Lane)

  This agrees with the documented behavior, and avoids probable permissions failure if `SET ROLE` or `SET SESSION AUTHORIZATION` has been done since the session began. To prevent confusion, the role name to be acted on is now included in the password prompt.

- In psql and some other client programs, avoid trying to invoke `gettext()` from a control-C signal handler (Tom Lane)

  While no reported failures have been traced to this mistake, it seems highly unlikely to be a safe thing to do.

- Allow canceling the initial password prompt in pg_receivewal and pg_recvlogical (Tom Lane, Nathan Bossart)

Previously it was impossible to terminate these programs via control-C while they were prompting for a password.

- Fix pg_dump's dump ordering for user-defined casts (Tom Lane)

  In rare cases, the output script might refer to a user-defined cast before it had been created.

- Fix possible mis-reporting of errors in pg_dump and pg_basebackup (Tom Lane)

  The previous code failed to check for errors from some kernel calls, and could report the wrong errno values in other cases.

- Fix results of index-only scans on `contrib/btree_gist` indexes on `char(N)` columns (Tom Lane)

  Index-only scans returned column values with trailing spaces removed, which is not the expected behavior. That happened because that's how the data was stored in the index. This fix changes the code to store `char(N)` values with the expected amount of space padding. The behavior of such an index will not change immediately unless you `REINDEX` it; otherwise space-stripped values will be gradually replaced over time during updates. Queries that do not use index-only scan plans will be unaffected in any case.

- Change configure to use Python's sysconfig module, rather than the deprecated distutils module, to determine how to build PL/Python (Peter Eisentraut, Tom Lane, Andres Freund)

  With Python 3.10, this avoids configure-time warnings about distutils being deprecated and scheduled for removal in Python 3.12. Presumably, once 3.12 is out, `configure --with-python` would fail altogether. This future-proofing does come at a cost: sysconfig did not exist before Python 2.7, nor before 3.2 in the Python 3 branch, so it is no longer possible to build PL/Python against long-dead Python versions.

- Fix PL/Perl compile failure on Windows with Perl 5.28 and later (Victor Wagner)

- Fix PL/Python compile failure with Python 3.11 and later (Peter Eisentraut)

- Add support for building with Visual Studio 2022 (Hans Buschmann)

- Allow the `.bat` wrapper scripts in our MSVC build system to be called without first changing into their directory (Anton Voloshin, Andrew Dunstan)

E.9. Release 11.14

Release date: 2021-11-11

This release contains a variety of fixes from 11.13. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.9.1. Migration to Version 11.14

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, note that installations using physical replication should update standby servers before the primary server, as explained in the third changelog entry below.

Also, several bugs have been found that may have resulted in corrupted indexes, as explained in the next several changelog entries. If any of those cases apply to you, it's recommended to reindex possibly-affected indexes after updating.

Also, if you are upgrading from a version earlier than 11.11, see Section E.12.

E.9.2. Changes

- Make the server reject extraneous data after an SSL or GSS encryption handshake (Tom Lane)

  A man-in-the-middle with the ability to inject data into the TCP connection could stuff some cleartext data into the start of a supposedly encryption-protected database session. This could be abused to send faked SQL commands to the server, although that would only work if the server did not demand any authentication data. (However, a server relying on SSL certificate authentication might well not do so.)

  The PostgreSQL Project thanks Jacob Champion for reporting this problem. (CVE-2021-23214)

- Make libpq reject extraneous data after an SSL or GSS encryption handshake (Tom Lane)

  A man-in-the-middle with the ability to inject data into the TCP connection could stuff some cleartext data into the start of a supposedly encryption-protected database session. This could probably be abused to inject faked responses to the client's first few queries, although other details of libpq's behavior make that harder than it sounds. A different line of attack is to exfiltrate the client's password, or other sensitive data that might be sent early in the session. That has been shown to be possible with a server vulnerable to CVE-2021-23214.

  The PostgreSQL Project thanks Jacob Champion for reporting this problem. (CVE-2021-23222)

- Fix physical replication for cases where the primary crashes after shipping a WAL segment that ends with a partial WAL record (Álvaro Herrera)

  If the primary did not survive long enough to finish writing the rest of the incomplete WAL record, then the previous crash-recovery logic had it back up and overwrite WAL starting from the beginning of the incomplete WAL record. This is problematic since standby servers may already have copies of that WAL segment. They will then see an inconsistent next segment, and will not be able to recover without manual intervention. To fix, do not back up over a WAL segment boundary when restarting after a crash. Instead write a new type of WAL record at the start of the next WAL segment, informing readers that the incomplete WAL record will never be finished and must be disregarded.

  When applying this update, it's best to update standby servers before the primary, so that they will be ready to handle this new WAL record type if the primary happens to crash.

- Fix `CREATE INDEX CONCURRENTLY` to wait for the latest prepared transactions (Andrey Borodin)

  Rows inserted by just-prepared transactions might be omitted from the new index, causing queries relying on the index to miss such rows. The previous fix for this type of problem failed to account for `PREPARE TRANSACTION` commands that were still in progress when `CREATE INDEX CONCURRENTLY` checked for them. As before, in installations that have enabled prepared transactions (`max_prepared_transactions` > 0), it's recommended to reindex any concurrently-built indexes in case this problem occurred when they were built.

- Avoid race condition that can cause backends to fail to add entries for new rows to an index being built concurrently (Noah Misch, Andrey Borodin)

  While it's apparently rare in the field, this case could potentially affect any index built or reindexed with the `CONCURRENTLY` option. It is recommended to reindex any such indexes to make sure they are correct.

- Fix `float4` and `float8` hash functions to produce uniform results for NaNs (Tom Lane)

  Since PostgreSQL's floating-point types deem all NaNs to be equal, it's important for the hash functions to produce the same hash code for all bit-patterns that are NaNs according to the IEEE 754 standard. This failed to happen before, meaning that hash indexes and hash-based query plans

might produce incorrect results for non-canonical NaN values. (`'-NaN'::float8` is one way to produce such a value on most machines.) It is advisable to reindex hash indexes on floating-point columns, if there is any possibility that they might contain such values.

- Prevent data loss during crash recovery of `CREATE TABLESPACE`, when `wal_level = minimal` (Noah Misch)

  If the server crashed between `CREATE TABLESPACE` and the next checkpoint, replay would fully remove the contents of the new tablespace's directory, relying on subsequent WAL replay to restore everything within that directory. This interacts badly with optimizations that skip writing WAL (one example is `COPY` into a just-created table). Such optimizations are applied only when `wal_level` is `minimal`, which is not the default in v10 and later.

- Ensure that the relation cache is invalidated for a table being attached to or detached from a partitioned table (Amit Langote, Álvaro Herrera)

  This oversight could allow misbehavior of subsequent inserts/updates addressed directly to the partition, but only in currently-existing sessions.

- Ensure that the relation cache is invalidated when creating or dropping a `FOR ALL TABLES` publication (Hou Zhijie, Vignesh C)

  This oversight could lead to improper replication behavior until all currently-existing sessions have exited.

- Don't discard a cast to the same type with unspecified type modifier (Tom Lane)

  For example, if column `f1` is of type `numeric(18,3)`, the parser used to simply discard a cast like `f1::numeric`, on the grounds that it would have no run-time effect. That's true, but the exposed type of the expression should still be considered to be plain `numeric`, not `numeric(18,3)`. This is important for correctly resolving the type of larger constructs, such as recursive `UNION`s.

- Fix updates of element fields in arrays of domain over composite (Tom Lane)

  A command such as `UPDATE tab SET fld[1].subfld = val` failed if the array's elements were domains rather than plain composites.

- Disallow creating an ICU collation if the current database's encoding won't support it (Tom Lane)

  Previously this was allowed, but then the collation could not be referenced because of the way collation lookup works; you could not use the collation, nor even drop it.

- Fix corner-case loss of precision in numeric `power()` (Dean Rasheed)

  The result could be inaccurate when the first argument is very close to 1.

- Avoid regular expression errors with capturing parentheses inside `{0}` (Tom Lane)

  Regular expressions like `(.){0}...\1` drew « invalid backreference number ». Other regexp engines such as Perl don't complain, though, and for that matter ours doesn't either in some closely related cases. Worse, it could throw an assertion failure instead. Fix it so that no error is thrown and instead the back-reference is silently deemed to never match.

- Prevent regular expression back-references from sometimes matching when they shouldn't (Tom Lane)

  The regexp engine was careless about clearing match data for capturing parentheses after rejecting a partial match. This could allow a later back-reference to match in places where it should fail for lack of a defined referent.

- Fix regular expression performance bug with back-references inside iteration nodes (Tom Lane)

Incorrect back-tracking logic could result in exponential time spent looking for a match. Fortunately the problem is masked in most cases by other optimizations.

- Fix incorrect results from `AT TIME ZONE` applied to a `time with time zone` value (Tom Lane)

  The results were incorrect if the target time zone was specified by a dynamic timezone abbreviation (that is, one that is defined as equivalent to a full time zone name, rather than a fixed UTC offset).

- Avoid using MCV-only statistics to estimate the range of a column (Tom Lane)

  There are corner cases in which `ANALYZE` will build a most-common-values (MCV) list but not a histogram, even though the MCV list does not account for all the observed values. In such cases, keep the planner from using the MCV list alone to estimate the range of column values.

- Fix restoration of a Portal's snapshot inside a subtransaction (Bertrand Drouvot)

  If a procedure commits or rolls back a transaction, and then its next significant action is inside a new subtransaction, snapshot management went wrong, leading to a dangling pointer and probable crash. A typical example in PL/pgSQL is a `COMMIT` immediately followed by a `BEGIN ... EXCEPTION` block that performs a query.

- Clean up correctly if a transaction fails after exporting its snapshot (Dilip Kumar)

  This oversight would only cause a problem if the same session attempted to export a snapshot again. The most likely scenario for that is creation of a replication slot (followed by rollback) and then creation of another replication slot.

- Prevent wraparound of overflowed-subtransaction tracking on standby servers (Kyotaro Horiguchi, Alexander Korotkov)

  This oversight could cause significant performance degradation (manifesting as excessive SubtransSLRU traffic) on standby servers.

- Ensure that prepared transactions are properly accounted for during promotion of a standby server (Michael Paquier, Andres Freund)

  There was a narrow window where a prepared transaction could be omitted from a snapshot taken by a concurrently-running session. If that session then used the snapshot to perform data updates, erroneous results or data corruption could occur.

- Refuse to rewind a cursor marked `NO SCROLL` if it has been held over from a previous transaction due to the `WITH HOLD` option (Tom Lane)

  We have long forbidden fetching backwards from a `NO SCROLL` cursor, but for historical reasons the prohibition didn't extend to cases in which we rewind the query altogether and then re-fetch forwards. That exception leads to inconsistencies, particularly for held-over cursors which may not have stored all the data necessary to rewind. Disallow rewinding for non-scrollable held-over cursors to block the worst inconsistencies. (v15 will remove the exception altogether.)

- Fix possible failure while saving a `WITH HOLD` cursor at transaction end, if it had already been read to completion (Tom Lane)

- Fix detection of a relation that has grown to the maximum allowed length (Tom Lane)

  An attempt to extend a table or index past the limit of 2^32-1 blocks was rejected, but not soon enough to prevent inconsistent internal state from being created.

- Correctly track the presence of data-modifying CTEs when expanding a `DO INSTEAD` rule (Greg Nancarrow, Tom Lane)

The previous failure to do this could lead to problems such as unsafely choosing a parallel plan.

- Fix incorrect reporting of permissions failures on extended statistics objects (Tomas Vondra)

  The code typically produced « cache lookup error » rather than the intended message.

- Fix incorrect snapshot handling in parallel workers (Greg Nancarrow)

  This oversight could lead to misbehavior in parallel queries if the transaction isolation level is less than `REPEATABLE READ`.

- Fix logical decoding to correctly ignore toast-table changes for transient tables (Bertrand Drouvot)

  Logical decoding normally ignores changes in transient tables such as those created during an `ALTER TABLE` heap rewrite. But that filtering wasn't applied to the associated toast table if any, leading to possible errors when rewriting a table that's being published.

- Ensure that walreceiver processes create all required archive notification files before exiting (Fujii Masao)

  If a walreceiver exited exactly at a WAL segment boundary, it failed to make a notification file for the last-received segment, thus delaying archiving of that segment on the standby.

- Avoid trying to lock the `OLD` and `NEW` pseudo-relations in a rule that uses `SELECT FOR UPDATE` (Masahiko Sawada, Tom Lane)

- Fix parser's processing of aggregate `FILTER` clauses (Tom Lane)

  If the `FILTER` expression is a plain boolean column, the semantic level of the aggregate could be mis-determined, leading to not-per-spec behavior. If the `FILTER` expression is itself a boolean-returning aggregate, an error should be thrown but was not, likely resulting in a crash at execution.

- Avoid trying to clean up LLVM state after an error within LLVM (Andres Freund, Justin Pryzby)

  This prevents a likely crash during backend exit after a fatal LLVM error.

- Avoid null-pointer-dereference crash when dropping a role that owns objects being dropped concurrently (Álvaro Herrera)

- Prevent « snapshot reference leak » warning when `lo_export()` or a related function fails (Heikki Linnakangas)

- Ensure that scans of SP-GiST indexes are counted in the statistics views (Tom Lane)

  Incrementing the number-of-index-scans counter was overlooked in the SP-GiST code, although per-tuple counters were advanced correctly.

- Recalculate relevant wait intervals if `recovery_min_apply_delay` is changed during recovery (Soumyadeep Chakraborty, Ashwin Agrawal)

- Fix infinite loop if a `simplehash.h` hash table reaches 2^32 elements (Yura Sokolov)

  It seems unlikely that this bug has been hit in practice, as it would require `work_mem` settings of hundreds of gigabytes for existing uses of `simplehash.h`.

- Reduce memory consumption during calculation of extended statistics (Justin Pryzby, Tomas Vondra)

- Fix ecpg to recover correctly after `malloc()` failure while establishing a connection (Michael Paquier)

- Fix misevaluation of stable functions called in the arguments of a PL/pgSQL `CALL` statement (Tom Lane)

  They were being called with an out-of-date snapshot, so that they would not see any database changes made since the start of the session's top-level command.

- Allow `EXIT` out of the outermost block in a PL/pgSQL routine (Tom Lane)

  If the routine does not require an explicit `RETURN`, this usage should be valid, but it was rejected.

- Remove pg_ctl's hard-coded limits on the total length of generated commands (Phil Krylov)

  For example, this removes a restriction on how many command-line options can be passed through to the postmaster. Individual path names that pg_ctl deals with, such as the postmaster executable's name or the data directory name, are still limited to `MAXPGPATH` bytes in most cases.

- Fix pg_dump to dump non-global default privileges correctly (Neil Chen, Masahiko Sawada)

  If a global (unrestricted) `ALTER DEFAULT PRIVILEGES` command revoked some present-by-default privilege, for example `EXECUTE` for functions, and then a restricted `ALTER DEFAULT PRIVILEGES` command granted that privilege again for a selected role or schema, pg_dump failed to dump the restricted privilege grant correctly.

- Make pg_dump acquire shared lock on partitioned tables that are to be dumped (Tom Lane)

  This oversight was usually pretty harmless, since once pg_dump has locked any of the leaf partitions, that would suffice to prevent significant DDL on the partitioned table itself. However problems could ensue when dumping a childless partitioned table, since no relevant lock would be held.

- Improve pg_dump's performance by avoiding making per-table queries for RLS policies, and by avoiding repetitive calls to `format_type()` (Tom Lane)

  These changes provide only marginal improvement when dumping from a local server, but a dump from a remote server can benefit substantially due to fewer network round-trips.

- Fix crash in pg_dump when attempting to dump trigger definitions from a pre-8.3 server (Tom Lane)

- Fix incorrect filename in pg_restore's error message about an invalid large object TOC file (Daniel Gustafsson)

- Fix failure of `contrib/btree_gin` indexes on `"char"` (not `char(`*n*`)`) columns, when an indexscan using the `<` or `<=` operator is performed (Tom Lane)

  Such an indexscan failed to return all the entries it should.

- Change `contrib/pg_stat_statements` to read its « query texts » file in units of at most 1GB (Tom Lane)

  Such large query text files are very unusual, but if they do occur, the previous coding would fail on Windows 64 (which rejects individual read requests of more than 2GB).

- Fix null-pointer crash when `contrib/postgres_fdw` tries to report a data conversion error (Tom Lane)

- Add spinlock support for the RISC-V architecture (Marek Szuba)

  This is essential for reasonable performance on that platform.

- Support OpenSSL 3.0.0 (Peter Eisentraut, Daniel Gustafsson, Michael Paquier)

- Set correct type identifier on OpenSSL BIO (I/O abstraction) objects created by PostgreSQL (Itamar Gafni)

This oversight probably only matters for code that is doing tasks like auditing the OpenSSL installation. But it's nominally a violation of the OpenSSL API, so fix it.

- Make `pg_regexec()` robust against an out-of-range *`search_start`* parameter (Tom Lane)

  Return `REG_NOMATCH`, instead of possibly crashing, when *`search_start`* is past the end of the string. This case is probably unreachable within core PostgreSQL, but extensions might be more careless about the parameter value.

- Ensure that `GetSharedSecurityLabel()` can be used in a newly-started session that has not yet built its critical relation cache entries (Jeff Davis)

- Use the CLDR project's data to map Windows time zone names to IANA time zones (Tom Lane)

  When running on Windows, initdb attempts to set the new cluster's `timezone` parameter to the IANA time zone matching the system's prevailing time zone. We were using a mapping table that we'd generated years ago and updated only fitfully; unsurprisingly, it contained a number of errors as well as omissions of recently-added zones. It turns out that CLDR has been tracking the most appropriate mappings, so start using their data. This change will not affect any existing installation, only newly-initialized clusters.

- Update time zone data files to tzdata release 2021e for DST law changes in Fiji, Jordan, Palestine, and Samoa, plus historical corrections for Barbados, Cook Islands, Guyana, Niue, Portugal, and Tonga.

  Also, the Pacific/Enderbury zone has been renamed to Pacific/Kanton. Also, the following zones have been merged into nearby, more-populous zones whose clocks have agreed with them since 1970: Africa/Accra, America/Atikokan, America/Blanc-Sablon, America/Creston, America/Curacao, America/Nassau, America/Port_of_Spain, Antarctica/DumontDUrville, and Antarctica/Syowa. In all these cases, the previous zone name remains as an alias.

E.10. Release 11.13

Release date: 2021-08-12

This release contains a variety of fixes from 11.12. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.10.1. Migration to Version 11.13

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.11, see Section E.12.

E.10.2. Changes

- Fix mis-planning of repeated application of a projection step (Tom Lane)

  The planner could create an incorrect plan in cases where two ProjectionPaths were stacked on top of each other. The only known way to trigger that situation involves parallel sort operations, but there may be other instances. The result would be crashes or incorrect query results. Disclosure of server memory contents is also possible. (CVE-2021-3677)

- Disallow SSL renegotiation more completely (Michael Paquier)

  SSL renegotiation has been disabled for some time, but the server would still cooperate with a client-initiated renegotiation request. A maliciously crafted renegotiation request could result in a server

crash (see OpenSSL issue CVE-2021-3449). Disable the feature altogether on OpenSSL versions that permit doing so, which are 1.1.0h and newer.

- Restore the Portal-level snapshot after `COMMIT` or `ROLLBACK` within a procedure (Tom Lane)

  This change fixes cases where an attempt to fetch a toasted value immediately after `COMMIT`/`ROLLBACK` would fail with errors like « no known snapshots » or « missing chunk number 0 for toast value ».

  Some extensions may attempt to execute SQL code outside of any Portal. They are responsible for ensuring that an outer snapshot exists before doing so. Previously, not providing a snapshot might work or it might not; now it will consistently fail with « cannot execute SQL without an outer snapshot or portal ».

- Avoid misbehavior when persisting the output of a cursor that's reading a non-stable query (Tom Lane)

  Previously, we'd always rewind and re-read the whole query result, possibly getting results different from the earlier execution, causing great confusion later. For a NO SCROLL cursor, we can fix this by only storing the not-yet-read portion of the query output, which is sufficient since a NO SCROLL cursor can't be backed up. Cursors with the SCROLL option remain at hazard, but that was already documented to be an unsafe option to use with a non-stable query. Make those documentation warnings stronger.

  Also force NO SCROLL mode for the implicit cursor used by a PL/pgSQL FOR-over-query loop, to avoid this type of problem when persisting such a cursor during an intra-procedure commit.

- Reject `SELECT ... GROUP BY GROUPING SETS (()) FOR UPDATE` (Tom Lane)

  This should be disallowed, just as `FOR UPDATE` with a plain `GROUP BY` is disallowed, but the test for that failed to handle empty grouping sets correctly. The end result would be a null-pointer dereference in the executor.

- Reject cases where a query in `WITH` rewrites to just `NOTIFY` (Tom Lane)

  Such cases previously crashed.

- In `numeric` multiplication, round the result rather than failing if it would have more than 16383 digits after the decimal point (Dean Rasheed)

- Fix corner-case errors and loss of precision when raising `numeric` values to very large powers (Dean Rasheed)

- Fix division-by-zero failure in `to_char()` with `EEEE` format and a `numeric` input value less than 10^(-1001) (Dean Rasheed)

- Fix `pg_size_pretty(bigint)` to round negative values consistently with the way it rounds positive ones (and consistently with the `numeric` version) (Dean Rasheed, David Rowley)

- Make `pg_filenode_relation(0, 0)` return NULL rather than failing (Justin Pryzby)

- Make `ALTER EXTENSION` lock the extension when adding or removing a member object (Tom Lane)

  The previous coding allowed `ALTER EXTENSION ADD/DROP` to occur concurrently with `DROP EXTENSION`, leading to a crash or corrupt catalog entries.

- Fix `ALTER SUBSCRIPTION` to reject an empty slot name (Japin Li)

- When cloning a partitioned table's triggers to a new partition, ensure that their enabled status is copied (Álvaro Herrera)

- Avoid alias conflicts in queries generated for `REFRESH MATERIALIZED VIEW CONCURRENTLY` (Tom Lane, Bharath Rupireddy)

  This command failed on materialized views containing columns with certain names, notably `mv` and `newdata`.

- Fix `PREPARE TRANSACTION` to check correctly for conflicting session-lifespan and transaction-lifespan locks (Tom Lane)

  A transaction cannot be prepared if it has both session-lifespan and transaction-lifespan locks on the same advisory-lock ID value. This restriction was not fully checked, which could lead to a PANIC during `PREPARE TRANSACTION`.

- Fix misbehavior of `DROP OWNED BY` when the target role is listed more than once in an RLS policy (Tom Lane)

- Skip unnecessary error tests when removing a role from an RLS policy during `DROP OWNED BY` (Tom Lane)

  Notably, this fixes some cases where it was necessary to be a superuser to use `DROP OWNED BY`.

- Don't store a « fast default » when adding a column to a foreign table (Andrew Dunstan)

  The fast default is useless since no local heap storage exists for such a table, but it confused subsequent operations. In addition to suppressing creation of such catalog entries in `ALTER TABLE` commands, adjust the downstream code to cope when one is incorrectly present.

- Allow index state flags to be updated transactionally (Michael Paquier, Andrey Lepikhov)

  This avoids failures when dealing with index predicates that aren't really immutable. While that's not considered a supported case, the original reason for using a non-transactional update here is long gone, so we may as well change it.

- Avoid corrupting the plan cache entry when `CREATE DOMAIN` or `ALTER DOMAIN` appears in a cached plan (Tom Lane)

- Make walsenders show their latest replication commands in `pg_stat_activity` (Tom Lane)

  Previously, a walsender would show its latest SQL command, which was confusing if it's now doing some replication operation instead. Now we show replication-protocol commands on the same footing as SQL commands.

- Make `pg_settings.pending_restart` show as true when the pertinent entry in `postgresql.conf` has been removed (Álvaro Herrera)

  `pending_restart` correctly showed the case where an entry that cannot be changed without a postmaster restart has been modified, but not where the entry had been removed altogether.

- Fix corner-case failure of a new standby to follow a new primary (Dilip Kumar, Robert Haas)

  Under a narrow combination of conditions, the standby could wind up trying to follow the wrong WAL timeline.

- Update minimum recovery point when WAL replay of a transaction abort record causes file truncation (Fujii Masao)

  File truncation is irreversible, so it's no longer safe to stop recovery at a point earlier than that record. The corresponding case for transaction commit was fixed years ago, but this one was overlooked.

- In walreceivers, avoid attempting catalog lookups after an error (Masahiko Sawada, Bharath Rupireddy)

- Ensure that a standby server's startup process will respond to a shutdown signal promptly while waiting for WAL to arrive (Fujii Masao, Soumyadeep Chakraborty)

- Correctly clear shared state after failing to become a member of a transaction commit group (Amit Kapila)

  Given the right timing, this could cause an assertion failure when some later session re-uses the same PGPROC object.

- Add locking to avoid reading incorrect relmapper data in the face of a concurrent write from another process (Heikki Linnakangas)

- Improve checks for violations of replication protocol (Tom Lane)

  Logical replication workers frequently used Asserts to check for cases that could be triggered by invalid or out-of-order replication commands. This seems unwise, so promote these tests to regular error checks.

- Fix deadlock when multiple logical replication workers try to truncate the same table (Peter Smith, Haiying Tang)

- Fix error cases and memory leaks in logical decoding of speculative insertions (Dilip Kumar)

- Avoid leaving an invalid record-type hash table entry behind after an error (Sait Talha Nisanci)

  This could lead to later crashes or memory leakage.

- Fix plan cache reference leaks in some error cases in `CREATE TABLE ... AS EXECUTE` (Tom Lane)

- Fix race condition in code for sharing tuple descriptors across parallel workers (Thomas Munro)

  Given the right timing, a crash could result.

- Fix possible race condition when releasing BackgroundWorkerSlots (Tom Lane)

  It's likely that this doesn't fix any observable bug on Intel hardware, but machines with weaker memory ordering rules could have problems.

- Fix latent crash in sorting code (Ronan Dunklau)

  One code path could attempt to free a null pointer. The case appears unreachable in the core server's use of sorting, but perhaps it could be triggered by extensions.

- Prevent infinite loops in SP-GiST index insertion (Tom Lane)

  In the event that INCLUDE columns take up enough space to prevent a leaf index tuple from ever fitting on a page, the text_ops operator class would get into an infinite loop vainly trying to make the tuple fit. While pre-v11 versions don't have INCLUDE columns, back-patch this anti-looping fix to them anyway, as it seems like a good defense against bugs in operator classes.

- Ensure that SP-GiST index insertion can be terminated by a query cancel request (Tom Lane, Álvaro Herrera)

- Fix uninitialized-variable bug that could cause PL/pgSQL to act as though an `INTO` clause specified `STRICT`, even though it didn't (Tom Lane)

- Don't abort the process for an out-of-memory failure in libpq's printing functions (Tom Lane)

- In ecpg, allow the `numeric` value INT_MIN (usually -2147483648) to be converted to integer (John Naylor)

- In psql and other client programs, avoid overrunning the ends of strings when dealing with invalidly-encoded data (Tom Lane)

  An incorrectly-encoded multibyte character near the end of a string could cause various processing loops to run past the string's terminating NUL, with results ranging from no detectable issue to a program crash, depending on what happens to be in the following memory. This is reminiscent of CVE-2006-2313, although these particular cases do not appear to have interesting security consequences.

- Fix pg_dump to correctly handle triggers on partitioned tables whose enabled status is different from their parent triggers' status (Justin Pryzby, Álvaro Herrera)

- Avoid « invalid creation date in header » warnings observed when running pg_restore on an archive file created in a different time zone (Tom Lane)

- Make pg_upgrade carry forward the old installation's `oldestXID` value (Bertrand Drouvot)

  Previously, the new installation's `oldestXID` was set to a value old enough to (usually) force immediate anti-wraparound autovacuuming. That's not desirable from a performance standpoint; what's worse, installations using large values of `autovacuum_freeze_max_age` could suffer unwanted forced shutdowns soon after an upgrade.

- Extend pg_upgrade to detect and warn about extensions that should be upgraded (Bruce Momjian)

  A script file is now produced containing the `ALTER EXTENSION UPDATE` commands needed to bring extensions up to the versions that are considered default in the new installation.

- Avoid problems when switching pg_receivewal between compressed and non-compressed WAL storage (Michael Paquier)

- In `contrib/postgres_fdw`, avoid attempting catalog lookups after an error (Tom Lane)

  While this usually worked, it's not very safe since the error might have been one that made catalog access nonfunctional. A side effect of the fix is that messages about data conversion errors will now mention the query's table and column aliases (if used) rather than the true underlying name of a foreign table or column.

- Improve the isolation-test infrastructure (Tom Lane, Michael Paquier)

  Allow isolation test steps to be annotated to show the expected completion order. This allows getting stable results from otherwise-racy test cases, without the long delays that we previously used (not entirely successfully) to fend off race conditions. Allow non-quoted identifiers as isolation test session/step names (formerly, all such names had to be double-quoted). Detect and warn about unused steps in isolation tests. Improve display of query results in isolation tests. Remove isolationtester's « dry-run » mode. Remove memory leaks in isolationtester itself.

- Reduce overhead of cache-clobber testing (Tom Lane)

- Fix PL/Python's regression tests to pass with Python 3.10 (Honza Horak)

- Make `printf("%s", NULL)` print `(null)` instead of crashing (Tom Lane)

  This should improve server robustness in corner cases, and it syncs our `printf` implementation with common libraries.

- Fix incorrect log message when point-in-time recovery stops at a `ROLLBACK PREPARED` record (Simon Riggs)

- Improve `ALTER TABLE`'s messages for wrong-relation-kind errors (Kyotaro Horiguchi)

- Clarify error messages referring to « non-negative » values (Bharath Rupireddy)

- Fix configure to work with OpenLDAP 2.5, which no longer has a separate `libldap_r` library (Adrian Ho, Tom Lane)

  If there is no `libldap_r` library, we now silently assume that `libldap` is thread-safe.

- Add new make targets `world-bin` and `install-world-bin` (Andrew Dunstan)

  These are the same as `world` and `install-world` respectively, except that they do not build or install the documentation.

- Fix make rule for TAP tests (`prove_installcheck`) to work in PGXS usage (Andrew Dunstan)

- Adjust JIT code to prepare for forthcoming LLVM API change (Thomas Munro, Andres Freund)

  LLVM 13 has made an incompatible API change that will cause crashing of our previous JIT compiler.

- Avoid assuming that strings returned by GSSAPI libraries are null-terminated (Tom Lane)

  The GSSAPI spec provides for a string pointer and length. It seems that in practice the next byte after the string is usually zero, so that our previous coding didn't actually fail; but we do have a report of AddressSanitizer complaints.

- Enable building with GSSAPI on MSVC (Michael Paquier)

  Fix various incompatibilities with modern Kerberos builds.

- In MSVC builds, include `--with-pgport` in the set of configure options reported by pg_config, if it had been specified (Andrew Dunstan)

E.11. Release 11.12

Release date: 2021-05-13

This release contains a variety of fixes from 11.11. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.11.1. Migration to Version 11.12

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.11, see Section E.12.

E.11.2. Changes

- Prevent integer overflows in array subscripting calculations (Tom Lane)

  The array code previously did not complain about cases where an array's lower bound plus length overflows an integer. This resulted in later entries in the array becoming inaccessible (since their subscripts could not be written as integers), but more importantly it confused subsequent assignment operations. This could lead to memory overwrites, with ensuing crashes or unwanted data modifications. (CVE-2021-32027)

- Fix mishandling of « junk » columns in `INSERT ... ON CONFLICT ... UPDATE` target lists (Tom Lane)

  If the `UPDATE` list contains any multi-column sub-selects (which give rise to junk columns in addition to the results proper), the `UPDATE` path would end up storing tuples that include the values

of the extra junk columns. That's fairly harmless in the short run, but if new columns are added to the table then the values would become accessible, possibly leading to malfunctions if they don't match the datatypes of the added columns.

In addition, in versions supporting cross-partition updates, a cross-partition update triggered by such a case had the reverse problem: the junk columns were removed from the target list, typically causing an immediate crash due to malfunction of the multi-column sub-select mechanism. (CVE-2021-32028)

- Fix possibly-incorrect computation of `UPDATE ... RETURNING` outputs for joined cross-partition updates (Amit Langote, Etsuro Fujita)

  If an `UPDATE` for a partitioned table caused a row to be moved to another partition with a physically different row type (for example, one with a different set of dropped columns), computation of `RETURNING` results for that row could produce errors or wrong answers. No error is observed unless the `UPDATE` involves other tables being joined to the target table. (CVE-2021-32029)

- Fix adjustment of constraint deferrability properties in partitioned tables (Álvaro Herrera)

  When applied to a foreign-key constraint of a partitioned table, `ALTER TABLE ... ALTER CONSTRAINT` failed to adjust the `DEFERRABLE` and/or `INITIALLY DEFERRED` markings of the constraints and triggers of leaf partitions. This led to unexpected behavior of such constraints. After updating to this version, any misbehaving partitioned tables can be fixed by executing a new `ALTER` command to set the desired properties.

  This change also disallows applying such an `ALTER` directly to the constraints of leaf partitions. The only supported case is for the whole partitioning hierarchy to have identical constraint properties, so such `ALTER`s must be applied at the partition root.

- Forbid marking an identity column as nullable (Vik Fearing)

  `GENERATED ... AS IDENTITY` implies `NOT NULL`, so don't allow it to be combined with an explicit `NULL` specification.

- Allow `ALTER ROLE/DATABASE ... SET` to set the `role`, `session_authorization`, and `temp_buffers` parameters (Tom Lane)

  Previously, over-eager validity checks might reject these commands, even if the values would have worked when used later. This created a command ordering hazard for dump/reload and upgrade scenarios.

- Fix bug with coercing the result of a `COLLATE` expression to a non-collatable type (Tom Lane)

  This led to a parse tree in which the `COLLATE` appears to be applied to a non-collatable value. While that normally has no real impact (since `COLLATE` has no effect at runtime), it was possible to construct views that would be rejected during dump/reload.

- Disallow calling window functions and procedures via the « fast path » wire protocol message (Tom Lane)

  Only plain functions are supported here. While trying to call an aggregate function failed already, calling a window function would crash, and calling a procedure would work only if the procedure did no transaction control.

- Extend `pg_identify_object_as_address()` to support event triggers (Joel Jacobson)

- Fix `to_char()`'s handling of Roman-numeral month format codes with negative intervals (Julien Rouhaud)

  Previously, such cases would usually cause a crash.

- Check that the argument of `pg_import_system_collations()` is a valid schema OID (Tom Lane)

- Fix use of uninitialized value while parsing an `\{m,n\}` quantifier in a BRE-mode regular expression (Tom Lane)

  This error could cause the quantifier to act non-greedy, that is behave like an `{m,n}?` quantifier would do in full regular expressions.

- Don't ignore system columns when estimating the number of groups using extended statistics (Tomas Vondra)

  This led to strange estimates for queries such as `SELECT ... GROUP BY a, b, ctid`.

- Avoid divide-by-zero when estimating selectivity of a regular expression with a very long fixed prefix (Tom Lane)

  This typically led to a `NaN` selectivity value, causing assertion failures or strange planner behavior.

- Fix access-off-the-end-of-the-table error in BRIN index bitmap scans (Tomas Vondra)

  If the page range size used by a BRIN index isn't a power of two, there were corner cases in which a bitmap scan could try to fetch pages past the actual end of the table, leading to « could not open file » errors.

- Avoid incorrect timeline change while recovering uncommitted two-phase transactions from WAL (Soumyadeep Chakraborty, Jimmy Yih, Kevin Yeap)

  This error could lead to subsequent WAL records being written under the wrong timeline ID, leading to consistency problems, or even complete failure to be able to restart the server, later on.

- Ensure that locks are released while shutting down a standby server's startup process (Fujii Masao)

  When a standby server is shut down while still in recovery, some locks might be left held. This causes assertion failures in debug builds; it's unclear whether any serious consequence could occur in production builds.

- Fix crash when a logical replication worker does `ALTER SUBSCRIPTION REFRESH` (Peter Smith)

  The core code won't do this, but a replica trigger could.

- Ensure we default to `wal_sync_method` = `fdatasync` on recent FreeBSD (Thomas Munro)

  FreeBSD 13 supports `open_datasync`, which would normally become the default choice. However, it's unclear whether that is actually an improvement for Postgres, so preserve the existing default for now.

- Ensure we finish cleaning up when interrupted while detaching a DSM segment (Thomas Munro)

  This error could result in temporary files not being cleaned up promptly after a parallel query.

- Fix memory leak while initializing server's SSL parameters (Michael Paquier)

  This is ordinarily insignificant, but if the postmaster is repeatedly sent SIGHUP signals, the leak can build up over time.

- Fix assorted minor memory leaks in the server (Tom Lane, Andres Freund)

- Fix failure when a PL/pgSQL `DO` block makes use of both composite-type variables and transaction control (Tom Lane)

Previously, such cases led to errors about leaked tuple descriptors.

- Prevent infinite loop in libpq if a ParameterDescription message with a corrupt length is received (Tom Lane)
- When initdb prints instructions about how to start the server, make the path shown for pg_ctl use backslash separators on Windows (Nitin Jadhav)
- Fix psql to restore the previous behavior of `\connect service=`*`something`* (Tom Lane)

  A previous bug fix caused environment variables (such as `PGPORT`) to override entries in the service file in this context. Restore the previous behavior, in which the priority is the other way around.
- Fix race condition in detection of file modification by psql's `\e` and related commands (Laurenz Albe)

  A very fast typist could fool the code's file-timestamp-based detection of whether the temporary edit file was changed.
- Fix missed file version check in pg_restore (Tom Lane)

  When reading a custom-format archive from a non-seekable source, pg_restore neglected to check the archive version. If it was fed a newer archive version than it can support, it would fail messily later on.
- Add some more checks to pg_upgrade for user tables containing non-upgradable data types (Tom Lane)

  Fix detection of some cases where a non-upgradable data type is embedded within a container type (such as an array or range). Also disallow upgrading when user tables contain columns of system-defined composite types, since those types' OIDs are not stable across versions.
- Fix pg_waldump to count `XACT` records correctly when generating per-record statistics (Kyotaro Horiguchi)
- Fix `contrib/amcheck` to not complain about the tuple flags `HEAP_XMAX_LOCK_ONLY` and `HEAP_KEYS_UPDATED` both being set (Julien Rouhaud)

  This is a valid state after `SELECT FOR UPDATE`.
- Adjust VPATH build rules to support recent Oracle Developer Studio compiler versions (Noah Misch)
- Fix testing of PL/Python for Python 3 on Solaris (Noah Misch)

E.12. Release 11.11

Release date: 2021-02-11

This release contains a variety of fixes from 11.10. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.12.1. Migration to Version 11.11

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, see the second changelog item below, which describes cases in which reindexing indexes after the upgrade may be advisable.

Also, if you are upgrading from a version earlier than 11.6, see Section E.17.

E.12.2. Changes

- Fix information leakage in constraint-violation error messages (Heikki Linnakangas)

  If an `UPDATE` command attempts to move a row to a different partition but finds that it violates some constraint on the new partition, and the columns in that partition are in different physical positions than in the parent table, the error message could reveal the contents of columns that the user does not have `SELECT` privilege on. (CVE-2021-3393)

- Fix `CREATE INDEX CONCURRENTLY` to wait for concurrent prepared transactions (Andrey Borodin)

  At the point where `CREATE INDEX CONCURRENTLY` waits for all concurrent transactions to complete so that it can see rows they inserted, it must also wait for all prepared transactions to complete, for the same reason. Its failure to do so meant that rows inserted by prepared transactions might be omitted from the new index, causing queries relying on the index to miss such rows. In installations that have enabled prepared transactions (`max_prepared_transactions` > 0), it's recommended to reindex any concurrently-built indexes in case this problem occurred when they were built.

- Avoid crash when a `CALL` or `DO` statement that performs a transaction rollback is executed via extended query protocol (Thomas Munro, Tom Lane)

  In PostgreSQL 13, this case reliably caused a null-pointer dereference. In earlier versions the bug seems to have no visible symptoms, but it's not quite clear that it could never cause a problem.

- Fix partition pruning logic to handle asymmetric hash partition sets (Tom Lane)

  If a hash-partitioned table has unequally-sized partitions (that is, varying modulus values), or it lacks partitions for some remainder values, then the planner's pruning logic could mistakenly conclude that some partitions don't need to be scanned, leading to failure to find rows that the query should find.

- Avoid incorrect results when `WHERE CURRENT OF` is applied to a cursor whose plan contains a MergeAppend node (Tom Lane)

  This case is unsupported (in general, a cursor using `ORDER BY` is not guaranteed to be simply updatable); but the code previously did not reject it, and could silently give false matches.

- Fix crash when `WHERE CURRENT OF` is applied to a cursor whose plan contains a custom scan node (David Geier)

- Fix planner's handling of a placeholder that is computed at some join level and used only at that same level (Tom Lane)

  This oversight could lead to « failed to build any *N*-way joins » planner errors.

- Be more careful about whether index AMs support mark/restore (Andrew Gierth)

  This prevents errors about missing support functions in rare edge cases.

- Adjust settings to make it more difficult to run out of DSM slots during heavy usage of parallel queries (Thomas Munro)

- Fix overestimate of the amount of shared memory needed for parallel queries (Takayuki Tsunakawa)

- Fix `ALTER DEFAULT PRIVILEGES` to handle duplicated arguments safely (Michael Paquier)

  Duplicate role or schema names within the same command could lead to « tuple already updated by self » errors or unique-constraint violations.

- Flush ACL-related caches when `pg_authid` changes (Noah Misch)

This change ensures that permissions-related decisions will promptly reflect the results of `ALTER ROLE ... [NO] INHERIT`.

- Prevent misprocessing of ambiguous `CREATE TABLE LIKE` clauses (Tom Lane)

  A `LIKE` clause is re-examined after initial creation of the new table, to handle importation of indexes and such. It was possible for this re-examination to find a different table of the same name, causing unexpected behavior; one example is where the new table is a temporary table of the same name as the `LIKE` target.

- Rearrange order of operations in `CREATE TABLE LIKE` so that indexes are cloned before building foreign key constraints (Tom Lane)

  This fixes the case where a self-referential foreign key constraint declared in the outer `CREATE TABLE` depends on an index that's coming from the `LIKE` clause.

- Disallow `CREATE STATISTICS` on system catalogs (Tomas Vondra)

- Disallow converting an inheritance child table to a view (Tom Lane)

- Ensure that disk space allocated for a dropped relation is released promptly at commit (Thomas Munro)

  Previously, if the dropped relation spanned multiple 1GB segments, only the first segment was truncated immediately. Other segments were simply unlinked, which doesn't authorize the kernel to release the storage so long as any other backends still have the files open.

- Prevent dropping a tablespace that is referenced by a partitioned relation, but is not used for any actual storage (Álvaro Herrera)

  Previously this was allowed, but subsequent operations on the partitioned relation would fail.

- Fix handling of backslash-escaped multibyte characters in `COPY FROM` (Heikki Linnakangas)

  A backslash followed by a multibyte character was not handled correctly. In some client character encodings, this could lead to misinterpreting part of a multibyte character as a field separator or end-of-copy-data marker.

- Avoid preallocating executor hash tables in `EXPLAIN` without `ANALYZE` (Alexey Bashtanov)

- Fix recently-introduced race conditions in `LISTEN`/`NOTIFY` queue handling (Tom Lane)

  A newly-listening backend could attempt to read SLRU pages that were in process of being truncated, possibly causing an error.

  The queue tail pointer could become set to a value that's not equal to the queue position of any backend, resulting in effective disabling of the queue truncation logic. Continued use of `NOTIFY` then led to queue-fill warnings, and eventually to inability to send any more notifies until the server is restarted.

- Allow the `jsonb` concatenation operator to handle all combinations of JSON data types (Tom Lane)

  We can concatenate two JSON objects or two JSON arrays. Handle other cases by wrapping non-array inputs in one-element arrays, then performing an array concatenation. Previously, some combinations of inputs followed this rule but others arbitrarily threw an error.

- Fix use of uninitialized value while parsing a `*` quantifier in a BRE-mode regular expression (Tom Lane)

  This error could cause the quantifier to act non-greedy, that is behave like a `*?` quantifier would do in full regular expressions.

- Fix numeric `power()` for the case where the exponent is exactly `INT_MIN` (-2147483648) (Dean Rasheed)

  Previously, a result with no significant digits was produced.

- Fix integer-overflow cases in `substring()` functions (Tom Lane, Pavel Stehule)

  If the specified starting index and length overflow an integer when added together, `substring()` misbehaved, either throwing a bogus « negative substring length » error for a case that should succeed, or failing to complain that a negative length is negative (and instead returning the whole string, in most cases).

- Prevent possible data loss from incorrect detection of the wraparound point of an SLRU log (Noah Misch)

  The wraparound point typically falls in the middle of a page, which must be rounded off to a page boundary, and that was not done correctly. No issue could arise unless an installation had gotten to within one page of SLRU overflow, which is unlikely in a properly-functioning system. If this did happen, it would manifest in later « apparent wraparound » or « could not access status of transaction » errors.

- Fix memory leak in walsender processes while sending new snapshots for logical decoding (Amit Kapila)

- Fix walsender to accept additional commands after terminating replication (Jeff Davis)

- Ensure detection of deadlocks between hot standby backends and the startup (WAL-application) process (Fujii Masao)

  The startup process did not run the deadlock detection code, so that in situations where the startup process is last to join a circular wait situation, the deadlock might never be recognized.

- Ensure that unserviced requests for background workers are cleaned up when the postmaster begins a « smart » or « fast » shutdown sequence (Tom Lane)

  Previously, there was a race condition whereby a child process that had requested a background worker just before shutdown could wait indefinitely, preventing shutdown from completing.

- Fix portability problem in parsing of `recovery_target_xid` values (Michael Paquier)

  The target XID is potentially 64 bits wide, but it was parsed with `strtoul()`, causing misbehavior on platforms where `long` is 32 bits (such as Windows).

- Avoid trying to use parallel index build in a standalone backend (Yulin Pei)

- Allow index AMs to support included columns without necessarily supporting multiple key columns (Tom Lane)

- Avoid assertion failure during parallel aggregation of an aggregate with a non-strict deserialization function (Andrew Gierth)

  No such aggregate functions exist in core PostgreSQL, but some extensions such as PostGIS provide some. The mistake is harmless anyway in a non-assert build.

- Avoid assertion failure in `pg_get_functiondef()` when examining a function with a `TRANSFORM` option (Tom Lane)

- Fix data structure misallocation in PL/pgSQL's `CALL` statement (Tom Lane)

  A `CALL` in a PL/pgSQL procedure, to another procedure that has OUT parameters, would fail if the called procedure did a `COMMIT` or `ROLLBACK`.

- In psql, re-allow including a password in a *connection_string* argument of a \connect command (Tom Lane)

  This used to work, but a recent bug fix caused the password to be ignored (resulting in prompting for a password).

- Fix assorted bugs in psql's \help command (Kyotaro Horiguchi, Tom Lane)

  \help with two argument words failed to find a command description using only the first word, for example \help reset all should show the help for RESET but did not. Also, \help often failed to invoke the pager when it should. It also leaked memory.

- In pg_dump, ensure that the restore script runs ALTER PUBLICATION ADD TABLE commands as the owner of the publication, and similarly runs ALTER INDEX ATTACH PARTITION commands as the owner of the partitioned index (Tom Lane)

  Previously, these commands would be run by the role that started the restore script; which will usually work, but in corner cases that role might not have adequate permissions.

- Fix pg_dump to handle WITH GRANT OPTION in an extension's initial privileges (Noah Misch)

  If an extension's script creates an object and grants privileges on it with grant option, then later the user revokes such privileges, pg_dump would generate incorrect SQL for reproducing the situation. (Few if any extensions do this today.)

- In pg_rewind, ensure that all WAL is accounted for when rewinding a standby server (Ian Barwick, Heikki Linnakangas)

- In pgbench, disallow a digit as the first character of a variable name (Fabien Coelho)

  This prevents trying to substitute variables into timestamp literal values, which may contain strings like 12:34.

- Report the correct database name in connection failure error messages from some client programs (Álvaro Herrera)

  If the database name was defaulted rather than given on the command line, pg_dumpall, pgbench, oid2name, and vacuumlo would produce misleading error messages after a connection failure.

- Fix memory leak in contrib/auto_explain (Japin Li)

  Memory consumed while producing the EXPLAIN output was not freed until the end of the current transaction (for a top-level statement) or the end of the surrounding statement (for a nested statement). This was particularly a problem with log_nested_statements enabled.

- In contrib/postgres_fdw, avoid leaking open connections to remote servers when a user mapping or foreign server object is dropped (Bharath Rupireddy)

  Open connections that depend on a dropped user mapping or foreign server can no longer be referenced, but formerly they were kept around anyway for the duration of the local session.

- In contrib/pgcrypto, check for error returns from OpenSSL's EVP functions (Michael Paquier)

  We do not really expect errors here, but this change silences warnings from static analysis tools.

- Make contrib/pg_prewarm more robust when the cluster is shut down before prewarming is complete (Tom Lane)

  Previously, autoprewarm would rewrite its status file with only the block numbers that it had managed to load so far, thus perhaps largely disabling the prewarm functionality in the next startup. Instead, suppress status file updates until the initial loading pass is complete.

- In `contrib/pg_trgm`'s GiST index support, avoid crash in the rare case that picksplit is called on exactly two index items (Andrew Gierth, Alexander Korotkov)

- Fix miscalculation of timeouts in `contrib/pg_prewarm` and `contrib/postgres_fdw` (Alexey Kondratov, Tom Lane)

  The main loop in `contrib/pg_prewarm`'s autoprewarm parent process underestimated its desired sleep time by a factor of 1000, causing it to consume much more CPU than intended. When waiting for a result from a remote server, `contrib/postgres_fdw` overestimated the desired timeout by a factor of 1000 (though this error had been mitigated by imposing a clamp to 60 seconds).

  Both of these errors stemmed from incorrectly converting seconds-and-microseconds to milliseconds. Introduce a new API `TimestampDifferenceMilliseconds()` to make it easier to get this right in the future.

- Improve configure's heuristics for selecting `PG_SYSROOT` on macOS (Tom Lane)

  The new method is more likely to produce desirable results when Xcode is newer than the underlying operating system. Choosing a sysroot that does not match the OS version may result in nonfunctional executables.

- While building on macOS, specify `-isysroot` in link steps as well as compile steps (James Hilliard)

  This likewise improves the results when Xcode is out of sync with the operating system.

- Fix JIT compilation to be compatible with LLVM 11 and LLVM 12 (Andres Freund)

- Fix potential mishandling of references to boolean variables in JIT expression compilation (Andres Freund)

  No field reports attributable to this have been seen, but it seems likely that it could cause problems on some architectures.

- Fix compile failure with ICU 68 and later (Tom Lane)

- Avoid `memcpy()` with a NULL source pointer and zero count during partitioned index creation (Álvaro Herrera)

  While such a call is not known to cause problems in itself, some compilers assume that the arguments of `memcpy()` are never NULL, which could result in incorrect optimization of nearby code.

- Update time zone data files to tzdata release 2021a for DST law changes in Russia (Volgograd zone) and South Sudan, plus historical corrections for Australia, Bahamas, Belize, Bermuda, Ghana, Israel, Kenya, Nigeria, Palestine, Seychelles, and Vanuatu.

  Notably, the Australia/Currie zone has been corrected to the point where it is identical to Australia/Hobart.

E.13. Release 11.10

Release date: 2020-11-12

This release contains a variety of fixes from 11.9. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.13.1. Migration to Version 11.10

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.6, see Section E.17.

E.13.2. Changes

- Block `DECLARE CURSOR ... WITH HOLD` and firing of deferred triggers within index expressions and materialized view queries (Noah Misch)

  This is essentially a leak in the « security restricted operation » sandbox mechanism. An attacker having permission to create non-temporary SQL objects could parlay this leak to execute arbitrary SQL code as a superuser.

  The PostgreSQL Project thanks Etienne Stalmans for reporting this problem. (CVE-2020-25695)

- Fix usage of complex connection-string parameters in pg_dump, pg_restore, clusterdb, reindexdb, and vacuumdb (Tom Lane)

  The `-d` parameter of pg_dump and pg_restore, or the `--maintenance-db` parameter of the other programs mentioned, can be a « connection string » containing multiple connection parameters rather than just a database name. In cases where these programs need to initiate additional connections, such as parallel processing or processing of multiple databases, the connection string was forgotten and just the basic connection parameters (database name, host, port, and username) were used for the additional connections. This could lead to connection failures if the connection string included any other essential information, such as non-default SSL or GSS parameters. Worse, the connection might succeed but not be encrypted as intended, or be vulnerable to man-in-the-middle attacks that the intended connection parameters would have prevented. (CVE-2020-25694)

- When psql's `\connect` command re-uses connection parameters, ensure that all non-overridden parameters from a previous connection string are re-used (Tom Lane)

  This avoids cases where reconnection might fail due to omission of relevant parameters, such as non-default SSL or GSS options. Worse, the reconnection might succeed but not be encrypted as intended, or be vulnerable to man-in-the-middle attacks that the intended connection parameters would have prevented. This is largely the same problem as just cited for pg_dump et al, although psql's behavior is more complex since the user may intentionally override some connection parameters. (CVE-2020-25694)

- Prevent psql's `\gset` command from modifying specially-treated variables (Noah Misch)

  `\gset` without a prefix would overwrite whatever variables the server told it to. Thus, a compromised server could set specially-treated variables such as `PROMPT1`, giving the ability to execute arbitrary shell code in the user's session.

  The PostgreSQL Project thanks Nick Cleaton for reporting this problem. (CVE-2020-25696)

- Prevent possible data loss from concurrent truncations of SLRU logs (Noah Misch)

  This rare problem would manifest in later « apparent wraparound » or « could not access status of transaction » errors.

- Ensure that SLRU directories are properly fsync'd during checkpoints (Thomas Munro)

  This prevents possible data loss in a subsequent operating system crash.

- Fix `ALTER ROLE` for users with the `BYPASSRLS` attribute (Tom Lane, Stephen Frost)

  The `BYPASSRLS` attribute is only allowed to be changed by superusers, but other `ALTER ROLE` operations, such as password changes, should be allowed with only ordinary permission checks. The previous coding erroneously restricted all changes on such a role to superusers.

- Ensure that `ALTER TABLE ONLY ... ENABLE/DISABLE TRIGGER` does not recurse to child tables (Álvaro Herrera)

Previously the `ONLY` flag was ignored.

- Fix handling of expressions in `CREATE TABLE LIKE` with inheritance (Tom Lane)

  If a `CREATE TABLE` command uses both `LIKE` and traditional inheritance, column references in `CHECK` constraints and expression indexes that came from a `LIKE` parent table tended to get mis-numbered, resulting in wrong answers and/or bizarre error messages. The same could happen in `GENERATED` expressions, in branches that have that feature.

- Disallow `DROP INDEX CONCURRENTLY` on a partitioned table (Álvaro Herrera, Michael Paquier)

  This case failed anyway, but with a confusing error message.

- Allow `LOCK TABLE` to succeed on a self-referential view (Tom Lane)

  It previously threw an error complaining about infinite recursion, but there seems no need to disallow the case.

- Fix off-by-one conversion of negative years to BC dates in `to_date()` and `to_timestamp()` (Dar Alathar-Yemen, Tom Lane)

  Also, arrange for the combination of a negative year and an explicit « BC » marker to cancel out and produce AD.

- Ensure that standby servers will archive WAL timeline history files when `archive_mode` is set to `always` (Grigory Smolkin, Fujii Masao)

  This oversight could lead to failure of subsequent PITR recovery attempts.

- Fix « cache lookup failed for relation 0 » failures in logical replication workers (Tom Lane)

  The real-world impact is small, since the failure is unlikely, and if it does happen the worker would just exit and be restarted.

- Prevent logical replication workers from sending redundant ping requests (Tom Lane)

- During « smart » shutdown, don't terminate background processes until all client (foreground) sessions are done (Tom Lane)

  The previous behavior broke parallel query processing, since the postmaster would terminate parallel workers and refuse to launch any new ones. It also caused autovacuum to cease functioning, which could have dire long-term effects if the surviving client sessions make a lot of data changes.

- Avoid recursive consumption of stack space while processing signals in the postmaster (Tom Lane)

  Heavy use of parallel processing has been observed to cause postmaster crashes due to too many concurrent signals requesting creation of a parallel worker process.

- Avoid running atexit handlers when exiting due to SIGQUIT (Kyotaro Horiguchi, Tom Lane)

  Most server processes followed this practice already, but the archiver process was overlooked. Backends that were still waiting for a client startup packet got it wrong, too.

- Avoid misoptimization of subquery qualifications that reference apparently-constant grouping columns (Tom Lane)

  A « constant » subquery output column isn't really constant if it is a grouping column that appears in only some of the grouping sets.

- Avoid failure when SQL function inlining changes the shape of a potentially-hashable subplan comparison expression (Tom Lane)

- While building or re-building an index, tolerate the appearance of new HOT chains due to concurrent updates (Anastasia Lubennikova, Álvaro Herrera)

  This oversight could lead to « failed to find parent tuple for heap-only tuple » errors.

- Fix failure of parallel B-tree index scans when the index condition is unsatisfiable (James Hunter)

- Ensure that data is detoasted before being inserted into a BRIN index (Tomas Vondra)

  Index entries are not supposed to contain out-of-line TOAST pointers, but BRIN didn't get that memo. This could lead to errors like « missing chunk number 0 for toast value NNN ». (If you are faced with such an error from an existing index, `REINDEX` should be enough to fix it.)

- Handle concurrent desummarization correctly during BRIN index scans (Alexander Lakhin, Álvaro Herrera)

  Previously, if a page range was desummarized at just the wrong time, an index scan might falsely raise an error indicating index corruption.

- Fix rare « lost saved point in index » errors in scans of multicolumn GIN indexes (Tom Lane)

- Fix unportable use of `getnameinfo()` in `pg_hba_file_rules` view (Tom Lane)

  On FreeBSD 11, and possibly other platforms, the view's `address` and `netmask` columns were always null due to this error.

- Avoid crash if `debug_query_string` is NULL when starting a parallel worker (Noah Misch)

- Fix use-after-free hazard when an event trigger monitors an `ALTER TABLE` operation (Jehan-Guillaume de Rorthais)

- Fix incorrect error message about inconsistent moving-aggregate data types (Jeff Janes)

- Avoid lockup when a parallel worker reports a very long error message (Vignesh C)

- Avoid unnecessary failure when transferring very large payloads through shared memory queues (Markus Wanner)

- Fix incorrect handling of template function attributes in JIT code generation (Andres Freund)

  This has been shown to cause crashes on `s390x`, and very possibly there are other cases on other platforms.

- Fix relation cache memory leaks with RLS policies (Tom Lane)

- Fix small memory leak when SIGHUP processing decides that a new GUC variable value cannot be applied without a restart (Tom Lane)

- Fix memory leaks in PL/pgsql's `CALL` processing (Pavel Stehule, Tom Lane)

- Make libpq support arbitrary-length lines in `.pgpass` files (Tom Lane)

  This is mostly useful to allow using very long security tokens as passwords.

- In libpq for Windows, call `WSAStartup()` once per process and `WSACleanup()` not at all (Tom Lane, Alexander Lakhin)

  Previously, libpq invoked `WSAStartup()` at connection start and `WSACleanup()` at connection cleanup. However, it appears that calling `WSACleanup()` can interfere with other program operations; notably, we have observed rare failures to emit expected output to stdout. There appear

to be no ill effects from omitting the call, so do that. (This also eliminates a performance issue from repeated DLL loads and unloads when a program performs a series of database connections.)

- Fix ecpg library's per-thread initialization logic for Windows (Tom Lane, Alexander Lakhin)

  Multi-threaded ecpg applications could suffer rare misbehavior due to incorrect locking.

- On Windows, make psql read the output of a backtick command in text mode, not binary mode (Tom Lane)

  This ensures proper handling of newlines.

- Ensure that pg_dump collects per-column information about extension configuration tables (Fabrízio de Royes Mello, Tom Lane)

  Failure to do this led to crashes when specifying `--inserts`, or underspecified (though usually correct) `COPY` commands when using `COPY` to reload the tables' data.

- Make pg_upgrade check for pre-existence of tablespace directories in the target cluster (Bruce Momjian)

- Fix potential memory leak in `contrib/pgcrypto` (Michael Paquier)

- Add check for an unlikely failure case in `contrib/pgcrypto` (Daniel Gustafsson)

- Fix recently-added `timetz` test case so it works when the USA is not observing daylight savings time (Tom Lane)

- Update time zone data files to tzdata release 2020d for DST law changes in Fiji, Morocco, Palestine, the Canadian Yukon, Macquarie Island, and Casey Station (Antarctica); plus historical corrections for France, Hungary, Monaco, and Palestine.

- Sync our copy of the timezone library with IANA tzcode release 2020d (Tom Lane)

  This absorbs upstream's change of zic's default output option from « fat » to « slim ». That's just cosmetic for our purposes, as we continue to select the « fat » mode in pre-v13 branches. This change also ensures that `strftime()` does not change `errno` unless it fails.

E.14. Release 11.9

Release date: 2020-08-13

This release contains a variety of fixes from 11.8. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.14.1. Migration to Version 11.9

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.6, see Section E.17.

E.14.2. Changes

- Set a secure `search_path` in logical replication walsenders and apply workers (Noah Misch)

  A malicious user of either the publisher or subscriber database could potentially cause execution of arbitrary SQL code by the role running replication, which is often a superuser. Some of the risks here are equivalent to those described in CVE-2018-1058, and are mitigated in this patch

by ensuring that the replication sender and receiver execute with empty `search_path` settings. (As with CVE-2018-1058, that change might cause problems for under-qualified names used in replicated tables' DDL.) Other risks are inherent in replicating objects that belong to untrusted roles; the most we can do is document that there is a hazard to consider. (CVE-2020-14349)

- Make contrib modules' installation scripts more secure (Tom Lane)

  Attacks similar to those described in CVE-2018-1058 could be carried out against an extension installation script, if the attacker can create objects in either the extension's target schema or the schema of some prerequisite extension. Since extensions often require superuser privilege to install, this can open a path to obtaining superuser privilege. To mitigate this risk, be more careful about the `search_path` used to run an installation script; disable `check_function_bodies` within the script; and fix catalog-adjustment queries used in some contrib modules to ensure they are secure. Also provide documentation to help third-party extension authors make their installation scripts secure. This is not a complete solution; extensions that depend on other extensions can still be at risk if installed carelessly. (CVE-2020-14350)

- Fix edge cases in partition pruning (Etsuro Fujita, Dmitry Dolgov)

  When there are multiple partition key columns, generation of pruning tests could misbehave if some columns had no constraining `WHERE` clauses or multiple constraining clauses. This could lead to server crashes, incorrect query results, or assertion failures.

- Fix construction of parameterized BitmapAnd and BitmapOr index scans on the inside of partition-wise nestloop joins (Tom Lane)

  A plan in which such a scan needed to use a value from the outside of the join would usually crash at execution.

- In logical replication walsender, fix failure to send feedback messages after sending a keepalive message (Álvaro Herrera)

  This is a relatively minor problem when using built-in logical replication, because the built-in walreceiver will send a feedback reply (which clears the incorrect state) fairly frequently anyway. But with some other replication systems, such as pglogical, it causes significant performance issues.

- Fix firing of column-specific `UPDATE` triggers in logical replication subscribers (Tom Lane)

  The code neglected to account for the possibility of column numbers being different between the publisher and subscriber tables, so that if those were indeed different, wrong decisions might be made about which triggers to fire.

- Update oldest xmin and LSN values during `pg_replication_slot_advance()` (Michael Paquier)

  This function previously failed to do that, possibly preventing resource cleanup (such as removal of no-longer-needed WAL segments) after manual advancement of a replication slot.

- Fix slow execution of `ts_headline()` (Tom Lane)

  The phrase-search fix added in our previous set of minor releases could cause `ts_headline()` to take unreasonable amounts of time for long documents; to make matters worse, the query was not cancellable within the troublesome loop.

- Ensure the `repeat()` function can be interrupted by query cancel (Joe Conway)

- Fix `pg_current_logfile()` to not include a carriage return (`\r`) in its result on Windows (Tom Lane)

- Ensure that `pg_read_file()` and related functions read until EOF is reached (Joe Conway)

Previously, if not given a specific data length to read, these functions would stop at whatever file length was reported by `stat()`. That's unhelpful for pipes and other sorts of virtual files.

- Fix mis-handling of `NaN` inputs during parallel aggregation on `numeric`-type columns (Tom Lane)

  If some partial aggregation workers found only `NaN`s while others found only non-`NaN`s, the results were combined incorrectly, possibly leading to the wrong overall result (i.e., not `NaN` when it should be).

- Reject time-of-day values greater than 24 hours (Tom Lane)

  The intention of the datetime input code is to allow « 24:00:00 » or equivalently « 23:59:60 », but no larger value. However, the range check was miscoded so that it would accept « 23:59:60.*nnn* » with nonzero fractional-second *nnn*. In timestamp values this would result in wrapping into the first second of the next day. In `time` and `timetz` values, the stored value would actually be more than 24 hours, causing dump/reload failures and possibly other misbehavior.

- Undo double-quoting of index names in `EXPLAIN`'s non-text output formats (Tom Lane, Euler Taveira)

- Fix `EXPLAIN`'s accounting for resource usage, particularly buffer accesses, in parallel workers in a plan using `Gather Merge` nodes (Jehan-Guillaume de Rorthais)

- Fix timing of constraint revalidation in `ALTER TABLE` (David Rowley)

  If `ALTER TABLE` needs to fully rewrite the table's contents (for example, due to change of a column's data type) and also needs to scan the table to re-validate foreign keys or `CHECK` constraints, it sometimes did things in the wrong order, leading to odd errors such as « could not read block 0 in file "base/nnnnn/nnnnn": read only 0 of 8192 bytes ».

- Work around incorrect not-null markings for `pg_subscription.subslotname` and `pg_subscription_rel.srsublsn` (Tom Lane)

  The bootstrap catalog data incorrectly marks these two catalog columns as always non-null. There's no easy way to correct that mistake in existing installations (though v13 and later will have the correct markings). The main place that depends on that marking being correct is JIT-enabled tuple deconstruction, so teach it to explicitly ignore the marking for these two columns. Also adjust some C code that accessed `srsublsn` without checking to see if it's null; a crash from that is improbable but perhaps not impossible.

- Cope with `LATERAL` references in restriction clauses attached to an un-flattened sub-`SELECT` in the `FROM` clause (Tom Lane)

  This oversight could result in assertion failures or crashes at query execution.

- Avoid believing that a never-analyzed foreign table has zero tuples (Tom Lane)

  This primarily affected the planner's estimate of the number of groups that would be obtained by `GROUP BY`.

- Remove bogus warning about « leftover placeholder tuple » in BRIN index de-summarization (Álvaro Herrera)

  The case can occur legitimately after a cancelled vacuum, so warning about it is overly noisy.

- Fix selection of tablespaces for « shared fileset » temporary files (Magnus Hagander, Tom Lane)

  If `temp_tablespaces` is empty or explicitly names the database's primary tablespace, such files got placed into the `pg_default` tablespace rather than the database's primary tablespace as expected.

- Fix corner-case error in masking of SP-GiST index pages during WAL consistency checking (Alexander Korotkov)

  This could cause false failure reports when `wal_consistency_checking` is enabled.

- Improve error handling in the server's `buffile` module (Thomas Munro)

  Fix some cases where I/O errors were indistinguishable from reaching EOF, or were not reported at all. Also add details such as block numbers and byte counts where appropriate.

- Fix conflict-checking anomalies in `SERIALIZABLE` isolation mode (Peter Geoghegan)

  If a concurrently-inserted tuple was updated by a different concurrent transaction, and neither tuple version was visible to the current transaction's snapshot, serialization conflict checking could draw the wrong conclusions about whether the tuple was relevant to the results of the current transaction. This could allow a serializable transaction to commit when it should have failed with a serialization error.

- Avoid repeated marking of dead btree index entries as dead (Masahiko Sawada)

  While functionally harmless, this led to useless WAL traffic when checksums are enabled or `wal_log_hints` is on.

- Avoid trouble during cleanup of a non-exclusive backup when JIT compilation has been activated during the backup (Robert Haas)

- Fix failure of some code paths to acquire the correct lock before modifying `pg_control` (Nathan Bossart, Fujii Masao)

  This oversight could allow `pg_control` to be written out with an inconsistent checksum, possibly causing trouble later, including inability to restart the database if it crashed before the next `pg_control` update.

- Fix errors in `currtid()` and `currtid2()` (Michael Paquier)

  These functions (which are undocumented and used only by ancient versions of the ODBC driver) contained coding errors that could result in crashes, or in confusing error messages such as « could not open file » when applied to a relation having no storage.

- Avoid calling `elog()` or `palloc()` while holding a spinlock (Michael Paquier, Tom Lane)

  Logic associated with replication slots had several violations of this coding rule. While the odds of trouble are quite low, an error in the called function would lead to a stuck spinlock.

- Fix assertion in logical replication subscriber to allow use of `REPLICA IDENTITY FULL` (Euler Taveira)

  This was just an incorrect assertion, so it has no impact on standard production builds.

- Report out-of-disk-space errors properly in pg_dump and pg_basebackup (Justin Pryzby, Tom Lane, Álvaro Herrera)

  Some code paths could produce silly reports like « could not write file: Success ».

- Fix parallel restore of tables having both table-level privileges and per-column privileges (Tom Lane)

  The table-level privilege grants have to be applied first, but a parallel restore did not reliably order them that way; this could lead to « tuple concurrently updated » errors, or to disappearance of some per-column privilege grants. The fix for this is to include dependency links between such entries in the archive file, meaning that a new dump has to be taken with a corrected pg_dump to ensure that the problem will not recur.

- Ensure that pg_upgrade runs with `vacuum_defer_cleanup_age` set to zero in the target cluster (Bruce Momjian)

  If the target cluster's configuration has been modified to set `vacuum_defer_cleanup_age` to a nonzero value, that prevented freezing of the system catalogs from working properly, which caused the upgrade to fail in confusing ways. Ensure that any such setting is overridden for the duration of the upgrade.

- Fix pg_recvlogical to drain pending messages before exiting (Noah Misch)

  Without this, the replication sender might detect a send failure and exit without making the expected final update to the replication slot's LSN position. That led to re-transmitting data after the next connection. It was also possible to miss error messages sent after the last data that pg_recvlogical wants to consume.

- Fix pg_rewind's handling of just-deleted files in the source data directory (Justin Pryzby, Michael Paquier)

  When working with an on-line source database, concurrent file deletions are possible, but pg_rewind would get confused if deletion happened between seeing a file's directory entry and examining it with `stat()`.

- Make pg_test_fsync use binary I/O mode on Windows (Michael Paquier)

  Previously it wrote the test file in text mode, which is not an accurate reflection of PostgreSQL's actual usage.

- Fix `contrib/amcheck` to not complain about deleted index pages that are empty (Alexander Korotkov)

  This state of affairs is normal during WAL replay.

- Fix failure to initialize local state correctly in `contrib/dblink` (Joe Conway)

  With the right combination of circumstances, this could lead to `dblink_close()` issuing an unexpected remote `COMMIT`.

- Fix `contrib/pgcrypto`'s misuse of `deflate()` (Tom Lane)

  The `pgp_sym_encrypt` functions could produce incorrect compressed data due to mishandling of zlib's API requirements. We have no reports of this error manifesting with stock zlib, but it can be seen when using IBM's zlibNX implementation.

- Fix corner case in decompression logic in `contrib/pgcrypto`'s `pgp_sym_decrypt` functions (Kyotaro Horiguchi, Michael Paquier)

  A compressed stream can validly end with an empty packet, but the decompressor failed to handle this and would complain about corrupt data.

- Use POSIX-standard `strsignal()` in place of the BSD-ish `sys_siglist[]` (Tom Lane)

  This avoids build failures with very recent versions of glibc.

- Support building our NLS code with Microsoft Visual Studio 2015 or later (Juan José Santamaría Flecha, Davinder Singh, Amit Kapila)

- Avoid possible failure of our MSVC install script when there is a file named `configure` several levels above the source code tree (Arnold Müller)

  This could confuse some logic that looked for `configure` to identify the top level of the source tree.

E.15. Release 11.8

Release date: 2020-05-14

This release contains a variety of fixes from 11.7. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.15.1. Migration to Version 11.8

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.6, see Section E.17.

E.15.2. Changes

- Propagate `ALTER TABLE ... SET STORAGE` to indexes (Peter Eisentraut)

  Non-expression index columns have always copied the `attstorage` property of their table column at creation. Update them when `ALTER TABLE ... SET STORAGE` is done, to maintain consistency.

- Preserve the `indisclustered` setting of indexes rewritten by `ALTER TABLE` (Amit Langote, Justin Pryzby)

  Previously, `ALTER TABLE` lost track of which index had been used for `CLUSTER`.

- Preserve the replica identity properties of indexes rewritten by `ALTER TABLE` (Quan Zongliang, Peter Eisentraut)

- Lock objects sooner during `DROP OWNED BY` (Álvaro Herrera)

  This avoids failures in race-condition cases where another session is deleting some of the same objects.

- Fix error-case processing for `CREATE ROLE ... IN ROLE` (Andrew Gierth)

  Some error cases would be reported as « unexpected node type » or the like, instead of the intended message.

- Ensure that when a partition is detached, any triggers cloned from its formerly-parent table are removed (Justin Pryzby)

- Ensure that unique indexes over partitioned tables match the equality semantics of the partitioning key (Guancheng Luo)

  This would only be an issue with index opclasses that have unusual notions of equality, but it's wrong in theory, so check.

- Ensure that members of the `pg_read_all_stats` role can read all statistics views, as expected (Magnus Hagander)

  The functions underlying the `pg_stat_progress_*` views had not gotten this memo.

- Repair performance regression in `information_schema.triggers` view (Tom Lane)

  This patch redefines that view so that an outer `WHERE` clause constraining the table name can be pushed down into the view, allowing its calculations to be done only for triggers belonging to the table of interest rather than all triggers in the database. In a database with many triggers this would make a significant speed difference for queries of that form. Since things worked that

way before v11, this is a potential performance regression. Users who find this to be a problem can fix it by replacing the view definition (or, perhaps, just deleting and reinstalling the whole `information_schema` schema).

- Fix full text search to handle NOT above a phrase search correctly (Tom Lane)

  Queries such as `!(foo<->bar)` failed to find matching rows when implemented as a GiST or GIN index search.

- Fix full text search for cases where a phrase search includes an item with both prefix matching and a weight restriction (Tom Lane)

- Fix `ts_headline()` to make better headline selections when working with phrase queries (Tom Lane)

- Fix bugs in `gin_fuzzy_search_limit` processing (Adé Heyward, Tom Lane)

  A small value of `gin_fuzzy_search_limit` could result in unexpected slowness due to unintentionally rescanning the same index page many times. Another code path failed to apply the intended filtering at all, possibly returning too many values.

- Allow input of type `circle` to accept the format « `(x,y),r` » as the documentation says it does (David Zhang)

- Make the `get_bit()` and `set_bit()` functions cope with `bytea` strings longer than 256MB (Movead Li)

  Since the bit number argument is only `int4`, it's impossible to use these functions to access bits beyond the first 256MB of a long `bytea`. We'll widen the argument to `int8` in v13, but in the meantime, allow these functions to work on the initial substring of a long `bytea`.

- Ignore file-not-found errors in `pg_ls_waldir()` and allied functions (Tom Lane)

  This prevents a race condition failure if a file is removed between when we see its directory entry and when we attempt to `stat()` it.

- Avoid possibly leaking an open-file descriptor for a directory in `pg_ls_dir()`, `pg_timezone_names()`, `pg_tablespace_databases()`, and allied functions (Justin Pryzby)

- Fix polymorphic-function type resolution to correctly infer the actual type of an `anyarray` output when given only an `anyrange` input (Tom Lane)

- Avoid leakage of a hashed subplan's hash tables across multiple executions (Andreas Karlsson, Tom Lane)

  This mistake could result in severe memory bloat if a query re-executed a hashed subplan enough times.

- Avoid unlikely crash when `REINDEX` is terminated by a session-shutdown signal (Tom Lane)

- Fix low-probability crash after constraint violation errors in partitioned tables (Andres Freund)

- Prevent printout of possibly-incorrect hash join table statistics in `EXPLAIN` (Konstantin Knizhnik, Tom Lane, Thomas Munro)

- Fix reporting of elapsed time for heap truncation steps in `VACUUM VERBOSE` (Tatsuhito Kasahara)

- Fix possible undercounting of deleted B-tree index pages in `VACUUM VERBOSE` output (Peter Geoghegan)

- Fix wrong bookkeeping for oldest deleted page in a B-tree index (Peter Geoghegan)

This could cause subtly wrong decisions about when `VACUUM` can skip an index cleanup scan; although it appears there may be no significant user-visible effects from that.

- Ensure that TimelineHistoryRead and TimelineHistoryWrite wait states are reported in all code paths that read or write timeline history files (Masahiro Ikeda)
- Avoid possibly showing « waiting » twice in a process's PS status (Masahiko Sawada)
- Avoid failure if autovacuum tries to access a just-dropped temporary schema (Tom Lane)

  This hazard only arises if a superuser manually drops a temporary schema; which isn't normal practice, but should work.
- Avoid premature recycling of WAL segments during crash recovery (Jehan-Guillaume de Rorthais)

  WAL segments that become ready to be archived during crash recovery were potentially recycled without being archived.
- Avoid scanning irrelevant timelines during archive recovery (Kyotaro Horiguchi)

  This can eliminate many attempts to fetch non-existent WAL files from archive storage, which is helpful if archive access is slow.
- Remove bogus « subtransaction logged without previous top-level txn record » error check in logical decoding (Arseny Sher, Amit Kapila)

  This condition is legitimately reachable in various scenarios, so remove the check.
- Ensure that a replication slot's `io_in_progress_lock` is released in failure code paths (Pavan Deolasee)

  This could result in a walsender later becoming stuck waiting for the lock.
- Fix race conditions in synchronous standby management (Tom Lane)

  During a change in the `synchronous_standby_names` setting, there was a window in which wrong decisions could be made about whether it is OK to release transactions that are waiting for synchronous commit. Another hazard for similarly wrong decisions existed if a walsender process exited and was immediately replaced by another.
- Ensure `nextXid` can't go backwards on a standby server (Eka Palamadai)

  This race condition could allow incorrect hot standby feedback messages to be sent back to the primary server, potentially allowing `VACUUM` to run too soon on the primary.
- Add missing SQLSTATE values to a few error reports (Sawada Masahiko)
- Fix PL/pgSQL to reliably refuse to execute an event trigger function as a plain function (Tom Lane)
- Fix memory leak in libpq when using `sslmode=verify-full` (Roman Peshkurov)

  Certificate verification during connection startup could leak some memory. This would become an issue if a client process opened many database connections during its lifetime.
- Fix ecpg to treat an argument of just « `-` » as meaning « read from stdin » on all platforms (Tom Lane)
- Allow tab-completion of the filename argument to psql's `\gx` command (Vik Fearing)
- Add pg_dump support for `ALTER ... DEPENDS ON EXTENSION` (Álvaro Herrera)

pg_dump previously ignored dependencies added this way, causing them to be forgotten during dump/restore or pg_upgrade.

- Fix pg_dump to dump comments on RLS policy objects (Tom Lane)
- In pg_dump, postpone restore of event triggers till the end (Fabrízio de Royes Mello, Hamid Akhtar, Tom Lane)

  This minimizes the risk that an event trigger could interfere with the restoration of other objects.
- Make pg_verify_checksums skip tablespace subdirectories that belong to a different PostgreSQL major version (Michael Banck, Bernd Helmle)

  Such subdirectories don't really belong to our database cluster, and so must not be processed.
- Ignore temporary copies of `pg_internal.init` in pg_verify_checksums and related programs (Michael Paquier)
- Fix quoting of `--encoding`, `--lc-ctype` and `--lc-collate` values in createdb utility (Michael Paquier)
- `contrib/lo`'s `lo_manage()` function crashed if called directly rather than as a trigger (Tom Lane)
- In `contrib/ltree`, protect against overflow of `ltree` and `lquery` length fields (Nikita Glukhov)
- Work around failure in `contrib/pageinspect`'s `bt_metap()` function when an oldest_xact value exceeds 2^31-1 (Peter Geoghegan)

  Such XIDs will now be reported as negative integers, which isn't great but it beats throwing an error. v13 will widen the output argument to `int8` to provide saner reporting.
- Fix cache reference leak in `contrib/sepgsql` (Michael Luo)
- Avoid failures when dealing with Unix-style locale names on Windows (Juan José Santamaría Flecha)
- Use pkg-config, if available, to locate libxml2 during configure (Hugh McMaster, Tom Lane, Peter Eisentraut)

  If pkg-config is not present or lacks knowledge of libxml2, we still query xml2-config as before.

  This change could break build processes that try to make PostgreSQL use a non-default version of libxml2 by putting that version's xml2-config into the `PATH`. Instead, set `XML2_CONFIG` to point to the non-default xml2-config. That method will work with either older or newer PostgreSQL releases.
- In MSVC builds, cope with spaces in the path name for Python (Victor Wagner)
- In MSVC builds, fix detection of Visual Studio version to work with more language settings (Andrew Dunstan)
- In MSVC builds, use `-Wno-deprecated` with bison versions newer than 3.0, as non-Windows builds already do (Andrew Dunstan)
- Update time zone data files to tzdata release 2020a for DST law changes in Morocco and the Canadian Yukon, plus historical corrections for Shanghai.

  The America/Godthab zone has been renamed to America/Nuuk to reflect current English usage; however, the old name remains available as a compatibility link.

Also, update initdb's list of known Windows time zone names to include recent additions, improving the odds that it will correctly translate the system time zone setting on that platform.

E.16. Release 11.7

Release date: 2020-02-13

This release contains a variety of fixes from 11.6. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.16.1. Migration to Version 11.7

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.6, see Section E.17.

E.16.2. Changes

- Add missing permissions checks for `ALTER ... DEPENDS ON EXTENSION` (Álvaro Herrera)

  Marking an object as dependent on an extension did not have any privilege check whatsoever. This oversight allowed any user to mark routines, triggers, materialized views, or indexes as droppable by anyone able to drop an extension. Require that the calling user own the specified object (and hence have privilege to drop it). (CVE-2020-1720)

- Ensure that row triggers on partitioned tables are correctly cloned to sub-partitions when appropriate (Álvaro Herrera)

  User-defined triggers (but not triggers for foreign key or deferred unique constraints) might be missed when creating or attaching a partition.

- Fix logical replication subscriber code to execute per-column `UPDATE` triggers when appropriate (Peter Eisentraut)

- Avoid failure in logical decoding when a large transaction must be spilled into many separate temporary files (Amit Khandekar)

- Fix possible crash or data corruption when a logical replication subscriber processes a row update (Tom Lane, Tomas Vondra)

  This bug caused visible problems only if the subscriber's table contained columns that were not being copied from the publisher and had pass-by-reference data types.

- Fix crash in logical replication subscriber after DDL changes on a subscribed relation (Jehan-Guillaume de Rorthais, Vignesh C)

- Fix failure in logical replication publisher after a database crash and restart (Vignesh C)

- Ensure that the effect of `pg_replication_slot_advance()` on a physical replication slot will persist across restarts (Alexey Kondratov, Michael Paquier)

- Improve efficiency of logical replication with `REPLICA IDENTITY FULL` (Konstantin Knizhnik)

  When searching for an existing tuple during an update or delete operation, return the first matching tuple not the last one.

- Ensure parallel plans are always shut down at the correct time (Kyotaro Horiguchi)

This oversight is known to result in « temporary file leak » warnings from multi-batch parallel hash joins.

- Prevent premature shutdown of a Gather or GatherMerge plan node that is underneath a Limit node (Amit Kapila)

  This avoids failure if such a plan node needs to be scanned more than once, as for instance if it is on the inside of a nestloop.

- Improve efficiency of parallel hash join on CPUs with many cores (Gang Deng, Thomas Munro)

- Avoid crash in parallel `CREATE INDEX` when there are no free dynamic shared memory slots (Thomas Munro)

  Fall back to a non-parallel index build, instead.

- Avoid memory leak when there are no free dynamic shared memory slots (Thomas Munro)

- Ignore the `CONCURRENTLY` option when performing an index creation, drop, or rebuild on a temporary table (Michael Paquier, Heikki Linnakangas, Andres Freund)

  This avoids strange failures if the temporary table has an `ON COMMIT` action. There is no benefit in using `CONCURRENTLY` for a temporary table anyway, since other sessions cannot access the table, making the extra processing pointless.

- Fix possible failure when resetting expression indexes on temporary tables that are marked `ON COMMIT DELETE ROWS` (Tom Lane)

- Fix possible crash in BRIN index operations with `box`, `range` and `inet` data types (Heikki Linnakangas)

- Fix handling of deleted pages in GIN indexes (Alexander Korotkov)

  Avoid possible deadlocks, incorrect updates of a deleted page's state, and failure to traverse through a recently-deleted page.

- Fix possible crash with a SubPlan (sub-`SELECT`) within a multi-row `VALUES` list (Tom Lane)

- Fix failure to insert default values for « missing » attributes during tuple conversion (Vik Fearing, Andrew Gierth)

  This could result in values incorrectly reading as NULL, when they come from columns that had been added by `ALTER TABLE ADD COLUMN` with a constant default.

- Fix crash after FileClose() failure (Noah Misch)

  This issue could only be observed with `data_sync_retry` enabled, since otherwise FileClose() failure would be reported as a PANIC.

- Fix unlikely crash with pass-by-reference aggregate transition states (Andres Freund, Teodor Sigaev)

- Improve error reporting in `to_date()` and `to_timestamp()` (Tom Lane, Álvaro Herrera)

  Reports about incorrect month or day names in input strings could truncate the input in the middle of a multi-byte character, leading to an improperly encoded error message that could cause follow-on failures. Truncate at the next whitespace instead.

- Fix off-by-one result for `EXTRACT(ISOYEAR FROM` *`timestamp`*`)` for BC dates (Tom Lane)

- Avoid stack overflow in `information_schema` views when a self-referential view exists in the system catalogs (Tom Lane)

A self-referential view can't work; it will always result in infinite recursion. We handled that situation correctly when trying to execute the view, but not when inquiring whether it is automatically updatable.

- Ensure that walsender processes always show NULL for transaction start time in `pg_stat_activity` (Álvaro Herrera)

  Previously, the `xact_start` column would sometimes show the process start time.

- Improve performance of hash joins with very large inner relations (Thomas Munro)

- Fix placement of « Subplans Removed » field in `EXPLAIN` output (Daniel Gustafsson, Tom Lane)

  In non-text output formats, this field was emitted inside the « Plans » sub-group, resulting in syntactically invalid output. Attach it to the parent Append or MergeAppend plan node as intended. This causes the field to change position in text output format too: if there are any InitPlans attached to the same plan node, « Subplans Removed » will now appear before those.

- Allow the planner to apply potentially-leaky tests to child-table statistics, if the user can read the corresponding column of the table that's actually named in the query (Dilip Kumar, Amit Langote)

  This change fixes a performance problem for partitioned tables that was created by the fix for CVE-2017-7484. That security fix disallowed applying leaky operators to statistics for columns that the current user doesn't have permission to read directly. However, it's somewhat common to grant permissions only on the parent partitioned table and not bother to do so on individual partitions. In such cases, the user can read the column via the parent, so there's no point in this security restriction; it only results in poorer planner estimates than necessary.

- Fix edge-case crashes and misestimations in selectivity calculations for the `<@` and `@>` range operators (Michael Paquier, Andrey Borodin, Tom Lane)

- Ignore system columns when applying most-common-value extended statistics (Tomas Vondra)

  This prevents « negative bitmapset member not allowed » planner errors for affected queries.

- Fix BRIN index logic to support hypothetical BRIN indexes (Julien Rouhaud, Heikki Linnakangas)

  Previously, if an « index adviser » extension tried to get the planner to produce a plan involving a hypothetical BRIN index, that would fail, because the BRIN cost estimation code would always try to physically access the index's metapage. Now it checks to see if the index is only hypothetical, and uses default assumptions about the index parameters if so.

- Improve error reporting for attempts to use automatic updating of views with conditional `INSTEAD` rules (Dean Rasheed)

  This has never been supported, but previously the error was thrown only at execution time, so that it could be masked by planner errors.

- Prevent a composite type from being included in itself indirectly via a range type (Tom Lane, Julien Rouhaud)

- Disallow partition key expressions that return pseudo-types, such as `record` (Tom Lane)

- Fix error reporting for index expressions of prohibited types (Amit Langote)

- Fix dumping of views that contain only a `VALUES` list to handle cases where a view output column has been renamed (Tom Lane)

- Ensure that data types and collations used in `XMLTABLE` constructs are accounted for when computing dependencies of a view or rule (Tom Lane)

Previously it was possible to break a view using `XMLTABLE` by dropping a type, if the type was not otherwise referenced in the view. This fix does not correct the dependencies already recorded for existing views, only for newly-created ones.

- Prevent unwanted downcasing and truncation of RADIUS authentication parameters (Marcos David)

  The `pg_hba.conf` parser mistakenly treated these fields as SQL identifiers, which in general they aren't.

- Transmit incoming `NOTIFY` messages to the client before sending `ReadyForQuery`, rather than after (Tom Lane)

  This change ensures that, with libpq and other client libraries that act similarly to it, any notifications received during a transaction will be available by the time the client thinks the transaction is complete. This probably makes no difference in practical applications (which would need to cope with asynchronous notifications in any case); but it makes it easier to build test cases with reproducible behavior.

- Allow libpq to parse all GSS-related connection parameters even when the GSSAPI code hasn't been compiled in (Tom Lane)

  This makes the behavior similar to our SSL support, where it was long ago deemed to be a good idea to always accept all the related parameters, even if some are ignored or restricted due to lack of the feature in a particular build.

- Fix incorrect handling of `%b` and `%B` format codes in ecpg's `PGTYPEStimestamp_fmt_asc()` function (Tomas Vondra)

  Due to an off-by-one error, these codes would print the wrong month name, or possibly crash.

- Fix parallel pg_dump/pg_restore to more gracefully handle failure to create worker processes (Tom Lane)

- Prevent possible crash or lockup when attempting to terminate a parallel pg_dump/pg_restore run via a signal (Tom Lane)

- In pg_upgrade, look inside arrays and ranges while searching for non-upgradable data types in tables (Tom Lane)

- Apply more thorough syntax checking to createuser's `--connection-limit` option (Álvaro Herrera)

- Cope with changes of the specific type referenced by a PL/pgSQL composite-type variable in more cases (Ashutosh Sharma, Tom Lane)

  Dropping and re-creating the composite type referenced by a PL/pgSQL variable could lead to « could not open relation with OID *NNNN* » errors.

- Avoid crash in `postgres_fdw` when trying to send a command like `UPDATE remote_tab SET (x,y) = (SELECT ...)` to the remote server (Tom Lane)

- In `contrib/dict_int`, reject `maxlen` settings less than one (Tomas Vondra)

  This prevents a possible crash with silly settings for that parameter.

- Disallow NULL category values in `contrib/tablefunc`'s `crosstab()` function (Joe Conway)

  This case never worked usefully, and it would crash on some platforms.

- Fix configure's probe for OpenSSL's `SSL_clear_options()` function so that it works with OpenSSL versions before 1.1.0 (Michael Paquier, Daniel Gustafsson)

  This problem could lead to failure to set the SSL compression option as desired, when PostgreSQL is built against an old version of OpenSSL.

- Mark some timeout and statistics-tracking GUC variables as `PGDLLIMPORT`, to allow extensions to access them on Windows (Pascal Legrand)

  This applies to `idle_in_transaction_session_timeout`, `lock_timeout`, `statement_timeout`, `track_activities`, `track_counts`, and `track_functions`.

- Avoid memory leak in sanity checks for « slab » memory contexts (Tomas Vondra)

  This isn't an issue for production builds, since they wouldn't ordinarily have memory context checking enabled; but the leak could be quite severe in a debug build.

- Fix multiple statistics entries reported by the LWLock statistics mechanism (Fujii Masao)

  The LWLock statistics code (which is not built by default; it requires compiling with `-DLWLOCK_STATS`) could report multiple entries for the same LWLock and backend process, as a result of faulty hashtable key creation.

- Fix race condition that led to delayed delivery of interprocess signals on Windows (Amit Kapila)

  This caused visible timing oddities in `NOTIFY`, and perhaps other misbehavior.

- On Windows, retry a few times after an `ERROR_ACCESS_DENIED` file access failure (Alexander Lakhin, Tom Lane)

  This helps cope with cases where a file open attempt fails because the targeted file is flagged for deletion but not yet actually gone. pg_ctl, for example, frequently failed with such an error when probing to see if the postmaster had shut down yet.

E.17. Release 11.6

Release date: 2019-11-14

This release contains a variety of fixes from 11.5. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.17.1. Migration to Version 11.6

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you use the `contrib/intarray` extension with a GiST index, and you rely on indexed searches for the `<@` operator, see the entry below about that.

Also, if you are upgrading from a version earlier than 11.1, see Section E.22.

E.17.2. Changes

- Fix failure of `ALTER TABLE SET` with a custom relation option (Michael Paquier)

- Disallow changing a multiply-inherited column's type if not all parent tables were changed (Tom Lane)

  Previously, this was allowed, whereupon queries on the now-out-of-sync parent would fail.

- Avoid failure if the same target table is specified twice in an `ANALYZE` command inside a transaction block (Tom Lane)

- Prevent `VACUUM` from trying to freeze an old multixact ID involving a still-running transaction (Nathan Bossart, Jeremy Schneider)

  This case would lead to `VACUUM` failing until the old transaction terminates.

- `SET CONSTRAINTS ... DEFERRED` failed on partitioned tables, incorrectly complaining about lack of triggers (Álvaro Herrera)

- Fix failure when creating indexes for a partition, if the parent partitioned table contains any dropped columns (Michael Paquier)

- Fix planner's test for case-foldable characters in `ILIKE` with an ICU collation (Tom Lane)

  This mistake caused the planner to treat too much of the pattern as being a fixed prefix, so that indexscans derived from an `ILIKE` clause might miss entries that they should find.

- Ensure that offset expressions in `WINDOW` clauses are processed when a query's expressions are manipulated (Andrew Gierth)

  This oversight could result in assorted failures when the offsets are nontrivial expressions. One example is that a function parameter reference in such an expression would fail if the function was inlined.

- Fix handling of whole-row variables in `WITH CHECK OPTION` expressions and row-level-security policy expressions (Andres Freund)

  Previously, such usage might result in bogus errors about row type mismatches.

- Avoid postmaster failure if a parallel query requests a background worker when no postmaster child process array slots remain free (Tom Lane)

- Prevent possible double-free if a `BEFORE UPDATE` trigger returns the old tuple as-is, and it is not the last such trigger (Thomas Munro)

- Fix crash if *`x = ANY (array)`*, or related operations, contains a constant-null array (Tom Lane)

- Fix « unexpected relkind » error when a query tries to access a TOAST table (John Hsu, Michael Paquier, Tom Lane)

  The error should say that permission is denied, but this case got broken during code refactoring.

- Provide a relevant error context line when an error occurs while setting GUC parameters during parallel worker startup (Thomas Munro)

- In serializable mode, ensure that row-level predicate locks are acquired on the correct version of the row (Thomas Munro, Heikki Linnakangas)

  If the visible version of the row is HOT-updated, the lock might be taken on its now-dead predecessor, resulting in subtle failures to guarantee serialization.

- Ensure that `fsync()` is applied only to files that are opened read/write (Andres Freund, Michael Paquier)

  Some code paths tried to do this after opening a file read-only, but on some platforms that causes « bad file descriptor » or similar errors.

- Allow encoding conversion to succeed on longer strings than before (Álvaro Herrera, Tom Lane)

  Previously, there was a hard limit of 0.25GB on the input string, but now it will work as long as the converted output is not over 1GB.

- Avoid an unnecessary catalog lookup during heap page pruning (Thomas Munro)

  It's no longer necessary to check for unlogged indexes here, and the check caused significant performance problems in some workloads. There was also at least a theoretical possibility of deadlock.

- Avoid creating unnecessarily-bulky tuple stores for window functions (Andrew Gierth)

  In some cases the tuple storage would include all columns of the source table(s), not just the ones that are needed by the query.

- Fix failure to JIT-compile equality comparisons for grouping hash tables, leading to performance loss (Andres Freund)

- Allow `repalloc()` to give back space when a large chunk is reduced in size (Tom Lane)

- Ensure that temporary WAL and history files are removed at the end of archive recovery (Sawada Masahiko)

- Avoid failure in archive recovery if `recovery_min_apply_delay` is enabled (Fujii Masao)

  `recovery_min_apply_delay` is not typically used in this configuration, but it should work.

- Fix logical replication failure when publisher and subscriber have different ideas about a table's replica identity columns (Jehan-Guillaume de Rorthais, Peter Eisentraut)

  Declaring a column as part of the replica identity on the subscriber, when it does not exist at all on the publisher, led to « negative bitmapset member not allowed » errors.

- Avoid unwanted delay during shutdown of a logical replication walsender (Craig Ringer, Álvaro Herrera)

- Fix timeout handling in logical replication walreceiver processes (Julien Rouhaud)

  Erroneous logic prevented `wal_receiver_timeout` from working in logical replication deployments.

- Correctly time-stamp replication messages for logical decoding (Jeff Janes)

  This oversight resulted, for example, in `pg_stat_subscription.last_msg_send_time` usually reading as NULL.

- In logical decoding, ensure that sub-transactions are correctly accounted for when reconstructing a snapshot (Masahiko Sawada)

  This error leads to assertion failures; it's unclear whether any bad effects exist in production builds.

- Fix race condition during backend exit, when the backend process has previously waited for synchronous replication to occur (Dongming Liu)

- Fix `ALTER SYSTEM` to cope with duplicate entries in `postgresql.auto.conf` (Ian Barwick)

  `ALTER SYSTEM` itself will not generate such a state, but external tools that modify `postgresql.auto.conf` could do so. Duplicate entries for the target variable will now be removed, and then the new setting (if any) will be appended at the end.

- Reject include directives with empty file names in configuration files, and report include-file recursion more clearly (Ian Barwick, Tom Lane)

- Avoid logging complaints about abandoned connections when using PAM authentication (Tom Lane)

libpq-based clients will typically make two connection attempts when a password is required, since they don't prompt their user for a password until their first connection attempt fails. Therefore the server is coded not to generate useless log spam when a client closes the connection upon being asked for a password. However, the PAM authentication code hadn't gotten that memo, and would generate several messages about a phantom authentication failure.

- Fix some cases where an incomplete date specification is not detected in `time with time zone` input (Alexander Lakhin)

  If a time zone with a time-varying UTC offset is specified, then a date must be as well, so that the offset can be resolved. Depending on the syntax used, this check was not enforced in some cases, allowing bogus output to be produced.

- Fix misbehavior of `bitshiftright()` (Tom Lane)

  The bitstring right shift operator failed to zero out padding space that exists in the last byte of the result when the bitstring length is not a multiple of 8. While invisible to most operations, any nonzero bits there would result in unexpected comparison behavior, since bitstring comparisons don't bother to ignore the extra bits, expecting them to always be zero.

  If you have inconsistent data as a result of saving the output of `bitshiftright()` in a table, it's possible to fix it with something like

  ```
  UPDATE mytab SET bitcol = ~(~bitcol) WHERE bitcol != ~(~bitcol);
  ```

- Restore the ability to take type information from an `AS` clause in `json[b]_populate_record()` and `json[b]_populate_recordset()` (Tom Lane)

  If the record argument is NULL and has no declared composite type, try to use the `AS` clause instead. This isn't recommended usage, but it used to work, and now does again.

- Avoid crash when selecting a namespace node in `XMLTABLE` (Chapman Flack)

- Fix detection of edge-case integer overflow in interval multiplication (Yuya Watari)

- Fix memory leaks in `lower()`, `upper()`, and `initcap()` functions when using ICU collations (Konstantin Knizhnik)

- Avoid crashes if `ispell` text search dictionaries contain wrong affix data (Arthur Zakirov)

- Fix incorrect compression logic for GIN posting lists (Heikki Linnakangas)

  A GIN posting list item can require 7 bytes if the distance between adjacent indexed TIDs exceeds 16TB. One step in the logic was out of sync with that, and might try to write the value into a 6-byte buffer. In principle this could cause a stack overrun, but on most architectures it's likely that the next byte would be unused alignment padding, making the bug harmless. In any case the bug would be very difficult to hit.

- Fix handling of infinity, NaN, and NULL values in KNN-GiST (Alexander Korotkov)

  The query's output order could be wrong (different from a plain sort's result) if some distances computed for non-null column values are infinity or NaN.

- Fix handling of searches for NULL in KNN-SP-GiST (Nikita Glukhov)

- On Windows, recognize additional spellings of the « Norwegian (Bokmål) » locale name (Tom Lane)

- Avoid compile failure if an ECPG client includes `ecpglib.h` while having `ENABLE_NLS` defined (Tom Lane)

This risk was created by a misplaced declaration: `ecpg_gettext()` should not be visible to client code.

- In psql, resynchronize internal state about the server after an unexpected connection loss and successful reconnection (Peter Billen, Tom Lane)

  Ordinarily this is unnecessary since the state would be the same anyway. But it can matter in corner cases, such as where the connection might lead to one of several servers. This change causes psql to re-issue any interactive messages that it would have issued at startup, for example about whether SSL is in use.

- Avoid platform-specific null pointer dereference in psql (Quentin Rameau)

- In pg_dump, ensure stable output order for similarly-named triggers and row-level-security policy objects (Benjie Gillam)

  Previously, if two triggers on different tables had the same names, they would be sorted in OID-based order, which is less desirable than sorting them by table name. Likewise for RLS policies.

- Fix pg_dump to work again with pre-8.3 source servers (Tom Lane)

  A previous fix caused pg_dump to always try to query `pg_opfamily`, but that catalog doesn't exist before version 8.3.

- In pg_restore, treat `-f -` as meaning « output to stdout » (Álvaro Herrera)

  This synchronizes pg_restore's behavior with some other applications, and in particular makes pre-v12 branches act similarly to version 12's pg_restore, simplifying creation of dump/restore scripts that work across multiple PostgreSQL versions. Before this change, pg_restore interpreted such a switch as meaning « output to a file named `-` », but few people would want that.

- Improve pg_upgrade's checks for the use of a data type that has changed representation, such as `line` (Tomas Vondra)

  The previous coding could be fooled by cases where the data type of interest underlies a stored column of a domain or composite type.

- Detect file read errors during pg_basebackup (Jeevan Chalke)

- In pg_basebackup, don't fsync output files until the end of backup (Michael Paquier)

  The previous coding could result in timeout failures if fsync was slow.

- In pg_rewind with an online source cluster, disable timeouts, much as pg_dump does (Alexander Kukushkin)

- Fix failure in pg_waldump with the `-s` option, when a continuation WAL record ends exactly at a page boundary (Andrey Lepikhov)

- In pg_waldump, include the `newitemoff` field in btree page split records (Peter Geoghegan)

- In pg_waldump with the `--bkp-details` option, avoid emitting extra newlines for WAL records involving full-page writes (Andres Freund)

- Fix small memory leak in pg_waldump (Andres Freund)

- Fix vacuumdb with a high `--jobs` option to handle running out of file descriptors better (Michael Paquier)

- Fix PL/pgSQL to handle replacements of composite types better (Tom Lane)

Cover the case where a composite type is dropped entirely, and then a new type of the same name is created, between executions of a PL/pgSQL function. Variables of the composite type will now update to match the new definition.

- Fix `contrib/amcheck` to skip unlogged indexes during hot standby (Andrey Borodin, Peter Geoghegan)

  An unlogged index won't necessarily contain valid data in this context, so don't try to check it.

- Fix `contrib/intarray`'s GiST opclasses to not fail for empty arrays with `<@` (Tom Lane)

  A clause like *`array_column <@ constant_array`* is considered indexable, but the index search may not find empty array values; of course, such entries should trivially match the search.

  The only practical back-patchable fix for this requires making `<@` index searches scan the whole index, which is what this patch does. This is unfortunate: it means that the query performance is likely worse than a plain sequential scan would be.

  Applications whose performance is adversely impacted by this change have a couple of options. They could switch to a GIN index, which doesn't have this bug, or they could replace *`array_column <@ constant_array`* with *`array_column <@ constant_array`* `AND` *`array_column && constant_array`*. That will provide about the same performance as before, and it will find all non-empty subsets of the given constant array, which is all that could reliably be expected of the query before.

- Fix configure's test for presence of libperl so that it works on recent Red Hat releases (Tom Lane)

  Previously, it could fail if the user sets `CFLAGS` to `-O0`.

- Ensure correct code generation for spinlocks on PowerPC (Noah Misch)

  The previous spinlock coding allowed the compiler to select register zero for use with an assembly instruction that does not accept that register, causing a build failure. We have seen only one long-ago report that matches this bug, but it could cause problems for people trying to build modified PostgreSQL code or use atypical compiler options.

- On PowerPC, avoid depending on the xlc compiler's `__fetch_and_add()` function (Noah Misch)

  xlc 13 and newer interpret this function in a way incompatible with our usage, resulting in an unusable build of PostgreSQL. Fix by using custom assembly code instead.

- On AIX, don't use the compiler option `-qsrcmsg` (Noah Misch)

  This avoids an internal compiler error with xlc v16.1.0, with little consequence other than changing the format of compiler error messages.

- Fix MSVC build process to cope with spaces in the file path of OpenSSL (Andrew Dunstan)

- Update time zone data files to tzdata release 2019c for DST law changes in Fiji and Norfolk Island, plus historical corrections for Alberta, Austria, Belgium, British Columbia, Cambodia, Hong Kong, Indiana (Perry County), Kaliningrad, Kentucky, Michigan, Norfolk Island, South Korea, and Turkey.

E.18. Release 11.5

Release date: 2019-08-08

This release contains a variety of fixes from 11.4. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.18.1. Migration to Version 11.5

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.1, see Section E.22.

E.18.2. Changes

- Require schema qualification to cast to a temporary type when using functional cast syntax (Noah Misch)

  We have long required invocations of temporary functions to explicitly specify the temporary schema, that is `pg_temp.`*`func_name`*`(`*`args`*`)`. Require this as well for casting to temporary types using functional notation, for example `pg_temp.`*`type_name`*`(`*`arg`*`)`. Otherwise it's possible to capture a function call using a temporary object, allowing privilege escalation in much the same ways that we blocked in CVE-2007-2138. (CVE-2019-10208)

- Fix execution of hashed subplans that require cross-type comparison (Tom Lane, Andreas Seltenreich)

  Hashed subplans used the outer query's original comparison operator to compare entries of the hash table. This is the wrong thing if that operator is cross-type, since all the hash table entries will be of the subquery's output type. For the set of hashable cross-type operators in core PostgreSQL, this mistake seems nearly harmless on 64-bit machines, but it can result in crashes or perhaps unauthorized disclosure of server memory on 32-bit machines. Extensions might provide hashable cross-type operators that create larger risks. (CVE-2019-10209)

- Fix failure of `ALTER TABLE ... ALTER COLUMN TYPE` when altering multiple columns' types in one command (Tom Lane)

  This fixes a regression introduced in the most recent minor releases: indexes using the altered columns were not processed correctly, leading to strange failures during `ALTER TABLE`.

- Prevent dropping a partitioned table's trigger if there are pending trigger events in child partitions (Álvaro Herrera)

  This notably applies to foreign key constraints, since those are implemented by triggers.

- Include user-specified trigger arguments when copying a trigger definition from a partitioned table to one of its partitions (Patrick McHardy)

- Install dependencies to prevent dropping partition key columns (Tom Lane)

  `ALTER TABLE ... DROP COLUMN` will refuse to drop a column that is a partition key column. However, indirect drops (such as a cascade from dropping a key column's data type) had no such check, allowing the deletion of a key column. This resulted in a badly broken partitioned table that could neither be accessed nor dropped.

  This fix adds `pg_depend` entries that enforce that the whole partitioned table, not just the key column, will be dropped if a cascaded drop forces removal of the key column. However, such entries will only be created when a partitioned table is created; so this fix does not remove the risk for pre-existing partitioned tables. The issue can only arise for partition key columns of non-built-in data types, so it seems not to be a hazard for most users.

- Ensure that column numbers are correctly mapped between a partitioned table and its default partition (Amit Langote)

  Some operations misbehaved if the mapping wasn't exactly one-to-one, for example if there were dropped columns in one table and not the other.

- Ignore partitions that are foreign tables when creating indexes on partitioned tables (Álvaro Herrera)

  Previously an error was thrown on encountering a foreign-table partition, but that's unhelpful and doesn't protect against any actual problem.

- Prune a partitioned table's default partition (that is, avoid uselessly scanning it) in more cases (Yuzuko Hosoya)

- Fix possible failure to prune partitions when there are multiple partition key columns of `boolean` type (David Rowley)

- Don't optimize away `GROUP BY` columns when the table involved is an inheritance parent (David Rowley)

  Normally, if a table's primary key column(s) are included in `GROUP BY`, it's safe to drop any other grouping columns, since the primary key columns are enough to make the groups unique. This rule does not work if the query is also reading inheritance child tables, though; the parent's uniqueness does not extend to the children.

- Avoid incorrect use of parallel hash join for semi-join queries (Thomas Munro)

  This error resulted in duplicate result rows from some `EXISTS` queries.

- Avoid using unnecessary sort steps for some queries with `GROUPING SETS` (Andrew Gierth, Richard Guo)

- Fix possible failure of planner's index endpoint probes (Tom Lane)

  When using a recently-created index to determine the minimum or maximum value of a column, the planner could select a recently-dead tuple that does not actually contain the endpoint value. In the worst case the tuple might contain a null, resulting in a visible error « found unexpected null value in index »; more likely we would just end up using the wrong value, degrading the quality of planning estimates.

- Fix failure to access trigger transition tables during `EvalPlanQual` rechecks (Alex Aktsipetrov)

  Triggers that rely on transition tables sometimes failed in the presence of concurrent updates.

- Fix mishandling of multi-column foreign keys when rebuilding a foreign key constraint (Tom Lane)

  `ALTER TABLE` could make an incorrect decision about whether revalidation of a foreign key is necessary, if not all columns of the key are of the same type. It seems likely that the error would always have been in the conservative direction, that is revalidating unnecessarily.

- Don't build extended statistics for inheritance trees (Tomas Vondra)

  This avoids a « tuple already updated by self » error during `ANALYZE`.

- Avoid spurious deadlock errors when upgrading a tuple lock (Oleksii Kliukin)

  When two or more transactions are waiting for a transaction T1 to release a tuple-level lock, and T1 upgrades its lock to a higher level, a spurious deadlock among the waiting transactions could be reported when T1 finishes.

- Fix failure to resolve deadlocks involving multiple parallel worker processes (Rui Hai Jiang)

  It is not clear whether this bug is reachable with non-artificial queries, but if it did happen, the queries involved in an otherwise-resolvable deadlock would block until canceled.

- Prevent incorrect canonicalization of date ranges with `infinity` endpoints (Laurenz Albe)

  It's incorrect to try to convert an open range to a closed one or vice versa by incrementing or decrementing the endpoint value, if the endpoint is infinite; so leave the range alone in such cases.

- Fix loss of fractional digits when converting very large `money` values to `numeric` (Tom Lane)
- Fix printing of `BTREE_META_CLEANUP` WAL records (Michael Paquier)
- Prevent assertion failures due to mishandling of version-2 btree metapages (Peter Geoghegan)
- Fix spinlock assembly code for MIPS CPUs so that it works on MIPS r6 (YunQiang Su)
- Ensure that a record or row value returned from a PL/pgSQL function is marked with the function's declared composite type (Tom Lane)

  This avoids problems if the result is stored directly into a table.
- Make libpq ignore carriage return (`\r`) in connection service files (Tom Lane, Michael Paquier)

  In some corner cases, service files containing Windows-style newlines could be mis-parsed, resulting in connection failures.
- In psql, avoid offering incorrect tab completion options after `SET` *`variable`* `=` (Tom Lane)
- Fix a small memory leak in psql's `\d` command (Tom Lane)
- Fix pg_dump to ensure that custom operator classes are dumped in the right order (Tom Lane)

  If a user-defined opclass is the subtype opclass of a user-defined range type, related objects were dumped in the wrong order, producing an unrestorable dump. (The underlying failure to handle opclass dependencies might manifest in other cases too, but this is the only known case.)
- Fix possible lockup in pgbench when using `-R` option (Fabien Coelho)
- Improve reliability of `contrib/amcheck`'s index verification (Peter Geoghegan)
- Fix handling of Perl `undef` values in `contrib/jsonb_plperl` (Ivan Panchenko)
- Fix `contrib/passwordcheck` to coexist with other users of `check_password_hook` (Michael Paquier)
- Fix `contrib/sepgsql` tests to work under recent SELinux releases (Mike Palmiotto)
- Improve stability of `src/test/kerberos` and `src/test/ldap` regression tests (Thomas Munro, Tom Lane)
- Improve stability of `src/test/recovery` regression tests (Michael Paquier)
- Reduce stderr output from pg_upgrade's test script (Tom Lane)
- Fix pgbench regression tests to work on Windows (Fabien Coelho)
- Fix TAP tests to work with msys Perl, in cases where the build directory is on a non-root msys mount point (Noah Misch)
- Support building Postgres with Microsoft Visual Studio 2019 (Haribabu Kommi)
- In Visual Studio builds, honor `WindowsSDKVersion` environment variable, if that's set (Peifeng Qiu)

  This fixes build failures in some configurations.
- Support OpenSSL 1.1.0 and newer in Visual Studio builds (Juan José Santamaría Flecha, Michael Paquier)

- Allow make options to be passed down to gmake when non-GNU make is invoked at the top level (Thomas Munro)

- Avoid choosing `localtime` or `posixrules` as `TimeZone` during initdb (Tom Lane)

  In some cases initdb would choose one of these artificial zone names over the « real » zone name. Prefer any other match to the C library's timezone behavior over these two.

- Adjust `pg_timezone_names` view to show the `Factory` time zone if and only if it has a short abbreviation (Tom Lane)

  Historically, IANA set up this artificial zone with an « abbreviation » like `Local time zone must be set--see zic manual page`. Modern versions of the tzdb database show `-00` instead, but some platforms alter the data to show one or another of the historical phrases. Show this zone only if it uses the modern abbreviation.

- Sync our copy of the timezone library with IANA tzcode release 2019b (Tom Lane)

  This adds support for zic's new `-b slim` option to reduce the size of the installed zone files. We are not currently using that, but may enable it in future.

- Update time zone data files to tzdata release 2019b for DST law changes in Brazil, plus historical corrections for Hong Kong, Italy, and Palestine.

E.19. Release 11.4

Release date: 2019-06-20

This release contains a variety of fixes from 11.3. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.19.1. Migration to Version 11.4

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.1, see Section E.22.

E.19.2. Changes

- Fix buffer-overflow hazards in SCRAM verifier parsing (Jonathan Katz, Heikki Linnakangas, Michael Paquier)

  Any authenticated user could cause a stack-based buffer overflow by changing their own password to a purpose-crafted value. In addition to the ability to crash the PostgreSQL server, this could suffice for executing arbitrary code as the PostgreSQL operating system account.

  A similar overflow hazard existed in libpq, which could allow a rogue server to crash a client or perhaps execute arbitrary code as the client's operating system account.

  The PostgreSQL Project thanks Alexander Lakhin for reporting this problem. (CVE-2019-10164)

- Fix assorted errors in run-time partition pruning logic (Tom Lane, Amit Langote, David Rowley)

  These mistakes could lead to wrong answers in queries on partitioned tables, if the comparison value used for pruning is dynamically determined, or if multiple range-partitioned columns are involved in pruning decisions, or if stable (not immutable) comparison operators are involved.

- Fix possible crash while trying to copy trigger definitions to a new partition (Tom Lane)

- Fix failure of `ALTER TABLE ... ALTER COLUMN TYPE` when the table has a partial exclusion constraint (Tom Lane)
- Fix failure of `COMMENT` command for comments on domain constraints (Daniel Gustafsson, Michael Paquier)
- Prevent possible memory clobber when there are duplicate columns in a hash aggregate's hash key list (Andrew Gierth)
- Fix incorrect argument null-ness checking during partial aggregation of aggregates with zero or multiple arguments (David Rowley, Kyotaro Horiguchi, Andres Freund)
- Fix faulty generation of merge-append plans (Tom Lane)

  This mistake could lead to « could not find pathkey item to sort » errors.
- Fix incorrect printing of queries with duplicate join names (Philip Dubé)

  This oversight caused a dump/restore failure for views containing such queries.
- Fix conversion of JSON string literals to JSON-type output columns in `json_to_record()` and `json_populate_record()` (Tom Lane)

  Such cases should produce the literal as a standalone JSON value, but the code misbehaved if the literal contained any characters requiring escaping.
- Fix misoptimization of `{1,1}` quantifiers in regular expressions (Tom Lane)

  Such quantifiers were treated as no-ops and optimized away; but the documentation specifies that they impose greediness, or non-greediness in the case of the non-greedy variant `{1,1}?`, on the subexpression they're attached to, and this did not happen. The misbehavior occurred only if the subexpression contained capturing parentheses or a back-reference.
- Avoid writing an invalid empty btree index page in the unlikely case that a failure occurs while processing INCLUDEd columns during a page split (Peter Geoghegan)

  The invalid page would not affect normal index operations, but it might cause failures in subsequent VACUUMs. If that has happened to one of your indexes, recover by reindexing the index.
- Avoid possible failures while initializing a new process's `pg_stat_activity` data (Tom Lane)

  Certain operations that could fail, such as converting strings extracted from an SSL certificate into the database encoding, were being performed inside a critical section. Failure there would result in database-wide lockup due to violating the access protocol for shared `pg_stat_activity` data.
- Fix race condition in check to see whether a pre-existing shared memory segment is still in use by a conflicting postmaster (Tom Lane)
- Fix unsafe coding in walreceiver's signal handler (Tom Lane)

  This avoids rare problems in which the walreceiver process would crash or deadlock when commanded to shut down.
- Avoid attempting to do database accesses for parameter checking in processes that are not connected to a specific database (Vignesh C, Andres Freund)

  This error could result in failures like « cannot read pg_class without having selected a database ».
- Avoid possible hang in libpq if using SSL and OpenSSL's pending-data buffer contains an exact multiple of 256 bytes (David Binderman)
- Improve initdb's handling of multiple equivalent names for the system time zone (Tom Lane, Andrew Gierth)

Make initdb examine the `/etc/localtime` symbolic link, if that exists, to break ties between equivalent names for the system time zone. This makes initdb more likely to select the time zone name that the user would expect when multiple identical time zones exist. It will not change the behavior if `/etc/localtime` is not a symlink to a zone data file, nor if the time zone is determined from the `TZ` environment variable.

Separately, prefer `UTC` over other spellings of that time zone, when neither `TZ` nor `/etc/localtime` provide a hint. This fixes an annoyance introduced by tzdata 2019a's change to make the `UCT` and `UTC` zone names equivalent: initdb was then preferring `UCT`, which almost nobody wants.

- Fix ordering of `GRANT` commands emitted by pg_dump and pg_dumpall for databases and tablespaces (Nathan Bossart, Michael Paquier)

  If cascading grants had been issued, restore might fail due to the `GRANT` commands being given in an order that didn't respect their interdependencies.

- Make pg_dump recreate table partitions using `CREATE TABLE` then `ATTACH PARTITION`, rather than including `PARTITION OF` in the creation command (Álvaro Herrera, David Rowley)

  This avoids problems with the partition's column order possibly being changed to match the parent's. Also, a partition is now restorable from the dump (as a standalone table) even if its parent table isn't restored; the `ATTACH` will fail, but that can just be ignored.

- Fix misleading error reports from reindexdb (Julien Rouhaud)

- Ensure that vacuumdb returns correct status if an error occurs while using parallel jobs (Julien Rouhaud)

- Fix `contrib/auto_explain` to not cause problems in parallel queries (Tom Lane)

  Previously, a parallel worker might try to log its query even if the parent query were not being logged by `auto_explain`. This would work sometimes, but it's confusing, and in some cases it resulted in failures like « could not find key N in shm TOC ».

  Also, fix an off-by-one error that resulted in not necessarily logging every query even when the sampling rate is set to 1.0.

- In `contrib/postgres_fdw`, account for possible data modifications by local `BEFORE ROW UPDATE` triggers (Shohei Mochizuki)

  If a trigger modified a column that was otherwise not changed by the `UPDATE`, the new value was not transmitted to the remote server.

- On Windows, avoid failure when the database encoding is set to SQL_ASCII and we attempt to log a non-ASCII string (Noah Misch)

  The code had been assuming that such strings must be in UTF-8, and would throw an error if they didn't appear to be validly encoded. Now, just transmit the untranslated bytes to the log.

- Make PL/pgSQL's header files C++-safe (George Tarasov)

E.20. Release 11.3

Release date: 2019-05-09

This release contains a variety of fixes from 11.2. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.20.1. Migration to Version 11.3

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.1, see Section E.22.

E.20.2. Changes

- Prevent row-level security policies from being bypassed via selectivity estimators (Dean Rasheed)

  Some of the planner's selectivity estimators apply user-defined operators to values found in `pg_statistic` (e.g., most-common values). A leaky operator therefore can disclose some of the entries in a data column, even if the calling user lacks permission to read that column. In CVE-2017-7484 we added restrictions to forestall that, but we failed to consider the effects of row-level security. A user who has SQL permission to read a column, but who is forbidden to see certain rows due to RLS policy, might still learn something about those rows' contents via a leaky operator. This patch further tightens the rules, allowing leaky operators to be applied to statistics data only when there is no relevant RLS policy. (CVE-2019-10130)

- Avoid access to already-freed memory during partition routing error reports (Michael Paquier)

  This mistake could lead to a crash, and in principle it might be possible to use it to disclose server memory contents. (CVE-2019-10129)

- Avoid catalog corruption when an `ALTER TABLE` on a partitioned table finds that a partitioned index is reusable (Amit Langote, Tom Lane)

  This occurs, for example, when `ALTER COLUMN TYPE` finds that no physical table rewrite is required.

- Avoid catalog corruption when a temporary table with `ON COMMIT DROP` and an identity column is created in a single-statement transaction (Peter Eisentraut)

  This hazard was overlooked because the case is not actually useful, since the temporary table would be dropped immediately after creation.

- Fix failure in `ALTER INDEX ... ATTACH PARTITION` if the partitioned table contains more dropped columns than its partition does (Álvaro Herrera)

- Fix failure to attach a partition's existing index to a newly-created partitioned index in some cases (Amit Langote, Álvaro Herrera)

  This would lead to errors such as « index ... not found in partition » in subsequent DDL that uses the partitioned index.

- Avoid crash when an EPQ recheck is performed for a partitioned query result relation (Amit Langote)

  This occurs when using `READ COMMITTED` isolation level and another session has concurrently updated some of the target row(s).

- Fix tuple routing in multi-level partitioned tables that have dropped attributes (Amit Langote, Michael Paquier)

- Fix failure when the slow path of foreign key constraint initial validation is applied to partitioned tables (Hadi Moshayedi, Tom Lane, Andres Freund)

  This didn't manifest except in the uncommon cases where the fast path can't be used (such as permissions problems).

- Fix behavior for an `UPDATE` or `DELETE` on an inheritance tree or partitioned table in which every table can be excluded (Amit Langote, Tom Lane)

  In such cases, the query did not report the correct set of output columns when a `RETURNING` clause was present, and if there were any statement-level triggers that should be fired, it didn't fire them.

- When accessing a partition directly, and `constraint_exclusion` is set to `on`, use the partition's partition constraint as well as any `CHECK` constraints for exclusion checking (Amit Langote, Tom Lane)

  This change restores the behavior to what it was in v10.

- Avoid server crash when an error occurs while trying to persist a cursor query across a transaction commit (Tom Lane)

  If a procedure attempts to commit while it has an open explicit or implicit cursor (for example, a PL/pgSQL `FOR`-loop query), the cursor must be executed to completion and its results saved before the transaction commit can be performed. An error occurring during such execution led to a crash.

- Avoid throwing incorrect errors for updates of temporary tables and unlogged tables when a `FOR ALL TABLES` publication exists (Peter Eisentraut)

  Such tables should be ignored for publication purposes, but some parts of the code failed to do so.

- Fix handling of explicit `DEFAULT` items in an `INSERT ... VALUES` command with multiple `VALUES` rows, if the target relation is an updatable view (Amit Langote, Dean Rasheed)

  When the updatable view has no default for the column but its underlying table has one, a single-row `INSERT ... VALUES` will use the underlying table's default. In the multi-row case, however, NULL was always used. Correct it to act like the single-row case.

- Fix `CREATE VIEW` to allow zero-column views (Ashutosh Sharma)

  We should allow this for consistency with allowing zero-column tables. Since a table can be converted to a view, zero-column views could be created even with the restriction in place, leading to dump/reload failures.

- Add missing support for `CREATE TABLE IF NOT EXISTS ... AS EXECUTE ...` (Andreas Karlsson)

  The combination of `IF NOT EXISTS` and `EXECUTE` should work, but the grammar omitted it.

- Ensure that sub-`SELECT`s appearing in row-level-security policy expressions are executed with the correct user's permissions (Dean Rasheed)

  Previously, if the table having the RLS policy was accessed via a view, such checks might be executed as the user calling the view, not as the view owner as they should be.

- Accept XML documents as valid values of type `xml` when `xmloption` is set to `content`, as required by SQL:2006 and later (Chapman Flack)

  Previously PostgreSQL followed the SQL:2003 definition, which doesn't allow this. But that creates a serious problem for dump/restore: there is no setting of `xmloption` that will accept all valid XML data. Hence, switch to the 2006 definition.

  pg_dump is also modified to emit `SET xmloption = content` while restoring data, ensuring that dump/restore works even if the prevailing setting is `document`.

- Improve server's startup-time checks for whether a pre-existing shared memory segment is still in use (Noah Misch)

The postmaster is now more likely to detect that there are still active processes from a previous postmaster incarnation, even if the `postmaster.pid` file has been removed.

- Avoid possible division-by-zero in btree index vacuum logic (Piotr Stefaniak, Alexander Korotkov)

  This could lead to incorrect decisions about whether index cleanup is needed.

- Avoid counting parallel workers' transactions as separate transactions (Haribabu Kommi)

- Fix incompatibility of GIN-index WAL records (Alexander Korotkov)

  A fix applied in February's minor releases was not sufficiently careful about backwards compatibility, leading to problems if a standby server of that vintage reads GIN page-deletion WAL records generated by a primary server of a previous minor release.

- Fix possible crash while executing a `SHOW` command in a replication connection (Michael Paquier)

- Avoid server memory leak when fetching rows from a portal one at a time (Tom Lane)

- Avoid memory leak when a partition's relation cache entry is rebuilt (Amit Langote, Tom Lane)

- Tolerate `EINVAL` and `ENOSYS` error results, where appropriate, for `fsync` and `sync_file_range` calls (Thomas Munro, James Sewell)

  The previous change to panic on file synchronization failures turns out to have been excessively paranoid for certain cases where a failure is predictable and essentially means « operation not supported ».

- Report correct relation name in autovacuum's `pg_stat_activity` display during BRIN summarize operations (Álvaro Herrera)

- Avoid crash when trying to plan a partition-wise join when GEQO is active (Tom Lane)

- Fix « failed to build any *N*-way joins » planner failures with lateral references leading out of `FULL` outer joins (Tom Lane)

- Fix misplanning of queries in which a set-returning function is applied to a relation that is provably empty (Tom Lane, Julien Rouhaud)

  In v10, this oversight only led to slightly inefficient plans, but in v11 it could cause « set-valued function called in context that cannot accept a set » errors.

- Check the appropriate user's permissions when enforcing rules about letting a leaky operator see `pg_statistic` data (Dean Rasheed)

  When an underlying table is being accessed via a view, consider the privileges of the view owner while deciding whether leaky operators may be applied to the table's statistics data, rather than the privileges of the user making the query. This makes the planner's rules about what data is visible match up with the executor's, avoiding unnecessarily-poor plans.

- Fix planner's parallel-safety assessment for grouped queries (Etsuro Fujita)

  Previously, target-list evaluation work that could have been parallelized might not be.

- Fix mishandling of « included » index columns in planner's unique-index logic (Tom Lane)

  This could result in failing to recognize that a unique index with included columns proves uniqueness of a query result, leading to a poor plan.

- Fix incorrect strictness check for array coercion expressions (Tom Lane)

This might allow, for example, incorrect inlining of a strict SQL function, leading to non-enforcement of the strictness condition.

- Speed up planning when there are many equality conditions and many potentially-relevant foreign key constraints (David Rowley)
- Avoid O(N^2) performance issue when rolling back a transaction that created many tables (Tomas Vondra)
- Fix corner-case server crashes in dynamic shared memory allocation (Thomas Munro, Robert Haas)
- Fix race conditions in management of dynamic shared memory (Thomas Munro)

  These could lead to « dsa_area could not attach to segment » or « cannot unpin a segment that is not pinned » errors.
- Fix race condition in which a hot-standby postmaster could fail to shut down after receiving a smart-shutdown request (Tom Lane)
- Fix possible crash when `pg_identify_object_as_address()` is given invalid input (Álvaro Herrera)
- Fix possible « could not access status of transaction » failures in `txid_status()` (Thomas Munro)
- Fix authentication failure when attempting to use SCRAM authentication with mixed OpenSSL library versions (Michael Paquier, Peter Eisentraut)

  If libpq is using OpenSSL 1.0.1 or older while the server is using OpenSSL 1.0.2 or newer, the negotiation of which SASL mechanism to use went wrong, leading to a confusing « channel binding not supported by this build » error message.
- Tighten validation of encoded SCRAM-SHA-256 and MD5 passwords (Jonathan Katz)

  A password string that had the right initial characters could be mistaken for one that is correctly hashed into SCRAM-SHA-256 or MD5 format. The password would be accepted but would be unusable later.
- Fix handling of `lc_time` settings that imply an encoding different from the database's encoding (Juan José Santamaría Flecha, Tom Lane)

  Localized month or day names that include non-ASCII characters previously caused unexpected errors or wrong output in such locales.
- Create the `current_logfiles` file with the same permissions as other files in the server's data directory (Haribabu Kommi)

  Previously it used the permissions specified by `log_file_mode`, but that can cause problems for backup utilities.
- Fix incorrect `operator_precedence_warning` checks involving unary minus operators (Rikard Falkeborn)
- Disallow `NaN` as a value for floating-point server parameters (Tom Lane)
- Rearrange `REINDEX` processing to avoid assertion failures when reindexing individual indexes of `pg_class` (Andres Freund, Tom Lane)
- Fix planner assertion failure for parameterized dummy paths (Tom Lane)
- Insert correct test function in the result of `SnapBuildInitialSnapshot()` (Antonin Houska)

No core code cares about this, but some extensions do.

- Fix intermittent « could not reattach to shared memory » session startup failures on Windows (Noah Misch)

  A previously unrecognized source of these failures is creation of thread stacks for a process's default thread pool. Arrange for such stacks to be allocated in a different memory region.

- Fix error detection in directory scanning on Windows (Konstantin Knizhnik)

  Errors, such as lack of permissions to read the directory, were not detected or reported correctly; instead the code silently acted as though the directory were empty.

- Fix grammar problems in ecpg (Tom Lane)

  A missing semicolon led to mistranslation of `SET` *`variable`* `= DEFAULT` (but not `SET` *`variable`* `TO DEFAULT`) in ecpg programs, producing syntactically invalid output that the server would reject. Additionally, in a `DROP TYPE` or `DROP DOMAIN` command that listed multiple type names, only the first type name was actually processed.

- Sync ecpg's syntax for `CREATE TABLE AS` with the server's (Daisuke Higuchi)

- Fix possible buffer overruns in ecpg's processing of include filenames (Liu Huailing, Fei Wu)

- Fix pg_rewind failures due to failure to remove some transient files in the target data directory (Michael Paquier)

- Make pg_verify_checksums verify that the data directory it's pointed at is of the right PostgreSQL version (Michael Paquier)

- Avoid crash in `contrib/postgres_fdw` when a query using remote grouping or aggregation has a `SELECT`-list item that is an uncorrelated sub-select, outer reference, or parameter symbol (Tom Lane)

- Change `contrib/postgres_fdw` to report an error when a remote partition chosen to insert a routed row into is also an `UPDATE` subplan target that will be updated later in the same command (Amit Langote, Etsuro Fujita)

  Previously, such situations led to server crashes or incorrect results of the `UPDATE`. Allowing such cases to work correctly is a matter for future work.

- In `contrib/pg_prewarm`, avoid indefinitely respawning background worker processes if prewarming fails for some reason (Mithun Cy)

- Avoid crash in `contrib/vacuumlo` if an `lo_unlink()` call failed (Tom Lane)

- Sync our copy of the timezone library with IANA tzcode release 2019a (Tom Lane)

  This corrects a small bug in zic that caused it to output an incorrect year-2440 transition in the `Africa/Casablanca` zone, and adds support for zic's new `-r` option.

- Update time zone data files to tzdata release 2019a for DST law changes in Palestine and Metlakatla, plus historical corrections for Israel.

  `Etc/UCT` is now a backward-compatibility link to `Etc/UTC`, instead of being a separate zone that generates the abbreviation `UCT`, which nowadays is typically a typo. PostgreSQL will still accept `UCT` as an input zone abbreviation, but it won't output it.

E.21. Release 11.2

Release date: 2019-02-14

This release contains a variety of fixes from 11.1. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.21.1. Migration to Version 11.2

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you are upgrading from a version earlier than 11.1, see Section E.22.

E.21.2. Changes

- By default, panic instead of retrying after `fsync()` failure, to avoid possible data corruption (Craig Ringer, Thomas Munro)

  Some popular operating systems discard kernel data buffers when unable to write them out, reporting this as `fsync()` failure. If we reissue the `fsync()` request it will succeed, but in fact the data has been lost, so continuing risks database corruption. By raising a panic condition instead, we can replay from WAL, which may contain the only remaining copy of the data in such a situation. While this is surely ugly and inefficient, there are few alternatives, and fortunately the case happens very rarely.

  A new server parameter data_sync_retry has been added to control this; if you are certain that your kernel does not discard dirty data buffers in such scenarios, you can set `data_sync_retry` to `on` to restore the old behavior.

- Include each major release branch's release notes in the documentation for only that branch, rather than that branch and all later ones (Tom Lane)

  The duplication induced by the previous policy was getting out of hand. Our plan is to provide a full archive of release notes on the project's web site, but not duplicate it within each release.

- Fix handling of unique indexes with `INCLUDE` columns on partitioned tables (Álvaro Herrera)

  The uniqueness condition was not checked properly in such cases.

- Ensure that `NOT NULL` constraints of a partitioned table are honored within its partitions (Álvaro Herrera, Amit Langote)

- Update catalog state correctly for partition table constraints when detaching their partition (Amit Langote, Álvaro Herrera)

  Previously, the `pg_constraint.conislocal` field for such a constraint might improperly be left as `false`, rendering it undroppable. A dump/restore or pg_upgrade would cure the problem, but if necessary, the catalog field can be adjusted manually.

- Create or delete foreign key enforcement triggers correctly when attaching or detaching a partition in a partitioned table that has a foreign-key constraint (Amit Langote, Álvaro Herrera)

- Avoid useless creation of duplicate foreign key constraints in partitioned tables (Álvaro Herrera)

- When an index is created on a partitioned table using `ONLY`, and there are no partitions yet, mark it valid immediately (Álvaro Herrera)

  Otherwise there is no way to make it become valid.

- Use a safe table lock level when detaching a partition (Álvaro Herrera)

  The previous locking level was too weak and might allow concurrent DDL on the table, with bad results.

- Fix problems with applying `ON COMMIT DROP` and `ON COMMIT DELETE ROWS` to partitioned tables and tables with inheritance children (Michael Paquier)

- Disallow `COPY FREEZE` on partitioned tables (David Rowley)

  This should eventually be made to work, but it may require a patch that's too complicated to risk back-patching.

- Fix possible index corruption when the indexed column has a « fast default » (that is, it was added by `ALTER TABLE ADD COLUMN` with a constant non-NULL default value specified, after the table already contained some rows) (Andres Freund)

- Correctly adjust « fast default » values during `ALTER TABLE ... ALTER COLUMN TYPE` (Andrew Dunstan)

- Avoid possible deadlock when acquiring multiple buffer locks (Nishant Fnu)

- Avoid deadlock between GIN vacuuming and concurrent index insertions (Alexander Korotkov, Andrey Borodin, Peter Geoghegan)

  This change partially reverts a performance improvement, introduced in version 10.0, that attempted to reduce the number of index pages locked during deletion of a GIN posting tree page. That's now been found to lead to deadlocks, so we've removed it pending closer analysis.

- Avoid deadlock between hot-standby queries and replay of GIN index page deletion (Alexander Korotkov)

- Fix possible crashes in logical replication when index expressions or predicates are in use (Peter Eisentraut)

- Avoid useless and expensive logical decoding of TOAST data during a table rewrite (Tomas Vondra)

- Fix logic for stopping a subset of WAL senders when synchronous replication is enabled (Paul Guo, Michael Paquier)

- Avoid possibly writing an incorrect replica identity field in a tuple deletion WAL record (Stas Kelvich)

- Prevent incorrect use of WAL-skipping optimization during `COPY` to a view or foreign table (Amit Langote, Michael Paquier)

- Make the archiver prioritize WAL history files over WAL data files while choosing which file to archive next (David Steele)

- Fix possible crash in `UPDATE` with a multiple `SET` clause using a sub-`SELECT` as source (Tom Lane)

- Fix crash when zero rows are fed to `json[b]_populate_recordset()` or `json[b]_to_recordset()` (Tom Lane)

- Avoid crash if libxml2 returns a null error message (Sergio Conde Gómez)

- Fix incorrect JIT tuple deforming code for tables with many columns (more than approximately 800) (Andres Freund)

- Fix performance and memory leakage issues in hash-based grouping (Andres Freund)

- Fix spurious grouping-related parser errors caused by inconsistent handling of collation assignment (Andrew Gierth)

In some cases, expressions that should be considered to match were not seen as matching, if they included operations on collatable data types.

- Fix parsing of collation-sensitive expressions in the arguments of a `CALL` statement (Peter Eisentraut)
- Ensure proper cleanup after detecting an error in the argument list of a `CALL` statement (Tom Lane)
- Check whether the comparison function underlying `LEAST()` or `GREATEST()` is leakproof, rather than just assuming it is (Tom Lane)

  Actual information leaks from btree comparison functions are typically hard to provoke, but in principle they could happen.
- Fix incorrect planning of queries involving nested loops both above and below a Gather plan node (Tom Lane)

  If both levels of nestloop needed to pass the same variable into their right-hand sides, an incorrect plan would be generated.
- Fix incorrect planning of queries in which a lateral reference must be evaluated at a foreign table scan (Tom Lane)
- Fix planner failure when the first column of a row comparison matches an index column, but later column(s) do not, and the index has included (non-key) columns (Tom Lane)
- Fix corner-case underestimation of the cost of a merge join (Tom Lane)

  The planner could prefer a merge join when the outer key range is much smaller than the inner key range, even if there are so many duplicate keys on the inner side that this is a poor choice.
- Avoid O(N^2) planning time growth when a query contains many thousand indexable clauses (Tom Lane)
- Improve planning speed for large inheritance or partitioning table groups (Amit Langote, Etsuro Fujita)
- Improve `ANALYZE`'s handling of concurrently-updated rows (Jeff Janes, Tom Lane)

  Previously, rows deleted by an in-progress transaction were omitted from `ANALYZE`'s sample, but this has been found to lead to more inconsistency than including them would do. In effect, the sample now corresponds to an MVCC snapshot as of `ANALYZE`'s start time.
- Make `TRUNCATE` ignore inheritance child tables that are temporary tables of other sessions (Amit Langote, Michael Paquier)

  This brings `TRUNCATE` into line with the behavior of other commands. Previously, such cases usually ended in failure.
- Fix `TRUNCATE` to update the statistics counters for the right table (Tom Lane)

  If the truncated table had a TOAST table, that table's counters were reset instead.
- Process `ALTER TABLE ONLY ADD COLUMN IF NOT EXISTS` correctly (Greg Stark)
- Allow `UNLISTEN` in hot-standby mode (Shay Rojansky)

  This is necessarily a no-op, because `LISTEN` isn't allowed in hot-standby mode; but allowing the dummy operation simplifies session-state-reset logic in clients.
- Fix missing role dependencies in some schema and data type permissions lists (Tom Lane)

In some cases it was possible to drop a role to which permissions had been granted. This caused no immediate problem, but a subsequent dump/reload or upgrade would fail, with symptoms involving attempts to grant privileges to all-numeric role names.

- Prevent use of a session's temporary schema within a two-phase transaction (Michael Paquier)

  Accessing a temporary table within such a transaction has been forbidden for a long time, but it was still possible to cause problems with other operations on temporary objects.

- Ensure relation caches are updated properly after adding or removing foreign key constraints (Álvaro Herrera)

  This oversight could result in existing sessions failing to enforce a newly-created constraint, or continuing to enforce a dropped one.

- Ensure relation caches are updated properly after renaming constraints (Amit Langote)

- Fix replay of GiST index micro-vacuum operations so that concurrent hot-standby queries do not see inconsistent state (Alexander Korotkov)

- Prevent empty GIN index pages from being reclaimed too quickly, causing failures of concurrent searches (Andrey Borodin, Alexander Korotkov)

- Fix edge-case failures in float-to-integer coercions (Andrew Gierth, Tom Lane)

  Values very slightly above the maximum valid integer value might not be rejected, and then would overflow, producing the minimum valid integer instead. Also, values that should round to the minimum or maximum integer value might be incorrectly rejected.

- Fix parsing of space-separated lists of host names in the `ldapserver` parameter of LDAP authentication entries in `pg_hba.conf` (Thomas Munro)

- When making a PAM authentication request, don't set the `PAM_RHOST` variable if the connection is via a Unix socket (Thomas Munro)

  Previously that variable would be set to `[local]`, which is at best unhelpful, since it's supposed to be a host name.

- Disallow setting `client_min_messages` higher than `ERROR` (Jonah Harris, Tom Lane)

  Previously, it was possible to set this variable to `FATAL` or `PANIC`, which had the effect of suppressing transmission of ordinary error messages to the client. However, that's contrary to guarantees that are given in the PostgreSQL wire protocol specification, and it caused some clients to become very confused. In released branches, fix this by silently treating such settings as meaning `ERROR` instead. Version 12 and later will reject those alternatives altogether.

- Fix ecpglib to use `uselocale()` or `_configthreadlocale()` in preference to `setlocale()` (Michael Meskes, Tom Lane)

  Since `setlocale()` is not thread-local, and might not even be thread-safe, the previous coding caused problems in multi-threaded ecpg applications.

- Fix incorrect results for numeric data passed through an ecpg SQLDA (SQL Descriptor Area) (Daisuke Higuchi)

  Values with leading zeroes were not copied correctly.

- Fix psql's `\g` *`target`* meta-command to work with `COPY TO STDOUT` (Daniel Vérité)

  Previously, the *`target`* option was ignored, so that the copy data always went to the current query output target.

- Make psql's LaTeX output formats render special characters properly (Tom Lane)

  Backslash and some other ASCII punctuation characters were not rendered correctly, leading to document syntax errors or wrong characters in the output.

- Make pgbench's random number generation fully deterministic and platform-independent when `--random-seed=N` is specified (Fabien Coelho, Tom Lane)

  On any specific platform, the sequence obtained with a particular value of *N* will probably be different from what it was before this patch.

- Fix pg_basebackup and pg_verify_checksums to ignore temporary files appropriately (Michael Banck, Michael Paquier)

- Fix pg_dump's handling of materialized views with indirect dependencies on primary keys (Tom Lane)

  This led to mis-labeling of such views' dump archive entries, causing harmless warnings about « archive items not in correct section order »; less harmlessly, selective-restore options depending on those labels, such as `--section`, might misbehave.

- Make pg_dump include `ALTER INDEX SET STATISTICS` commands (Michael Paquier)

  When the ability to attach statistics targets to index expressions was added, we forgot to teach pg_dump about it, so that such settings were lost in dump/reload.

- Fix pg_dump's dumping of tables that have OIDs (Peter Eisentraut)

  The `WITH OIDS` clause was omitted if it needed to be applied to the first table to be dumped.

- Avoid null-pointer-dereference crash on some platforms when pg_dump or pg_restore tries to report an error (Tom Lane)

- Prevent false index-corruption reports from `contrib/amcheck` caused by inline-compressed data (Peter Geoghegan)

- Properly disregard `SIGPIPE` errors if `COPY FROM PROGRAM` stops reading the program's output early (Tom Lane)

  This case isn't actually reachable directly with `COPY`, but it can happen when using `contrib/file_fdw`.

- Fix `contrib/hstore` to calculate correct hash values for empty `hstore` values that were created in version 8.4 or before (Andrew Gierth)

  The previous coding did not give the same result as for an empty `hstore` value created by a newer version, thus potentially causing wrong results in hash joins or hash aggregation. It is advisable to reindex any hash indexes built on `hstore` columns, if the table might contain data that was originally stored as far back as 8.4 and was never dumped/reloaded since then.

- Avoid crashes and excessive runtime with large inputs to `contrib/intarray`'s `gist__int_ops` index support (Andrew Gierth)

- In configure, look for `python3` and then `python2` if `python` isn't found (Peter Eisentraut)

  This allows PL/Python to be configured without explicitly specifying `PYTHON` on platforms that no longer provide an unversioned `python` executable.

- Include JIT-related headers in the installed set of header files (Donald Dong)

- Support new Makefile variables `PG_CFLAGS`, `PG_CXXFLAGS`, and `PG_LDFLAGS` in pgxs builds (Christoph Berg)

This simplifies customization of extension build processes.

- Fix Perl-coded build scripts to not assume « . » is in the search path, since recent Perl versions don't include that (Andrew Dunstan)
- Fix server command-line option parsing problems on OpenBSD (Tom Lane)
- Relocate call of `set_rel_pathlist_hook` so that extensions can use it to supply partial paths for parallel queries (KaiGai Kohei)

  This is not expected to affect existing use-cases.
- Update time zone data files to tzdata release 2018i for DST law changes in Kazakhstan, Metlakatla, and Sao Tome and Principe. Kazakhstan's Qyzylorda zone is split in two, creating a new zone Asia/Qostanay, as some areas did not change UTC offset. Historical corrections for Hong Kong and numerous Pacific islands.

E.22. Release 11.1

Release date: 2018-11-08

This release contains a variety of fixes from 11.0. For information about new features in major release 11, see Section E.23.

E.22.1. Migration to Version 11.1

A dump/restore is not required for those running 11.X.

However, if you use the `pg_stat_statements` extension, see the changelog entry below about that.

E.22.2. Changes

- Ensure proper quoting of transition table names when pg_dump emits `CREATE TRIGGER ... REFERENCING` commands (Tom Lane)

  This oversight could be exploited by an unprivileged user to gain superuser privileges during the next dump/reload or pg_upgrade run. (CVE-2018-16850)
- Apply the tablespace specified for a partitioned index when creating a child index (Álvaro Herrera)

  Previously, child indexes were always created in the default tablespace.
- Fix NULL handling in parallel hashed multi-batch left joins (Andrew Gierth, Thomas Munro)

  Outer-relation rows with null values of the hash key were omitted from the join result.
- Fix incorrect processing of an array-type coercion expression appearing within a `CASE` clause that has a constant test expression (Tom Lane)
- Fix incorrect expansion of tuples lacking recently-added columns (Andrew Dunstan, Amit Langote)

  This is known to lead to crashes in triggers on tables with recently-added columns, and could have other symptoms as well.
- Fix bugs with named or defaulted arguments in `CALL` argument lists (Tom Lane, Pavel Stehule)
- Fix strictness check for strict aggregates with `ORDER BY` columns (Andrew Gierth, Andres Freund)

The strictness logic incorrectly ignored rows for which the `ORDER BY` value(s) were null.

- Disable `recheck_on_update` optimization (Tom Lane)

  This new-in-v11 feature turns out not to have been ready for prime time. Disable it until something can be done about it.

- Prevent creation of a partition in a trigger attached to its parent table (Amit Langote)

  Ideally we'd allow that, but for the moment it has to be blocked to avoid crashes.

- Fix problems with applying `ON COMMIT DELETE ROWS` to a partitioned temporary table (Amit Langote)

- Fix character-class checks to not fail on Windows for Unicode characters above U+FFFF (Tom Lane, Kenji Uno)

  This bug affected full-text-search operations, as well as `contrib/ltree` and `contrib/pg_trgm`.

- Ensure that the server will process already-received `NOTIFY` and `SIGTERM` interrupts before waiting for client input (Jeff Janes, Tom Lane)

- Fix memory leak in repeated SP-GiST index scans (Tom Lane)

  This is only known to amount to anything significant in cases where an exclusion constraint using SP-GiST receives many new index entries in a single command.

- Prevent starting the server with `wal_level` set to too low a value to support an existing replication slot (Andres Freund)

- Fix psql, as well as documentation examples, to call `PQconsumeInput()` before each `PQnotifies()` call (Tom Lane)

  This fixes cases in which psql would not report receipt of a `NOTIFY` message until after the next command.

- Fix pg_verify_checksums's determination of which files to check the checksums of (Michael Paquier)

  In some cases it complained about files that are not expected to have checksums.

- In `contrib/pg_stat_statements`, disallow the `pg_read_all_stats` role from executing `pg_stat_statements_reset()` (Haribabu Kommi)

  `pg_read_all_stats` is only meant to grant permission to read statistics, not to change them, so this grant was incorrect.

  To cause this change to take effect, run `ALTER EXTENSION pg_stat_statements UPDATE` in each database where `pg_stat_statements` has been installed. (A database freshly created in 11.0 should not need this, but a database upgraded from a previous release probably still contains the old version of `pg_stat_statements`. The `UPDATE` command is harmless if the module was already updated.)

- Rename red-black tree support functions to use `rbt` prefix not `rb` prefix (Tom Lane)

  This avoids name collisions with Ruby functions, which broke PL/Ruby. It's hoped that there are no other affected extensions.

- Fix build problems on macOS 10.14 (Mojave) (Tom Lane)

Adjust configure to add an `-isysroot` switch to `CPPFLAGS`; without this, PL/Perl and PL/Tcl fail to configure or build on macOS 10.14. The specific sysroot used can be overridden at configure time or build time by setting the `PG_SYSROOT` variable in the arguments of configure or make.

It is now recommended that Perl-related extensions write `$(perl_includespec)` rather than `-I$(perl_archlibexp)/CORE` in their compiler flags. The latter continues to work on most platforms, but not recent macOS.

Also, it should no longer be necessary to specify `--with-tclconfig` manually to get PL/Tcl to build on recent macOS releases.

- Fix MSVC build and regression-test scripts to work on recent Perl versions (Andrew Dunstan)

  Perl no longer includes the current directory in its search path by default; work around that.

- On Windows, allow the regression tests to be run by an Administrator account (Andrew Dunstan)

  To do this safely, pg_regress now gives up any such privileges at startup.

- Update time zone data files to tzdata release 2018g for DST law changes in Chile, Fiji, Morocco, and Russia (Volgograd), plus historical corrections for China, Hawaii, Japan, Macau, and North Korea.

E.23. Release 11

Release date: 2018-10-18

E.23.1. Overview

Major enhancements in PostgreSQL 11 include:

- Improvements to partitioning functionality, including:
  - Add support for partitioning by a hash key
  - Add support for `PRIMARY KEY`, `FOREIGN KEY`, indexes, and triggers on partitioned tables
  - Allow creation of a « default » partition for storing data that does not match any of the remaining partitions
  - `UPDATE` statements that change a partition key column now cause affected rows to be moved to the appropriate partitions
  - Improve `SELECT` performance through enhanced partition elimination strategies during query planning and execution
- Improvements to parallelism, including:
  - `CREATE INDEX` can now use parallel processing while building a B-tree index
  - Parallelization is now possible in `CREATE TABLE ... AS`, `CREATE MATERIALIZED VIEW`, and certain queries using `UNION`
  - Parallelized hash joins and parallelized sequential scans now perform better
- SQL stored procedures that support embedded transactions
- Optional Just-in-Time (JIT) compilation for some SQL code, speeding evaluation of expressions
- Window functions now support all framing options shown in the SQL:2011 standard, including `RANGE` *`distance`* `PRECEDING/FOLLOWING`, `GROUPS` mode, and frame exclusion options

- Covering indexes can now be created, using the `INCLUDE` clause of `CREATE INDEX`
- Many other useful performance improvements, including the ability to avoid a table rewrite for `ALTER TABLE ... ADD COLUMN` with a non-null column default

The above items are explained in more detail in the sections below.

E.23.2. Migration to Version 11

A dump/restore using pg_dumpall or use of pg_upgrade or logical replication is required for those wishing to migrate data from any previous release. See Section 18.6 for general information on migrating to new major releases.

Version 11 contains a number of changes that may affect compatibility with previous releases. Observe the following incompatibilities:

- Make pg_dump dump the properties of a database, not just its contents (Haribabu Kommi)

  Previously, attributes of the database itself, such as database-level `GRANT`/`REVOKE` permissions and `ALTER DATABASE SET` variable settings, were only dumped by pg_dumpall. Now `pg_dump --create` and `pg_restore --create` will restore these database properties in addition to the objects within the database. `pg_dumpall -g` now only dumps role- and tablespace-related attributes. pg_dumpall's complete output (without `-g`) is unchanged.

  pg_dump and pg_restore, without `--create`, no longer dump/restore database-level comments and security labels; those are now treated as properties of the database.

  pg_dumpall's output script will now always create databases with their original locale and encoding, and hence will fail if the locale or encoding name is unknown to the destination system. Previously, `CREATE DATABASE` would be emitted without these specifications if the database locale and encoding matched the old cluster's defaults.

  `pg_dumpall --clean` now restores the original locale and encoding settings of the `postgres` and `template1` databases, as well as those of user-created databases.

- Consider syntactic form when disambiguating function versus column references (Tom Lane)

  When *x* is a table name or composite column, PostgreSQL has traditionally considered the syntactic forms *f*`(`*x*`)` and *x*`.`*f* to be equivalent, allowing tricks such as writing a function and then using it as though it were a computed-on-demand column. However, if both interpretations are feasible, the column interpretation was always chosen, leading to surprising results if the user intended the function interpretation. Now, if there is ambiguity, the interpretation that matches the syntactic form is chosen.

- Fully enforce uniqueness of table and domain constraint names (Tom Lane)

  PostgreSQL expects the names of a table's constraints to be distinct, and likewise for the names of a domain's constraints. However, there was not rigid enforcement of this, and previously there were corner cases where duplicate names could be created.

- Make `power(numeric, numeric)` and `power(float8, float8)` handle `NaN` inputs according to the POSIX standard (Tom Lane, Dang Minh Huong)

  POSIX says that `NaN ^ 0 = 1` and `1 ^ NaN = 1`, but all other cases with `NaN` input(s) should return `NaN`. `power(numeric, numeric)` just returned `NaN` in all such cases; now it honors the two exceptions. `power(float8, float8)` followed the standard if the C library does; but on some old Unix platforms the library doesn't, and there were also problems on some versions of Windows.

- Prevent `to_number()` from consuming characters when the template separator does not match (Oliver Ford)

Specifically, `SELECT to_number('1234', '9,999')` used to return `134`. It will now return `1234`. `L` and `TH` now only consume characters that are not digits, positive/negative signs, decimal points, or commas.

- Fix `to_date()`, `to_number()`, and `to_timestamp()` to skip a character for each template character (Tom Lane)

  Previously, they skipped one *byte* for each byte of template character, resulting in strange behavior if either string contained multibyte characters.

- Adjust the handling of backslashes inside double-quotes in template strings for `to_char()`, `to_number()`, and `to_timestamp()`.

  Such a backslash now escapes the character after it, particularly a double-quote or another backslash.

- Correctly handle relative path expressions in `xmltable()`, `xpath()`, and other XML-handling functions (Markus Winand)

  Per the SQL standard, relative paths start from the document node of the XML input document, not the root node as these functions previously did.

- In the extended query protocol, make `statement_timeout` apply to each Execute message separately, not to all commands before Sync (Tatsuo Ishii, Andres Freund)

- Remove the `relhaspkey` column from system catalog `pg_class` (Peter Eisentraut)

  Applications needing to check for a primary key should consult `pg_index`.

- Replace system catalog `pg_proc`'s `proisagg` and `proiswindow` columns with `prokind` (Peter Eisentraut)

  This new column more clearly distinguishes functions, procedures, aggregates, and window functions.

- Correct information schema column `tables.table_type` to return `FOREIGN` instead of `FOREIGN TABLE` (Peter Eisentraut)

  This new output matches the SQL standard.

- Change the ps process display labels for background workers to match the `pg_stat_activity.backend_type` labels (Peter Eisentraut)

- Cause large object permission checks to happen during large object open, `lo_open()`, not when a read or write is attempted (Tom Lane, Michael Paquier)

  If write access is requested and not available, an error will now be thrown even if the large object is never written to.

- Prevent non-superusers from reindexing shared catalogs (Michael Paquier, Robert Haas)

  Previously, database owners were also allowed to do this, but now it is considered outside the bounds of their privileges.

- Remove deprecated `adminpack` functions `pg_file_read()`, `pg_file_length()`, and `pg_logfile_rotate()` (Stephen Frost)

  Equivalent functionality is now present in the core backend. Existing `adminpack` installs will continue to have access to these functions until they are updated via `ALTER EXTENSION ... UPDATE`.

- Honor the capitalization of double-quoted command options (Daniel Gustafsson)

Previously, option names in certain SQL commands were forcibly lower-cased even if entered with double quotes; thus for example `"FillFactor"` would be accepted as an index storage option, though properly its name is lower-case. Such cases will now generate an error.

- Remove server parameter `replacement_sort_tuples` (Peter Geoghegan)

  Replacement sorts were determined to be no longer useful.

- Remove `WITH` clause in `CREATE FUNCTION` (Michael Paquier)

  PostgreSQL has long supported a more standard-compliant syntax for this capability.

- In PL/pgSQL trigger functions, the `OLD` and `NEW` variables now read as NULL when not assigned (Tom Lane)

  Previously, references to these variables could be parsed but not executed.

E.23.3. Changes

Below you will find a detailed account of the changes between PostgreSQL 11 and the previous major release.

E.23.3.1. Server

E.23.3.1.1. Partitioning

- Allow the creation of partitions based on hashing a key column (Amul Sul)

- Support indexes on partitioned tables (Álvaro Herrera, Amit Langote)

  An « index » on a partitioned table is not a physical index across the whole partitioned table, but rather a template for automatically creating similar indexes on each partition of the table.

  If the partition key is part of the index's column set, a partitioned index may be declared `UNIQUE`. It will represent a valid uniqueness constraint across the whole partitioned table, even though each physical index only enforces uniqueness within its own partition.

  The new command `ALTER INDEX ATTACH PARTITION` causes an existing index on a partition to be associated with a matching index template for its partitioned table. This provides flexibility in setting up a new partitioned index for an existing partitioned table.

- Allow foreign keys on partitioned tables (Álvaro Herrera)

- Allow `FOR EACH ROW` triggers on partitioned tables (Álvaro Herrera)

  Creation of a trigger on a partitioned table automatically creates triggers on all existing and future partitions. This also allows deferred unique constraints on partitioned tables.

- Allow partitioned tables to have a default partition (Jeevan Ladhe, Beena Emerson, Ashutosh Bapat, Rahila Syed, Robert Haas)

  The default partition will store rows that don't match any of the other defined partitions, and is searched accordingly.

- `UPDATE` statements that change a partition key column now cause affected rows to be moved to the appropriate partitions (Amit Khandekar)

- Allow `INSERT`, `UPDATE`, and `COPY` on partitioned tables to properly route rows to foreign partitions (Etsuro Fujita, Amit Langote)

This is supported by `postgres_fdw` foreign tables. Since the `ExecForeignInsert` callback function is called for this in a different way than it used to be, foreign data wrappers must be modified to cope with this change.

- Allow faster partition elimination during query processing (Amit Langote, David Rowley, Dilip Kumar)

  This speeds access to partitioned tables with many partitions.

- Allow partition elimination during query execution (David Rowley, Beena Emerson)

  Previously, partition elimination only happened at planning time, meaning many joins and prepared queries could not use partition elimination.

- In an equality join between partitioned tables, allow matching partitions to be joined directly (Ashutosh Bapat)

  This feature is disabled by default but can be enabled by changing `enable_partitionwise_join`.

- Allow aggregate functions on partitioned tables to be evaluated separately for each partition, subsequently merging the results (Jeevan Chalke, Ashutosh Bapat, Robert Haas)

  This feature is disabled by default but can be enabled by changing `enable_partitionwise_aggregate`.

- Allow `postgres_fdw` to push down aggregates to foreign tables that are partitions (Jeevan Chalke)

E.23.3.1.2. Parallel Queries

- Allow parallel building of a btree index (Peter Geoghegan, Rushabh Lathia, Heikki Linnakangas)

- Allow hash joins to be performed in parallel using a shared hash table (Thomas Munro)

- Allow `UNION` to run each `SELECT` in parallel if the individual `SELECT`s cannot be parallelized (Amit Khandekar, Robert Haas, Amul Sul)

- Allow partition scans to more efficiently use parallel workers (Amit Khandekar, Robert Haas, Amul Sul)

- Allow `LIMIT` to be passed to parallel workers (Robert Haas, Tom Lane)

  This allows workers to reduce returned results and use targeted index scans.

- Allow single-evaluation queries, e.g., `WHERE` clause aggregate queries, and functions in the target list to be parallelized (Amit Kapila, Robert Haas)

- Add server parameter `parallel_leader_participation` to control whether the leader also executes subplans (Thomas Munro)

  The default is enabled, meaning the leader will execute subplans.

- Allow parallelization of commands `CREATE TABLE ... AS`, `SELECT INTO`, and `CREATE MATERIALIZED VIEW` (Haribabu Kommi)

- Improve performance of sequential scans with many parallel workers (David Rowley)

- Add reporting of parallel workers' sort activity in `EXPLAIN` (Robert Haas, Tom Lane)

E.23.3.1.3. Indexes

- Allow B-tree indexes to include columns that are not part of the search key or unique constraint, but are available to be read by index-only scans (Anastasia Lubennikova, Alexander Korotkov, Teodor Sigaev)

  This is enabled by the new `INCLUDE` clause of `CREATE INDEX`. It facilitates building « covering indexes » that optimize specific types of queries. Columns can be included even if their data types don't have B-tree support.

- Improve performance of monotonically increasing index additions (Pavan Deolasee, Peter Geoghegan)

- Improve performance of hash index scans (Ashutosh Sharma)

- Add predicate locking for hash, GiST and GIN indexes (Shubham Barai)

  This reduces the likelihood of serialization conflicts in serializable-mode transactions.

E.23.3.1.3.1. SP-Gist

- Add prefix-match operator `text ^@ text`, which is supported by SP-GiST (Ildus Kurbangaliev)

  This is similar to using *`var`* `LIKE 'word%'` with a btree index, but it is more efficient.

- Allow polygons to be indexed with SP-GiST (Nikita Glukhov, Alexander Korotkov)

- Allow SP-GiST to use lossy representation of leaf keys (Teodor Sigaev, Heikki Linnakangas, Alexander Korotkov, Nikita Glukhov)

E.23.3.1.4. Optimizer

- Improve selection of the most common values for statistics (Jeff Janes, Dean Rasheed)

  Previously, the most common values (MCVs) were identified based on their frequency compared to all column values. Now, MCVs are chosen based on their frequency compared to the non-MCV values. This improves the robustness of the algorithm for both uniform and non-uniform distributions.

- Improve selectivity estimates for `>=` and `<=` (Tom Lane)

  Previously, such cases used the same selectivity estimates as `>` and `<`, respectively, unless the comparison constants are MCVs. This change is particularly helpful for queries involving `BETWEEN` with small ranges.

- Reduce *`var`* `=` *`var`* to *`var`* `IS NOT NULL` where equivalent (Tom Lane)

  This leads to better selectivity estimates.

- Improve optimizer's row count estimates for `EXISTS` and `NOT EXISTS` queries (Tom Lane)

- Make the optimizer account for evaluation costs and selectivity of `HAVING` clauses (Tom Lane)

E.23.3.1.5. General Performance

- Add Just-in-Time (JIT) compilation of some parts of query plans to improve execution speed (Andres Freund)

  This feature requires LLVM to be available. It is not currently enabled by default, even in builds that support it.

- Allow bitmap scans to perform index-only scans when possible (Alexander Kuzmenkov)

- Update the free space map during `VACUUM` (Claudio Freire)

  This allows free space to be reused more quickly.

- Allow `VACUUM` to avoid unnecessary index scans (Masahiko Sawada, Alexander Korotkov)

- Improve performance of committing multiple concurrent transactions (Amit Kapila)

- Reduce memory usage for queries using set-returning functions in their target lists (Andres Freund)

- Improve the speed of aggregate computations (Andres Freund)

- Allow `postgres_fdw` to push `UPDATE`s and `DELETE`s using joins to foreign servers (Etsuro Fujita)

  Previously, only non-join `UPDATE`s and `DELETE`s were pushed.

- Add support for *large pages* on Windows (Takayuki Tsunakawa, Thomas Munro)

  This is controlled by the huge_pages configuration parameter.

E.23.3.1.6. Monitoring

- Show memory usage in output from `log_statement_stats`, `log_parser_stats`, `log_planner_stats`, and `log_executor_stats` (Justin Pryzby, Peter Eisentraut)

- Add column `pg_stat_activity.backend_type` to show the type of a background worker (Peter Eisentraut)

  The type is also visible in ps output.

- Make `log_autovacuum_min_duration` log skipped tables that are concurrently being dropped (Nathan Bossart)

E.23.3.1.6.1. Information Schema

- Add `information_schema` columns related to table constraints and triggers (Peter Eisentraut)

  Specifically, `triggers.action_order`, `triggers.action_reference_old_table`, and `triggers.action_reference_new_table` are now populated, where before they were always null. Also, `table_constraints.enforced` now exists but is not yet usefully populated.

E.23.3.1.7. Authentication

- Allow the server to specify more complex LDAP specifications in search+bind mode (Thomas Munro)

  Specifically, `ldapsearchfilter` allows pattern matching using combinations of LDAP attributes.

- Allow LDAP authentication to use encrypted LDAP (Thomas Munro)

  We already supported LDAP over TLS by using `ldaptls=1`. This new TLS LDAP method for encrypted LDAP is enabled with `ldapscheme=ldaps` or `ldapurl=ldaps://`.

- Improve logging of LDAP errors (Thomas Munro)

E.23.3.1.8. Permissions

- Add default roles that enable file system access (Stephen Frost)

Specifically, the new roles are: `pg_read_server_files`, `pg_write_server_files`, and `pg_execute_server_program`. These roles now also control who can use server-side `COPY` and the `file_fdw` extension. Previously, only superusers could use these functions, and that is still the default behavior.

- Allow access to file system functions to be controlled by `GRANT`/`REVOKE` permissions, rather than superuser checks (Stephen Frost)

  Specifically, these functions were modified: `pg_ls_dir()`, `pg_read_file()`, `pg_read_binary_file()`, `pg_stat_file()`.

- Use `GRANT`/`REVOKE` to control access to `lo_import()` and `lo_export()` (Michael Paquier, Tom Lane)

  Previously, only superusers were granted access to these functions.

  The compile-time option `ALLOW_DANGEROUS_LO_FUNCTIONS` has been removed.

- Use view owner not session owner when preventing non-password access to `postgres_fdw` tables (Robert Haas)

  PostgreSQL only allows superusers to access `postgres_fdw` tables without passwords, e.g., via `peer`. Previously, the session owner had to be a superuser to allow such access; now the view owner is checked instead.

- Fix invalid locking permission check in `SELECT FOR UPDATE` on views (Tom Lane)

E.23.3.1.9. Server Configuration

- Add server setting `ssl_passphrase_command` to allow supplying of the passphrase for SSL key files (Peter Eisentraut)

  Also add `ssl_passphrase_command_supports_reload` to specify whether the SSL configuration should be reloaded and `ssl_passphrase_command` called during a server configuration reload.

- Add storage parameter `toast_tuple_target` to control the minimum tuple length before TOAST storage will be considered (Simon Riggs)

  The default TOAST threshold has not been changed.

- Allow server options related to memory and file sizes to be specified in units of bytes (Beena Emerson)

  The new unit suffix is « B ». This is in addition to the existing units « kB », « MB », « GB » and « TB ».

E.23.3.1.10. Write-Ahead Log (WAL)

- Allow the WAL file size to be set during initdb (Beena Emerson)

  Previously, the 16MB default could only be changed at compile time.

- Retain WAL data for only a single checkpoint (Simon Riggs)

  Previously, WAL was retained for two checkpoints.

- Fill the unused portion of force-switched WAL segment files with zeros for improved compressibility (Chapman Flack)

E.23.3.2. Base Backup and Streaming Replication

- Replicate `TRUNCATE` activity when using logical replication (Simon Riggs, Marco Nenciarini, Peter Eisentraut)
- Pass prepared transaction information to logical replication subscribers (Nikhil Sontakke, Stas Kelvich)
- Exclude unlogged tables, temporary tables, and `pg_internal.init` files from streaming base backups (David Steele)

  There is no need to copy such files.
- Allow checksums of heap pages to be verified during streaming base backup (Michael Banck)
- Allow replication slots to be advanced programmatically, rather than be consumed by subscribers (Petr Jelinek)

  This allows efficient advancement of replication slots when the contents do not need to be consumed. This is performed by `pg_replication_slot_advance()`.
- Add timeline information to the `backup_label` file (Michael Paquier)

  Also add a check that the WAL timeline matches the `backup_label` file's timeline.
- Add host and port connection information to the `pg_stat_wal_receiver` system view (Haribabu Kommi)

E.23.3.3. Utility Commands

- Allow `ALTER TABLE` to add a column with a non-null default without doing a table rewrite (Andrew Dunstan, Serge Rielau)

  This is enabled when the default value is a constant.
- Allow views to be locked by locking the underlying tables (Yugo Nagata)
- Allow `ALTER INDEX` to set statistics-gathering targets for expression indexes (Alexander Korotkov, Adrien Nayrat)

  In psql, `\d+` now shows the statistics target for indexes.
- Allow multiple tables to be specified in one `VACUUM` or `ANALYZE` command (Nathan Bossart)

  Also, if any table mentioned in `VACUUM` uses a column list, then the `ANALYZE` keyword must be supplied; previously, `ANALYZE` was implied in such cases.
- Add parenthesized options syntax to `ANALYZE` (Nathan Bossart)

  This is similar to the syntax supported by `VACUUM`.
- Add `CREATE AGGREGATE` option to specify the behavior of the aggregate's finalization function (Tom Lane)

  This is helpful for allowing user-defined aggregate functions to be optimized and to work as window functions.

E.23.3.4. Data Types

- Allow the creation of arrays of domains (Tom Lane)

This also allows `array_agg()` to be used on domains.

- Support domains over composite types (Tom Lane)

  Also allow PL/Perl, PL/Python, and PL/Tcl to handle composite-domain function arguments and results. Also improve PL/Python domain handling.

- Add casts from `JSONB` scalars to numeric and boolean data types (Anastasia Lubennikova)

E.23.3.5. Functions

- Add all window function framing options specified by SQL:2011 (Oliver Ford, Tom Lane)

  Specifically, allow `RANGE` mode to use `PRECEDING` and `FOLLOWING` to select rows having grouping values within plus or minus the specified offset. Add `GROUPS` mode to include plus or minus the number of peer groups. Frame exclusion syntax was also added.

- Add SHA-2 family of hash functions (Peter Eisentraut)

  Specifically, `sha224()`, `sha256()`, `sha384()`, `sha512()` were added.

- Add support for 64-bit non-cryptographic hash functions (Robert Haas, Amul Sul)

- Allow `to_char()` and `to_timestamp()` to specify the time zone's offset from UTC in hours and minutes (Nikita Glukhov, Andrew Dunstan)

  This is done with format specifications `TZH` and `TZM`.

- Add text search function `websearch_to_tsquery()` that supports a query syntax similar to that used by web search engines (Victor Drobny, Dmitry Ivanov)

- Add functions `json(b)_to_tsvector()` to create a text search query for matching `JSON`/`JSONB` values (Dmitry Dolgov)

E.23.3.6. Server-Side Languages

- Add SQL-level procedures, which can start and commit their own transactions (Peter Eisentraut)

  They are created with the new `CREATE PROCEDURE` command and invoked via `CALL`.

  The new `ALTER`/`DROP ROUTINE` commands allow altering/dropping of all routine-like objects, including procedures, functions, and aggregates.

  Also, writing `FUNCTION` is now preferred over writing `PROCEDURE` in `CREATE OPERATOR` and `CREATE TRIGGER`, because the referenced object must be a function not a procedure. However, the old syntax is still accepted for compatibility.

- Add transaction control to PL/pgSQL, PL/Perl, PL/Python, PL/Tcl, and SPI server-side languages (Peter Eisentraut)

  Transaction control is only available within top-transaction-level procedures and nested `DO` and `CALL` blocks that only contain other `DO` and `CALL` blocks.

- Add the ability to define PL/pgSQL composite-type variables as not null, constant, or with initial values (Tom Lane)

- Allow PL/pgSQL to handle changes to composite types (e.g., record, row) that happen between the first and later function executions in the same session (Tom Lane)

  Previously, such circumstances generated errors.

- Add extension `jsonb_plpython` to transform `JSONB` to/from PL/Python types (Anthony Bykov)
- Add extension `jsonb_plperl` to transform `JSONB` to/from PL/Perl types (Anthony Bykov)

E.23.3.7. Client Interfaces

- Change libpq to disable compression by default (Peter Eisentraut)

  Compression is already disabled in modern OpenSSL versions, so that the libpq setting had no effect with such libraries.

- Add `DO CONTINUE` option to ecpg's `WHENEVER` statement (Vinayak Pokale)

  This generates a C `continue` statement, causing a return to the top of the contained loop when the specified condition occurs.

- Add an ecpg mode to enable Oracle Pro*C-style handling of char arrays.

  This mode is enabled with `-C`.

E.23.3.8. Client Applications

E.23.3.8.1. psql

- Add psql command `\gdesc` to display the names and types of the columns in a query result (Pavel Stehule)
- Add psql variables to report query activity and errors (Fabien Coelho)

  Specifically, the new variables are `ERROR`, `SQLSTATE`, `ROW_COUNT`, `LAST_ERROR_MESSAGE`, and `LAST_ERROR_SQLSTATE`.

- Allow psql to test for the existence of a variable (Fabien Coelho)

  Specifically, the syntax `:{?variable_name}` allows a variable's existence to be tested in an `\if` statement.

- Allow environment variable `PSQL_PAGER` to control psql's pager (Pavel Stehule)

  This allows psql's default pager to be specified as a separate environment variable from the pager for other applications. `PAGER` is still honored if `PSQL_PAGER` is not set.

- Make psql's `\d+` command always show the table's partitioning information (Amit Langote, Ashutosh Bapat)

  Previously, partition information would not be displayed for a partitioned table if it had no partitions. Also indicate which partitions are themselves partitioned.

- Ensure that psql reports the proper user name when prompting for a password (Tom Lane)

  Previously, combinations of `-U` and a user name embedded in a URI caused incorrect reporting. Also suppress the user name before the password prompt when `--password` is specified.

- Allow `quit` and `exit` to exit psql when given with no prior input (Bruce Momjian)

  Also print hints about how to exit when `quit` and `exit` are used alone on a line while the input buffer is not empty. Add a similar hint for `help`.

- Make psql hint at using control-D when `\q` is entered alone on a line but ignored (Bruce Momjian)

  For example, `\q` does not exit when supplied in character strings.

- Improve tab completion for `ALTER INDEX RESET/SET` (Masahiko Sawada)
- Add infrastructure to allow psql to adapt its tab completion queries based on the server version (Tom Lane)

  Previously, tab completion queries could fail against older servers.

E.23.3.8.2. pgbench

- Add pgbench expression support for NULLs, booleans, and some functions and operators (Fabien Coelho)
- Add `\if` conditional support to pgbench (Fabien Coelho)
- Allow the use of non-ASCII characters in pgbench variable names (Fabien Coelho)
- Add pgbench option `--init-steps` to control the initialization steps performed (Masahiko Sawada)
- Add an approximately Zipfian-distributed random generator to pgbench (Alik Khilazhev)
- Allow the random seed to be set in pgbench (Fabien Coelho)
- Allow pgbench to do exponentiation with `pow()` and `power()` (Raúl Marín Rodríguez)
- Add hashing functions to pgbench (Ildar Musin)
- Make pgbench statistics more accurate when using `--latency-limit` and `--rate` (Fabien Coelho)

E.23.3.9. Server Applications

- Add an option to pg_basebackup that creates a named replication slot (Michael Banck)

  The option `--create-slot` creates the named replication slot (`--slot`) when the WAL streaming method (`--wal-method=stream`) is used.
- Allow initdb to set group read access to the data directory (David Steele)

  This is accomplished with the new initdb option `--allow-group-access`. Administrators can also set group permissions on the empty data directory before running initdb. Server variable `data_directory_mode` allows reading of data directory group permissions.
- Add pg_verify_checksums tool to verify database checksums while offline (Magnus Hagander)
- Allow pg_resetwal to change the WAL segment size via `--wal-segsize` (Nathan Bossart)
- Add long options to pg_resetwal and pg_controldata (Nathan Bossart, Peter Eisentraut)
- Add pg_receivewal option `--no-sync` to prevent synchronous WAL writes, for testing (Michael Paquier)
- Add pg_receivewal option `--endpos` to specify when WAL receiving should stop (Michael Paquier)
- Allow pg_ctl to send the `SIGKILL` signal to processes (Andres Freund)

  This was previously unsupported due to concerns over possible misuse.
- Reduce the number of files copied by pg_rewind (Michael Paquier)
- Prevent pg_rewind from running as `root` (Michael Paquier)

E.23.3.9.1. pg_dump, pg_dumpall, pg_restore

- Add pg_dumpall option `--encoding` to control output encoding (Michael Paquier)

  pg_dump already had this option.

- Add pg_dump option `--load-via-partition-root` to force loading of data into the partition's root table, rather than the original partition (Rushabh Lathia)

  This is useful if the system to be loaded to has different collation definitions or endianness, possibly requiring rows to be stored in different partitions than previously.

- Add an option to suppress dumping and restoring database object comments (Robins Tharakan)

  The new pg_dump, pg_dumpall, and pg_restore option is `--no-comments`.

E.23.3.10. Source Code

- Add PGXS support for installing include files (Andrew Gierth)

  This supports creating extension modules that depend on other modules. Formerly there was no easy way for the dependent module to find the referenced one's include files. Several existing `contrib` modules that define data types have been adjusted to install relevant files. Also, PL/Perl and PL/Python now install their include files, to support creation of transform modules for those languages.

- Install `errcodes.txt` to allow extensions to access the list of error codes known to PostgreSQL (Thomas Munro)

- Convert documentation to DocBook XML (Peter Eisentraut, Alexander Lakhin, Jürgen Purtz)

  The file names still use an `sgml` extension for compatibility with back branches.

- Use `stdbool.h` to define type `bool` on platforms where it's suitable, which is most (Peter Eisentraut)

  This eliminates a coding hazard for extension modules that need to include `stdbool.h`.

- Overhaul the way that initial system catalog contents are defined (John Naylor)

  The initial data is now represented in Perl data structures, making it much easier to manipulate mechanically.

- Prevent extensions from creating custom server parameters that take a quoted list of values (Tom Lane)

  This cannot be supported at present because knowledge of the parameter's property would be required even before the extension is loaded.

- Add ability to use channel binding when using SCRAM authentication (Michael Paquier)

  Channel binding is intended to prevent man-in-the-middle attacks, but SCRAM cannot prevent them unless it can be forced to be active. Unfortunately, there is no way to do that in libpq. Support for it is expected in future versions of libpq and in interfaces not built using libpq, e.g., JDBC.

- Allow background workers to attach to databases that normally disallow connections (Magnus Hagander)

- Add support for hardware CRC calculations on ARMv8 (Yuqi Gu, Heikki Linnakangas, Thomas Munro)

- Speed up lookups of built-in functions by OID (Andres Freund)

The previous binary search has been replaced by a lookup array.

- Speed up construction of query results (Andres Freund)
- Improve speed of access to system caches (Andres Freund)
- Add a generational memory allocator which is optimized for serial allocation/deallocation (Tomas Vondra)

  This reduces memory usage for logical decoding.

- Make the computation of `pg_class.reltuples` by `VACUUM` consistent with its computation by `ANALYZE` (Tomas Vondra)
- Update to use perltidy version `20170521` (Tom Lane, Peter Eisentraut)

E.23.3.11. Additional Modules

- Allow extension `pg_prewarm` to restore the previous shared buffer contents on startup (Mithun Cy, Robert Haas)

  This is accomplished by having `pg_prewarm` store the shared buffers' relation and block number data to disk occasionally during server operation, and at shutdown.

- Add `pg_trgm` function `strict_word_similarity()` to compute the similarity of whole words (Alexander Korotkov)

  The function `word_similarity()` already existed for this purpose, but it was designed to find similar parts of words, while `strict_word_similarity()` computes the similarity to whole words.

- Allow `btree_gin` to index `bool`, `bpchar`, `name` and `uuid` data types (Matheus Oliveira)
- Allow `cube` and `seg` extensions to perform index-only scans using GiST indexes (Andrey Borodin)
- Allow retrieval of negative cube coordinates using the `~>` operator (Alexander Korotkov)

  This is useful for KNN-GiST searches when looking for coordinates in descending order.

- Add Vietnamese letter handling to the `unaccent` extension (Dang Minh Huong, Michael Paquier)
- Enhance `amcheck` to check that each heap tuple has an index entry (Peter Geoghegan)
- Have `adminpack` use the new default file system access roles (Stephen Frost)

  Previously, only superusers could call `adminpack` functions; now role permissions are checked.

- Widen `pg_stat_statement`'s query ID to 64 bits (Robert Haas)

  This greatly reduces the chance of query ID hash collisions. The query ID can now potentially display as a negative value.

- Remove the `contrib/start-scripts/osx` scripts since they are no longer recommended (use `contrib/start-scripts/macos` instead) (Tom Lane)
- Remove the `chkpass` extension (Peter Eisentraut)

  This extension is no longer considered to be a usable security tool or example of how to write an extension.

E.23.4. Acknowledgments

The following individuals (in alphabetical order) have contributed to this release as patch authors, committers, reviewers, testers, or reporters of issues.

Abhijit Menon-Sen
Adam Bielanski
Adam Brightwell
Adam Brusselback
Aditya Toshniwal
Adrián Escoms
Adrien Nayrat
Akos Vandra
Aleksander Alekseev
Aleksandr Parfenov
Alexander Korotkov
Alexander Kukushkin
Alexander Kuzmenkov
Alexander Lakhin
Alexandre Garcia
Alexey Bashtanov
Alexey Chernyshov
Alexey Kryuchkov
Alik Khilazhev
Álvaro Herrera
Amit Kapila
Amit Khandekar
Amit Langote
Amul Sul
Anastasia Lubennikova
Andreas Joseph Krogh
Andreas Karlsson
Andreas Seltenreich
André Hänsel
Andrei Gorita
Andres Freund
Andrew Dunstan
Andrew Fletcher
Andrew Gierth
Andrew Grossman
Andrew Krasichkov
Andrey Borodin
Andrey Lizenko
Andy Abelisto
Anthony Bykov
Antoine Scemama
Anton Dignös
Antonin Houska
Arseniy Sharoglazov
Arseny Sher
Arthur Zakirov
Ashutosh Bapat
Ashutosh Sharma
Ashwin Agrawal
Asim Praveen
Atsushi Torikoshi
Badrul Chowdhury
Balazs Szilfai

Basil Bourque
Beena Emerson
Ben Chobot
Benjamin Coutu
Bernd Helmle
Blaz Merela
Brad DeJong
Brent Dearth
Brian Cloutier
Bruce Momjian
Catalin Iacob
Chad Trabant
Chapman Flack
Christian Duta
Christian Ullrich
Christoph Berg
Christoph Dreis
Christophe Courtois
Christopher Jones
Claudio Freire
Clayton Salem
Craig Ringer
Dagfinn Ilmari Mannsåker
Dan Vianello
Dan Watson
Dang Minh Huong
Daniel Gustafsson
Daniel Vérité
Daniel Westermann
Daniel Wood
Darafei Praliaskouski
Dave Cramer
Dave Page
David Binderman
David Carlier
David Fetter
David G. Johnston
David Gould
David Hinkle
David Pereiro Lagares
David Rader
David Rowley
David Steele
Davy Machado
Dean Rasheed
Dian Fay
Dilip Kumar
Dmitriy Sarafannikov
Dmitry Dolgov
Dmitry Ivanov
Dmitry Shalashov
Don Seiler
Doug Doole
Doug Rady
Edmund Horner
Eiji Seki
Elvis Pranskevichus
Emre Hasegeli

Erik Rijkers
Erwin Brandstetter
Etsuro Fujita
Euler Taveira
Everaldo Canuto
Fabien Coelho
Fabrízio de Royes Mello
Feike Steenbergen
Frits Jalvingh
Fujii Masao
Gao Zengqi
Gianni Ciolli
Greg Stark
Gunnlaugur Thor Briem
Guo Xiang Tan
Hadi Moshayedi
Hailong Li
Haribabu Kommi
Heath Lord
Heikki Linnakangas
Hugo Mercier
Igor Korot
Igor Neyman
Ildar Musin
Ildus Kurbangaliev
Ioseph Kim
Jacob Champion
Jaime Casanova
Jakob Egger
Jean-Pierre Pelletier
Jeevan Chalke
Jeevan Ladhe
Jeff Davis
Jeff Janes
Jeremy Evans
Jeremy Finzel
Jeremy Schneider
Jesper Pedersen
Jim Nasby
Jimmy Yih
Jing Wang
Jobin Augustine
Joe Conway
John Gorman
John Naylor
Jon Nelson
Jon Wolski
Jonathan Allen
Jonathan S. Katz
Julien Rouhaud
Jürgen Purtz
Justin Pryzby
KaiGai Kohei
Kaiting Chen
Karl Lehenbauer
Keith Fiske
Kevin Bloch
Kha Nguyen

Kim Rose Carlsen
Konstantin Knizhnik
Kuntal Ghosh
Kyle Samson
Kyotaro Horiguchi
Lætitia Avrot
Lars Kanis
Laurenz Albe
Leonardo Cecchi
Liudmila Mantrova
Lixian Zou
Lloyd Albin
Luca Ferrari
Lucas Fairchild
Lukas Eder
Lukas Fittl
Magnus Hagander
Mai Peng
Maksim Milyutin
Maksym Boguk
Mansur Galiev
Marc Dilger
Marco Nenciarini
Marina Polyakova
Mario de Frutos Dieguez
Mark Cave-Ayland
Mark Dilger
Mark Wood
Marko Tiikkaja
Markus Winand
Martín Marqués
Masahiko Sawada
Matheus Oliveira
Matthew Stickney
Metin Doslu
Michael Banck
Michael Meskes
Michael Paquier
Michail Nikolaev
Mike Blackwell
Minh-Quan Tran
Mithun Cy
Morgan Owens
Nathan Bossart
Nathan Wagner
Neil Conway
Nick Barnes
Nicolas Thauvin
Nikhil Sontakke
Nikita Glukhov
Nikolay Shaplov
Noah Misch
Noriyoshi Shinoda
Oleg Bartunov
Oleg Samoilov
Oliver Ford
Pan Bian
Pascal Legrand

Patrick Hemmer
Patrick Krecker
Paul Bonaud
Paul Guo
Paul Ramsey
Pavan Deolasee
Pavan Maddamsetti
Pavel Golub
Pavel Stehule
Peter Eisentraut
Peter Geoghegan
Petr Jelínek
Petru-Florin Mihancea
Phil Florent
Philippe Beaudoin
Pierre Ducroquet
Piotr Stefaniak
Prabhat Sahu
Pu Qun
QL Zhuo
Rafia Sabih
Rahila Syed
Rainer Orth
Rajkumar Raghuwanshi
Raúl Marín Rodríguez
Regina Obe
Richard Yen
Robert Haas
Robins Tharakan
Rod Taylor
Rushabh Lathia
Ryan Murphy
Sahap Asci
Samuel Horwitz
Scott Ure
Sean Johnston
Shao Bret
Shay Rojansky
Shubham Barai
Simon Riggs
Simone Gotti
Sivasubramanian Ramasubramanian
Stas Kelvich
Stefan Kaltenbrunner
Stephen Froehlich
Stephen Frost
Steve Singer
Steven Winfield
Sven Kunze
Taiki Kondo
Takayuki Tsunakawa
Takeshi Ideriha
Tatsuo Ishii
Tatsuro Yamada
Teodor Sigaev
Thom Brown
Thomas Kellerer
Thomas Munro

Thomas Reiss
Tobias Bussmann
Todd A. Cook
Tom Kazimiers
Tom Lane
Tomas Vondra
Tomonari Katsumata
Torsten Grust
Tushar Ahuja
Vaishnavi Prabakaran
Vasundhar Boddapati
Victor Drobny
Victor Wagner
Victor Yegorov
Vik Fearing
Vinayak Pokale
Vincent Lachenal
Vitaliy Garnashevich
Vitaly Burovoy
Vladimir Baranoff
Xin Zhang
Yi Wen Wong
Yorick Peterse
Yugo Nagata
Yuqi Gu
Yura Sokolov
Yves Goergen
Zhou Digoal

E.24. Versions précédentes

Les notes de versions des branches précédentes sont disponibles sur le site web https://www.postgresql.org/docs/release/.

Annexe F. Modules supplémentaires fournis

Cette annexe et la suivante contiennent des informations concernant les modules disponibles dans le répertoire `contrib` de la distribution PostgreSQL. Ce sont des outils de portage, des outils d'analyse, des fonctionnalités supplémentaires qui ne font pas partie du système PostgreSQL de base, principalement parce qu'ils s'adressent à une audience limitée ou sont trop expérimentaux pour faire partie de la distribution de base. Cela ne concerne en rien leur utilité.

Cette annexe couvre les extensions et quelques autres modules plug-in du serveur disponibles dans le répertoire `contrib` du répertoire des sources.Annexe G couvre les programmes outils.

Lors de la construction à partir des sources de la distribution, ces extensions ne sont pas construites automatiquement, sauf si vous utilisez la cible « world » (voir Étape 2). Ils peuvent être construits et installés en exécutant :

```
make
make install
```

dans le répertoire `contrib` d'un répertoire des sources configuré ; ou pour ne construire et installer qu'un seul module sélectionné, on exécute ces commandes dans le sous-répertoire du module. Beaucoup de ces modules ont des tests de régression qui peuvent être exécutés en lançant la commande :

```
make check
```

avant l'installation ou

```
make installcheck
```

une fois que le serveur PostgreSQL est démarré.

Lorsqu'une version packagée de PostgreSQL est utilisée, ces modules sont typiquement disponibles dans un package séparé, comme par exemple `postgresql-contrib`.

Beaucoup de ces modules fournissent de nouvelles fonctions, de nouveaux opérateurs ou types utilisateurs. Pour pouvoir utiliser un de ces modules, après avoir installé le code, il faut enregistrer les nouveaux objets SQL dans la base de données. À partir de PostgreSQL, cela se fait en exécutant la commande CREATE EXTENSION. Dans une base de données neuve, vous pouvez simplement faire :

```
CREATE EXTENSION nom_module;
```

Cette commande doit être exécutée par un superutilisateur. Cela enregistre de nouveaux objets SQL dans la base de données courante, donc vous avez besoin d'exécuter cette commande dans chaque base de données où vous souhaitez l'utiliser. Autrement, exécutez-la dans la base de données `template1` pour que l'extension soit copiée dans les bases de données créées après.

Beaucoup de modules vous permettent d'installer leurs objets dans le schéma de votre choix. Pour cela, ajoutez `SCHEMA` *`nom_schéma`* à la commande `CREATE EXTENSION`. Par défaut, les objets seront placés dans le schéma de création par défaut, qui est par défaut `public`.

Si votre base de données a été mise à jour par une sauvegarde puis un rechargement à partir d'une version antérieure à la 9.1 et que vous avez utilisé la version antérieure du module, vous devez utiliser à la place

```
CREATE EXTENSION nom_module FROM unpackaged;
```

Ceci mettra à jour les objets pré-9.1 du module dans une *extension* propre. Les prochaines mises à jour du module seront gérées par ALTER EXTENSION. Pour plus d'informations sur les mises à jour d'extensions, voir Section 38.16.

Néanmoins, notez que certains de ces modules ne sont pas des « extensions » dans ce sens, mais sont chargés sur le serveur d'une autre façon, par le biais de shared_preload_libraries. Voir la documentation de chaque module pour les détails.

F.1. adminpack

L'`adminpack` fournit un certain nombre de fonctions de support que pgAdmin ou d'autres outils de gestion et d'administration peuvent utiliser pour fournir des fonctionnalités supplémentaires, comme la gestion à distance de journaux applicatifs. L'utilisation de toutes ces fonctions est seulement autorisée aux superutilisateurs par défaut mais peut être autorisée à d'autres utilisateurs en utilisant la commande `GRANT`.

Les fonctions affichées dans Tableau F.1 fournissent des accès en écriture aux fichiers de la machine hébergeant le serveur. (Voir aussi les fonctions dans Tableau 9.88, qui fournissent des accès en lecture seule.) Seuls les fichiers du répertoire principal de l'instance sont accessibles, sauf si l'utilisateur a l'attribut SUPERUSER ou fait partie des rôles pg_read_server_files ou pg_write_server_files, suivant la fonction. Les chemins relatifs et absolus sont permis.

Tableau F.1. Fonctions de `adminpack`

Nom	Type en retour	Description
`pg_catalog.pg_file_write(filename text, data text, append boolean)`	`bigint`	Écrit dans un fichier
`pg_catalog.pg_file_rename(oldname text, newname text [, archivename text])`	`boolean`	Renomme un fichier
`pg_catalog.pg_file_unlink(filename text)`	`boolean`	Supprime un fichier
`pg_catalog.pg_logdir_ls()`	`setof record`	Liste les fichiers de trace du répertoire précisé par `log_directory`

`pg_file_write` écrit les données indiquées par le paramètre *`data`* dans le fichier indiqué par le paramètre *`filename`*. Si le paramètre *`append`* vaut false, le fichier ne doit pas déjà exister. S'il vaut true, le fichier peut déjà exister et les données y seront ajoutées. Renvoit le nombre d'octets écrits.

`pg_file_rename` renomme un fichier. Si *`archivename`* est omis ou vaut NULL, il renomme simplement *`oldname`* en *`newname`* (qui ne doit pas déjà exister). Si *`archivename`* est fourni, il renomme tout d'abord *`newname`* en *`archivename`* (qui ne doit pas déjà exister), puis il renomme *`oldname`* en *`newname`*. En cas d'échec à la deuxième étape, il essaiera de renommer *`archivename`* en *`newname`* avant de renvoyer l'erreur. Renvoit true en cas de succès, false si les fichiers sources ne sont pas présents ou modifiables. Dans tous les autres cas, elle renvoit une erreur.

`pg_file_unlink` supprime le fichier indiqué. Renvoit true en cas de succès, false si le fichier spécifié n'est pas présent ou si l'appel à `unlink()` échoue. Dans tous les autres cas, elle renvoit une erreur.

`pg_logdir_ls` renvoit l'horodatage et le chemin de tous les journaux applicatifs stockés dans le répertoire indiqué par le paramètre log_directory. Le paramètre log_filename doit avoir sa configuration par défaut (`postgresql-%Y-%m-%d_%H%M%S.log`) pour utiliser cette fonction.

F.2. amcheck

Le module `amcheck` fournit des fonctions vous permettant de vérifier la cohérence logique de la structure des relations. Si la structure semble valide, aucune erreur n'est levée.

Les fonctions vérifient diverses *propriétés invariantes* dans la structure de la représentation de certains relations. La justesse des fonctions permettant l'accès aux données durant les parcours d'index et d'autres opérations importantes reposent sur le fait que ces propriétés invariantes sont toujours vraies. Par exemple, certaines fonctions vérifient, entre autres choses, que toutes les pages d'index B-Tree ont leurs éléments dans un ordre « logique » (par exemple, pour des index B-Tree sur un type `text`, les lignes de l'index devraient être triées dans l'ordre alphabétique défini par la collation). Si, pour une raison ou une autre, cette propriété invariante spécifique n'est plus vérifiée, il faut s'attendre à ce que des recherches binaires sur la page affectée renseignent de manière erronée les parcours d'index, avec pour conséquence des résultats de requêtes SQL erronés.

La vérification est réalisée en utilisant les même procédures que celles utilisées par les parcours d'index eux-mêmes, qui peuvent très bien être du code utilisateur pour une classe d'opérateur. Par exemple, la vérification d'index B-Tree s'appuie sur les comparaisons faites avec une ou plusieurs routines pour la fonction de support 1. Voir Section 38.15.3 pour plus de détail sur les fonctions de support des classes d'opérateur.

Les fonctions du module `amcheck` ne peuvent être exécutées que par des super utilisateurs.

F.2.1. Fonctions

`bt_index_check(index regclass, heapallindexed boolean) returns void`

`bt_index_check` vérifie que sa cible, un index B-Tree, respecte un éventail de propriétés invariables. Exemple d'utilisation :

```
test=# SELECT bt_index_check(index => c.oid, heapallindexed =>
 i.indisunique),
              c.relname,
              c.relpages
FROM pg_index i
JOIN pg_opclass op ON i.indclass[0] = op.oid
JOIN pg_am am ON op.opcmethod = am.oid
JOIN pg_class c ON i.indexrelid = c.oid
JOIN pg_namespace n ON c.relnamespace = n.oid
WHERE am.amname = 'btree' AND n.nspname = 'pg_catalog'
-- Ignore les tables temporaires, qui peuvent appartenir à
 d'autres sessions
AND c.relpersistence != 't'
-- La fonction peut renvoyer une erreur si cela est omis :
AND c.relkind = 'i' AND i.indisready AND i.indisvalid
ORDER BY c.relpages DESC LIMIT 10;
 bt_index_check |            relname             | relpages
----------------+--------------------------------+----------
                | pg_depend_reference_index      |       43
                | pg_depend_depender_index       |       40
```

```
                    | pg_proc_proname_args_nsp_index  |       31
                    | pg_description_o_c_o_index      |       21
                    | pg_attribute_relid_attnam_index |       14
                    | pg_proc_oid_index               |       10
                    | pg_attribute_relid_attnum_index |        9
                    | pg_amproc_fam_proc_index        |        5
                    | pg_amop_opr_fam_index           |        5
                    | pg_amop_fam_strat_index         |        5
(10 rows)
```

Cet exemple montre une session qui vérifie les 10 plus gros index du catalogue de la base de données « test ». La vérification de la présence des lignes de la table dans l'index est demandée pour le sous-ensemble des index uniques. Puisqu'aucune erreur n'est retournée, tous les index testés semblent être cohérents au niveau logique. Bien évidemment, cette requête pourrait être facilement modifiée pour appeler `bt_index_check` sur chacun des index présents dans la base de données pour lesquels la vérification est supportée.

`bt_index_check` acquiert un `AccessShareLock` sur l'index cible ainsi que sur la relation à laquelle il appartient. Ce niveau de verrouillage est le même que celui acquis sur les relations lors d'une simple requête `SELECT`. `bt_index_check` ne vérifie pas les propriétés invariantes qui englobent les relations enfant/parent, mais vérifiera la présence de toutes les lignes de la table et des lignes d'index à l'intérieur de l'index quand *`heapallindexed`* vaut `true`. Quand il faut lancer un test de recherche de corruption, de routine et pas trop lourd, sur un environnement de production, l'utilisation de `bt_index_check` offre généralement le meilleur compromis entre vérification minutieuse et impact limité sur les performances et la disponibilité de l'application.

```
bt_index_parent_check(index regclass, heapallindexed boolean)
returns void
```

`bt_index_parent_check` teste que sa cible, un index B-Tree, respecte un certain nombre de propriétés invariantes. En option, quand l'argument *`heapallindexed`* vaut `true`, la fonction vérifie la présence de toutes les lignes dans la table, et la présence de tous les liens dans la structure de l'index. Les vérifications réalisables par `bt_index_parent_check` sont un sur-ensemble des vérifications réalisées par `bt_index_check`. On peut voir `bt_index_parent_check` comme une version plus minutieuse de `bt_index_check` : contrairement à `bt_index_check`, `bt_index_parent_check` vérifie également les propriétés invariantes qui englobent les relations parent/enfant. `bt_index_parent_check` respecte la convention habituelle qui consiste à retourner une erreur si une incohérence ou tout autre problème est détecté.

Un verrou de type `ShareLock` est requis sur l'index ciblé par `bt_index_parent_check` (un `ShareLock` est également acquis sur la relation associée). Ces verrous empêchent des modifications concurrentes par des commandes `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE`. Les verrous empêchent également la relation associée d'être traitée de manière concurrente par `VACUUM`, ainsi que toute autre commande d'administration. Il est à noter que cette fonction ne conserve les verrous uniquement que durant son exécution et non pas durant l'intégralité de la transaction.

La vérification supplémentaire qu'opère `bt_index_parent_check` est plus apte à détecter différents cas pathologiques. Ces cas peuvent impliquer une classe d'opérateur B-Tree implémentée de manière incorrecte utilisée pour l'index vérifié, ou, hypothétiquement, des bugs non encore découverts dans le code de la méthode d'accès associée à cet index B-Tree. Il est à noter que `bt_index_parent_check` ne peut pas être utilisé lorsque le mode Hot Standby est activé (c'est-à-dire, sur un serveur secondaire disponible en lecture seule), contrairement à `bt_index_check`.

F.2.2. Vérification optionnelle *`heapallindexed`*

Quand l'argument *`heapallindexed`* des fonctions de vérification est à `true`, une phase de vérification supplémentaire est opérée sur la table associée à l'index cible. Elle consiste en une

opération `CREATE INDEX` « bidon » qui vérifie la présence de tous les nouveaux enregistrements hypothétiques d'index dans une structure de récapitulation temporaire et en mémoire (elle est construite au besoin durant la première phase de la vérification). Cette structure de récapitulation prend l'« empreinte digitale » de chaque enregistrement rencontré dans l'index cible. Le principe directeur derrière la vérification *`heapallindexed`* est qu'un nouvel index équivalent à l'index cible existant ne doit avoir que des entrées que l'on peut trouver dans la structure existante.

La phase *`heapallindexed`* supplémentaire a un coût significatif : typiquement, la vérification peut être plusieurs fois plus longue. Cependant il n'y a pas de changement quant aux verrous acquis au niveau de la table quand on opère une vérification *`heapallindexed`*.

La structure de récapitulation est limitée en taille par `maintenance_work_mem`. Pour s'assurer que la probabilité de rater une incohérence ne dépasse 2 % pour chaque enregistrement qui devrait être dans l'index, il faut environ 2 octets de mémoire par enregistrement. Quand moins de mémoire est disponible par enregistrement, la probabilité de manquer une incohérence augmente lentement. Cette approche limite significativement le coût de la vérification, tout en réduisant légèrement la probabilité de détecter un problème, particulièrement sur les installations où la vérification est traitée comme une opération de maintenance de routine. Tout enregistrement absent ou déformé a une nouvelle chance d'être détecté avec chaque lancement de la vérification.

F.2.3. Utiliser amcheck efficacement

`amcheck` peut être efficace pour détecter différents types de modes d'échec que les sommes de contrôle de page n'arriveront jamais à détecter. Cela inclut :

- Les incohérences dans la structure causées par des implémentations incorrectes de classe d''opérateur.

  Cela inclue également des problèmes causés par le changement des règles de comparaison des collations du système d'exploitation. Les comparaisons des données d'un type ayant une collation comme `text` doivent être immuables (tout comme toutes les autres comparaisons utilisées pour les parcours d'index B-Tree doivent être immuables), ce qui implique que les règles de collation du système d'exploitation ne doivent jamais changer. Bien que cela soit rare, des mises à jour des règles des collations du système d'exploitation peuvent causer ces problèmes. Plus généralement, une incohérence dans l'ordre de collation entre un serveur primaire et son réplicat est impliqué, peut-être parce que la version *majeure* du système d'exploitation utilisée est incohérente. De telles incohérences ne surviendront généralement que sur des serveurs secondaires, et ne pourront par conséquent être détectées que là.

  Si un tel problème survient, il se peut que cela n'affecte pas chaque index qui utilise le tri d'une collation affectée, tout simplement car les valeurs *indexées* pourraient avoir le même ordre de tri absolu indépendamment des incohérences comportementales. Voir Section 23.1 et Section 23.2 pour plus de détails sur comment PostgreSQL utilise les locales et collations du système d'exploitation.

- Les incohérences dans la structure entre les index et les tables indexées (lorsque la vérification *`heapallindexed`* est réalisée).

  Il n'y a pas de vérification avec la table initiale en temps normal. Les symptômes d'une corruption de la table peuvent être subtils.

- La corruption causée par un hypothétique bug non encore découvert dans le code de la méthode d'accès dans PostgreSQL, dans le code effectuant le tri ou le code de gestion transactionnelle.

  La vérification automatique de l'intégrité structurelle des index joue un rôle dans les tests généraux des fonctionnalités de PostgreSQL, nouvelles ou proposées, qui pourraient possiblement permettre l'introduction d'incohérences logiques. La vérification de la structure de la table et des informations de visibilité et de statut des transactions associées joue un rôle similaire. Une stratégie de test évidente est d'appeler les fonctions d'`amcheck` de manière continue en même temps que les tests de régression standard sont lancés. Voir Section 33.1 pour plus de détails sur comment lancer les tests.

- Les failles dans le système de fichiers ou dans le sous-système de stockage quand les sommes de contrôles ne sont pas activées.

  Il est à noter que `amcheck` n'examine une page que telle qu'elle se présente dans un tampon en mémoire partagée lors de la vérification, et qu'en accédant au bloc dans la mémoire partagée. Par conséquent, `amcheck` n'examine pas forcément les données lues depuis le système de fichiers au moment de la vérification. Notez que si les sommes de contrôles sont activées, `amcheck` peut lever une erreur de somme de contrôle incorrecte quand un bloc corrompu est lu vers un tampon.

- Les corruptions causée par une RAM défaillante, et plus largement le sous-système mémoire et le système d'exploitation.

  PostgreSQL ne protège pas contre les erreurs mémoire corrigibles, et il est supposé que vous utilisez de la mémoire RAM de standard industriel ECC (*Error Correcting Codes*) ou avec une meilleure protection. Cependant, la mémoire ECC n'est typiquement immunisée que contre les erreurs d'un seul bit, et il ne faut pas partir du principe que ce type de mémoire fournit une protection *absolue* contre les défaillances provoquant une corruption de la mémoire.

  Quand la vérification *`heapallindexed`* est réalisée, il y a une chance fortement accrue de détecter des erreurs d'un bit car l'égalité binaire stricte est testée et les attributs indexés de la table sont testés.

De manière générale, `amcheck` ne peut que prouver la présence d'une corruption ; il ne peut pas en prouver l'absence.

F.2.4. Réparer une corruption

Aucune erreur concernant une corruption remontée par `amcheck` ne devrait être un faux positif. `amcheck` remonte des erreurs dans le cas où des conditions, par définition, ne devraient jamais arriver, et par conséquent une analyse minutieuse des erreurs remontées par `amcheck` est souvent nécessaire.

Il n'y a pas de méthode générale pour réparer les problèmes que `amcheck` détecte. Une explication de la cause principale menant à ce que la propriété invariante soit violée devrait être étudiée. pageinspect peut jouer un rôle utile dans le diagnostic de la corruption qu'`amcheck` détecte. Un `REINDEX` peut échouer à réparer la corruption.

F.3. auth_delay

`auth_delay` demande au serveur d'observer une brève pause avant de rapporter une erreur d'authentification. Cela rend les attaques par force brute plus difficiles. Notez que cela n'empêche en rien les attaques par déni de service et pourrait même les exacerber car les processus qui attendent de rapporter l'échec d'authentification consomment toujours des connexions.

Pour fonctionner, ce module doit être chargé via le paramètre shared_preload_libraries dans `postgresql.conf`.

F.3.1. Paramètres de configuration

`auth_delay.milliseconds` (`int`)

Le nombre de millisecondes à attendre avant de rapporter une erreur d'authentification. La valeur par défaut est 0.

Ces paramètres doivent être configurés dans le fichier `postgresql.conf`. Voici un exemple typique d'utilisation :

```
# postgresql.conf
shared_preload_libraries = 'auth_delay'
```

```
auth_delay.milliseconds = '500'
```

F.3.2. Auteur

KaiGai Kohei <kaigai@ak.jp.nec.com>

F.4. auto_explain

Le module auto_explain fournit un moyen de tracer les plans d'exécution des requêtes lentes automatiquement, sans qu'il soit nécessaire de lancer EXPLAIN manuellement. C'est particulièrement utile pour repérer les requêtes non optimisées sur de grosses applications.

Le module ne fournit pas de fonctions accessibles par SQL. Pour l'utiliser, il suffit de le charger sur le serveur. Il peut être chargé dans une session individuelle :

```
LOAD 'auto_explain';
```

(Seul le super-utilisateur peut le faire.) Une utilisation plus commune est de le précharger dans certaines ou toutes les sessions, en incluant auto_explain dans session_preload_libraries ou dans shared_preload_libraries dans le fichier postgresql.conf. Il est alors possible de récupérer les requêtes lentes non prévues, quel que soit le moment où elles se produisent. Évidemment, il y a un prix à payer pour cela.

F.4.1. Paramètres de configuration

Plusieurs paramètres de configuration contrôlent le comportement d'auto_explain. Le comportement par défaut est de ne rien faire. Il est donc nécessaire de préciser au minimum auto_explain.log_min_duration pour obtenir un résultat.

auto_explain.log_min_duration (integer)

auto_explain.log_min_duration est la durée minimale d'exécution de requête à partir de laquelle le plan d'exécution sera tracé. Son unité est la milliseconde. La positionner à zéro trace tous les plans. -1 (la valeur par défaut) désactive l'écriture des plans. Positionnée à 250ms, tous les ordres qui durent 250 ms ou plus seront tracés. Seuls les super-utilisateurs peuvent modifier ce paramétrage.

auto_explain.log_analyze (boolean)

auto_explain.log_analyze entraîne l'écriture du résultat de EXPLAIN ANALYZE, à la place du résultat de EXPLAIN, lorsqu'un plan d'exécution est tracé. Ce paramètre est désactivé par défaut. Seuls les super-utilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

> **Note**
>
> Lorsque ce paramètre est activé, un chronométrage par nœud du plan est calculé pour tous les ordres exécutés, qu'ils durent suffisamment longtemps pour être réellement tracés, ou non. Ceci peut avoir des conséquences très négatives sur les performances. Désactiver auto_explain.log_timing améliore les performances au prix d'une diminution des informations.

auto_explain.log_buffers (boolean)

auto_explain.log_buffers contrôle l'affichage des statistiques d'utilisation du cache disque de PostgreSQL dans la trace d'un plan d'exécution ; il s'agit de l'équivalent de

l'option BUFFERS de la commande EXPLAIN. Ce paramètre n'a pas d'effet tant que auto_explain.log_analyze n'est pas activé. Il est désactivé par défaut.

auto_explain.log_timing (boolean)

auto_explain.log_timing contrôle l'affichage du chronométrage de chaque nœud lorsqu'un plan d'exécution est tracé ; il s'agit de l'équivalent de l'option TIMING pour la commande EXPLAIN. La surcharge occasionnée par la lecture répétée de l'horloge système peut ralentir significativement l'exécution des requêtes sur certains systèmes. De ce fait, il peut être utile de désactiver ce paramètre quand seul le nombre de lignes exacts importe. Ce paramètre n'a pas d'effet tant que auto_explain.log_analyze n'est pas activé. Il est désactivé par défaut. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier la valeur de ce paramètre.

auto_explain.log_triggers (boolean)

auto_explain.log_triggers entraîne la prise en compte des statistiques d'exécution des triggers quand un plan d'exécution est tracé. Ce paramètre n'a pas d'effet tant que auto_explain.log_analyze n'est pas activé. Il est désactivé par défaut. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier la valeur de ce paramètre.

auto_explain.log_verbose (enum)

auto_explain.log_verbose contrôle l'affichage des détails quand un plan d'exécution est tracé ; il s'agit de l'équivalent de l'option VERBOSE pour la commande EXPLAIN. Ce paramètre est désactivé par défaut.

auto_explain.log_format (boolean)

auto_explain.log_format sélectionne le format de sortie utilisé par la commande EXPLAIN. Les valeurs autorisées sont text, xml, json et yaml. Le format par défaut est le texte brut.

auto_explain.log_nested_statements (boolean)

auto_explain.log_nested_statements entraîne la prise en compte des ordres imbriqués (les requêtes exécutées dans une fonction) dans la trace. Quand il est désactivé, seuls les plans d'exécution de plus haut niveau sont tracés. Ce paramètre est désactivé par défaut. Seuls les super-utilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

auto_explain.sample_rate (real)

auto_explain.sample_rate force auto_explain à tracer le plan d'exécution que d'une fraction des requêtes de chaque session. La valeur par défaut est de 1, autrement dit toutes les requêtes. Dans le cas de requêtes imbriquées, soit toutes se voient tracées leur plan, soit aucune. Seuls les super-utilisateurs peuvent modifier ce paramètre.

D'ordinaire, ces paramètres sont configurés dans le fichier postgresql.conf mais les superutilisateurs peuvent les modifier en ligne pour leur propres sessions. Voici un exemple typique d'utilisation :

```
# postgresql.conf
session_preload_libraries = 'auto_explain'

auto_explain.log_min_duration = '3s'
```

F.4.2. Exemple

```
postgres=# LOAD 'auto_explain';
postgres=# SET auto_explain.log_min_duration = 0;
postgres=# SET auto_explain.log_analyze = true;
postgres=# SELECT count(*)
    FROM pg_class, pg_index
    WHERE oid = indrelid AND indisunique;
```

Ceci devrait produire un résultat de ce style dans les journaux applicatifs :

```
 LOG:  duration: 3.651 ms  plan:
   Query Text: SELECT count(*)
               FROM pg_class, pg_index
              WHERE oid = indrelid AND indisunique;
   Aggregate  (cost=16.79..16.80 rows=1 width=0) (actual
time=3.626..3.627 rows=1 loops=1)
     ->  Hash Join  (cost=4.17..16.55 rows=92 width=0) (actual
time=3.349..3.594 rows=92 loops=1)
           Hash Cond: (pg_class.oid = pg_index.indrelid)
           ->  Seq Scan on pg_class  (cost=0.00..9.55 rows=255
width=4) (actual time=0.016..0.140 rows=255 loops=1)
           ->  Hash  (cost=3.02..3.02 rows=92 width=4) (actual
time=3.238..3.238 rows=92 loops=1)
                 Buckets: 1024  Batches: 1  Memory Usage: 4kB
                 ->  Seq Scan on pg_index  (cost=0.00..3.02
rows=92 width=4) (actual time=0.008..3.187 rows=92 loops=1)
                       Filter: indisunique
```

F.4.3. Auteur

Takahiro Itagaki <itagaki.takahiro@oss.ntt.co.jp>

F.5. bloom

`bloom` fournit une méthode d'accès aux index basée sur les filtres Bloom[1].

Un filtre Bloom est une structure de données efficace en terme d'espace disque, utilisée pour tester si un élément fait partie d'un ensemble. Dans le cas d'une méthode d'accès aux index, il permet une exclusion rapide des lignes ne correspondant pas à la recherche via des signatures dont la taille est déterminée lors de la création de l'index.

Une signature est une représentation avec perte des attributs indexé(s) et, de ce fait, est sujet à renvoyer des faux positifs ; c'est-à-dire qu'il peut indiquer à tort qu'un élément fait partie d'un ensemble. De ce fait, les résultats d'une recherche doivent toujours être vérifiés en utilisant les valeurs réelles des attributs de la ligne dans la table. Des signatures plus larges réduisent les risques de faux positifs et réduisent donc le nombre de visites inutiles à la table. Bien sûr, l'index est plus volumineux et donc plus lent à parcourir.

Ce type d'index est principalement utile quand une table a de nombreux attributs et que les requêtes en testent des combinaisons arbitraires. Un index btree traditionnel est plus rapide qu'un index bloom mais il en faut généralement plusieurs pour supporter toutes les requêtes que gèrerait un seul index bloom. Noter que les index bloom ne supportent que les recherches par égalité, là où les index btree peuvent aussi réaliser des recherches d'inégalité et d'intervalles.

[1] https://en.wikipedia.org/wiki/Bloom_filter

F.5.1. Paramètres

Un index `bloom` accepte les paramètres suivants dans sa clause `WITH` :

`length`

Longueur de chaque signature (enregistrement dans l'index) en bits, arrondi au multiple de `16` le plus proche. La valeur par défaut est de `80` et le maximum est `4096`.

`col1 -- col32`

Nombre de bits générés pour chaque colonne d'index. Le nom de chaque paramètre fait référence au numéro de la colonne d'index qu'il contrôle. La valeur par défaut est `2` bits et le maximum `4095`. Les paramètres pour les colonnes d'index non utilisées sont ignorés.

F.5.2. Exemples

Voici un exemple de création d'un index bloom :

```
CREATE INDEX bloomidx ON tbloom USING bloom (i1,i2,i3)
       WITH (length=80, col1=2, col2=2, col3=4);
```

L'index est créé avec une longueur de signature de 80 bits, avec les attributs i1 et i2 correspondant à 2 bits, et l'attribut i3 à 4 bits. Nous pourrions avoir omis les informations `length`, `col1`, et `col2` car elles ont les valeurs par défaut.

Voici un exemple plus complet de définition et d'utilisation d'un index bloom, ainsi qu'une comparaison avec les index btree équivalents. L'index bloom est considérablement plus petit que l'index btree et offre de meilleures performances.

```
=# CREATE TABLE tbloom AS
   SELECT
     (random() * 1000000)::int as i1,
     (random() * 1000000)::int as i2,
     (random() * 1000000)::int as i3,
     (random() * 1000000)::int as i4,
     (random() * 1000000)::int as i5,
     (random() * 1000000)::int as i6
   FROM
  generate_series(1,10000000);
SELECT 10000000
```

Un parcours séquentiel sur cette grande table prend beaucoup de temps :

```
=# EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM tbloom WHERE i2 = 898732 AND i5 =
 123451;
                                                      QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tbloom  (cost=0.00..2137.14 rows=3 width=24) (actual
 time=19.059..19.060 rows=0 loops=1)
   Filter: ((i2 = 898732) AND (i5 = 123451))
   Rows Removed by Filter: 100000
 Planning time: 0.269 ms
 Execution time: 19.077 ms
(5 rows)
```

Même avec l'index btree défini, le résultat sera toujours un parcours séquentiel :

```
=# CREATE INDEX btreeidx ON tbloom (i1, i2, i3, i4, i5, i6);
CREATE INDEX
=# SELECT pg_size_pretty(pg_relation_size('btreeidx'));
 pg_size_pretty
----------------
 3992 kB
(1 row)
=# EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM tbloom WHERE i2 = 898732 AND i5 =
 123451;
                                                      QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------------------------------
 Seq Scan on tbloom  (cost=0.00..2137.00 rows=2 width=24) (actual
 time=15.070..15.070 rows=0 loops=1)
   Filter: ((i2 = 898732) AND (i5 = 123451))
   Rows Removed by Filter: 100000
 Planning time: 0.130 ms
 Execution time: 15.083 ms
```

Avoir un index bloom défini sur la table est préférable à un btree pour gérer ce type de recherche :

```
=# CREATE INDEX bloomidx ON tbloom USING bloom (i1, i2, i3, i4, i5,
 i6);
CREATE INDEX
=# SELECT pg_size_pretty(pg_relation_size('bloomidx'));
 pg_size_pretty
----------------
 1584 kB
(1 row)
=# EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM tbloom WHERE i2 = 898732 AND i5 =
 123451;
                                                        QUERY PLAN
-----------------------------------------------------------------------------------
 Bitmap Heap Scan on tbloom  (cost=1792.00..1799.69 rows=2
 width=24) (actual time=0.456..0.456 rows=0 loops=1)
   Recheck Cond: ((i2 = 898732) AND (i5 = 123451))
   Rows Removed by Index Recheck: 29
   Heap Blocks: exact=27
   ->  Bitmap Index Scan on bloomidx  (cost=0.00..1792.00 rows=2
 width=0) (actual time=0.422..0.423 rows=29 loops=1)
         Index Cond: ((i2 = 898732) AND (i5 = 123451))
 Planning time: 0.105 ms
 Execution time: 0.477 ms
(8 rows)
```

Le problème principal avec la recherche btree est que btree est inefficace quand les critères de recherche ne portent pas sur la ou les premières colonne(s) de l'index. Une meilleure stratégie avec les btree est de créer un index séparé pour chaque colonne. À ce moment-là, l'optimiseur pourra choisir quelque chose comme :

```
=# CREATE INDEX btreeidx1 ON tbloom (i1);
```

```
CREATE INDEX
=# CREATE INDEX btreeidx2 ON tbloom (i2);
CREATE INDEX
=# CREATE INDEX btreeidx3 ON tbloom (i3);
CREATE INDEX
=# CREATE INDEX btreeidx4 ON tbloom (i4);
CREATE INDEX
=# CREATE INDEX btreeidx5 ON tbloom (i5);
CREATE INDEX
=# CREATE INDEX btreeidx6 ON tbloom (i6);
CREATE INDEX
=# EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM tbloom WHERE i2 = 898732 AND i5 =
 123451;
                                                          QUERY PLAN
-------------------------------------------------------------------------------
 Bitmap Heap Scan on tbloom  (cost=24.34..32.03 rows=2 width=24)
 (actual time=0.029..0.029 rows=0 loops=1)
   Recheck Cond: ((i5 = 123451) AND (i2 = 898732))
   ->  BitmapAnd  (cost=24.34..24.34 rows=2 width=0) (actual
 time=0.028..0.028 rows=0 loops=1)
         ->  Bitmap Index Scan on btreeidx5  (cost=0.00..12.04
 rows=500 width=0) (actual time=0.027..0.027 rows=0 loops=1)
               Index Cond: (i5 = 123451)
         ->  Bitmap Index Scan on btreeidx2  (cost=0.00..12.04
 rows=500 width=0) (never executed)
               Index Cond: (i2 = 898732)
 Planning time: 0.389 ms
 Execution time: 0.054 ms
(9 rows)
```

Bien que cette requête soit bien plus rapide qu'avec n'importe lequel des index à une colonne, nous payons une pénalité en taille d'index. Chacun des index btree mono-colonne occupe 2 Mo, soit un espace total de plus de 12 Mo, autrement dit huit fois la place utilisée par l'index bloom.

F.5.3. Interface de la classe d'opérateur

Une classe d'opérateur pour les index bloom ne requiert qu'une fonction de hachage pour le type de données indexé et un opérateur d'égalité pour la recherche. Cet exemple définit la classe d'opérateur pour le type de données `text` :

```
CREATE OPERATOR CLASS text_ops
DEFAULT FOR TYPE text USING bloom AS
    OPERATOR    1   =(text, text),
    FUNCTION    1   hashtext(text);
```

F.5.4. Limitations

- Seules les classes d'opérateur pour `int4` et `text` sont incluses avec le module.
- Seul l'opérateur `=` est supporté pour la recherche. Mais il est possible d'ajouter le support des tableaux avec les opérations union et intersection dans le futur.
- La méthode d'accès `bloom` ne permet pas d'avoir des index `UNIQUE`.
- La méthode d'accès `bloom` ne permet pas de rechercher des valeurs `NULL`.

- La méthode d'accès `bloom` n'accepte pas les index `UNIQUE`.
- La méthode d'accès `bloom` ne supporte pas la recherche des valeurs `NULL`.

F.5.5. Auteurs

Teodor Sigaev <teodor@postgrespro.ru>, Postgres Professional, Moscou, Russie

Alexander Korotkov <a.korotkov@postgrespro.ru>, Postgres Professional, Moscou, Russie

Oleg Bartunov <obartunov@postgrespro.ru>, Postgres Professional, Moscou, Russie

F.6. btree_gin

`btree_gin` fournit des échantillons de classes d'opérateurs GIN qui codent un comportement équivalent à un B-tree pour les types `int2`, `int4`, `int8`, `float4`, `float8`, `timestamp with time zone`, `timestamp without time zone`, `time with time zone`, `time without time zone`, `date`, `interval`, `oid`, `money`, `"char"`, `varchar`, `text`, `bytea`, `bit`, `varbit`, `macaddr`, `macaddr8`, `inet`, `cidr`, `uuid`, `name`, `bool`, `bpchar` et tous les types `enum`.

En général, ces classes d'opérateurs ne sont pas plus rapides que les méthodes standard d'indexation B-tree équivalentes, et il leur manque une fonctionnalité majeure du code B-tree standard : la capacité à forcer l'unicité. Toutefois, elles sont utiles pour tester GIN et comme base pour développer d'autres classes d'opérateurs GIN. Par ailleurs, pour des requêtes qui testent à la fois une colonnne indexable via GIN et une colonne indexable par B-tree, il peut être plus efficace de créer un index GIN multicolonne qui utilise une de ces classes d'opérateurs que de créer deux index séparés qui devront être combinés par une opération de bitmap ET.

F.6.1. Exemple d'utilisation

```
CREATE TABLE test (a int4);
-- crée l'index
CREATE INDEX testidx ON test USING GIN (a);
-- requête
SELECT * FROM test WHERE a < 10;
```

F.6.2. Auteurs

Teodor Sigaev (<teodor@stack.net>) et Oleg Bartunov (<oleg@sai.msu.su>). Voir http://www.sai.msu.su/~megera/oddmuse/index.cgi/Gin pour plus d'informations.

F.7. btree_gist

`btree_gist` fournit des classes d'opérateur GiST qui codent un comportement équivalent à celui du B-tree pour les types de données `int2`, `int4`, `int8`, `float4`, `float8`, `numeric`, `timestamp with time zone`, `timestamp without time zone`, `time with time zone`, `time without time zone`, `date`, `interval`, `oid`, `money`, `char`, `varchar`, `text`, `bytea`, `bit`, `varbit`, `macaddr`, `macaddr8`, `inet`, `cidr`, `uuid` et tous les types `enum`.

En règle générale, ces classes d'opérateur ne sont pas plus perfomantes que les méthodes d'indexage standard équivalentes du B-tree. Et il leur manque une fonctionnalité majeure : la possibilité d'assurer l'unicité. Néanmoins, elles fournissent d'autres fonctionnalités qui ne sont pas disponibles avec un index B-tree, comme décrit ci-dessous. De plus, ces classes d'opérateur sont utiles quand un index GiST multi-colonnes est nécessaire, quand certaines colonnes sont d'un type de données seulement indexable avec GiST. Enfin, ces classes d'opérateur sont utiles pour tester GiST et comme base de développement pour d'autres classes d'opérateur GiST.

En plus des opérateurs de recherche B-tree typiques, `btree_gist` fournit aussi un support pour `<>` (« non égale »). C'est utile en combinaison avec une contrainte d'exclusion, comme décrit ci-dessous.

De plus, pour les types de données disposant d'une métrique naturelle pour la distance, `btree_gist` définit un opérateur de distance, `<->`, et fournit un support par index GiST pour les recherches du type voisin-le-plus-proche en utilisant cet opérateur. Les opérateurs de distance sont fournis pour `int2`, `int4`, `int8`, `float4`, `float8`, `timestamp with time zone`, `timestamp without time zone`, `time without time zone`, `date`, `interval`, `oid` et `money`.

F.7.1. Exemple d'utilisation

Exemple simple d'utilisation de `btree_gist` au lieu d'un index `btree` :

```
CREATE TABLE test (a int4);
-- création de l'index
CREATE INDEX testidx ON test USING GIST (a);
-- requête
SELECT * FROM test WHERE a < 10;
-- nearest-neighbor search: find the ten entries closest to "42"
SELECT *, a &lt;-&gt; 42 AS dist FROM test ORDER BY a &lt;-&gt; 42
 LIMIT 10;
```

Utiliser une contrainte d'exclusion pour imposer qu'une cage dans un zoo ne contienne qu'un seul type d'animal :

```
=&gt; CREATE TABLE zoo (
  cage   INTEGER,
  animal TEXT,
  EXCLUDE USING GIST (cage WITH =, animal WITH &lt;&gt;)
);

=&gt; INSERT INTO zoo VALUES(123, 'zebra');
INSERT 0 1
=&gt; INSERT INTO zoo VALUES(123, 'zebra');
INSERT 0 1
=&gt; INSERT INTO zoo VALUES(123, 'lion');
ERROR:  conflicting key value violates exclusion constraint
 "zoo_cage_animal_excl"
DETAIL:  Key (cage, animal)=(123, lion) conflicts with existing key
 (cage, animal)=(123, zebra).
=&gt; INSERT INTO zoo VALUES(124, 'lion');
INSERT 0 1
```

F.7.2. Auteurs

Teodor Sigaev (`<teodor@stack.net>`), Oleg Bartunov (`<oleg@sai.msu.su>`), Janko Richter (`<jankorichter@yahoo.de>`) et Paul Jungwirth (`<pj@illuminatedcomputing.com>`). Voir le site sur GiST[2] pour plus d'informations.

F.8. citext

Le module `citext` fournit un type chaîne de caratères insensible à la casse, `citext`. En réalité, il appelle en interne la fonction `lower` lorsqu'il compare des valeurs. Dans les autres cas, il se comporte presque exactement comme le type `text`.

[2] http://www.sai.msu.su/~megera/postgres/gist

F.8.1. Intérêt

L'approche standard pour effectuer des rapprochements insensibles à la casse avec PostgreSQL était d'utiliser la fonction `lower` pour comparer des valeurs. Par exemple :

```
SELECT * FROM tab WHERE lower(col) = LOWER(?);
```

Ceci fonctionne plutôt bien, mais présente quelques inconvénients :

- Cela rend les ordres SQL bavards, et vous devez sans arrêt vous souvenir d'utiliser la fonction `lower` à la fois sur la colonne et la valeur de la requête.
- Cela n'utilise pas les index, à moins que vous ne créiez un index fonctionnel avec la fonction `lower`.
- Si vous déclarez une colonne `UNIQUE` ou `PRIMARY KEY`, l'index généré implicitement est sensible à la casse. Il est donc inutile pour des recherches insensibles à la casse, et il ne va pas garantir l'unicité de manière insensible à la casse.

Le type de données `citext` vous permet d'éviter les appels à `lower` dans les requêtes SQL, et peut rendre une clé primaire insensible à la casse. `citext` tient compte de la locale, comme `text`, ce qui signifie que la comparaison entre caractères majuscules et minuscules dépend des règles de la locale paramétrée par `LC_CTYPE` de la base de données. Ici également, le comportement est identique à l'utilisation de la fonction `lower` dans les requêtes. Mais comme cela est fait de manière transparente par le type de données, vous n'avez pas à vous souvenir de faire quelque chose de particulier dans vos requêtes.

F.8.2. Comment l'utiliser

Voici un exemple simple d'utilisation :

```
CREATE TABLE users (
    nick CITEXT PRIMARY KEY,
    pass TEXT   NOT NULL
);

INSERT INTO users VALUES ( 'larry',
sha256(random()::text::bytea) );
INSERT INTO users VALUES ( 'Tom',
sha256(random()::text::bytea) );
INSERT INTO users VALUES ( 'Damian',
sha256(random()::text::bytea) );
INSERT INTO users VALUES ( 'NEAL',
sha256(random()::text::bytea) );
INSERT INTO users VALUES ( 'Bjørn',
sha256(random()::text::bytea) );

SELECT * FROM users WHERE nick = 'Larry';
```

L'ordre `SELECT` va renvoyer un enregistrement, bien que la colonne `nick` ait été positionnée à `larry` et que la requête soit pour `Larry`.

F.8.3. Comportement des comparaisons de chaînes

`citext` réalise des comparaisons en convertissant chaque chaîne en minuscule (comme si `lower` avait été appelé) puis en comparant normalement les résultats. Du coup, deux chaînes sont considérées égales si `lower` donne un résultat identique pour elles.

Afin d'émuler un tri insensible à la casse de la manière la plus fidèle possible, il existe des versions spécifiques à `citext` de plusieurs opérateurs et fonctions de traitement de chaînes. Ainsi, par exemple, les opérateurs pour les expressions rationnelles ~ and ~* ont le même comportement quand ils sont appliqués au type `citext` : ils comparent tous les deux de manière insensible à la casse. Cela est aussi vraie pour !~ et !~*, et également pour les opérateurs `LIKE`, ~~, ~~*, et !~~ et !~~*. Si vous voulez faire une comparaison sensible à la casse, vous pouvez convertir dans un `text`.

De la même façon, toutes les fonctions ci-dessous font une comparaison insensible à la casse si leurs arguments sont de type `citext` :

- `regexp_match()`
- `regexp_matches()`
- `regexp_replace()`
- `regexp_split_to_array()`
- `regexp_split_to_table()`
- `replace()`
- `split_part()`
- `strpos()`
- `translate()`

Pour les fonctions regexp, si vous voulez effectuer des comparaisons sensibles à la casse, vous pouvez positionner l'indicateur « c » pour forcer une comparaison sensible à la casse. Sinon, si vous souhaitez un comportement sensible à la casse, vous devez convertir dans un type `text` avant d'utiliser une de ces fonctions.

F.8.4. Limitations

- Le comportement de `citext` sur la sensibilité à la casse dépend du paramètre `LC_CTYPE` de votre base de données. Par conséquent, la manière dont il compare les valeurs est fixée lorsque la base de données est créée. Il n'est pas réellement insensible à la casse dans les termes définis par le standard Unicode. En pratique, ce que cela signifie est que, tant que vous êtes satisfait de votre tri, vous devriez être satisfait des comparaisons de `citext`. Mais si vous avez des données stockées dans différentes langues dans votre base, des utilisateurs de certains langages pourraient trouver que les résultats de leurs requêtes sont inattendus si le tri est déterminé pour un autre langage.

- À partir de PostgreSQL, vous pouvez attacher une clause `COLLATE` aux colonnes `citext` ou à une valeur. Actuellement, les opérateurs `citext` honoreront une valeur `COLLATE` différente de la valeur par défaut lors de la comparaison de chaînes. Par contre, la mise en minuscule se fait toujours à partir de la configuration `LC_CTYPE` de la base de données (c'est-à-dire comme si `COLLATE "default"` avait été donné). Cela pourrait changer dans une prochaine version pour que les deux étapes suivent la clause `COLLATE` specification.

- `citext` n'est pas aussi performant que `text` parce que les fonctions opérateurs et les fonctions de comparaison B-tree doivent faire des copies des données et les convertir en minuscules pour les comparaisons. C'est cependant légèrement plus efficace qu'utiliser `lower` pour obtenir des comparaisons insensibles à la casse.

- `citext` n'aide pas réellement dans un certain conctexte. Vos données doivent être comparées de manière sensible à la casse dans certains contextes, et de manière sensible à la casse dans d'autres contextes. La réponse habituelle à cette question est d'utiliser le type `text` et d'utiliser manuellement la fonction `lower` lorsque vous avez besoin d'une comparaison insensible à la casse ; ceci fonctionne très bien si vous avez besoin peu fréquemment de comparaisons insensibles à la casse. Si vous avez besoin de comparaisons insensibles à la casse la plupart du temps, pensez à

stocker les données en `citext` et à convertir explicitement les colonnes en `text` quand vous voulez une comparaison sensible à la casse. Dans les deux situations, vous aurez besoin de deux index si vous voulez que les deux types de recherche soient rapides.

- Le schéma contenant les opérateurs `citext` doit être dans le `search_path` (généralement `public`) ; dans le cas contraire, les opérateurs `text` sensibles à la casse seront appelés.

F.8.5. Auteur

David E. Wheeler `<david@kineticode.com>`

Inspiré par le module original `citext` par Donald Fraser.

F.9. cube

Ce module code le type de données `cube` pour représenter des cubes à plusieurs dimensions.

F.9.1. Syntaxe

Tableau F.2 affiche les représentations externes valides pour le type `cube`. *x*, *y*, etc. dénotent des nombres flottants.

Tableau F.2. Représentations externes d'un cube

Syntaxe externe	Signification
x	point uni-dimensionnel (ou interval unidimensionnel de longueur nulle)
(*x*)	Identique à ci-dessus
x1,*x2*,...,*xn*	Un point dans un espace à n dimensions, représenté en interne comme un cube de volume nul
(*x1*,*x2*,...,*xn*)	Identique à ci-dessus
(*x*),(*y*)	Interval uni-dimensionnel débutant à *x* et finissant à *y* ou vice-versa ; l'ordre n'importe pas
[(*x*),(*y*)]	Identique à ci-dessus
(*x1*,...,*xn*),(*y1*,...,*yn*)	Cube à n dimensions représenté par paires de coins diagonalement opposés
[(*x1*,...,*xn*),(*y1*,...,*yn*)]	Identique à ci-dessus

L'ordre de saisie des coins opposés d'un cube n'a aucune importance. Les fonctions `cube` s'occupent de la bascule nécessaire à l'obtention d'une représentation uniforme « bas gauche, haut droit ». Quand les coins coincident, le type `cube` enregistre un coin ainsi que le drapeau « is point » pour éviter de perdre de l'espace.

Les espaces sont ignorées, `[(x),(y)]` est donc identique à `[ ( x ), ( y ) ]`.

F.9.2. Précision

Les valeurs sont enregistrées en interne sous la forme de nombres en virgule flottante. Cela signifie que les nombres avec plus de 16 chiffres significatifs sont tronqués.

F.9.3. Utilisation

Tableau F.3 affiche les opérateurs fournis par le type `cube`.

Tableau F.3. Opérateurs pour cube

Opérateur	Résultat	Description
`a = b`	`boolean`	Les cubes a et b sont identiques.
`a && b`	`boolean`	Les cubes a et b se chevauchent.
`a @> b`	`boolean`	Le cube a contient le cube b.
`a <@ b`	`boolean`	Le cube a est contenu dans le cube b.
`a < b`	`boolean`	Le cube a est inférieur au cube b.
`a <= b`	`boolean`	Le cube a est inférieur au égal au cube b.
`a > b`	`boolean`	Le cube a est plus grand que le cube b.
`a >= b`	`boolean`	Le cube a est plus grand ou égam au cube b.
`a <> b`	`boolean`	Le cube a est différent du cube b.
`a -> n`	`float8`	Obtient la *n*-ième coordonnée du cube (compteur à partir de 1).
`a ~> n`	`float8`	Obtient la *n*-ième coordonnée du cube de la façon suivante : n = 2 * k - 1 signifie la limite basse de la *k*-ième dimension, n = 2 * k signifie la limite haute de la *k*-ième dimension. Une valeur négative pour *n* indique la valeur inverse de la coordonnée positive correspondante. Cet opérateur est conçu pour le support de KNN-GiST.
`a <-> b`	`float8`	Distance euclidienne entre a et b.
`a <#> b`	`float8`	Distance Taxicab (métrique L-1) entre a et b.
`a <=> b`	`float8`	Distance Chebyshev (métrique L-inf) entre a et b.

(Avant PostgreSQL 8.2, les opérateurs de contenance `@>` et `<@` étaient appelés respectivement `@` et `~`. Ces noms sont toujours disponibles mais sont déclarés obsolètes et seront supprimés un jour. Les anciens noms sont inversés par rapport à la convention suivie par les types de données géométriques !)

Les opérateurs d'ordre scalaire (`<`, `>=`, etc) n'ont pas réellement de sens pour tout sens pratique en dehors de tri. Ces opérateurs comparent tout d'abord les premiers coordonnées et, si ces derniers sont égaux, comparent les deuxièmes coordonnées. Ils existent principalement pour supporter la classe d'opérateur d'index b-tree pour `cube`, qui peut seulement être utile par exemple si vous souhaitez une contrainte UNIQUE sur une colonne `cube`.

Le module `cube` fournit aussi une classe d'opérateur pour index GiST pour les valeurs `cube`. Un index GiST peut être utilisé sur le type `cube` pour chercher des valeurs en utilisant les opérateurs `=`, `&&`, `@>` et `<@` dans les clauses `WHERE`.

De plus, un index GiST `cube` peut être utilisé pour trouver les plus proches voisins en utilisant les opérateurs de métriques `<->`, `<#>` et `<=>` dans les clauses `ORDER BY`. Par exemple, le plus proche voisin du point 3-D (0.5, 0.5, 0.5) peut être trouvé de façon efficace avec :

```
SELECT c FROM test ORDER BY c <-> cube(array[0.5,0.5,0.5]) LIMIT 1;
```

L'opérateur ~> peut aussi être utilisé de cette façon pour récupérer efficacement les premières valeurs triées par une coordonnée sélectionnée. Par exemple, pour obtenir les quelques premiers cubes triés par la première coordonnée (coin bas gauche) ascendante, il est possible d'utiliser la requête suivante :

```
SELECT c FROM test ORDER BY c ~> 1 LIMIT 5;
```

Et pour obtenir des cubes 2-D triés par la première coordonnée du coin haut droit descendant :

```
SELECT c FROM test ORDER BY c ~> 3 DESC LIMIT 5;
```

Tableau F.4 indique les fonctions disponibles.

Tableau F.4. Fonctions cube

Fonction	Résultat	Description	Exemple
`cube(float8)`	`cube`	Crée un cube uni-dimensionnel de coordonnées identiques.	`cube(1) == '(1)'`
`cube(float8, float8)`	`cube`	Crée un cube uni-dimensionnel.	`cube(1,2) == '(1),(2)'`
`cube(float8[])`	`cube`	Crée un cube de volume nul en utilisant les coordonnées définies par le tableau.	`cube(ARRAY[1,2]) == '(1,2)'`
`cube(float8[], float8[])`	`cube`	Crée un cube avec les coordonnées haut droit et bas gauche définies par deux tableaux de flottants, obligatoirement de même taille.	`cube(ARRAY[1,2], ARRAY[3,4]) == '(1,2),(3,4)'`
`cube(cube, float8)`	`cube`	Créer un nouveau cube en ajoutant une dimension à un cube existant, avec les mêmes valeurs pour les deux points finaux de la nouvelle coordonnée. Ceci est utile pour construire des cubes pièce par pièce à partir des valeurs calculées.	`cube('(1,2),(3,4)'::cube, 5) == '(1,2,5),(3,4,5)'`
`cube(cube, float8, float8)`	`cube`	Crée un nouveau cube en ajoutant une dimension à un cube existant. Ceci est utile pour construire des cubes pièce par pièce à partir de valeurs calculées.	`cube('(1,2),(3,4)'::cube, 5, 6) == '(1,2,5),(3,4,6)'`

Fonction	Résultat	Description	Exemple
`cube_dim(cube)`	`integer`	Renvoie le nombe de dimensions du cube.	`cube_dim('(1,2),(3,4)') == '2'`
`cube_ll_coord(cube, integer)`	`float8`	Renvoie la *n*-ième coordonnée pour le coin bas gauche du cube.	`cube_ll_coord('(1,2),(3,4)', 2) == '2'`
`cube_ur_coord(cube, integer)`	`float8`	Renvoie la *n*-ième valeur de coordonnée pour le coin haut à droite du cube.	`cube_ur_coord('(1,2),(3,4)', 2) == '4'`
`cube_is_point(cube)`	`boolean`	Renvoie true si le cube est un point, autrement dit si les deux coins de définition sont identiques.	
`cube_distance(cube, cube)`	`float8`	Renvoie la distance entre deux cubes. Si les deux cubes sont des points, il s'agit de la fonction de distance habituelle.	
`cube_subset(cube, integer[])`	`cube`	Crée un nouveau cube à partir d'un cube existant, en utilisant une liste d'index de dimension à partir d'un tableau. Peut être utilisé pour extraire les points finaux d'une seule dimension ou pour supprimer les dimensions ou pour les réordonner comme souhaité.	`cube_subset(cube('(1,3,5),(6,7,8)'), ARRAY[2]) == '(3),(7)'` `cube_subset(cube('(1,3,5),(6,7,8)'), ARRAY[3,2,1,1]) == '(5,3,1,1),(8,7,6,6)'`
`cube_union(cube, cube)`	`cube`	Produit l'union de deux cubes.	
`cube_inter(cube, cube)`	`cube`	Produit l'intersection de deux cubes.	
`cube_enlarge(c cube, r double, n integer)`	`cube`	Augmente la taille du cube suivant le radius *r* spécifié sur au moins *n* dimensions. Si le radius est négatif, le cube est réduit. Toutes les dimensions définies sont modifiées par le radius *r*. Les coordonnées bas-gauche sont réduites de *r* et les coordonnées haut-droite sont augmentées de *r*. Si une coordonnée bas-gauche est augmentée suffisamment pour être	`cube_enlarge('(1,2),(3,4)', 0.5, 3) == '(0.5,1.5,-0.5),(3.5,4.5,0.5)'`

Fonction	Résultat	Description	Exemple
		plus importante que la coordonnées haute-droite (ceci peut seulement survenir quand $r < 0$), alors les deux coordonnées sont configurées avec leur moyenne. Si n est supérieur au nombre de dimensions définies et que le cube est grossi ($r > 0$), alors les dimensions supplémentaires sont ajoutées pour tout n ; 0 est utilisé comme valeur initiale pour les coordonnées supplémentaires. Cette fonction est utile pour créer les « bounding boxes » autour d'un point permettant de chercher les points les plus proches.	

F.9.4. Par défaut

Le développeur pense que l'union :

```
select cube_union('(0,5,2),(2,3,1)', '0');
cube_union
-------------------
(0, 0, 0),(2, 5, 2)
(1 row)
```

n'est pas en contradiction avec le bon sens. Pas plus que l'intersection

```
select cube_inter('(0,-1),(1,1)', '(-2),(2)');
cube_inter
-------------
(0, 0),(1, 0)
(1 row)
```

Dans toutes les opérations binaires sur des boîtes de tailles différentes, l'auteur suppose que la plus petite est une projection cartésienne, c'est-à-dire qu'il y a des zéros à la place des coordonnées omises dans la représentation sous forme de chaîne. Les exemples ci-dessus sont équivalents à :

```
cube_union('(0,5,2),(2,3,1)','(0,0,0),(0,0,0)');
cube_inter('(0,-1),(1,1)','(-2,0),(2,0)');
```

Le prédicat de contenance suivant utilise la syntaxe en points alors qu'en fait, le second argument est représenté en interne par une boîte. Cette syntaxe rend inutile la définition du type point et des fonctions pour les prédicats (boîte,point).

```
select cube_contains('(0,0),(1,1)', '0.5,0.5');
cube_contains
--------------
t
(1 row)
```

F.9.5. Notes

Pour des exemples d'utilisation, voir les tests de régression `sql/cube.sql`.

Pour éviter toute mauvaise utilisation, le nombre de dimensions des cubes est limité à 100. Cela se configure dans `cubedata.h`.

F.9.6. Crédits

Auteur d'origine : Gene Selkov, Jr. `<selkovjr@mcs.anl.gov>`, Mathematics and Computer Science Division, Argonne National Laboratory.

F.9.7. Note de l'auteur

Mes remerciements vont tout particulièrement au professeur Joe Hellerstein (https://dsf.berkeley.edu/jmh/) qui a su extraire l'idée centrale de GiST (http://gist.cs.berkeley.edu/), et à son étudiant précédant, Andy Dong pour son exemple rédigé dans Illustra. Mes remerciements vont également aux développeurs de PostgreSQL qui m'ont permis de créer mon propre monde et de pouvoir y vivre sans être dérangé. Toute ma gratitude aussi à Argonne Lab et au département américain de l'énergie pour les années de support dans mes recherches sur les bases de données.

Des modifications mineures ont été effectuées sur ce module par Bruno Wolff III `<bruno@wolff.to>` en août/septembre 2002. Elles incluent la modification de la précision (de simple à double) et l'ajout de quelques nouvelles fonctions.

Des mises à jour supplémentaires ont été réalisées par Joshua Reich `<josh@root.net>` en juillet 2006. Elles concernent l'ajout de `cube(float8[], float8[])` et le nettoyage du code pour utiliser le protocole d'appel V1 à la place de la forme V0 maintenant obsolète.

F.10. dblink

`dblink` est un module qui permet de se connecter à d'autres bases de données PostgreSQL depuis une session de base de données.

Voir aussi postgres_fdw, qui fournit à peu près les mêmes fonctionnalités en utilisant une infrastructure plus moderne et respectant les standards.

dblink_connect

dblink_connect — ouvre une connexion persistante vers une base de données distante.

Synopsis

```
dblink_connect(text connstr) returns text
dblink_connect(text connname, text connstr) returns text
```

Description

`dblink_connect()` établit une connexion à une base de données PostgreSQL distante. Le serveur et la base de données à contacter sont identifiées par une chaine de connexion standard de la libpq. Il est possible d'affecter un nom à la connexion. Plusieurs connexions nommées peuvent être ouvertes en une seule fois, mais il ne peut y avoir qu'une seule connexion anonyme à la fois. Toute connexion est maintenue jusqu'à ce qu'elle soit close ou que la session de base de données soit terminée.

La chaîne de connexion peut aussi être le nom d'un serveur distant existant. Il est recommandé d'utiliser le foreign-data wrapper `dblink_fdw` lors de la définition du serveur distant. Voir l'exemple ci-dessous ainsi que CREATE SERVER et CREATE USER MAPPING.

Arguments

`connname`

Le nom à utiliser pour la connexion ; en cas d'omission, une connexion sans nom est ouverte, qui remplace toute autre connexion sans nom.

`connstr`

Chaîne de connexion au format standard de la libpq, par exemple `hostaddr=127.0.0.1 port=5432 dbname=mabase user=postgres password=monmotdepasse options=-csearch_path=`. Pour les détails, voir Section 34.1.1. Sinon, il est possible de donner le nom d'un serveur distant.

Valeur de retour

Renvoie le statut qui est toujours `OK` (puisque toute erreur amène la fonction à lever une erreur, sans retour).

Notes

Si des utilisateurs non dignes de confiance, ont accès à une base de données qui n'a pas adoptée une méthode sécurisée d'usage des schémas, commencez chaque session en supprimant les schémas modifiables par tout le monde du paramètre `search_path`. Par exemple, un utilisateur pourrait ajouter `options=-csearch_path=` au *`connstr`*. Cette considération n'est pas spécifique à `dblink` ; elle s'applique à toute interface permettant d'exécuter des commandes SQL arbitraires.

Seuls les super-utilisateurs peuvent utiliser `dblink_connect` pour créer des connexions authentifiées sans mot de passe. Si des utilisateurs standard ont ce besoin, il faut utiliser la fonction `dblink_connect_u` à sa place.

Il est déconseillé de choisir des noms de connexion contenant des signes d'égalité car ils peuvent introduire des risques de confusion avec les chaînes de connexion dans les autres fonctions `dblink`.

Exemple

```
SELECT dblink_connect('dbname=postgres options=-csearch_path=');
  dblink_connect
 ----------------
  OK
 (1 row)

 SELECT dblink_connect('myconn', 'dbname=postgres options=-
csearch_path=');
  dblink_connect
 ----------------
  OK
 (1 row)

 -- Fonctionnalité FOREIGN DATA WRAPPER
 -- Note : la connexion locale nécessite l'authentification
 password pour que
 --        cela fonctionne correctement
 --        Sinon, vous recevrez le message d'erreur suivant
 provenant de
 --        dblink_connect() :
 --
 ----------------------------------------------------------------------
 --       ERROR:  password is required
 --       DETAIL:  Non-superuser cannot connect if the server does
 not request a password.
 --       HINT:  Target server's authentication method must be
 changed.
CREATE SERVER fdtest FOREIGN DATA WRAPPER dblink_fdw OPTIONS
 (hostaddr '127.0.0.1', dbname 'contrib_regression');

CREATE USER regress_dblink_user WITH PASSWORD 'secret';
CREATE USER MAPPING FOR regress_dblink_user SERVER fdtest OPTIONS
 (user 'regress_dblink_user', password 'secret');
GRANT USAGE ON FOREIGN SERVER fdtest TO regress_dblink_user;
GRANT SELECT ON TABLE foo TO regress_dblink_user;

\set ORIGINAL_USER :USER
\c - regress_dblink_user
SELECT dblink_connect('myconn', 'fdtest');
  dblink_connect
 ----------------
  OK
 (1 row)

SELECT * FROM dblink('myconn','SELECT * FROM foo') AS t(a int, b
 text, c text[]);
  a  | b |       c
 ----+---+---------------
   0 | a | {a0,b0,c0}
   1 | b | {a1,b1,c1}
   2 | c | {a2,b2,c2}
   3 | d | {a3,b3,c3}
   4 | e | {a4,b4,c4}
   5 | f | {a5,b5,c5}
   6 | g | {a6,b6,c6}
```

```
   7 | h | {a7,b7,c7}
   8 | i | {a8,b8,c8}
   9 | j | {a9,b9,c9}
  10 | k | {a10,b10,c10}
 (11 rows)

\c - :ORIGINAL_USER
REVOKE USAGE ON FOREIGN SERVER fdtest FROM regress_dblink_user;
REVOKE SELECT ON TABLE foo FROM regress_dblink_user;
DROP USER MAPPING FOR regress_dblink_user SERVER fdtest;
DROP USER regress_dblink_user;
DROP SERVER fdtest;
```

dblink_connect_u

dblink_connect_u — ouvre une connexion distante à une base de données de façon non sécurisée.

Synopsis

```
dblink_connect_u(text connstr) returns text
dblink_connect_u(text connname, text connstr) returns text
```

Description

`dblink_connect_u()` est identique à `dblink_connect()`, à ceci près qu'elle permet à des utilisateurs non-privilégiés de se connecter par toute méthode d'authentification.

Si le serveur distant sélectionne une méthode d'authentification qui n'implique pas de mot de passe, une impersonnalisation et une escalade de droits peut survenir car la session semble émaner de l'utilisateur qui exécute le serveur PostgreSQL local. De plus, même si le serveur distant réclame un mot de passe, il est possible de fournir le mot de passe à partir de l'environnement du serveur, par exemple en utilisant un fichier `~/.pgpass` appartenant à l'utilisateur du serveur. Cela apporte un risque supplémentaire d'impersonnification, sans parler de la possibilité d'exposer un mot de passe sur un serveur distant qui ne mérite pas votre confiance. C'est pourquoi, `dblink_connect_u()` est installé initialement sans aucun droit pour `PUBLIC`, ce qui restreint son utilisation aux seuls super-utilisateurs. Dans certaines cas, le droit `EXECUTE` sur `dblink_connect_u()` peut être accordé à quelque utilisateur spécifique digne de confiance, mais cela doit se faire avec une extrême prudence. Il est aussi recommandé que tout fichier `~/.pgpass` appartenant à l'utilisateur du serveur ne contienne *pas* de joker dans le nom de l'hôte.

Pour plus de détails, voir `dblink_connect()`.

dblink_disconnect

dblink_disconnect — ferme une connexion persistante vers une base de données distante.

Synopsis

```
dblink_disconnect() returns text
dblink_disconnect(text connname) returns text
```

Description

`dblink_disconnect()` ferme une connexion ouverte par `dblink_connect()`. La forme sans argument ferme une connexion non nommée.

Arguments

connname

Le nom de la connexion à fermer

Valeur de retour

Renvoie le statut qui est toujours `OK` (puisque toute erreur amène la fonction à lever une erreur, sans retour).

Exemple

```
SELECT dblink_disconnect();
  dblink_disconnect
 -------------------
  OK
 (1 row)

 SELECT dblink_disconnect('myconn');
  dblink_disconnect
 -------------------
  OK
 (1 row)
```

dblink

dblink — exécute une requête sur une base de données distante

Synopsis

```
   dblink(text connname, text sql [, bool fail_on_error]) returns
setof record
   dblink(text connstr, text sql [, bool fail_on_error]) returns
setof record
   dblink(text sql [, bool fail_on_error]) returns setof record
```

Description

`dblink` exécute une requête (habituellement un `SELECT`, mais toute instruction SQL qui renvoie des lignes est valable) sur une base de données distante.

Si deux arguments `text` sont présents, le premier est d'abord considéré comme nom de connexion persistante ; si cette connexion est trouvée, la commande est exécutée sur cette connexion. Dans le cas contraire, le premier argument est considéré être une chaîne de connexion comme dans le cas de `dblink_connect`, et la connexion indiquée n'est conservée que pour la durée d'exécution de cette commande.

Arguments

`connname`

Le nom de la connexion à utiliser ; ce paramètre doit être omis pour utiliser une connexion sans nom.

`connstr`

Une chaîne de connexion similaire à celle décrite précédemment pour `dblink_connect`.

`sql`

L'instruction SQL à exécuter sur l'hôte distant, par exemple `select * from foo`.

`fail_on_error`

Si true (valeur par défaut en cas d'omission), une erreur distante est reportée localement comme une erreur. Dans le cas contraire, un message d'erreur distant est traité localement comme un message de type NOTICE, et la fonction ne retourne aucune ligne.

Valeur de retour

La fonction renvoie les lignes produites par la requête. Comme `dblink` peut être utilisée avec toute requête, elle est déclarée comme renvoyant le type `record`, plutôt que de préciser un ensemble particulier de colonnes. Cela signifie que l'ensemble des colonnes attendues doit être précisé dans la requête appelante -- sinon PostgreSQL ne sait pas quoi attendre. Voici un exemple :

```
SELECT *
    FROM dblink('dbname=mydb options=-csearch_path=',
                'select proname, prosrc from pg_proc')
```

```
      AS t1(proname name, prosrc text)
    WHERE proname LIKE 'bytea%';
```

La partie « alias » de la clause `FROM` doit spécifier les noms et types des colonnes retournés par la fonction. (La précision des noms des colonnes dans un alias est une syntaxe du standard SQL mais la précision des types des colonnes est une extension PostgreSQL.) Cela permet au système de savoir comment étendre `*`, et à quoi correspond `proname` dans la clause `WHERE` avant de tenter l'exécution de la fonction. À l'exécution, une erreur est renvoyée si le nombre de colonnes du résultat effectif de la requête sur la base de données distante diffère de celui indiqué dans la clause `FROM`. Les noms de colonnes n'ont pas besoin de correspondre et `dblink` n'impose pas une correspondance exacte des types. L'opération réussit si les chaînes de données renvoyées sont valides pour le type déclaré dans la clause `FROM`.

Notes

Il est souvent plus pratique de créer une vue pour utiliser `dblink` avec des requêtes prédéterminées. Cela permet de laisser la vue gérer le type de la colonne plutôt que d'avoir à le saisir pour chaque requête. Par exemple :

```
CREATE VIEW myremote_pg_proc AS
  SELECT *
    FROM dblink('dbname=postgres options=-csearch_path=',
                'select proname, prosrc from pg_proc')
    AS t1(proname name, prosrc text);

SELECT * FROM myremote_pg_proc WHERE proname LIKE 'bytea%';
```

Exemple

```
SELECT * FROM dblink('dbname=postgres options=-csearch_path=',
                     'select proname, prosrc from pg_proc')
  AS t1(proname name, prosrc text) WHERE proname LIKE 'bytea%';
  proname   |   prosrc
------------+------------
 byteacat   | byteacat
 byteaeq    | byteaeq
 bytealt    | bytealt
 byteale    | byteale
 byteagt    | byteagt
 byteage    | byteage
 byteane    | byteane
 byteacmp   | byteacmp
 bytealike  | bytealike
 byteanlike | byteanlike
 byteain    | byteain
 byteaout   | byteaout
(12 rows)

SELECT dblink_connect('dbname=postgres');
 dblink_connect
----------------
 OK
(1 row)
```

```
SELECT * FROM dblink('select proname, prosrc from pg_proc')
  AS t1(proname name, prosrc text) WHERE proname LIKE 'bytea%';
  proname   |   prosrc
------------+------------
 byteacat   | byteacat
 byteaeq    | byteaeq
 bytealt    | bytealt
 byteale    | byteale
 byteagt    | byteagt
 byteage    | byteage
 byteane    | byteane
 byteacmp   | byteacmp
 bytealike  | bytealike
 byteanlike | byteanlike
 byteain    | byteain
 byteaout   | byteaout
(12 rows)

SELECT dblink_connect('myconn', 'dbname=regression options=-
csearch_path=');
 dblink_connect
----------------
 OK
(1 row)

SELECT * FROM dblink('myconn', 'select proname, prosrc from
 pg_proc')
  AS t1(proname name, prosrc text) WHERE proname LIKE 'bytea%';
  proname   |   prosrc
------------+------------
 bytearecv  | bytearecv
 byteasend  | byteasend
 byteale    | byteale
 byteagt    | byteagt
 byteage    | byteage
 byteane    | byteane
 byteacmp   | byteacmp
 bytealike  | bytealike
 byteanlike | byteanlike
 byteacat   | byteacat
 byteaeq    | byteaeq
 bytealt    | bytealt
 byteain    | byteain
 byteaout   | byteaout
(14 rows)
```

dblink_exec

dblink_exec — exécute une commande sur une base de données distante

Synopsis

```
   dblink_exec(text connname, text sql [, bool fail_on_error])
returns text
   dblink_exec(text connstr, text sql [, bool fail_on_error])
returns text
   dblink_exec(text sql [, bool fail_on_error]) returns text
```

Description

`dblink_exec` exécute une commande (c'est-à-dire toute instruction SQL qui ne renvoie pas de lignes) dans une base de données distante.

Quand deux arguments de type `text` sont fournis, le premier est d'abord considéré comme nom d'une connexion persistante ; si cette connexion est trouvée, la commande est exécutée sur cette connexion. Dans le cas contraire, le premier argument est traitée comme une chaîne de connexion pour `dblink_connect`, et la connexion indiquée n'est maintenue que pour la durée d'exécution de cette commande.

Arguments

connname

Le nom de la connexion à utiliser ; ce paramètre doit être omis pour utiliser une connexion sans nom.

connstr

Une chaîne de connexion similaire à celle décrite précédemment pour `dblink_connect`.

sql

La commande SQL à exécuter sur la base de données distante ; par exemple `INSERT INTO foo VALUES(0, 'a', '{"a0","b0","c0"}')`.

fail_on_error

Si true (valeur par défaut en cas d'omission), une erreur distante est reportée localement comme une erreur locale. Dans le cas contraire, un message d'erreur distant est traité localement comme un message de type NOTICE, et la valeur de retour de la fonction est positionné à `ERROR`.

Valeur de retour

Renvoie le statut de la commande ou `ERROR` en cas d'échec.

Exemple

```
SELECT dblink_connect('dbname=dblink_test_standby');
 dblink_connect
----------------
```

```
 OK
(1 row)

SELECT dblink_exec('insert into foo values(21, ''z'',
 ''{"a0","b0","c0"}'');');
   dblink_exec
-----------------
 INSERT 943366 1
(1 row)

SELECT dblink_connect('myconn', 'dbname=regression');
 dblink_connect
----------------
 OK
(1 row)

SELECT dblink_exec('myconn', 'insert into foo values(21, ''z'',
 ''{"a0","b0","c0"}'');');
   dblink_exec
------------------
 INSERT 6432584 1
(1 row)

SELECT dblink_exec('myconn', 'insert into pg_class values
 (''foo'')',false);
NOTICE:  sql error
DETAIL:  ERROR:  null value in column "relnamespace" violates not-
null constraint

 dblink_exec
-------------
 ERROR
(1 row)
```

dblink_open

dblink_open — ouvre un curseur sur une base de données distante

Synopsis

```
   dblink_open(text cursorname, text sql [, bool fail_on_error])
returns text
   dblink_open(text connname, text cursorname, text sql [, bool
fail_on_error]) returns text
```

Description

`dblink_open()` ouvre un curseur sur une base de données distante. Le curseur peut ensuite être manipulé avec `dblink_fetch()` et `dblink_close()`.

Arguments

connname

Le nom de la connexion à utiliser ; ce paramètre doit être omis pour utiliser une connexion sans nom.

cursorname

Nom à affecter au curseur.

sql

L'instruction `SELECT` à exécuter sur l'hôte distant, par exemple `SELECT * FROM pg_class`.

fail_on_error

Si true (valeur par défaut en cas d'omission), une erreur distante est reportée localement comme une erreur locale. Dans le cas contraire, un message d'erreur distant est traité localement comme un message de type NOTICE, et la valeur de retour de la fonction est positionné à `ERROR`.

Valeur de retour

Renvoie le statut, soit `OK` soit `ERROR`.

Notes

Puisqu'un curseur ne peut persister qu'au sein d'une transaction, `dblink_open` lance un bloc de transaction explicite (`BEGIN`) côté distant, si le côté distant n'est pas déjà à l'intérieur d'une transaction. Cette transaction est refermée à l'exécution de l'instruction `dblink_close`. Si `dblink_exec` est utilisée pour modifier les données entre `dblink_open` et `dblink_close`, et qu'une erreur survient ou que `dblink_disconnect` est utilisé avant `dblink_close`, les modifications *sont perdues* car la transaction est annulée.

Exemple

```
SELECT dblink_connect('dbname=postgres options=-csearch_path=');
```

```
 dblink_connect
----------------
 OK
(1 row)

SELECT dblink_open('foo', 'select proname, prosrc from pg_proc');
 dblink_open
-------------
 OK
(1 row)
```

dblink_fetch

dblink_fetch — renvoie des lignes à partir d'un curseur ouvert sur une base de données distante

Synopsis

```
   dblink_fetch(text cursorname, int howmany [, bool
fail_on_error]) returns setof record
   dblink_fetch(text connname, text cursorname, int howmany [,
bool fail_on_error]) returns setof record
```

Description

`dblink_fetch` récupère des lignes à partir d'un curseur déjà ouvert par `dblink_open`.

Arguments

connname

Nom de la connexion à utiliser ; ce paramètre doit être omis pour utiliser une connexion sans nom.

cursorname

Le nom du curseur à partir duquel récupérer les lignes.

howmany

Nombre maximum de lignes à récupérer. Les *howmany* lignes suivantes sont récupérées, en commençant à la position actuelle du curseur, vers l'avant. Une fois le curseur arrivé à la fin, aucune ligne supplémentaire n'est renvoyée.

fail_on_error

Si true (valeur par défaut en cas d'omission), une erreur distante est reportée localement comme une erreur locale. Dans le cas contraire, un message d'erreur distant est traité localement comme un message de type NOTICE, et la fonction ne retourne aucune ligne.

Valeur de retour

La fonction renvoie les lignes récupérées à partir du curseur. Pour utiliser cette fonction, l'ensemble des colonnes attendues doit être spécifié, comme décrit précédemment pour `dblink`.

Notes

Si le nombre de colonnes de retour spécifiées dans la clause `FROM`, et le nombre réel de colonnes renvoyées par le curseur distant diffèrent, une erreur est remontée. Dans ce cas, le curseur distant est tout de même avancé du nombre de lignes indiqué, comme si l'erreur n'avait pas eu lieu. Il en est de même pour toute autre erreur survenant dans la requête locale après l'exécution du `FETCH` distant.

Exemple

```
SELECT dblink_connect('dbname=postgres options=-csearch_path=');
 dblink_connect
```

```
----------------
 OK
(1 row)

SELECT dblink_open('foo', 'select proname, prosrc from pg_proc
 where proname like ''bytea%''');
 dblink_open
-------------
 OK
(1 row)

SELECT * FROM dblink_fetch('foo', 5) AS (funcname name, source
 text);
 funcname |  source
----------+----------
 byteacat | byteacat
 byteacmp | byteacmp
 byteaeq  | byteaeq
 byteage  | byteage
 byteagt  | byteagt
(5 rows)

SELECT * FROM dblink_fetch('foo', 5) AS (funcname name, source
 text);
 funcname  |  source
-----------+-----------
 byteain   | byteain
 byteale   | byteale
 bytealike | bytealike
 bytealt   | bytealt
 byteane   | byteane
(5 rows)

SELECT * FROM dblink_fetch('foo', 5) AS (funcname name, source
 text);
  funcname  |   source
------------+------------
 byteanlike | byteanlike
 byteaout   | byteaout
(2 rows)

SELECT * FROM dblink_fetch('foo', 5) AS (funcname name, source
 text);
 funcname | source
----------+--------
(0 rows)
```

dblink_close

dblink_close — ferme un curseur sur une base de données distante

Synopsis

```
   dblink_close(text cursorname [, bool fail_on_error]) returns
 text
   dblink_close(text connname, text cursorname [, bool
 fail_on_error]) returns text
```

Description

`dblink_close` ferme un curseur précédemment ouvert avec `dblink_open`.

Arguments

`connname`

Le nom de la connexion à utiliser ; ce paramètre doit être omis pour utiliser une connexion sans nom.

`cursorname`

Nom du curseur à fermer.

`fail_on_error`

Si true (valeur par défaut en cas d'omission), une erreur distante est reportée localement comme une erreur. Dans le cas contraire, un message d'erreur distant est traité localement comme un message de type NOTICE, et la valeur de retour est positionnée à `ERROR`.

Valeur de retour

Renvoie le statut, soit `OK` soit `ERROR`.

Notes

Si `dblink_open` a ouvert un bloc de transaction explicite, et que c'est le dernier curseur ouvert restant dans cette connexion, `dblink_close` exécute le `COMMIT` correspondant.

Exemple

```
SELECT dblink_connect('dbname=postgres options=-csearch_path=');
 dblink_connect
----------------
 OK
(1 row)

SELECT dblink_open('foo', 'select proname, prosrc from pg_proc');
 dblink_open
-------------
 OK
```

```
(1 row)

SELECT dblink_close('foo');
 dblink_close
--------------
 OK
(1 row)
```

dblink_get_connections

dblink_get_connections — renvoie les noms de toutes les connexions nommées ouvertes

Synopsis

```
dblink_get_connections() returns text[]
```

Description

`dblink_get_connections` renvoie un tableau contenant le nom de toutes les connexions nommées ouvertes de `dblink`.

Valeur de retour

Renvoie un tableau texte des noms des connexions, ou NULL s'il n'y en a pas.

Exemple

```
SELECT dblink_get_connections();
```

dblink_error_message

dblink_error_message — récupère le dernier message d'erreur sur la connexion nommée

Synopsis

```
dblink_error_message(text connname) returns text
```

Description

`dblink_error_message` récupère le dernier message d'erreur sur une connexion donnée.

Arguments

connname

Nom de la connexion à utiliser.

Return Value

Renvoie le dernier message, ou `OK` s'il n'y a pas eu d'erreur sur cette connexion.

Notes

Quand des requêtes asynchrones sont initiées par `dblink_send_query`, le message d'erreur associé avec la connexion pourrait ne pas être mis à jour tant que le message de réponse du serveur n'est pas consommé. Ceci signifie typiquement que `dblink_is_busy` ou `dblink_get_result` doivent être appelés avant `dblink_error_message`, pour que toute erreur générée par la requête asynchrone soit visible.

Exemple

```
SELECT dblink_error_message('dtest1');
```

dblink_send_query

dblink_send_query — envoie une requête asynchrone à une base de données distante

Synopsis

```
dblink_send_query(text connname, text sql) returns int
```

Description

`dblink_send_query` envoie une requête à exécuter de façon asynchrone, c'est-à-dire sans attendre immédiatement le résultat. Il ne doit pas déjà exister de requête asynchrone en exécution sur la connexion.

Après l'envoi réussi d'une requête asynchrone, le statut de fin d'exécution de la requête se vérifie avec `dblink_is_busy`, et les résultats sont finalement récupérés avec `dblink_get_result`. Il est aussi possible de tenter l'annulation d'une requête asynchrone active en utilisant `dblink_cancel_query`.

Arguments

`connname`

Le nom de la connexion à utiliser.

`sql`

L'instruction SQL à exécuter dans la base de données distante, par exemple `select * from pg_class`.

Valeur de retour

Renvoie 1 si la requête a été envoyée avec succès, 0 sinon.

Exemple

```
SELECT dblink_send_query('dtest1', 'SELECT * FROM foo WHERE f1
< 3');
```

dblink_is_busy

dblink_is_busy — vérifie si la connexion est occupée par le traitement d'une requête asynchrone

Synopsis

```
dblink_is_busy(text connname) returns int
```

Description

`dblink_is_busy` teste si une requête asynchrone est en cours d'exécution.

Arguments

connname

Le nom de la connexion à vérifier.

Valeur de retour

Renvoie 1 si la connexion est occupée, 0 dans le cas contraire. Si cette fonction renvoie 0, il est garanti que l'appel à `dblink_get_result` ne bloque pas.

Exemple

```
SELECT dblink_is_busy('dtest1');
```

dblink_get_notify

dblink_get_notify — récupère les notifications asynchrones sur une connection

Synopsis

```
   dblink_get_notify() returns setof (notify_name text, be_pid
int, extra text)
   dblink_get_notify(text connname) returns setof (notify_name
text, be_pid int, extra text)
```

Description

`dblink_get_notify` récupère les notifications soit sur une connexion anonyme (sans nom), soit sur une connexion nommée si le nom est précisé. Pour recevoir des notifications via dblink, `LISTEN` doit d'abord être lancé en utilisant `dblink_exec`. Pour les détails, voir LISTEN et NOTIFY.

Arguments

connname

Le nom d'une connexion nommée qui veut récupérer les notifications.

Valeur de retour

Renvoit `setof (notify_name text, be_pid int, extra text)` ou un ensemble vide.

Exemple

```
SELECT dblink_exec('LISTEN virtual');
 dblink_exec
-------------
 LISTEN
(1 row)

SELECT * FROM dblink_get_notify();
 notify_name | be_pid | extra
-------------+--------+-------
(0 rows)

NOTIFY virtual;
NOTIFY

SELECT * FROM dblink_get_notify();
 notify_name | be_pid | extra
-------------+--------+-------
 virtual     |   1229 |
(1 row)
```

dblink_get_result

dblink_get_result — récupère le résultat d'une requête asynchrone

Synopsis

```
    dblink_get_result(text connname [, bool fail_on_error]) returns
 setof record
```

Description

`dblink_get_result` récupère le résultat d'une requête asynchrone précédemment envoyée avec `dblink_send_query`. Si la requête n'est pas terminée, `dblink_get_result` en attend la fin.

Arguments

`connname`

Le nom de la connexion à utiliser.

`fail_on_error`

Si true (valeur par défaut en cas d'omission), une erreur distante est reportée localement comme une erreur locale. Dans le cas contraire, un message d'erreur distant est traité localement comme un message de type NOTICE, et la fonction ne retourne aucune ligne.

Valeur de retour

Pour une requête asynchrone (c'est-à-dire une instruction SQL renvoyant des lignes), la fonction renvoie les lignes produites par la requête. Pour utiliser cette fonction, il faut spécifier l'ensemble des colonnes attendues, comme indiqué pour `dblink`.

Pour une commande asynchrone (c'est-à-dire une instruction SQL ne renvoyant aucune ligne), la fonction renvoie une seule ligne avec une colonne texte contenant la chaîne de statut de la commande. Il est impératif d'indiquer dans la clause `FROM` appelante que le résultat est constitué d'une unique colonne texte .

Notes

Cette fonction *doit* être appelée si `dblink_send_query` a renvoyé 1. Elle doit l'être une fois pour chaque requête envoyée, et une fois de plus pour obtenir un ensemble vide, avant de pouvoir utiliser à nouveau la connexion.

Lorsqu'on utilise `dblink_send_query` et `dblink_get_result`, dblink récupère l'intégralité de la requête avant de les renvoyer au système local. Si la requête renvoit un grand nombre de lignes, cela peut conduire à une surcharge temporaire de la mémoire dans la session locale. Il peut être préférable d'ouvrir un curseur avec `dblink_open` puis de récupérer un nombre gérable de lignes. Sinon, vous pouvez utiliser un simple `dblink()`, qui évite la surcharge de la mémoire en mettant en attente de gros ensembles de résultats sur disque.

Exemple

```
contrib_regression=# SELECT dblink_connect('dtest1',
 'dbname=contrib_regression');
 dblink_connect
----------------
```

```
 OK
(1 row)

contrib_regression=# SELECT * FROM
contrib_regression-# dblink_send_query('dtest1', 'select * from foo
 where f1 < 3') AS t1;
 t1
----
  1
(1 row)

contrib_regression=# SELECT * FROM dblink_get_result('dtest1') AS
 t1(f1 int, f2 text, f3 text[]);
 f1 | f2 |     f3
----+----+------------
  0 | a  | {a0,b0,c0}
  1 | b  | {a1,b1,c1}
  2 | c  | {a2,b2,c2}
(3 rows)

contrib_regression=# SELECT * FROM dblink_get_result('dtest1') AS
 t1(f1 int, f2 text, f3 text[]);
 f1 | f2 | f3
----+----+----
(0 rows)

contrib_regression=# SELECT * FROM
contrib_regression-# dblink_send_query('dtest1', 'select * from foo
 where f1 < 3; select * from foo where f1 > 6') AS t1;
 t1
----
  1
(1 row)

contrib_regression=# SELECT * FROM dblink_get_result('dtest1') AS
 t1(f1 int, f2 text, f3 text[]);
 f1 | f2 |     f3
----+----+------------
  0 | a  | {a0,b0,c0}
  1 | b  | {a1,b1,c1}
  2 | c  | {a2,b2,c2}
(3 rows)

contrib_regression=# SELECT * FROM dblink_get_result('dtest1') AS
 t1(f1 int, f2 text, f3 text[]);
 f1 | f2 |      f3
----+----+---------------
  7 | h  | {a7,b7,c7}
  8 | i  | {a8,b8,c8}
  9 | j  | {a9,b9,c9}
 10 | k  | {a10,b10,c10}
(4 rows)

contrib_regression=# SELECT * FROM dblink_get_result('dtest1') AS
 t1(f1 int, f2 text, f3 text[]);
 f1 | f2 | f3
----+----+----
(0 rows)
```

dblink_cancel_query

dblink_cancel_query — annule toute requête en cours d'exécution sur la connexion nommée

Synopsis

```
dblink_cancel_query(text connname) returns text
```

Description

`dblink_cancel_query` tente d'annuler toute requête en cours d'exécution sur la connexion nommée. La réussite de la fonction n'est pas assurée (la requête distante pourrait, par exemple, être déjà terminée). Une demande d'annulation augmente simplement la probabilité que la requête échoue rapidement. Le protocoel de requête normal doit toujours être terminé, par exemple en appelant `dblink_get_result`.

Arguments

connname

Le nom de la connexion à utiliser.

Valeur de retour

Renvoie `OK` si la demande d'annulation a été envoyée, ou le texte d'un message d'erreur en cas d'échec.

Exemple

```
SELECT dblink_cancel_query('dtest1');
```

dblink_get_pkey

dblink_get_pkey — renvoie la position et le nom des champs de clé primaire d'une relation

Synopsis

```
dblink_get_pkey(text relname) returns setof dblink_pkey_results
```

Description

`dblink_get_pkey` fournit des informations sur la clé primaire d'une relation de la base de données locale. Il est parfois utile de produire des requêtes à transmettre à des bases distantes.

Arguments

`relname`

Le nom d'une relation locale, par exemple `foo` ou `monschema.matable`. Ajouter des guillemets doubles si le nom a une casse mixte, ou contient des caractères spéciaux, par exemple `"FooBar"` ; sans guillemets, la chaîne est forcée en minuscule.

Valeur de retour

Renvoie une ligne pour chaque champ de clé primaire, ou aucune ligne si la relation n'a pas de clé primaire. Le type de ligne résultante est défini ainsi :

```
CREATE TYPE dblink_pkey_results AS (position int, colname text);
```

La colonne `position` comme à 1 et va jusqu'à *`N`* ; elle correspond au numéro du champ dans la clé primaire, pas au numéro de colonne dans la liste des colonnes de la table.

Exemple

```
CREATE TABLE foobar (
    f1 int,
    f2 int,
    f3 int,
    PRIMARY KEY (f1, f2, f3)
);
CREATE TABLE

SELECT * FROM dblink_get_pkey('foobar');
 position | colname
----------+---------
        1 | f1
        2 | f2
        3 | f3
(3 rows)
```

dblink_build_sql_insert

dblink_build_sql_insert — construit une instruction d'insertion en utilisant un tuple local, remplaçant les valeurs des champs de la clé primaire avec les valeurs fournies

Synopsis

```
    dblink_build_sql_insert(text relname,
                            int2vector primary_key_attnums,
                            integer num_primary_key_atts,
                            text[] src_pk_att_vals_array,
                            text[] tgt_pk_att_vals_array) returns
 text
```

Description

`dblink_build_sql_insert` peut être utile pour réaliser une réplication sélective d'une table locale vers une base distante. Elle sélectionne une ligne de la table locale sur la base de la clé primaire et construit une commande SQL `INSERT` qui duplique cette ligne, mais avec pour valeurs de clé primaire celles du dernier argument. (Pour réaliser une copie exacte de la ligne, il suffit d'indiquer les mêmes valeurs pour les deux derniers arguments.)

Arguments

`relname`

Le nom d'une relation locale, par exemple `foo` ou `monschema.matable`. Ajouter des guillemets doubles si le nom est en casse mixte ou contient des caractères spéciaux, par exemple `"FooBar"` ; sans guillemets, la chaîne est forcée en minuscule.

`primary_key_attnums`

Les numéros des attributs (commençant à 1) des champs de la clé primaire, par exemple `1 2`.

`num_primary_key_atts`

Le nombre de champs de la clé primaire.

`src_pk_att_vals_array`

Les valeurs des champs de la clé primaire à utiliser pour identifier le tuple local. Chaque champ est représenté dans sa forme textuelle. Une erreur est renvoyée s'il n'y a pas de lignes locales avec ces valeurs de clé primaire.

`tgt_pk_att_vals_array`

Les valeurs des champs de la clé primaire à placer dans la commande `INSERT` résultante. Chaque champ est représenté dans sa forme textuelle.

Valeur de retour

Renvoie l'instruction SQL demandée en tant que texte.

Notes

À partir de PostgreSQL 9.0, les numéros des attributs dans *`primary_key_attnums`* sont interprétés comme des numéros logiques de colonnes correspondant à la position de la colonne dans

`SELECT * FROM relation`. Les versions précédentes interprétaient les numéros comme des positions physiques de colonnes. Une différence existe si une des colonnes à gauche de la colonne indiquée a été supprimé de la table.

Exemple

```
SELECT dblink_build_sql_insert('foo', '1 2', 2, '{"1", "a"}',
 '{"1", "b''a"}');
            dblink_build_sql_insert
--------------------------------------------------
 INSERT INTO foo(f1,f2,f3) VALUES('1','b''a','1')
(1 row)
```

dblink_build_sql_delete

dblink_build_sql_delete — construit une instruction de suppression en utilisant les valeurs fournies pour les champs de la clé primaire

Synopsis

```
    dblink_build_sql_delete(text relname,
                            int2vector primary_key_attnums,
                            integer num_primary_key_atts,
                            text[] tgt_pk_att_vals_array) returns
 text
```

Description

`dblink_build_sql_delete` peut être utile pour réaliser une réplication sélective d'une table locale vers une base distante. Elle construit une commande SQL `DELETE` qui supprime la ligne avec les valeurs indiquées de clé primaire.

Arguments

`relname`

Le nom d'une relation locale, par exemple `foo` ou `monschema.matable`. Ajouter des guillemets doubles si le nom est en casse mixte ou contient des caractères spéciaux, par exemple `"FooBar"` ; sans guillemets, la chaîne est forcée en minuscule.

`primary_key_attnums`

Les numéros des attributs (commençant à 1) des champs de la clé primaire, par exemple `1 2`.

`num_primary_key_atts`

Le nombre de champs de la clé primaire.

`tgt_pk_att_vals_array`

Les valeurs de champs de la clé primaire, à utiliser dans la commande `DELETE` résultante. Chaque champ est représenté dans sa forme textuelle.

Valeur de retour

Renvoie l'instruction SQL demandée en tant que texte.

Notes

À partir de PostgreSQL 9.0, les numéros des attributs dans *`primary_key_attnums`* sont interprétés comme des numéros logiques de colonnes correspondant à la position de la colonne dans `SELECT * FROM relation`. Les versions précédentes interprétaient les numéros comme des positions physiques de colonnes. Une différence existe si une des colonnes à gauche de la colonne indiquée a été supprimé de la table.

Exemple

```
SELECT dblink_build_sql_delete('"MyFoo"', '1 2', 2, '{"1", "b"}');
           dblink_build_sql_delete
---------------------------------------------
 DELETE FROM "MyFoo" WHERE f1='1' AND f2='b'
(1 row)
```

dblink_build_sql_update

dblink_build_sql_update — construit une instruction de mise à jour à partir d'un tuple local, en remplaçant les valeurs des champs de la clé primaire par celles fournies

Synopsis

```
    dblink_build_sql_update(text relname,
                            int2vector primary_key_attnums,
                            integer num_primary_key_atts,
                            text[] src_pk_att_vals_array,
                            text[] tgt_pk_att_vals_array) returns
 text
```

Description

`dblink_build_sql_update` peut être utile pour réaliser une réplication sélective d'une table locale vers une base de donnée distante. Elle sélectionne une ligne à partir de la table locale en se basant sur la clé primaire, puis construit une commande SQL `UPDATE` qui duplique cette ligne, mais avec pour valeurs de clé primaire celles du dernier argument. (Pour faire une copie exacte de la ligne, on indique les mêmes valeurs pour les deux derniers arguments.) La commande `UPDATE` affecte toujours tous les champs de la ligne -- la différence principale entre cette instruction et `dblink_build_sql_insert` est l'hypothèse de l'existence de la ligne cible dans la table distante.

Arguments

`relname`

Le nom d'une relation locale, par exemple `foo` ou `monschema.matable`. Ajouter des guillemets doubles si le nom est en casse mixte ou contient des caractères spéciaux, par exemple `"FooBar"` ; sans guillemets, la chaîne est forcée en minuscule.

`primary_key_attnums`

Les numéros des attributs (commençant à 1) des champs de la clé primaire, par exemple `1 2`.

`num_primary_key_atts`

Le nombre de champs de la clé primaire.

`src_pk_att_vals_array`

Les valeurs des champs de la clé primaire à utiliser pour identifier le tuple local. Chaque champ est représenté dans sa forme textuelle. Une erreur est renvoyée s'il n'y a pas de lignes locales avec ces valeurs de clé primaire.

`tgt_pk_att_vals_array`

Les valeurs des champs de la clé primaire à placer dans la commande `UPDATE` résultante. Chaque champ est représenté dans sa forme textuelle.

Valeur de retour

Renvoie l'instruction SQL demandée en tant que texte.

Notes

À partir de PostgreSQL 9.0, les numéros des attributs dans *primary_key_attnums* sont interprétés comme des numéros logiques de colonnes correspondant à la position de la colonne dans SELECT * FROM relation. Les versions précédentes interprétaient les numéros comme des positions physiques de colonnes. Une différence existe si une des colonnes à gauche de la colonne indiquée a été supprimé de la table.

Exemple

```
SELECT dblink_build_sql_update('foo', '1 2', 2, '{"1", "a"}',
 '{"1", "b"}');
                  dblink_build_sql_update
------------------------------------------------------------
 UPDATE foo SET f1='1',f2='b',f3='1' WHERE f1='1' AND f2='b'
(1 row)
```

F.11. dict_int

dict_int est un exemple de modèle de dictionnaire pour la recherche plein texte. La création de ce dictionnaire à été motivée par la volonté de pouvoir contrôler l'indexage d'entiers (signés et non signés), pour permettre à de tels nombres d'être indexés sans grossissement excessif du nombre de mots uniques, ce qui affecte grandement la performance de la recherche.

F.11.1. Configuration

Le dictionnaire accepte deux options :

- le paramètre maxlen indique le nombre maximum de chiffres autorisés dans un mot de type entier. La valeur par défaut est 6 ;
- Le paramètre rejectlong précise si un entier trop long doit être tronqué ou ignoré. Si rejectlong vaut false (valeur par défaut), le dictionnaire renvoie les maxlen premiers chiffres de l'entier. Si rejectlong vaut true, le dictionnaire traite l'entier comme un terme courant, l'entier n'est donc pas indexé. Cela signifie aussi qu'un tel nombre ne peut pas être recherché.

F.11.2. Utilisation

Installer l'extension dict_int crée un modèle de recherche plein texte intdict_template et un dictionnaire intdict basé sur ce dernier avec les paramètres par défaut. Les paramètres peuvent être modifiés, par exemple :

```
mabase# ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY intdict (MAXLEN = 4,
 REJECTLONG = true);
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY
```

ou créez de nouveaux dictionnaires à partir du modèle.

Pour tester le dictionnaire :

```
mydb# select ts_lexize('intdict', '12345678');
 ts_lexize
-----------
```

```
 {123456}
```

mais une utilisation réelle nécessite de l'inclure dans une configuration de recherche plein texte comme celle décrite dans Chapitre 12. Cela peut ressembler à ceci :

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION english
    ALTER MAPPING FOR int, uint WITH intdict;
```

F.12. dict_xsyn

Le module `dict_xsyn` (*Extended Synonym Dictionary*, dictionnaire étendu de synonymes) est un exemple de modèle de dictionnaire pour la recherche plein texte. Ce type de dictionnaire remplace des mots avec un ensemble de synonymes, ce qui rend possible la recherche d'un mot en utilisant un de ses synonymes.

F.12.1. Configuration

Un dictionnaire `dict_xsyn` accepte les options suivantes :

- `matchorig` contrôle si le mot original est accepté par le dictionnaire. Par défaut à `true`.
- `matchsynonyms` contrôle si les synonymes sont acceptés par le dictionnaire. Par défaut à `false`.
- `keeporig` contrôle si le mot original est inclus dans la sortie du dictionnaire. Par défaut à `true`.
- `keepsynonyms` contrôle si les synonymes sont inclus dans la sortie du dictionnaire. Par défaut à `true`.
- `rules` est le nom du fichier contenant la liste des synonymes. Ce fichier doit être stocké dans `$SHAREDIR/tsearch_data/` (où `$SHAREDIR` est le répertoire des données partagées de la distribution PostgreSQL). Son nom doit se terminer par `.rules` (cette extension n'est pas à inclure dans le paramètre `rules`).

Le fichier rules a le format suivant :

- chaque ligne représente un groupe de synonymes pour un mot simple, donné en premier sur la ligne. Les synonymes sont séparés par une espace :

  ```
  mot syn1 syn2 syn3
  ```

- le signe dièse (#) est un délimiteur de commentaires. Il peut apparaître n'importe où dans la ligne. Le reste de la ligne sera ignoré.

Un exemple est donné dans `xsyn_sample.rules` qui est installé dans `$SHAREDIR/tsearch_data/`.

F.12.2. Utilisation

Installer l'extension `dict_xsyn` crée un modèle `xsyn_template` de recherche plein texte et un dictionnaire `xsyn` basé sur le modèle, avec des paramètres par défaut. Il est possible de modifier les paramètres, par exemple :

```
ma_base# ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY xsyn (RULES='my_rules',
 KEEPORIG=false);
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY
```

ou de créer de nouveaux dictionnaires basés sur le modèle.

Pour tester le dictionnaire :

```
ma_base=# SELECT ts_lexize('xsyn', 'word');
      ts_lexize
-----------------------
 {syn1,syn2,syn3}

ma_base# ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY xsyn (RULES='my_rules',
 KEEPORIG=true);
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY

ma_base=# SELECT ts_lexize('xsyn', 'word');
      ts_lexize
-----------------------
 {word,syn1,syn2,syn3}

ma_base# ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY xsyn (RULES='my_rules',
 KEEPORIG=false, MATCHSYNONYMS=true);
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY

ma_base=# SELECT ts_lexize('xsyn', 'syn1');
      ts_lexize
-----------------------
 {syn1,syn2,syn3}

ma_base# ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY xsyn (RULES='my_rules',
 KEEPORIG=true, MATCHORIG=false, KEEPSYNONYMS=false);
ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY

ma_base=# SELECT ts_lexize('xsyn', 'syn1');
      ts_lexize
-----------------------
 {word}
```

Une utilisation réelle implique son ajout dans une configuration de recherche plein texte comme décrit dans Chapitre 12. Cela pourrait ressembler à ceci :

```
ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION english
    ALTER MAPPING FOR word, asciiword WITH xsyn, english_stem;
```

F.13. earthdistance

Le module `earthdistance` fournit deux approches différentes pour calculer de grandes distances circulaires à la surface de la Terre. La première dépend du module `cube`. La seconde est basée sur le type de données interne `point` et utilise longitude et latitude pour les coordonnées.

Dans ce module, la Terre est supposée parfaitement sphérique (si cette hypothèse n'est pas acceptable, le projet PostGIS[1] doit être considéré.)

Le module `cube` doit être installé avant que `earthdistance` ne puisse l'être.

[1] https://postgis.net/

> **Attention**
>
> Il est fortement recommandé que `earthdistance` et `cube` soient installés dans le même schéma et que ce schéma n'ait pas de droit CREATE donné à un utilisateur auquel on ne ferait pas confiance. Sinon, il existe un risque au moment de l'installation pour que le schéma de `earthdistance` contienne des objets définis par un utilisateur hostile. De plus, lors de l'utilisation des fonctions de `earthdistance` après l'installation, le chemin de recherche entier devrait contenur seulement les schémas de confiance.

F.13.1. Distances sur Terre à partir de cubes

Les données sont stockées dans des cubes qui sont des points (les coins sont identiques), les trois coordonnées représentant la distance x, y et z au centre de la Terre. Un domaine `earth` sur `cube` est fourni. Il inclut des contraintes de vérification pour que la valeur respecte ces restrictions et reste raisonnablement proche de la surface réelle de la Terre.

Le rayon de la Terre, obtenu à partir de la fonction `earth()`, est donné en mètres. Il est toutefois possible de modifier le module pour changer l'unité, ou pour utiliser une autre valeur de rayon.

Ce paquet peut être appliqué aux bases de données d'astronomie. Les astronomes peuvent modifier `earth()` pour que le rayon renvoyé soit `180/pi()`, de sorte que les distances soient en degrés.

Les fonctions acceptent latitude et longitude en entrée et en sortie (en degrés), calculent la distance circulaire entre deux points et permettent de préciser facilement une boîte utilisable par les recherches par index.

Les fonctions fournies sont montrées dans Tableau F.5.

Tableau F.5. Fonctions earthdistance par cubes

Fonction	Retour	Description
`earth()`	`float8`	Renvoie le rayon estimé de la Terre.
`sec_to_gc(float8)`	`float8`	Convertit la distance en ligne droite (sécant) entre deux points à la surface de la Terre en distane circulaire.
`gc_to_sec(float8)`	`float8`	Convertit la distance circulaire entre deux points à la surface de la Terre en une distance en ligne droite (sécant).
`ll_to_earth(float8, float8)`	`earth`	Renvoie l'emplacement d'un point à la surface de la Terre étant données sa latitude (argument 1) et sa longitude (argument 2) en degrés.
`latitude(earth)`	`float8`	Renvoie la latitude en degrés d'un point à la surface de la Terre.
`longitude(earth)`	`float8`	Renvoie la longitude en degrés d'un point à la surface de la Terre.
`earth_distance(earth, earth)`	`float8`	Renvoie la distance circulaire entre deux points à la surface de la Terre.

Fonction	Retour	Description
`earth_box(earth, float8)`	`cube`	Renvoie une boîte autorisant une recherche par index avec l'opérateur @> du type cube pour les points situés au maximum à une distance circulaire donnée d'un emplacement. Certains points de cette boîte sont plus éloignés que la distance circulaire indiquée. Une deuxième vérification utilisant `earth_distance` doit, donc, être incluse dans la requête.

F.13.2. Distances sur Terre à partir de points

La seconde partie du module se fonde sur la représentation des emplacements sur Terre comme valeurs de type `point`, pour lesquelles le premier composant représente la longitude en degrés, et le second la latitude en degrés. Les points ont la forme (longitude, latitude) et non l'inverse, car intuitivement, la longitude se compare à l'axe X, la latitude à l'axe Y.

Un opérateur unique est fourni, il est indiqué dans Tableau F.6.

Tableau F.6. Opérateurs earthdistance par points

Opérateur	Retour	Description
`point <@> point`	`float8`	Donne la distance en miles entre deux points à la surface de la Terre.

Contrairement à la partie fondée sur `cube`, les unités ne sont pas modifiables : une modification de la fonction `earth()` n'affecte pas les résultats de l'opérateur.

La représentation longitude/latitude a pour inconvénient d'obliger à tenir compte des conditions particulières près des pôles et près des longitudes de +/- 180 degrés. La représentation par `cube` évite ces discontinuités.

F.14. file_fdw

Le module `file_fdw` fournit le wrapper de données distantes `file_fdw`, qui peut être utilisé pour accéder à des fichiers de données situées sur le système de fichiers du serveur, ou pour exécuter des programme sur le serveur et lire leur sortie. Les fichiers de données or program output doivent être dans un format qui puisse être lu par `COPY FROM`; voyez COPY pour les détails. L'accès à ce type de fichier se fait uniquement en lecture seule.

Une table distante créée en utilisant ce wrapper peut avoir les options suivantes:

`filename`

Spécifie le fichier devant être lu. Requis. Les chemins relatifs sont compris comme provenant du répertoire principal de données. `filename` ou `program` doit être spécifié, mais pas les deux en même temps.

`program`

Spécifie la commande à exécuter. La sortie standard de cette commande sera lue comme si `COPY FROM PROGRAM` était utilisé. Il est nécessaire d'indiquer soit `program` soit `filename` mais pas les deux.

`force_null`

C'est une option booléenne.Si elle vaut vrai, cela signifie que les valeurs de la colonne qui correspondent à la chaîne NULL sont retournées comme `NULL` même si la valeur est entourée de guillemets. Sans cette option, seules les valeurs non entourées de guillemets qui correspondent à la chaîne NULL seront retournées comme `NULL`. Cela a le même effet que de spécifier les colonne dans l'option `FORCE_NULL` de la commande `COPY`.

`format`

Spécifie le format des données, comme dans l'option `FORMAT` de la commande `COPY`.

`header`

Spécifie si les données ont une ligne d'entête, comme l'option `HEADER` de la commande `COPY`.

`delimiter`

Spécifie le caractère délimiteur des données, comme l'option `DELIMITER` de la commande `COPY`.

`quote`

Spécifie le caractère guillemet, comme l'option `QUOTE` de la commande `COPY`.

`escape`

Spécifie le caractère d'échappement des données, comme l'option `ESCAPE` de la commande `COPY`.

`null`

Spécifie la chaîne null des données, comme l'option `NULL` de la commande `COPY`.

`encoding`

Spécifie l'encodage des données, comme l'option `ENCODING` de la commande `COPY`.

Notez que, bien que `COPY` autorise la spécification d'options comme `HEADER` sans valeur correspondante, la syntaxe des options de la table externe requiert la présence d'une valeur dans tous les cas. Pour activer les options de `COPY` sans valeur, vous pouvez donner la valeur TRUE à la place, since all such options are Booleans.

Une colonne d'une table distante créée en utilisant ce wrapper peut avoir les options suivantes :

`force_not_null`

C'est une option booléenne. Si elle vaut true, cela signifie que les valeurs de la colonne ne doivent pas être comparées à celle de la chaîne NULL (autrement dit, l'option `null` au niveau de la table). Ceci a le même effet que de lister la colonne dans l'option `FORCE_NOT_NULL` de `COPY`.

Les options `OIDS` et `FORCE_QUOTE`, de `COPY` ne sont pas supportées par `file_fdw` pour le moment.

Ces options ne peuvent être spécifiées que pour une table distante ou ses colonnes, pas comme options du wrapper de données distantes `file_fdw`, pas plus cque comme des options d'un serveur ou d'un mapping d'utilisateur utilisant le wrapper.

Changer les options au niveau des tables nécessite l'attribut SUPERUSER ou avoir les droits du rôle `pg_read_server_files` (pour utiliser un fichier) ou du rôle `pg_execute_server_program` (pour utiliser un programme), pour des raisons de sécurité : seuls certains utilisateurs devraient pouvoir contrôler quel fichier est lu ou quel programme est exécuté. En principe, des utilisateurs standards devraient pouvoir modifier les autres options, mais ceci n'est pas supporté pour le moment.

Lorsque l'option `program` est spécifiée, gardez à l'esprit que la chaîne de texte est exécutée par le shell. Si vous devez passez des arguments à la commande qui viennent d'une source non approuvée, vous devez prendre soin de supprimer ou échapper des caractères qui pourraient avoir une signification spéciale pour le shell. Pour raisons de sécurité, il est préférable d'utiliser une chaîne de commande fixe comme argument, ou au moins d'éviter d'y fournir des données saisies par des utilisateurs.

Pour une table utilisant `file_fdw`, `EXPLAIN` montre le nom du fichier devant être lu ou le programme à exécuter. Pour un fichier, à moins que `COSTS OFF` soit spécifié, la taille du fichier (en octets) est affichée aussi.

Exemple F.1. Créer une table distante pour les journaux applicatifs PostgreSQL au format CSV

Une des utilisations évidentes de `file_fdw` est de rendre les journaux applicatifs de PostgreSQL disponibles sous la forme d'une table. Pour faire cela, vous devez tout d'abord journaliser les traces au format CSV. Nous appelerons le fichier de traces `pglog.csv`. Tout d'abord, installez l'extension `file_fdw` :

```
CREATE EXTENSION file_fdw;
```

Ensuite créez un serveur de données distantes :

```
CREATE SERVER pglog FOREIGN DATA WRAPPER file_fdw;
```

Maintenant, vous pouvez créer la table de données distantes. En utilisant la commande `CREATE FOREIGN TABLE`, vous devez définir les colonnes de la table, le nom du fichier CSV, et son format :

```
CREATE FOREIGN TABLE pglog (
  log_time timestamp(3) with time zone,
  user_name text,
  database_name text,
  process_id integer,
  connection_from text,
  session_id text,
  session_line_num bigint,
  command_tag text,
  session_start_time timestamp with time zone,
  virtual_transaction_id text,
  transaction_id bigint,
  error_severity text,
  sql_state_code text,
  message text,
  detail text,
  hint text,
  internal_query text,
  internal_query_pos integer,
  context text,
  query text,
  query_pos integer,
  location text,
  application_name text
) SERVER pglog
OPTIONS ( filename '/home/josh/data/log/pglog.csv', format 'csv' );
```

C'est tout -- maintenant, vous pouvez lire le fichier en exécutant une requête sur cette table. Bien sûr, en production, vous aurez besoin de définir un moyen pour tenir compte de la rotation du fichier de traces.

F.15. fuzzystrmatch

Le module `fuzzystrmatch` fournit diverses fonctions qui permettent de déterminer les similarités et la distance entre des chaînes.

> **Attention**
>
> À présent, les `soundex`, `metaphone`, `dmetaphone` et `dmetaphone_alt` ne fonctionnent pas correctement avec les encodages multi-octets (comme l'UTF-8).

F.15.1. Soundex

Le système Soundex est une méthode qui permet d'associer des noms (ou des mots) dont la prononciation est proche en les convertissant dans le même code. Elle a été utilisée à l'origine par le « United States Census » en 1880, 1900 et 1910. Soundex n'est pas très utile pour les noms qui ne sont pas anglais.

Le module `fuzzystrmatch` fournit deux fonctions pour travailler avec des codes Soundex :

```
soundex(text) returns text
difference(text, text) returns int
```

La fonction `soundex` convertit une chaîne en son code Soundex. La fonction `difference` convertit deux chaînes en leur codes Soundex, puis rapporte le nombre de positions de code correspondant. Comme les codes Soundex ont quatre caractères, le résultat va de zéro à quatre. Zéro correspond à aucune correspondance, quatre à une correspondance exacte. (Du coup, la fonction est mal nommée -- `similarity` aurait été un meilleur nom.)

Voici quelques exemples d'utilisation :

```
SELECT soundex('hello world!');

SELECT soundex('Anne'), soundex('Ann'), difference('Anne', 'Ann');
SELECT soundex('Anne'), soundex('Andrew'), difference('Anne',
 'Andrew');
SELECT soundex('Anne'), soundex('Margaret'), difference('Anne',
 'Margaret');

CREATE TABLE s (nm text);

INSERT INTO s VALUES ('john');
INSERT INTO s VALUES ('joan');
INSERT INTO s VALUES ('wobbly');
INSERT INTO s VALUES ('jack');

SELECT * FROM s WHERE soundex(nm) = soundex('john');

SELECT * FROM s WHERE difference(s.nm, 'john') > 2;
```

F.15.2. Levenshtein

Cette fonction calcule la distance de Levenshtein entre deux chaînes :

```
  levenshtein(text source, text target, int ins_cost, int
del_cost, int sub_cost) returns int
  levenshtein(text source, text target) returns int
  levenshtein_less_equal(text source, text target, int ins_cost,
int del_cost, int sub_cost, int max_d) returns int
  levenshtein_less_equal(text source, text target, int max_d)
returns int
```

La `source` et la cible (`target`) sont des chaînes quelconques non NULL de 255 caractères. Les paramètres de coût indiquent respectivement le coût d'une insertion, suppression ou substitution d'un paramètre. Vous pouvez omettre les paramètres de coût, comme dans la deuxième version de la version. Dans ce cas, elles ont 1 comme valeur par défaut.

`levenshtein_less_equal` est une version accélérée de la fonction Levenshtein à utiliser que lorsque de petites distances sont intéressantes. Si la distance réelle est inférieure ou égale à `max_d`, alors `levenshtein_less_equal` renvoie la bonne distance ; sinon elle renvoie une valeur supérieure à `max_d`. Si `max_d` est négatif, alors le comportement est identique à `levenshtein`.

Exemples :

```
test=# SELECT levenshtein('GUMBO', 'GAMBOL');
 levenshtein
-------------
           2
(1 row)

test=# SELECT levenshtein('GUMBO', 'GAMBOL', 2,1,1);
 levenshtein
-------------
           3
(1 row)

test=# SELECT levenshtein_less_equal('extensive', 'exhaustive',2);
 levenshtein_less_equal
------------------------
                      3
(1 row)

test=# SELECT levenshtein_less_equal('extensive', 'exhaustive',4);
 levenshtein_less_equal
------------------------
                      4
(1 row)
```

F.15.3. Metaphone

Metaphone, comme Soundex, construit un code représentatif de la chaîne en entrée. Deux chaînes sont considérées similaires si elles ont le même code.

Cette fonction calcule le code metaphone d'une chaîne en entrée :

```
metaphone(text source, int max_output_length) returns text
```

`source` doit être une chaîne non NULL de 255 caractères au maximum. `max_output_length` fixe la longueur maximale du code metaphone résultant ; s'il est plus long, la sortie est tronquée à cette taille.

Exemple

```
test=# SELECT metaphone('GUMBO', 4);
 metaphone
-----------
 KM
(1 row)
```

F.15.4. Double Metaphone

Le système « Double Metaphone » calcule deux chaînes « qui se ressemblent » pour une chaîne en entrée -- une « primaire » et une « alternative ». Dans la plupart des cas, elles sont identiques mais, tout spécialement pour les noms autres qu'anglais, elles peuvent être légèrement différentes, selon la prononciation. Ces fonctions calculent le code primaire et le code alternatif :

```
dmetaphone(text source) returns text
dmetaphone_alt(text source) returns text
```

Il n'y a pas de limite de longueur sur les chaînes en entrée.

Exemple :

```
test=# select dmetaphone('gumbo');
 dmetaphone
------------
 KMP
(1 row)
```

F.16. hstore

Ce module code le type de données `hstore` pour stocker des ensembles de paires clé/valeur à l'intérieur d'une simple valeur PostgreSQL. Cela peut s'avérer utile dans divers cas, comme les lignes à attributs multiples rarement examinées ou les données semi-structurées. Les clés et les valeurs sont de simples chaînes de texte.

F.16.1. Représentation externe de `hstore`

La représentation textuelle d'une valeur `hstore`, utilisée en entrée et en sortie, inclut zéro ou plusieurs paires *`clé`* => *`valeur`* séparées par des virgules. Par exemple :

```
k => v
foo => bar, baz => whatever
"1-a" => "anything at all"
```

L'ordre des paires n'est pas significatif (et pourrait ne pas être reproduit en sortie). Les espaces blancs entre les paires ou autour des signes `=>` sont ignorés. Les clés et valeurs entre guillemets peuvent inclure des espaces blancs, virgules, `=` ou `>`. Pour inclure un guillemet double ou un antislash dans une clé ou une valeur, échappez-le avec un antislash.

Chaque clé dans un `hstore` est unique. Si vous déclarez un `hstore` avec des clés dupliquées, seule une sera stockée dans `hstore` et il n'y a pas de garantie sur celle qui sera conservée :

```
SELECT 'a=>1,a=>2'::hstore;
  hstore
----------
 "a"=>"1"
```

Une valeur, mais pas une clé, peut être un `NULL` SQL. Par exemple :

```
    key => NULL
```

Le mot-clé `NULL` est insensible à la casse. La chaîne `NULL` entre des guillemets doubles fait que le chaîne est traitées comme tout autre chaîne.

> **Note**
>
> Gardez en tête que le format texte `hstore`, lorsqu'il est utilisé en entrée, s'applique *avant* tout guillemet ou échappement nécessaire. Si vous passez une valeur litérale de type `hstore` via un paramètre, aucun traitement supplémentaire n'est nécessaire. par contre, si vous la passez comme constante litérale entre guillemets, alors les guillemets simples et, suivant la configuration du paramètre `standard_conforming_strings`, les caractères antislash doivent être échappés correctement. Voir Section 4.1.2.1 pour plus d'informations sur la gestion des chaînes constantes.

En sortie, guillemets doubles autour des clés et valeurs, en permanence, même quand cela n'est pas strictement nécessaire.

F.16.2. Opérateurs et fonctions `hstore`

Les opérateurs fournis par le module `hstore` sont montrés dans Tableau F.7 et les fonctions sont disponibles dans Tableau F.8.

Tableau F.7. Opérateurs`hstore`

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
`hstore -> text`	obtenir la valeur de la clé (`NULL` si inexistante)	`'a=>x, b=>y'::hstore -> 'a'`	`x`
`hstore -> text[]`	obtenir les valeurs pour les clés (`NULL` si inexistant)	`'a=>x, b=>y, c=>z'::hstore -> ARRAY['c','a']`	`{"z","x"}`
`hstore || hstore`	concaténation de `hstore`	`'a=>b, c=>d'::hstore || 'c=>x, d=>q'::hstore`	`"a"=>"b", "c"=>"x", "d"=>"q"`

Opérateur	Description	Exemple	Résultat
`hstore ? text`	`hstore` contient-il une clé donnée ?	`'a=>1'::hstore ? 'a'`	`t`
`hstore ?& text[]`	`hstore` contient-il toutes les clés indiquées ?	`'a=>1,b=>2'::hstore ?& ARRAY['a','b']`	`t`
`hstore ?| text[]`	`hstore` contient-il une des clés spécifiées ?	`'a=>1,b=>2'::hstore ?| ARRAY['b','c']`	`t`
`hstore @> hstore`	l'opérande gauche contient-il l'opérande droit ?	`'a=>b, b=>1, c=>NULL'::hstore @> 'b=>1'`	`t`
`hstore <@ hstore`	l'opérande gauche est-il contenu dans l'opérande droit ?	`'a=>c'::hstore <@ 'a=>b, b=>1, c=>NULL'`	`f`
`hstore - text`	supprimer la clé à partir de l'opérande gauche	`'a=>1, b=>2, c=>3'::hstore - 'b'::text`	`"a"=>"1", "c"=>"3"`
`hstore - text[]`	supprimer les clés à partir de l'opérande gauche	`'a=>1, b=>2, c=>3'::hstore - ARRAY['a','b']`	`"c"=>"3"`
`hstore - hstore`	supprimer les paires correspondantes à partir de l'opérande gauche	`'a=>1, b=>2, c=>3'::hstore - 'a=>4, b=>2'::hstore`	`"a"=>"1", "c"=>"3"`
`record #= hstore`	remplacer les chanmps dans `record` avec des valeurs correspondantes à `hstore`	see Examples section	
`%% hstore`	convertir `hstore` en un tableau de clés et valeurs alternatives	`%% 'a=>foo, b=>bar'::hstore`	`{a,foo,b,bar}`
`%# hstore`	convertir `hstore` en un tableau clé/valeur à deux dimensions	`%# 'a=>foo, b=>bar'::hstore`	`{{a,foo}, {b,bar}}`

Avant PostgreSQL 8.2, les opérateurs de contenance @> et <@ étaient appelés respectivement @ et ~. Ces noms sont toujours disponibles mais sont devenus obsolètes et pourraient éventuellement être supprimés. Les anciens noms sont inversés par rapport à la convention suivie par les types de données géométriques.

Tableau F.8. Fonctions `hstore`

Fonction	Type en retour	Description	Exemple	Résultat
`hstore(record)`	`hstore`	construire un `hstore` à partir d'un RECORD ou d'un ROW	`hstore(ROW(1,2))`	`f1=>1,f2=>2`
`hstore(text[])`	`hstore`	construire un `hstore` à partir d'un tableau, qui peut être soit un tableau clé/valeur	`hstore(ARRAY['a','1','b','2']) || hstore(ARRAY[['c','3'], ['d','4']])`	`a=>1, b=>2, c=>3, d=>4`

Fonction	Type en retour	Description	Exemple	Résultat
		soit un tableau à deux dimensions		
`hstore(text[], text[])`	`hstore`	construire un `hstore` à partir des tableaux séparés pour les clés et valeurs	`hstore(ARRAY['a','b'], ARRAY['1','2'])`	`"a"=>"1", "b"=>"2"`
`hstore(text, text)`	`hstore`	construire un `hstore` à un seul élément	`hstore('a', 'b')`	`"a"=>"b"`
`akeys(hstore)`	`text[]`	récupérer les clés du `hstore` dans un tableau	`akeys('a=>1,b=>2')`	`{a,b}`
`skeys(hstore)`	`setof text`	récupérer les clés du `hstore` dans un ensemble	`skeys('a=>1,b=>2')`	`a` `b`
`avals(hstore)`	`text[]`	récupérer les valeurs du `hstore` dans un tableau	`avals('a=>1,b=>2')`	`{1,2}`
`svals(hstore)`	`setof text`	récupérer les valeurs du `hstore` dans un ensemble	`svals('a=>1,b=>2')`	`1` `2`
`hstore_to_array(hstore)`	`text[]`	récupérer les clés et les valeurs du `hstore` sous la forme d'un tableau de clés et valeurs alternées	`hstore_to_array('a=>1,b=>2')`	`{a,1,b,2}`
`hstore_to_matrix(hstore)`	`text[]`	récupérer les clés et valeurs `hstore` sous la forme d'un tableau à deux dimensions	`hstore_to_matrix('a=>1,b=>2')`	`{{a,1},` `{b,2}}`
`hstore_to_json(hstore)`	`json`	obtenir une valeur `json` à partir d'un `hstore`, convertissant toutes les valeurs non NULL en chaînes JSON	`hstore_to_json('"a key"=>1, b=>t, c=>null, d=>12345, e=>012345, f=>1.234, g=>2.345e+4')`	`{"a key": "1", "b": "t", "c": null, "d": "12345", "e": "012345", "f": "1.234", "g": "2.345e+4"}`
`hstore_to_jsonb(hstore)`	`jsonb`	obtenir une valeur `jsonb` à partir d'un `hstore`, convertissant toutes les valeurs non NULL en chaînes JSON	`hstore_to_jsonb('"a key"=>1, b=>t, c=>null, d=>12345, e=>012345, f=>1.234,`	`{"a key": "1", "b": "t", "c": null, "d": "12345", "e": "012345", "f": "1.234",`

Fonction	Type en retour	Description	Exemple	Résultat
			g=>2.345e +4')	"g": "2.345e +4"}
hstore_to_json(hstore)	json	obtenir une valeur json à partir d'un hstore, mais en essayant de distinguer les valeurs numériques et booléennes pour qu'elles ne soient pas entre guillemets dans le JSON	hstore_to_json('"a key"=>1, b=>t, c=>null, d=>12345, e=>012345, f=>1.234, g=>2.345e +4')	{"a key": 1, "b": true, "c": null, "d": 12345, "e": "012345", "f": 1.234, "g": 2.345e +4}
hstore_to_jsonb(hstore)	jsonb	obtenir une valeur jsonb à partir d'un hstore, mais essaie de distinguer les valeurs numériques et booléenne pour qu'elles soient sans guillemets dans le JSON	hstore_to_jsonb('"a key"=>1, b=>t, c=>null, d=>12345, e=>012345, f=>1.234, g=>2.345e +4')	{"a key": 1, "b": true, "c": null, "d": 12345, "e": "012345", "f": 1.234, "g": 2.345e +4}
slice(hstore, text[])	hstore	extraire un sous-ensemble d'un hstore	slice('a=>1,b=>2,c=>3'::hstore, ARRAY['b','c','x'])	"b"=>"2", "c"=>"3"
each(hstore)	setof (key text, value text)	récupérer les clés et valeurs du hstore dans un ensemble	select * from each('a=>1,b=>2')	key | value -----+------- a | 1 b | 2
exist(hstore,text)	boolean	le hstore contient-il une clé donnée ?	exist('a=>1','a')	t
defined(hstore,text)	boolean	le hstore contient-il une valeur non NULL pour la clé ?	defined('a=>NULL','a')	f
delete(hstore,text)	hstore	supprimer toute paire correspondant à une clé donnée	delete('a=>1,b=>2','b')	"a"=>"1"
delete(hstore,hstore)	hstore	supprimer toute paire de clés correspondante	delete('a=>1,b=>2,c=>3',hstore('b=>2,c=>3'))	"a"=>"1"
delete(hstore,text[])	hstore	supprimer toute paire de clés correspondante	delete('a=>1,b=>2,c=>3',ARRAY['a','b'])	"c"=>"3"
delete(hstore,hstore)	hstore	supprimer les paires correspondant à	delete('a=>1,b=>2','a=>4,b=>2'::hstore)	"a"=>"1"

Fonction	Type en retour	Description	Exemple	Résultat
		celle du second argument		
`populate_record(record,hstore)`	`record`	remplacer les champs dans `record` avec les valeurs correspondant au `hstore`	voir la section Exemples	

> **Note**
>
> La fonction `hstore_to_json` est utilisée quand une valeur `hstore` est convertie en valeur `json`. De la même façon, `hstore_to_jsonb` est utilisée quand une valeur `hstore` est convertie en valeur `jsonb`.

> **Note**
>
> La fonction `populate_record` est en fait déclarée avec `anyelement`, et non pas `record`, en tant que premier argument mais elle rejettera les types qui ne sont pas des RECORD avec une erreur d'exécution.

F.16.3. Index

`hstore` dispose du support pour les index GiST et GIN pour les opérateurs `@>`, `?`, `?&` et `?|`. Par exemple :

```
CREATE INDEX hidx ON testhstore USING GIST (h);

CREATE INDEX hidx ON testhstore USING GIN (h);
```

`hstore` supporte aussi les index `btree` ou `hash` pour l'opérateur `=`. Cela permet aux colonnes `hstore` d'être déclarées `UNIQUE` et d'être utilisées dans des expressions `GROUP BY`, `ORDER BY` et `DISTINCT`. L'ordre de tri pour les valeurs `hstore` n'est pas particulièrement utile mais ces index pourraient l'être pour des recherches d'équivalence. Créer des index de comparaisons `=` de la façon suivante :

```
CREATE INDEX hidx ON testhstore USING BTREE (h);

CREATE INDEX hidx ON testhstore USING HASH (h);
```

F.16.4. Exemples

Ajouter une clé, ou mettre à jour une clé existante avec une nouvelle valeur :

```
UPDATE tab SET h = h || hstore('c', '3');
```

Supprimer une clé :

```
UPDATE tab SET h = delete(h, 'k1');
```

Convertiir un type `record` en un `hstore` :

```
CREATE TABLE test (col1 integer, col2 text, col3 text);
INSERT INTO test VALUES (123, 'foo', 'bar');

SELECT hstore(t) FROM test AS t;
                  hstore
-------------------------------------------
 "col1"=>"123", "col2"=>"foo", "col3"=>"bar"
(1 row)
```

Convertir un type `hstore` en un type `record` prédéfini :

```
CREATE TABLE test (col1 integer, col2 text, col3 text);

SELECT * FROM populate_record(null::test,
                              '"col1"=>"456", "col2"=>"zzz"');
 col1 | col2 | col3
------+------+------
  456 | zzz  |
(1 row)
```

Modifier une enregistrement existant en utilisant les valeurs provenant d'un `hstore` :

```
CREATE TABLE test (col1 integer, col2 text, col3 text);
INSERT INTO test VALUES (123, 'foo', 'bar');

SELECT (r).* FROM (SELECT t #= '"col3"=>"baz"' AS r FROM test t) s;
 col1 | col2 | col3
------+------+------
  123 | foo  | baz
(1 row)
```

F.16.5. Statistiques

Le type `hstore`, du fait de sa libéralité intrinsèque, peut contenir beaucoup de clés différentes. C'est à l'application de vérifier la validité des clés. Les exemples ci-dessous présentent plusieurs techniques pour vérifier les clés et obtenir des statistiques.

Exemple simple :

```
SELECT * FROM each('aaa=>bq, b=>NULL, ""=>1');
```

En utilisant une table :

```
SELECT (each(h)).key, (each(h)).value INTO stat FROM testhstore;
```

Statistiques en ligne :

```
SELECT key, count(*) FROM
  (SELECT (each(h)).key FROM testhstore) AS stat
  GROUP BY key
  ORDER BY count DESC, key;
    key    | count
-----------+-------
 line      |   883
 query     |   207
 pos       |   203
 node      |   202
 space     |   197
 status    |   195
 public    |   194
 title     |   190
 org       |   189
.................
```

F.16.6. Compatibilité

À partir de PostgreSQL 9.0, `hstore` utilise une représentation interne différente des anciennes versions. Cela ne présente aucun obstacle pour les mises à jour par sauvegarde/restauration car la représentation textuelle utilisée dans la sauvegarde n'est pas changée.

Dans le cas d'une mise à jour binaire, la compatibilité ascendante est maintenue en faisant en sorte que le nouveau code reconnaisse les données dans l'ancien format. Ceci aura pour conséquence une légère pénalité au niveau des performances lors du traitement de données qui n'aura pas été modifiée par le nouveau code. Il est possible de forcer une mise à jour de toutes les valeurs d'une colonne de la table en réalisant la requête `UPDATE` suivante :

```
UPDATE nom_table SET col_hstore = col_hstore || '';
```

Une autre façon de le faire :

```
ALTER TABLE nom_table ALTER col_hstore TYPE col_hstore USING
 hstorecol || '';
```

La méthode `ALTER TABLE` requiert un verrou de type `ACCESS EXCLUSIVE` sur la table mais n'a pas pour résultat une fragmentation de la table avec d'anciennes versions des lignes.

F.16.7. Transformations

Des extensions supplémentaires sont disponibles pour implémenter des transformations pour le type `hstore` et les langages PL/Perl et PL/Python. Les extensions pour PL/Perl sont appelés `hstore_plperl` et `hstore_plperlu`, pour les deux versions de PL/Perl. Si vous installez ces transformations et si vous les spécifiez lors de la création d'une fonction, les valeurs `hstore` sont converties en hachage Perl. Les extensions pour PL/Python sont appelées `hstore_plpythonu`,

`hstore_plpython2u` et `hstore_plpython3u` (voir Section 46.1 pour la convention de nommage PL/Python). Si vous les utilisez, les valeurs `hstore` sont converties en dictionnaires Python.

> **Attention**
>
> Il est fortement recommandé que les extensions de transformation soient installées dans le même schéma que `hstore`. Sinon, il existe un risque de sécurité si le schéma d'une extension de transformation contient des objets définis par un utilisateur hostile.

F.16.8. Auteurs

Oleg Bartunov `<oleg@sai.msu.su>`, Moscou, Université de Moscou, Russie

Teodor Sigaev `<teodor@sigaev.ru>`, Moscou, Delta-Soft Ltd., Russie

Additional enhancements by Andrew Gierth `<andrew@tao11.riddles.org.uk>`, United Kingdom

F.17. intagg

Le module `intagg` fournit un agrégateur d'entiers et un énumérateur. `intagg` est maintenant obsolète car il existe des fonctions natives qui fournissent les mêmes fonctionnalités et au-delà. Néanmoins, le module est toujours disponible pour la compatibilité et utilise ces fonctions natives.

F.17.1. Fonctions

L'agrégateur est une fonction d'agrégat `int_array_aggregate(integer)` qui produit un tableau d'entiers contenant exactement les entiers fournis en argument. Cette fonction appelle `array_agg`, qui fait la même chose pour n'importe quel type de tableau.

L'énumérateur est une fonction `int_array_enum(integer[])` qui renvoie `setof integer`. C'est essentiellement une opération inverse de l'agrégateur : elle développe un tableau d'entiers en un ensemble de lignes. Cette fonction utilise `unnest`, qui fait la même chose pour n'importe quel type de tableau.

F.17.2. Exemples d'utilisation

Un grand nombre de bases de données utilisent la notion de table « une vers plusieurs » (*one to many*). Ce type de table se trouve habituellement entre deux tables indexées, par exemple :

```
CREATE TABLE left (id INT PRIMARY KEY, ...);
CREATE TABLE right (id INT PRIMARY KEY, ...);
CREATE TABLE one_to_many(left INT REFERENCES left, right INT
 REFERENCES right);
```

Il est typiquement utilisé de cette façon :

```
  SELECT right.* from right JOIN one_to_many ON (right.id =
 one_to_many.right)
```

```
    WHERE one_to_many.left = item;
```

Cela renverra tous les éléments de la table de droite pour un enregistrement donné de la table de gauche. C'est une construction très courante en SQL.

Cette méthode devient complexe lorsqu'il existe de nombreuses entrées dans la table `one_to_many`. Souvent, une jointure de ce type résulte en un parcours d'index et une récupération de chaque enregistrement de la table de droite pour une entrée de la table de gauche. Sur un système très dynamique, il n'y a pas grand chose à faire. Au contraire, lorsqu'une partie des données est statique, une table de résumé peut être créée par agrégation.

```
CREATE TABLE summary AS
  SELECT left, int_array_aggregate(right) AS right
  FROM one_to_many
  GROUP BY left;
```

Ceci crée une table avec une ligne par élément gauche et un tableau d'éléments droits. Sans un moyen d'utiliser ce tableau, c'est à peu près inutilisable, d'où l'énumérateur.

Exemple :

```
SELECT left, int_array_enum(right) FROM summary WHERE left = item;
```

La requête ci-dessus, qui utilise `int_array_enum`, produit les mêmes résultats que celle-ci :

```
SELECT left, right FROM one_to_many WHERE left = item;
```

Ici la requête sur la table de résumé ne récupère qu'une ligne de la table alors que la requête directe à `one_to_many` doit faire un parcours d'index et récupérer une ligne par enregistrement.

Sur une instance, un `EXPLAIN` a montré qu'une requête avec un coût de 8488 a été réduite à un coût de 329. La requête originale était une jointure impliquant la table `one_to_many`, remplacée par :

```
SELECT right, count(right) FROM
  ( SELECT left, int_array_enum(right) AS right
    FROM summary JOIN (SELECT left FROM left_table WHERE left
 = item) AS lefts
         ON (summary.left = lefts.left)
  ) AS list
  GROUP BY right
  ORDER BY count DESC;
```

F.18. intarray

Le module `intarray` fournit un certain nombre de fonctions et d'opérateurs utiles pour manipuler des tableaux d'entiers sans valeurs NULL. Il y a aussi un support pour les recherches par index en utilisant certains des opérateurs.

Toutes ces opérations rejeteront une erreur si un tableau fourni contient des éléments NULL.

La plupart des opérations sont seulement intéressants pour des tableaux à une dimension. Bien qu'elles accepteront des tableaux à plusieurs dimensions, les données sont traitées comme s'il y avait un tableau linéaire.

F.18.1. Fonctions et opérateurs d'`intarray`

Les fonctions fournies par le module `intarray` sont affichées dans Tableau F.9 alors que les opérateurs sont indiqués dans Tableau F.10.

Tableau F.9. Fonctions `intarray`

Fonction	Type en retour	Description	Exemple	Résultat
`icount(int[])`	`int`	nombre d'éléments dans un tableau	`icount('{1,2,3}'::int[])`	3
`sort(int[], text dir)`	`int[]`	tri du tableau -- *`dir`* doit valoir `asc` ou `desc`	`sort('{1,2,3}'::int[], 'desc')`	{3,2,1}
`sort(int[])`	`int[]`	tri en ordre ascendant	`sort(array[11,77,44])`	{11,44,77}
`sort_asc(int[])`	`int[]`	tri en ordre descendant		
`sort_desc(int[])`	`int[]`	tri en ordre descendant		
`uniq(int[])`	`int[]`	supprime les duplicats adjacents	`uniq(sort('{1,2,3,2,1}'::int[]))`	{1,2,3}
`idx(int[], int item)`	`int`	index du premier élément correspondant à *`item`* (0 si aucune correspondance)	`idx(array[11,22,33,22,11], 22)`	2
`subarray(int[], int start, int len)`	`int[]`	portion du tableau commençant à la position *`start`*, de longueur *`len`*	`subarray('{1,2,3,2,1}'::int[], 2, 3)`	{2,3,2}
`subarray(int[], int start)`	`int[]`	portion du tableau commençant à la position *`start`*	`subarray('{1,2,3,2,1}'::int[], 2)`	{2,3,2,1}
`intset(int)`	`int[]`	crée un tableau à un élément	`intset(42)`	{42}

Tableau F.10. Opérateurs d'`intarray`

Opérateur	Renvoie	Description
`int[] && int[]`	`boolean`	surcharge -- `true` si les tableaux ont au moins un élément en commun
`int[] @> int[]`	`boolean`	contient -- `true` si le tableau gauche contient le tableau droit
`int[] <@ int[]`	`boolean`	est contenu -- `true` si le tableau gauche est contenu dans le tableau droit
`# int[]`	`int`	nombre d'éléments dans le tableau

Opérateur	Renvoie	Description
`int[] # int`	`int`	index (identique à la fonction `idx`)
`int[] + int`	`int[]`	pousse l'élément dans le tableau (l'ajoute à la fin du tableau)
`int[] + int[]`	`int[]`	concaténation de tableau (le tableau à droite est ajouté à la fin du tableau à gauche)
`int[] - int`	`int[]`	supprime les entrée correspondant à l'argument droit du tableau
`int[] - int[]`	`int[]`	supprime les éléments du tableau droit à partir de la gauche
`int[] | int`	`int[]`	union des arguments
`int[] | int[]`	`int[]`	union des tableaux
`int[] & int[]`	`int[]`	intersection des tableaux
`int[] @@ query_int`	`boolean`	`true` si le tableau satisfait la requête (voir ci-dessous)
`query_int ~~ int[]`	`boolean`	`true` si le tableau satisfait la requête (commutateur de @@)

(Avant PostgreSQL 8.2, les opérateurs de contenance @> et <@ étaient respectivement appelés @ et ~. Ces noms sont toujours disponibles mais sont considérés comme obsolètes et seront un jour supprimés. Notez que les anciens noms sont inversés par rapport à la convention suivie par les types de données géométriques !)

Les opérateurs &&, @> et <@ sont équivalents aux opérateurs internes PostgreSQL de même nom, sauf qu'ils travaillent sur des tableaux d'entiers, sans valeurs NULL, alors que les opérateurs internes travaillent sur des tableaux de tout type. Cette restriction les rend plus rapides que les opérateurs internes dans de nombreux cas.

Les opérateurs @@ et ~~ testent si un tableau satisfait une *requête*, qui est exprimée comme une valeur d'un type de données spécialisé `query_int`. Une *requête* consiste en des valeurs de type integer qui sont vérifiées avec les éléments du tableau, parfois combinées en utilisant les opérateurs & (AND), | (OR) et ! (NOT). Les parenthèses peuvent être utilisées si nécessaire. Par exemple, la requête `1&(2|3)` établit une correspondance avec les tableaux qui contiennent 1 et aussi soit 2 soit 3.

F.18.2. Support des index

`intarray` fournit un support d'index pour les opérateurs &&, @>, <@ et @@, ainsi que pour l'égalité de tableaux.

Deux classes d'opérateur pour index GiST sont fournies : `gist__int_ops` (utilisé par défaut) convient pour des tableaux d'ensembles de données de petites et moyennes tailles alors que `gist__intbig_ops` utilise une signature plus importante et est donc plus intéressant pour indexer des gros ensembles de données. (c'est-à-dire les colonnes contenant un grand nombre de valeurs de tableaux distinctes). L'implantation utilise une structure de données RD-tree avec une compression interne à perte.

Il y a aussi une classe d'opérateur GIN,`gin__int_ops` supportant les mêmes opérateurs, qui n'est pas disponible par défaut.

Le choix d'un indexage GiST ou IN dépend des caractéristiques relatives de performance qui sont discutées ailleurs.

F.18.3. Exemple

```
-- un message peut être dans un ou plusieurs « sections »
CREATE TABLE message (mid INT PRIMARY KEY, sections INT[], ...);

-- crée un index spécialisé
CREATE INDEX message_rdtree_idx ON message USING GIST (sections
 gist__int_ops);

-- sélectionne les messages dans la section 1 ou 2 - opérateur
 OVERLAP
SELECT message.mid FROM message WHERE message.sections && '{1,2}';

-- sélectionne les messages dans sections 1 et 2 - opérateur
 CONTAINS
SELECT message.mid FROM message WHERE message.sections @> '{1,2}';

-- idem, en utilisant l'opérateur QUERY
SELECT message.mid FROM message WHERE message.sections @@
 '1&2'::query_int;
```

F.18.4. Tests de performance

Le répertoire des sources (`contrib/intarray/bench`) contient une suite de tests de performance, qui peut être exécutée sur un serveur PostgreSQL déjà installé. (Cela nécessite aussi l'installation de `DBD::Pg`.). Pour l'exécuter :

```
cd .../contrib/intarray/bench
createdb TEST
psql -c "CREATE EXTENSION intarray" TEST
./create_test.pl | psql TEST
./bench.pl
```

Le script `bench.pl` contient un grand nombre d'options. Elles sont affichées quand il est exécuté sans arguments.

F.18.5. Auteurs

Ce travail a été réalisé par Teodor Sigaev (`<teodor@sigaev.ru>`) et Oleg Bartunov (`<oleg@sai.msu.su>`). Voir le site de GiST[2] pour des informations supplémentaires. Andrey Oktyabrski a fait un gros travail en ajoutant des nouvelles fonctions et opérateurs.

F.19. isn

Le module `isn` fournit des types de données pour les standards internationaux de numérotation suivants : EAN13, UPC, ISBN (livres), ISMN (musique) et ISSN (numéro de série). Les nombres sont validés en saisie suivant une liste de préfixes codés en dur ; cette liste de préfixes est aussi utilisée pour placer un trait d'union sur les nombres en sortie. Comme de nouveaux préfixes sont ajoutés de temps en temps, la liste des préfixes pourrait devenir obsolète. Il est probable qu'une prochaine version de ce module utilisera une liste stockée sous la forme d'une ou plusieurs tables qui pourront être modifiées aisément par les utilisateurs quand cela se révélera nécessaire. Néanmoins, actuellement, la liste est

[2] http://www.sai.msu.su/~megera/postgres/gist

modifiable uniquement par changement du code source et recompilation. Il est aussi possible que la validation du préfixe et le support des traits d'union soient supprimés de ce module dans une version future.

F.19.1. Types de données

Tableau F.11 affiche les types de données fournis par le module `isn`.

Tableau F.11. Types de données `isn`

Type de données	Description
`EAN13`	Numéro d'article européen (*European Article Numbers*), toujours affiché dans le format de l'EAN13
`ISBN13`	Numéro standard international pour les livres (*International Standard Book Numbers*) à afficher dans le nouveau format EAN13
`ISMN13`	Numéro standard international pour la musique (*International Standard Music Numbers*) à afficher dans le nouveau format EAN13
`ISSN13`	Numéro de série au standard international (*International Standard Serial Numbers*) à afficher dans le nouveau format EAN13
`ISBN`	Numéro standard international pour les livres (*International Standard Book Numbers*) à afficher dans l'ancien format court
`ISMN`	Numéro standard international pour la musique (*International Standard Music Numbers*) à afficher dans l'ancien format court
`ISSN`	Numéro de série au standard international (*International Standard Serial Numbers*) à afficher dans l'ancien format court
`UPC`	Code produit universel (*Universal Product Codes*)

Quelques notes :

1. Les nombres ISBN13, ISMN13, ISSN13 sont tous des nombres EAN13.
2. Les nombres EAN13 ne sont pas toujours des ISBN13, ISMN13 ou ISSN13 (mais certains le sont).
3. Certains nombres ISBN13 peuvent être affichés comme des ISBN.
4. Certains nombres ISMN13 peuvent être affichés comme des ISMN.
5. Certains nombres ISSN13 peuvent être affichés comme des ISSN.
6. Les nombres UPC sont un sous-ensemble des nombres EAN13 (ce sont basiquement des EAN13 sans le premier `0`).
7. Tous les nombres UPC, ISBN, ISMN et ISSN numbers peuvent être représentés sous la forme EAN13.

En interne, tous ces types utilisent la même représentation (un entier sur 64 bits), et tous sont interchangeables. Plusieurs types sont fournis pour contrôler le formatage de l'affichage et pour permettre une vérification très fine de la validité des entrées qui est supposée dénoter un type particulier de nombre.

Les types `ISBN`, `ISMN` et `ISSN` afficheront la version courte du nombre (ISxN 10) quand c'est possible, et afficheront la version au format ISxN 13 pour les nombres qui ne tiennent pas dans la version courte. Les types `EAN13`, `ISBN13`, `ISMN13` et `ISSN13` afficheront toujours la version longue de l'ISxN (EAN13).

F.19.2. Conversions

Le module `isn` fournit les paires suivantes pour les conversions de types :

- ISBN13 <=> EAN13
- ISMN13 <=> EAN13
- ISSN13 <=> EAN13
- ISBN <=> EAN13
- ISMN <=> EAN13
- ISSN <=> EAN13
- UPC <=> EAN13
- ISBN <=> ISBN13
- ISMN <=> ISMN13
- ISSN <=> ISSN13

Lors d'une conversion d'`EAN13` vers un autre type, il y a une vérification à l'exécution que la valeur est dans le domaine de l'autre type et une erreur est renvoyée dans le cas contraire. Les autres conversions sont simplement un renommage qui succèdera à chaque fois.

F.19.3. Fonctions et opérateurs

Le module `isn` fournit des opérateurs de comparaison standard, plus un support des index B-Tree et hachés pour tous les types de données. De plus, il existe plusieurs fonctions spécialisées, listées dans Tableau F.12. Dans cette table, `isn` signifie un des types de données de ce module :

Tableau F.12. Fonctions de `isn`

Fonction	Retour	Description
`isn_weak(boolean)`	`boolean`	Configure le mode de saisie faible (renvoie le nouveau paramétrage)
`isn_weak()`	`boolean`	Récupère le statut actuel du mode faible
`make_valid(isn)`	`isn`	Valide un nombre invalide (efface le drapeau d'invalidité)
`is_valid(isn)`	`boolean`	Vérifie la présence du drapeau d'invalidité

Le mode *faible* est utilisé pour insérer des données invalides dans une table. Invalide signifie que le chiffre de vérification est mauvais, pas qu'il manque des numéros.

Pourquoi voudriez-vous utiliser le mode faible ? Tout simplement parce que vous pouvez avoir une grosse collection de nombres ISBN, et que beaucoup d'entre eux, quelque soit la raison, ont un mauvais chiffre de vérification (peut-être que les nombres ont été scannés à partir d'une liste imprimée et que l'OCR s'est trompé sur les numéros, peut-être que les numéros ont été saisis manuellement... qui sait).

Bref, le fait est que vous pouvez vouloir corriger ça, mais que vous voulez être capable d'avoir tous les nombres dans votre base de données pour que vous puissiez vérifier l'information et peut-être utiliser un outil externe pour localiser les nombres invalides dans la base de données, puis les vérifier et valider plus facilement ; donc par exemple, vous voudrez sélectionner tous les nombres invalides dans la table.

Quand vous insérez des nombres invalides dans une table en utilisant le mode faible, le nombre sera inséré avec le chiffre de vérification corrigé, mais il sera affiché avec un point d'exclamation (`!`) à la fin, par exemple `0-11-000322-5!`. Ce marqueur d'invalidité peut être vérifié avec la fonction `is_valid` et effacé avec la fonction `make_valid`.

Vous pouvez aussi forcer l'insertion de nombres invalides, même quand vous n'êtes pas dans le mode faible, en ajoutant le caractère `!` à la fin du nombre.

Une autre fonctionnalité spéciale est que, durant la saisie, vous pouvez écrire `?` à la place du chiffre de vérification. Ce dernier sera calculé et inséré automatiquement.

F.19.4. Exemples

```
--Using the types directly:
SELECT isbn('978-0-393-04002-9');
SELECT isbn13('0901690546');
SELECT issn('1436-4522');

--Casting types:
-- note that you can only cast from ean13 to another type when the
-- number would be valid in the realm of the target type;
-- thus, the following will NOT work: select
 isbn(ean13('0220356483481'));
-- but these will:
SELECT upc(ean13('0220356483481'));
SELECT ean13(upc('220356483481'));

--Create a table with a single column to hold ISBN numbers:
CREATE TABLE test (id isbn);
INSERT INTO test VALUES('9780393040029');

--Automatically calculate check digits (observe the '?'):
INSERT INTO test VALUES('220500896?');
INSERT INTO test VALUES('978055215372?');

SELECT issn('3251231?');
SELECT ismn('979047213542?');

--Using the weak mode:
SELECT isn_weak(true);
INSERT INTO test VALUES('978-0-11-000533-4');
INSERT INTO test VALUES('9780141219307');
INSERT INTO test VALUES('2-205-00876-X');
SELECT isn_weak(false);

SELECT id FROM test WHERE NOT is_valid(id);
UPDATE test SET id = make_valid(id) WHERE id = '2-205-00876-X!';

SELECT * FROM test;

SELECT isbn13(id) FROM test;
```

F.19.5. Bibliographie

Les informations qui ont permis l'implémentation de ce module ont été récupérées sur plusieurs sites, dont :

- https://www.isbn-international.org/
- https://www.issn.org/
- https://www.ismn-international.org/
- https://www.wikipedia.org/

Les préfixes utilisées pour le formatage ont été récupérés à partir de :

- https://www.gs1.org/productssolutions/idkeys/support/prefix_list.html
- https://en.wikipedia.org/wiki/List_of_ISBN_identifier_groups
- https://www.isbn-international.org/content/isbn-users-manual
- https://en.wikipedia.org/wiki/International_Standard_Music_Number
- https://www.ismn-international.org/ranges.html

Nous avons porté une grande attention lors de la création des algorithmes et ils ont été vérifiés méticuleusement par rapport aux algorithmes suggérés dans les manuels utilisateurs officiels ISBN, ISMN et ISSN.

F.19.6. Auteur

Germán Méndez Bravo (Kronuz), 2004 - 2006

Ce module est inspiré du code `isbn_issn` de Garrett A. Wollman.

F.20. lo

Le module `lo` ajoute un support des « Large Objects » (aussi appelé LO ou BLOB). Il inclut le type de données `lo` et un trigger `lo_manage`.

F.20.1. Aperçu

Un des problèmes avec le pilote JDBC (mais cela affecte aussi le pilote ODBC) est que la spécification suppose que les références aux BLOB (Binary Large OBject) sont stockées dans une table et que, si une entrée est modifiée, le BLOB associé est supprimé de cette base.

En l'état actuel de PostgreSQL, ceci n'arrive pas. Les « Large Objects » sont traités comme des objets propres ; une entrée de table peut référencer un « Large Object » par son OID, mais plusieurs tables peuvent référencer le même OID. Donc, le système ne supprime pas un « Large Object » simplement parce que vous modifiez ou supprimez une entrée contenant un tel OID.

Ceci n'est pas un problème pour les applications spécifiques à PostgreSQL mais un code standard utilisant JDBC ou ODBC ne supprimera pas ces objets, ceci aboutissant à des « Large Objects » orphelins -- des objets qui ne sont référencés par personne et occupant de la place.

Le module `lo` permet de corriger ceci en attachant un trigger aux tables contenant des colonnes de référence des LO. Le trigger fait essentiellement un `lo_unlink` quand vous supprimez ou modifiez une valeur référence un « Large Object ». Quand vous utilisez ce trigger, vous supposez que, dans toute la base de données, il n'existe qu'une seule référence d'un « Large Object » référencé dans une colonne contrôlée par un trigger !

Le module fournit aussi un type de données `lo`, qui n'est qu'un domaine sur le type `oid`. Il est utile pour différencier les colonnes de la base qui contiennent des références d'objet de ceux qui contiennent des OID sur d'autres choses. Vous n'avez pas besoin d'utiliser le type `lo` pour utiliser le trigger mais cela facilite le travail pour garder la trace des colonnes de votre base qui représentent des « Large Objects » que vous gérez avec le trigger. Une rumeur dit aussi que le pilote ODBC a du mal si vous n'utilisez pas le type `lo` pour les colonnes BLOB.

F.20.2. Comment l'utiliser

Voici un exemple d'utilisation :

```
CREATE TABLE image (title TEXT, raster lo);

CREATE TRIGGER t_raster BEFORE UPDATE OR DELETE ON image
  FOR EACH ROW EXECUTE FUNCTION lo_manage(raster);
```

Pour chaque colonne qui contiendra des références uniques aux « Large Objects », créez un trigger `BEFORE UPDATE OR DELETE` trigger, et donnez le nom de la colonne comme argument du trigger. Vous pouvez aussi restreindre le trigger pour ne s'exécuter que sur les mises à jour de la colonne en utilisant `BEFORE UPDATE OF` *`nom_colonne`*. Si vous avez plusieurs colonnes `lo` dans la même table, créez un trigger séparé pour chacune en vous souvenant de donner un nom différent à chaque trigger sur la même table.

F.20.3. Limites

- Supprimer une table résultera quand même en des objets orphelins pour tous les objets qu'elle contient, car le trigger n'est pas exécuté. Vous pouvez éviter ceci en faisant précéder le `DROP TABLE` avec `DELETE FROM` *`table`*.

  `TRUNCATE` présente le même danger.

  Si vous avez déjà, ou suspectez avoir, des « Large Objects » orphelins, voir le module vacuumlo (vacuumlo) pour vous aider à les nettoyer. Une bonne idée est d'exécuter vacuumlo occasionnellement pour s'assurer du ménage réalisé par le trigger `lo_manage`.

- Quelques interfaces peuvent créer leur propres tables et n'ajouteront pas les triggers associés. De plus, les utilisateurs peuvent oublier de créer les triggers, ou ne pas savoir le faire.

F.20.4. Auteur

Peter Mount <peter@retep.org.uk>

F.21. ltree

Ce module implémente le type de données `ltree` pour représenter des labels de données stockés dans une structure hiérarchique de type arbre. Des fonctionnalités étendues de recherche sont fournies.

F.21.1. Définitions

Un *label* est une séquence de caractères alphanumériques et de tirets bas (par exemple, dans la locale C, les caractères `A-Za-z0-9_` sont autorisés). La longueur d'un label est limité par 256 caractères.

Exemples : `42`, `Personal_Services`

Le *chemin de label* est une séquence de zéro ou plusieurs labels séparés par des points, par exemple `L1.L2.L3`, ce qui représente le chemin de la racine jusqu'à un nœud particulier. La longueur d'un chemin est limité à 65535 labels.

Exemple : `Top.Countries.Europe.Russia`

Le module `ltree` fournit plusieurs types de données :

- `ltree` stocke un chemin de label.
- `lquery` représente un type d'expression rationnelle du chemin pour la correspondance de valeurs de type `ltree`. Un mot simple établit une correspondance avec ce label dans un chemin. Le caractère joker (`*`) est utilisé pour spécifier tout nombre de labels (niveaux). Par exemple :

```
foo         Correspond au chemin exact foo
*.foo.*     Correspond à tout chemin contenant le label foo
*.foo       Correspond à tout chemin dont le dernier label est
foo
```

Les caractères joker peuvent être quantifiés pour restreindre le nombre de labels de la correspondance :

```
*{n}        Correspond à exactement n labels
*{n,}       Correspond à au moins n labels
*{n,m}      Correspond à au moins n labels mais à pas plus de m
*{,m}       Correspond à au plus m labels  --  identique à *{0,m}
```

Il existe plusieurs modificateurs qui peuvent être placés à la fin d'un label sans joker dans un `lquery` pour que la correspondance se fasse sur plus que la correspondance exacte :

```
@           Correspondance sans vérification de casse, par
 exemple a@ établit une correspondance avec A
*           Correspondance d'un préfixe pour un label, par
 exemple foo* établit une correspondance avec foobar
%           Correspondance avec les mots séparés par des tirets
 bas
```

Le comportement de `%` est un peu complexe. Il tente d'établir une correspondance avec des mots plutôt qu'avec un label complet. Par exemple, `foo_bar%` établit une correspondance avec `foo_bar_baz` mais pas avec `foo_barbaz`. S'il est combiné avec `*`, la correspondance du préfixe s'applique à chaque mot séparément. Par exemple, `foo_bar%*` établit une correspondance avec `foo1_bar2_baz`, mais pas avec `foo1_br2_baz`.

De plus, vous pouvez écrire plusieurs labels séparés avec des `|` (OR) pour établir une correspondance avec un des labels, et vous pouvez placer un `!` (NOT) au début pour établir une correspondance avec tout sauf une des différentes alternatives.

Voici un exemple annoté d'une `lquery` :

```
Top.*{0,2}.sport*@.!football|tennis.Russ*|Spain
a.  b.     c.      d.               e.
```

Cette requête établira une correspondance avec tout chemin qui :

a. commence avec le label `Top`

b. et suit avec zéro ou deux labels jusqu'à

c. un label commençant avec le préfixe `sport` quelque soit la casse

d. ensuite un label ne correspondant ni à `football` ni à `tennis`

e. et se termine enfin avec un label commençant par `Russ` ou correspond strictement à `Spain`.

- `ltxtquery` représente en quelque sorte une recherche plein texte pour la correspondance de valeurs `ltree`. Une valeur `ltxtquery` contient des mots, quelque fois avec les modificateurs `@`, `*`, `%` à la fin ; les modifications ont la même signification que dans un `lquery`. Les mots peuvent être combinés avec `&` (AND), `|` (OR), `!` (NOT) et des parenthèses. La différence clé d'une `lquery` est que `ltxtquery` établit une correspondance avec des mots sans relation avec leur position dans le chemin de labels.

  Voici un exemple de `ltxtquery` :

  ```
  Europe & Russia*@ & !Transportation
  ```

  Ceci établira une correspondance avec les chemins contenant le label `Europe` et tout label commençant par `Russia` (quelque soit la casse), mais pas les chemins contenant le label `Transportation`. L'emplacement de ces mots dans le chemin n'est pas important. De plus, quand `%` est utilisé, le mot peut établir une correspondance avec tout mot séparé par un tiret bas dans un label, quelque soit sa position.

Note : `ltxtquery` autorise un espace blanc entre des symboles mais `ltree` et `lquery` ne le permettent pas.

F.21.2. Opérateurs et fonctions

Le type `ltree` dispose des opérateurs de comparaison habituels `=`, `<>`, `<`, `>`, `<=`, `>=`. Les comparaisons trient dans l'ordre du parcours d'un arbre, avec les enfants d'un nœud trié par le texte du label. De plus, les opérateurs spécialisés indiqués dans Tableau F.13 sont disponibles.

Tableau F.13. Opérateurs `ltree`

Opérateur	Retour	Description
`ltree @> ltree`	`boolean`	l'argument gauche est-il un ancêtre de l'argument droit (ou identique) ?
`ltree <@ ltree`	`boolean`	l'argument gauche est-il un descendant de l'argument droit (ou identique) ?
`ltree ~ lquery`	`boolean`	est-ce que `ltree` établie une correspondance avec `lquery` ?
`lquery ~ ltree`	`boolean`	est-ce que `ltree` établie une correspondance avec `lquery` ?
`ltree ? lquery[]`	`boolean`	est-ce que `ltree` établie une correspondance avec tout any `lquery` dans ce tableau ?
`lquery[] ? ltree`	`boolean`	est-ce que `ltree` établie une correspondance avec tout `lquery` dans ce tableau ?
`ltree @ ltxtquery`	`boolean`	est-ce que `ltree` établie une correspondance avec `ltxtquery` ?

Opérateur	Retour	Description
`ltxtquery @ ltree`	`boolean`	est-ce que `ltree` établie une correspondance avec `ltxtquery` ?
`ltree || ltree`	`ltree`	concatène des chemins `ltree`
`ltree || text`	`ltree`	convertit du texte en `ltree` et concatène
`text || ltree`	`ltree`	convertit du texte en `ltree` et concatène
`ltree[] @> ltree`	`boolean`	est-ce que le tableau contient un ancêtre de `ltree` ?
`ltree <@ ltree[]`	`boolean`	est-ce que le tableau contient un ancêtre de `ltree` ?
`ltree[] <@ ltree`	`boolean`	est-ce que le tableau contient un descendant de `ltree` ?
`ltree @> ltree[]`	`boolean`	est-ce que le tableau contient un descendant de `ltree` ?
`ltree[] ~ lquery`	`boolean`	est-ce que le tableau contient tout chemin correspondant à `lquery` ?
`lquery ~ ltree[]`	`boolean`	est-ce que le tableau contient tout chemin correspondant à `lquery` ?
`ltree[] ? lquery[]`	`boolean`	est-ce que le tableau `ltree` contient tout chemin correspondant à un `lquery` ?
`lquery[] ? ltree[]`	`boolean`	est-ce que le tableau `ltree` contient tout chemin correspondant à un `lquery` ?
`ltree[] @ ltxtquery`	`boolean`	est-ce que le tableau contient tout chemin correspondant à `ltxtquery` ?
`ltxtquery @ ltree[]`	`boolean`	est-ce que le tableau contient tout chemin correspondant à `ltxtquery` ?
`ltree[] ?@> ltree`	`ltree`	première entrée du tableau ancêtre de `ltree` ; NULL si aucun
`ltree[] ?<@ ltree`	`ltree`	première entrée du tableau descendant de `ltree` ; NULL si aucun
`ltree[] ?~ lquery`	`ltree`	première entrée du tableau établissant une correspondance avec `lquery` ; NULL si aucune
`ltree[] ?@ ltxtquery`	`ltree`	première entrée du tableau établissant une correspondance avec `ltxtquery` ; NULL si aucune

Lesopérateurs operators <@, @>, @ et ~ ont des versions analogues ^<@, ^@>, ^@, ^~, qui sont identiques sauf qu'elles n'utilisent pas les index. Elles sont utiles pour tester.

Les fonctions disponibles sont indiquées dans Tableau F.14.

Tableau F.14. Fonctions `ltree`

Fonction	Type en retour	Description	Exemple	Résultat
`subltree(ltree, int start, int end)`	`ltree`	sous-chemin de of `ltree` de la position *`start`* à la position *`end`*-1 (counting from 0)	`subltree('Top.Child1.Child2',1,2)`	`Child1`
`subpath(ltree, int offset, int len)`	`ltree`	sous-chemin de `ltree` commençant à la position *`offset`*, de longueur *`len`*. Si *`offset`* est négatif, le sous-chemin commence de ce nombre à partir de la fin du chemin. Si *`len`* est négatif, laisse ce nombre de labels depuis la fin du chemin.	`subpath('Top.Child1.Child2',0,2)`	`Top.Child1`
`subpath(ltree, int offset)`	`ltree`	sous-chemin de `ltree` commençant à la position *`offset`*, s'étendant à la fin du chemin. Si *`offset`* est négatif, le sous-chemin commence de ce point jusqu'à la fin du chemin.	`subpath('Top.Child1.Child2',1)`	`Child1.Child2`
`nlevel(ltree)`	`integer`	nombre de labels dans le chemin	`nlevel('Top.Child1.Child2')`	`3`
`index(ltree a, ltree b)`	`integer`	position de la première occurrence de *`b`* dans *`a`* ; -1 si introuvable	`index('0.1.2.3.5.4.5.6.8.5.6.8','5.6')`	`6`
`index(ltree a, ltree b, int offset)`	`integer`	position de la première occurrence de *`b`* dans *`a`*, la recherche commence à *`offset`* ; un *`offset`* négatif signifie un commencement à *`-offset`* labels de la fin du chemin	`index('0.1.2.3.5.4.5.6.8.5.6.8','5.6',-`	`9`

Fonction	Type en retour	Description	Exemple	Résultat
`text2ltree(text)`	`ltree`	convertit du `text` en `ltree`		
`ltree2text(ltree)`	`text`	convertit du `ltree` en `text`		
`lca(ltree, ltree, ...)`	`ltree`	plus long ancêtre commun des chemins (jusqu'à huit arguments supportés)	`lca('1.2.3','1.2.3.4.5.6')`	`1.2`
`lca(ltree[])`	`ltree`	plus long ancêtre commun des chemins dans le tableau	`lca(array['1.2.3'::ltree,'1.2.3.4'])`	`1.2`

F.21.3. Index

`ltree` accepte différents types d'index pouvant améliorer les performances des oopérateurs indiqués :

- Index B-tree sur `ltree` : <, <=, =, >=, >
- Index GiST sur `ltree` : <, <=, =, >=, >, @>, <@, @, ~, ?

  Exemple de la création d'un tel index :

```
CREATE INDEX path_gist_idx ON test USING GIST (path);
```

- Index GiST sur `ltree[]` : `ltree[] <@ ltree`, `ltree @> ltree[]`, @, ~, ?

  Exemple de la création d'un tel index :

```
CREATE INDEX path_gist_idx ON test USING GIST (array_path);
```

  Note : ce type d'index est à perte.

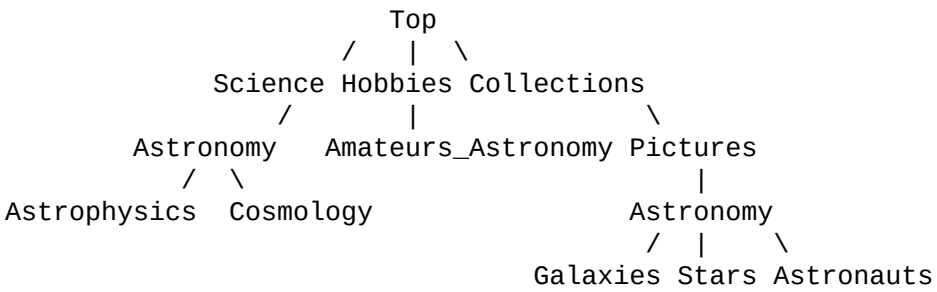
F.21.4. Exemple

Cet exemple utilise les données suivantes (disponibles dans le fichier `contrib/ltree/ltreetest.sql` des sources) :

```
CREATE TABLE test (path ltree);
INSERT INTO test VALUES ('Top');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Science');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Science.Astronomy');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Science.Astronomy.Astrophysics');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Science.Astronomy.Cosmology');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Hobbies');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Hobbies.Amateurs_Astronomy');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Collections');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Collections.Pictures');
INSERT INTO test VALUES ('Top.Collections.Pictures.Astronomy');
INSERT INTO test VALUES
 ('Top.Collections.Pictures.Astronomy.Stars');
```

```
INSERT INTO test VALUES
 ('Top.Collections.Pictures.Astronomy.Galaxies');
INSERT INTO test VALUES
 ('Top.Collections.Pictures.Astronomy.Astronauts');
CREATE INDEX path_gist_idx ON test USING GIST (path);
CREATE INDEX path_idx ON test USING BTREE (path);
```

Maintenant, nous avons une table `test` peuplée avec des données décrivant la hiérarchie ci-dessous :



Nous pouvons faire de l'héritage :

```
ltreetest=> SELECT path FROM test WHERE path <@ 'Top.Science';
                path
-----------------------------------
 Top.Science
 Top.Science.Astronomy
 Top.Science.Astronomy.Astrophysics
 Top.Science.Astronomy.Cosmology
(4 rows)
```

Voici quelques exemples de correspondance de chemins :

```
ltreetest=> SELECT path FROM test WHERE path ~ '*.Astronomy.*';
                    path
-----------------------------------------------
 Top.Science.Astronomy
 Top.Science.Astronomy.Astrophysics
 Top.Science.Astronomy.Cosmology
 Top.Collections.Pictures.Astronomy
 Top.Collections.Pictures.Astronomy.Stars
 Top.Collections.Pictures.Astronomy.Galaxies
 Top.Collections.Pictures.Astronomy.Astronauts
(7 rows)

ltreetest=> SELECT path FROM test WHERE path ~ '*.!
pictures@.*.Astronomy.*';
                path
-----------------------------------
 Top.Science.Astronomy
 Top.Science.Astronomy.Astrophysics
 Top.Science.Astronomy.Cosmology
(3 rows)
```

Voici quelques exemples de recherche plein texte :

```
ltreetest=> SELECT path FROM test WHERE path @ 'Astro*% & !
pictures@';
                path
----------------------------------
 Top.Science.Astronomy
 Top.Science.Astronomy.Astrophysics
 Top.Science.Astronomy.Cosmology
 Top.Hobbies.Amateurs_Astronomy
(4 rows)

ltreetest=> SELECT path FROM test WHERE path @ 'Astro* & !
pictures@';
                path
----------------------------------
 Top.Science.Astronomy
 Top.Science.Astronomy.Astrophysics
 Top.Science.Astronomy.Cosmology
(3 rows)
```

Construction d'un chemin en utilisant les fonctions :

```
ltreetest=> SELECT subpath(path,0,2)||'Space'||subpath(path,2) FROM
 test WHERE path <@ 'Top.Science.Astronomy';
                 ?column?
-----------------------------------------
 Top.Science.Space.Astronomy
 Top.Science.Space.Astronomy.Astrophysics
 Top.Science.Space.Astronomy.Cosmology
(3 rows)
```

Nous pouvons simplifier ceci en créant une fonction SQL qui insère un label à une position spécifié dans un chemin :

```
CREATE FUNCTION ins_label(ltree, int, text) RETURNS ltree
    AS 'select subpath($1,0,$2) || $3 || subpath($1,$2);'
    LANGUAGE SQL IMMUTABLE;

ltreetest=> SELECT ins_label(path,2,'Space') FROM test WHERE path
 <@ 'Top.Science.Astronomy';
                ins_label
-----------------------------------------
 Top.Science.Space.Astronomy
 Top.Science.Space.Astronomy.Astrophysics
 Top.Science.Space.Astronomy.Cosmology
(3 rows)
```

F.21.5. Transformations

Des extensions supplémentaires sont disponibles pour implémenter des transformations pour le type `ltree` pour PL/Python. Les extensions sont appelées `ltree_plpythonu`, `ltree_plpython2u`

et `ltree_plpython3u` (voir Section 46.1 pour la convention de nommage PL/Python). Si vous installez ces transformations et les spécifier lors de la création d'une fonction, les valeurs `ltree` sont converties en listes Python. Il est à noter que l'inverse n'est pas encore supportée.

> **Attention**
>
> Il est fortement recommandé que les extensions de transformation soient installées dans le même schéma que `ltree`. Sinon il existe un risque de sécurité si le schéma de l'extension de transformation contient des objets définis par un utilisateur hostile.

F.21.6. Auteurs

Tout le travail a été réalisé par Teodor Sigaev (`<teodor@stack.net>`) et Oleg Bartunov (`<oleg@sai.msu.su>`). Voir http://www.sai.msu.su/~megera/postgres/gist pour des informations supplémentaires. Les auteurs voudraient remercier Eugeny Rodichev pour son aide. Commentaires et rapports de bogue sont les bienvenus.

F.22. pageinspect

Le module `pageinspect` fournit des fonctions qui vous permettent d'inspecter le contenu des pages de la base de données à un bas niveau, ce qui utile pour le débogage. Toutes ces fonctions ne sont utilisables que par les super-utilisateurs.

F.22.1. Fonctions générales

`get_raw_page(relname text, fork text, blkno int) returns bytea`

`get_raw_page` lit le bloc spécifié de la relation nommée et renvoie une copie en tant que valeur de type `bytea`. Ceci permet la récupération de la copie cohérente à un instant t d'un bloc spécifique. *`fork`* devrait être `'main'` pour les données, et `'fsm'` pour la carte des espaces libres, `'vm'` pour la carte de visibilité ou `'init'`.

`get_raw_page(relname text, blkno int) returns bytea`

Une version raccourcie de `get_raw_page`, pour le lire que la partie des données. Équivalent à `get_raw_page(relname, 'main', blkno)`.

`page_header(page bytea) returns record`

`page_header` affiche les champs communs à toutes les pages des tables et index PostgreSQL.

L'image d'une page obtenu avec `get_raw_page` doit être passé en argument. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM page_header(get_raw_page('pg_class', 0));
    lsn    | checksum | flags  | lower | upper | special |
 pagesize | version | prune_xid
-----------+----------+--------+-------+-------+---------
+----------+---------+-----------
 0/24A1B50 |        0 |      1 |   232 |   368 |    8192 |
 8192 |       4 |         0
```

Les colonnes renvoyées correspondent aux champs de la structure `PageHeaderData`. Voir `src/include/storage/bufpage.h` pour les détails.

Le champ `checksum` est la somme de contrôle stockée dans la page, qui peut être incorrecte si la page est d'une manière ou d'une autre corrompue. Si les sommes de contrôle des données ne sont pas activées pour cette instance, alors la valeur stockée n'a aucune signification.

`page_checksum(page bytea, blkno int4) returns smallint`

`page_checksum` calcule la somme de contrôle pour la page, comme si elle était citée au numéro de bloc passé en paramètre.

Une image de page obtenue avec `get_raw_page` devrait être passée en argument. Par exemple :

```
test=# SELECT page_checksum(get_raw_page('pg_class', 0), 0);
 page_checksum
---------------
         13443
```

Veuillez noter que la somme de contrôle dépend du numéro de bloc, ainsi des numéros de blocs qui se correspondent devraient être passé (sauf lors de débugage ésotériques).

Les sommes de contrôle calculées avec cette fonction peuvent être comparées avec le champ `checksum` retournée par la fonction `page_header`. Si les sommes de contrôle des données sont activées sur cette instance, alors les deux valeurs devraient être égales.

`fsm_page_contents(page bytea) returns text`

`fsm_page_contents` montre la structure interne du nœud d'une page FSM. Par exemple :

```
test=# SELECT fsm_page_contents(get_raw_page('pg_class', 'fsm',
 0));
```

La sortie est une chaîne de texte multiligne, avec une ligne par nœud dans l'arbre binaire au sein de la page. Seuls ces nœuds qui ne valent pas zéro sont affichés. Le pointeur appelé « next », qui pointe vers le prochain slot à être retourné depuis la page, est également affiché.

Voir `src/backend/storage/freespace/README` pour plus d'information sur la structure d'une page FSM.

F.22.2. Fonctions Heap

`heap_page_items(page bytea) returns setof record`

`heap_page_items` affiche tous les pointeurs de ligne dans une page de table. Pour les pointeurs de ligne en utilisation, les en-têtes de ligne ainsi que les données des lignes sont aussi affichées. Toutes les lignes sont affichées, qu'elles soient ou non visibles dans l'image MVCC au moment où la page brute a été copiée.

Une image d'une page de table obtenue avec `get_raw_page` doit être fournie en argument. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM heap_page_items(get_raw_page('pg_class',
 0));
```

Voir `src/include/storage/itemid.h` et `src/include/access/htup_details.h` pour des explications sur les champs renvoyés.

`tuple_data_split(rel_oid oid, t_data bytea, t_infomask integer, t_infomask2 integer, t_bits text [, do_detoast bool]) returns bytea[]`

`tuple_data_split` divise les données d'une ligne en attributs de la même façon que le fait le moteur.

```
test=# SELECT tuple_data_split('pg_class'::regclass,
 t_data, t_infomask, t_infomask2, t_bits) FROM
 heap_page_items(get_raw_page('pg_class', 0));
```

Cette fonction doit être appelée avec les mêmes arguments que ce qui est renvoyé par `heap_page_items`.

Si *`do_detoast`* est `true`, la donnée TOAST sera traitée. La valeur par défaut est `false`.

`heap_page_item_attrs(page bytea, rel_oid regclass [, do_detoast bool]) returns setof record`

`heap_page_item_attrs` est équivalent à `heap_page_items` sauf qu'elle renvoie les données brutes de la ligne sous la forme d'un tableau d'attributs pouvant en option être traités par *`do_detoast`* (comportement désactivé par défaut).

Une image de la page HEAP obtenue avec `get_raw_page` doit être fournie comme argument. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM
 heap_page_item_attrs(get_raw_page('pg_class', 0),
 'pg_class'::regclass);
```

F.22.3. Fonctions B-tree

`bt_metap(relname text) returns record`

`bt_metap` renvoie des informations sur une méta-page d'un index B-tree. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM bt_metap('pg_cast_oid_index');
-[ RECORD 1 ]-----------+-------
magic                   | 340322
version                 | 3
root                    | 1
level                   | 0
fastroot                | 1
fastlevel               | 0
oldest_xact             | 582
last_cleanup_num_tuples | 1000
```

`bt_page_stats(relname text, blkno int) returns record`

`bt_page_stats` renvoie un résumé des informations sur les pages enfants des index B-tree. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM bt_page_stats('pg_cast_oid_index', 1);
```

```
-[ RECORD 1 ]-+-----
blkno         | 1
type          | l
live_items    | 256
dead_items    | 0
avg_item_size | 12
page_size     | 8192
free_size     | 4056
btpo_prev     | 0
btpo_next     | 0
btpo          | 0
btpo_flags    | 3
```

`bt_page_items(relname text, blkno int) returns setof record`

`bt_page_items` renvoie des informations détaillées sur tous les éléments d'une page d'index btree. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM bt_page_items('pg_cast_oid_index', 1);
 itemoffset |  ctid   | itemlen | nulls | vars |    data
------------+---------+---------+-------+------+-------------
          1 | (0,1)   |      12 | f     | f    | 23 27 00 00
          2 | (0,2)   |      12 | f     | f    | 24 27 00 00
          3 | (0,3)   |      12 | f     | f    | 25 27 00 00
          4 | (0,4)   |      12 | f     | f    | 26 27 00 00
          5 | (0,5)   |      12 | f     | f    | 27 27 00 00
          6 | (0,6)   |      12 | f     | f    | 28 27 00 00
          7 | (0,7)   |      12 | f     | f    | 29 27 00 00
          8 | (0,8)   |      12 | f     | f    | 2a 27 00 00
```

Dans un bloc feuille d'un index B-tree, `ctid` pointe vers un enregistrement de la table. Dans une page interne, la partie du numéro de bloc du `ctid` pointe vers une autre page de l'index lui-même alors que la partie décalage (le deuxième nombre) est ignoré et vaut généralement 1.

Notez que le premier élément une page (autre que la dernière, toute page avec une valeur différente de zéro dans le champ `btpo_next`) est la « clé haute » du bloc, ce qui signifie que ces données (`data`) serve comme limite haute de tous les éléments apparaissant sur la page, alors que son champ `ctid` n'a aucune signification. De plus, sur les blocs qui ne sont pas des feuilles, le premier élément contenant de vraies données (autrement dit le premier élément qui n'est pas une clé haute) est un élément « moins infinité » sans valeur réelle dans son champ `data`. Néanmoins, un tel élément doit avoir un lien valide dans son champ `ctid`.

`bt_page_items(page bytea) returns setof record`

Il est également possible de passer une page à `bt_page_items` comme une valeur de type `bytea`. Une image de page obtenue avec `get_raw_page` devrait être passé en argument. Ainsi le précédent exemple pourrait également être réécrit ainsi :

```
test=# SELECT * FROM
 bt_page_items(get_raw_page('pg_cast_oid_index', 1));
 itemoffset |  ctid   | itemlen | nulls | vars |    data
------------+---------+---------+-------+------+-------------
          1 | (0,1)   |      12 | f     | f    | 23 27 00 00
          2 | (0,2)   |      12 | f     | f    | 24 27 00 00
          3 | (0,3)   |      12 | f     | f    | 25 27 00 00
```

```
 4 | (0,4)   |      12 | f     | f    | 26 27 00 00
 5 | (0,5)   |      12 | f     | f    | 27 27 00 00
 6 | (0,6)   |      12 | f     | f    | 28 27 00 00
 7 | (0,7)   |      12 | f     | f    | 29 27 00 00
 8 | (0,8)   |      12 | f     | f    | 2a 27 00 00
```

Tous les autres détails sont les même qu'expliqué au point précédent.

F.22.4. Fonctions BRIN

`brin_page_type(page bytea) returns text`

`brin_page_type` renvoie le type de bloc du bloc indiqué pour l'index BRIN donné ou renvoie une erreur si le bloc n'est pas un bloc valide d'un index BRIN. Par exemple :

```
test=# SELECT brin_page_type(get_raw_page('brinidx', 0));
 brin_page_type
----------------
 meta
```

`brin_metapage_info(page bytea) returns record`

`brin_metapage_info` renvoie une information assortie sur la métapage d'un index BRIN. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM brin_metapage_info(get_raw_page('brinidx',
 0));
   magic    | version | pagesperrange | lastrevmappage
------------+---------+---------------+----------------
 0xA8109CFA |       1 |             4 |              2
```

`brin_revmap_data(page bytea) returns setof tid`

`brin_revmap_data` renvoie la liste des identifiants de lignes dans un bloc de type « range map » d'un index BRIN. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM brin_revmap_data(get_raw_page('brinidx',
 2)) LIMIT 5;
  pages
---------
 (6,137)
 (6,138)
 (6,139)
 (6,140)
 (6,141)
```

`brin_page_items(page bytea, index oid) returns setof record`

`brin_page_items` renvoie les données enregistrées dans le bloc de données de l'index BRIN. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM brin_page_items(get_raw_page('brinidx', 5),
                                     'brinidx')
       ORDER BY blknum, attnum LIMIT 6;
 itemoffset | blknum | attnum | allnulls | hasnulls |
 placeholder |    value
------------+--------+--------+----------+----------
+-------------+--------------
         137 |      0 |      1 | t        | f        | f
  |
         137 |      0 |      2 | f        | f        | f
  | {1 .. 88}
         138 |      4 |      1 | t        | f        | f
  |
         138 |      4 |      2 | f        | f        | f
  | {89 .. 176}
         139 |      8 |      1 | t        | f        | f
  |
         139 |      8 |      2 | f        | f        | f
  | {177 .. 264}
```

Les colonnes renvoyées correspondent aux champs des structures `BrinMemTuple` et `BrinValues`. Voir `src/include/access/brin_tuple.h` pour plus de détails.

F.22.5. Fonctions GIN

`gin_metapage_info(page bytea) returns record`

`gin_metapage_info` renvoie des informations sur la métapage d'un index GIN index metapage. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM gin_metapage_info(get_raw_page('gin_index',
 0));
-[ RECORD 1 ]----+-----------
pending_head     | 4294967295
pending_tail     | 4294967295
tail_free_size   | 0
n_pending_pages  | 0
n_pending_tuples | 0
n_total_pages    | 7
n_entry_pages    | 6
n_data_pages     | 0
n_entries        | 693
version          | 2
```

`gin_page_opaque_info(page bytea) returns record`

`gin_page_opaque_info` renvoie des informations sur la partie opaque d'un index GIN, comme le type de bloc. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM
 gin_page_opaque_info(get_raw_page('gin_index', 2));
 rightlink | maxoff |         flags
-----------+--------+-----------------------
         5 |      0 | {data,leaf,compressed}
(1 row)
```

```
gin_leafpage_items(page bytea) returns setof record
```

`gin_leafpage_items` renvoie des informations sur les données enregistrées dans un bloc feuille d'un index GIN. Par exemple :

```
test=# SELECT first_tid, nbytes, tids[0:5] AS some_tids
        FROM gin_leafpage_items(get_raw_page('gin_test_idx',
 2));
 first_tid | nbytes |                        some_tids
-----------+--------
+-----------------------------------------------------------
 (8,41)    |    244 |
 {"(8,41)","(8,43)","(8,44)","(8,45)","(8,46)"}
 (10,45)   |    248 |
 {"(10,45)","(10,46)","(10,47)","(10,48)","(10,49)"}
 (12,52)   |    248 |
 {"(12,52)","(12,53)","(12,54)","(12,55)","(12,56)"}
 (14,59)   |    320 |
 {"(14,59)","(14,60)","(14,61)","(14,62)","(14,63)"}
 (167,16)  |    376 |
 {"(167,16)","(167,17)","(167,18)","(167,19)","(167,20)"}
 (170,30)  |    376 |
 {"(170,30)","(170,31)","(170,32)","(170,33)","(170,34)"}
 (173,44)  |    197 |
 {"(173,44)","(173,45)","(173,46)","(173,47)","(173,48)"}
(7 rows)
```

F.22.6. Fonctions Hash

```
hash_page_type(page bytea) returns text
```

`hash_page_type` renvoie le type de page de la page d'index HASH donné. Par exemple :

```
test=# SELECT hash_page_type(get_raw_page('con_hash_index', 0));
 hash_page_type
----------------
 metapage
```

```
hash_page_stats(page bytea) returns setof record
```

`hash_page_stats` retourne des informations sur un bucket ou une page overflow d'un index HASH. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM
 hash_page_stats(get_raw_page('con_hash_index', 1));
-[ RECORD 1 ]---+-----------
live_items      | 407
dead_items      | 0
page_size       | 8192
free_size       | 8
hasho_prevblkno | 4096
hasho_nextblkno | 8474
```

```
hasho_bucket    | 0
hasho_flag      | 66
hasho_page_id   | 65408
```

`hash_page_items(page bytea) returns setof record`

`hash_page_items` retourne des informations sur les données stockées dans un bucket ou une page overflow d'une page d'index HASH. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM
 hash_page_items(get_raw_page('con_hash_index', 1)) LIMIT 5;
 itemoffset |   ctid    |    data
------------+-----------+------------
          1 | (899,77)  | 1053474816
          2 | (897,29)  | 1053474816
          3 | (894,207) | 1053474816
          4 | (892,159) | 1053474816
          5 | (890,111) | 1053474816
```

`hash_bitmap_info(index oid, blkno int) returns record`

`hash_bitmap_info` montre le statut d'un bit dans la page de bitmap pour une page overflow en particulier d'un index HASH. Par exemple :

```
test=# SELECT * FROM hash_bitmap_info('con_hash_index', 2052);
 bitmapblkno | bitmapbit | bitstatus
-------------+-----------+-----------
          65 |         3 | t
```

`hash_metapage_info(page bytea) returns record`

`hash_metapage_info` retourne l'information stockée dans la méta-page d'un index HASH index. Par exemple :

```
test=# SELECT magic, version, ntuples, ffactor, bsize, bmsize,
 bmshift,
test-#     maxbucket, highmask, lowmask, ovflpoint, firstfree,
 nmaps, procid,
test-#     regexp_replace(spares::text, '(,0)*}', '}') as
 spares,
test-#     regexp_replace(mapp::text, '(,0)*}', '}') as mapp
test-# FROM hash_metapage_info(get_raw_page('con_hash_index',
 0));
-[ RECORD
 1 ]-----------------------------------------------------------------------------
magic     | 105121344
version   | 4
ntuples   | 500500
ffactor   | 40
bsize     | 8152
bmsize    | 4096
bmshift   | 15
maxbucket | 12512
highmask  | 16383
```

```
lowmask   | 8191
ovflpoint | 28
firstfree | 1204
nmaps     | 1
procid    | 450
spares    |
 {0,0,0,0,0,0,1,1,1,1,1,1,1,3,4,4,4,45,55,58,59,508,567,628,704,1193,1202,1
mapp      | {65}
```

F.23. passwordcheck

Le module `passwordcheck` vérifie les mots de passe des utilisateurs quand ils sont configurés avec CREATE ROLE ou ALTER ROLE. Si un mot de passe est considéré trop faible, il sera rejeté et la commande se terminera avec une erreur.

Pour activer ce module, ajoutez `'$libdir/passwordcheck'` dans le paramètre shared_preload_libraries du fichier `postgresql.conf`, puis redémarrez le serveur.

Vous pouvez adapter ce module à vos besoins en modifiant son code source. Par exemple, vous pouvez utiliser CrackLib[3] pour vérifier les mots de passe -- ceci requiert seulement la suppression des commentaires sur deux lignes du `Makefile` et la reconstruction du module. (Nous ne pouvons pas inclure CrackLib par défaut pour des raisons de licence.) Sans CrackLib, le module impose quelques règles simples sur la force du mot de passe, que vous pouvez modifier ou étendre au besoin.

> **Attention**
>
> Pour empêcher l'envoi en clair des mots de passe sur le réseau, leur écriture dans les journaux applicatifs ou leur récupération par un administrateur de bases de données, PostgreSQL permet à l'utilisateur de fournir des mots de passe déjà chiffrés. Beaucoup de programmes clients utilisent cette fonctionnalité et chiffrent le mot de passe avant de l'envoyer au serveur.
>
> Ceci limite l'utilité du module `passwordcheck` car, dans ce cas, il peut seulement tenter de deviner le mot de passe. Pour cette raison, `passwordcheck` n'est pas recommandé si vos besoins en sécurité sont importants. Il est plus intéressant d'utiliser une méthode d'authentification externe comme GSSAPI (voir Chapitre 20) plutôt que de se fier aux mots de passe internes.
>
> Une alternative est de modifier `passwordcheck` pour rejeter les mots de passe pré-chiffrés, mais forcer ainsi les utilisateurs à entrer leurs mots de passe en clair porte son propre lot de problèmes de sécurité.

F.24. pg_buffercache

Le module `pg_buffercache` fournit un moyen pour examiner ce qui se passe dans le cache partagé en temps réel.

Ce module propose une fonction C, `pg_buffercache_pages`, qui renvoie un ensemble d'enregistrements, ainsi qu'une vue, `pg_buffercache`, qui englobe la fonction pour une utilisation facilitée.

Par défaut l'utilisation est restreinte aux super utilisateurs et aux membres du rôle `pg_monitor`. L'accès peut être accordé à d'autres rôle en utilisant `GRANT`.

[3] https://sourceforge.net/projects/cracklib/

F.24.1. La vue pg_buffercache

Voici la définition des colonnes exposées par la vue affichée dans Tableau F.15 :

Tableau F.15. Colonnes de pg_buffercache

Nom	Type	Références	Description
bufferid	integer		ID, qui va de 1 à shared_buffers
relfilenode	oid	pg_class.relfilenode	Numéro filenode de la relation
reltablespace	oid	pg_tablespace.oid	OID du tablespace de la relation
reldatabase	oid	pg_database.oid	OID de la base de données de la relation
relforknumber	smallint		Numéro du fork dans la relation ; voir include/common/relpath.h
relblocknumber	bigint		Numéro de page dans la relation
isdirty	boolean		Page modifiée ?
usagecount	smallint		Compteur d'accès clock-sweep
pinning_backends	integer		Nombre de processus serveur en accès sur ce bloc

Il y a une ligne pour chaque tampon dans le cache partagé. Les tampons inutilisés sont affichés avec des champs NULL sauf pour bufferid. Les catalogues systèmes partagés sont affichés comme appartenant à la base de données zéro.

Comme le cache est partagé par toutes les bases de données, il y aura des pages de relations n'appartenant pas à la base de données courante. Cela signifie qu'il pourrait y avoir des lignes sans correspondance dans pg_class, ou qu'il pourrait y avoir des jointures incorrectes. Si vous essayez une jointure avec pg_class, une bonne idée est de restreindre la jointure aux lignes ayant un reldatabase égal à l'OID de la base de données actuelle ou à zéro.

Comme des verrous du gestionnaire de tampons ne sont pas acquis pour copier les données d'état du tampon que la vue affichera, accéder à la vue pg_buffercache a moins d'impact sur l'activité normale du tampon mais il ne fournit pas un ensemble cohérent de résultats sur tous les tampons. Néanmoins, nous nous assurons que l'information de chaque tampon est cohérent avec lui-même.

F.24.2. Affichage en sortie

```
 regression=# SELECT n.nspname, c.relname, count(*) AS buffers
              FROM pg_buffercache b JOIN pg_class c
              ON b.relfilenode = pg_relation_filenode(c.oid) AND
                 b.reldatabase IN (0, (SELECT oid FROM pg_database
                                       WHERE datname =
current_database()))
              JOIN pg_namespace n ON n.oid = c.relnamespace
              GROUP BY n.nspname, c.relname
```

```
                ORDER BY 3 DESC
                LIMIT 10;

  nspname   |        relname         | buffers
------------+------------------------+---------
 public     | delete_test_table      |     593
 public     | delete_test_table_pkey |     494
 pg_catalog | pg_attribute           |     472
 public     | quad_poly_tbl          |     353
 public     | tenk2                  |     349
 public     | tenk1                  |     349
 public     | gin_test_idx           |     306
 pg_catalog | pg_largeobject         |     206
 public     | gin_test_tbl           |     188
 public     | spgist_text_tbl        |     182
  (10 rows)
```

F.24.3. Auteurs

Mark Kirkwood <markir@paradise.net.nz>

Suggestions de conception : Neil Conway <neilc@samurai.com>

Conseils pour le débogage : Tom Lane <tgl@sss.pgh.pa.us>

F.25. pgcrypto

Le module pgcrypto propose des fonctions de cryptographie pour PostgreSQL.

F.25.1. Fonctions de hachage généralistes

F.25.1.1. digest()

```
digest(data text, type text) returns bytea
digest(data bytea, type text) returns bytea
```

Calcule un hachage binaire de *data*. *type* est l'algorithme utilisé. Les algorithmes standards sont md5 et sha1. Si pgcrypto a été construit avec OpenSSL, d'autres algorithmes sont disponibles comme le détaille Tableau F.19.

Si vous voulez en résultat une chaîne hexadécimale, utilisez encode() sur le résultat. Par exemple :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION sha1(bytea) returns text AS $$
  SELECT encode(digest($1, 'sha1'), 'hex')
$$ LANGUAGE SQL STRICT IMMUTABLE;
```

F.25.1.2. hmac()

```
hmac(data text, key text, type text) returns bytea
hmac(data bytea, key bytea, type text) returns bytea
```

Calcule un MAC haché sur *data* avec la clé *key*. *type* est identique à digest().

C'est similaire à digest() mais le hachage peut être recalculé en connaissant seulement la clé. Ceci évite le scénario où quelqu'un modifie les données et le hachage en même temps.

Si la clé est plus grosse que le bloc haché, il sera tout d'abord haché puis le résultat sera utilisé comme clé.

F.25.2. Fonctions de hachage de mot de passe

Les fonctions crypt() et gen_salt() sont spécialement conçues pour hacher les mots de passe. crypt() s'occupe du hachage et gen_salt() prépare les paramètres de l'algorithme pour ça.

Les algorithmes de crypt() diffèrent des algorithmes de hachage habituels comme MD5 ou SHA1 :

1. Ils sont lents. Comme la quantité de données est petite, c'est le seul moyen de rendre difficile la découverte par la force des mots de passe.

2. Ils incluent une valeur aléatoire appelée sel (*salt* en anglais) avec le résultat, pour que les utilisateurs qui ont le même mot de passer puissent avoir des mots de passe chiffrés différents. C'est aussi une défense supplémentaire comme l'inversion de l'algorithme.

3. Ils incluent le type de l'algorithme dans le résultat pour que les mots de passe hachés avec différents algorithmes puissent co-exister.

4. Certains s'adaptent. Cela signifie que, une fois que les ordinateurs iront plus vite, vous pourrez configurer l'algorithme pour qu'il soit plus lent, ceci sans introduire d'incompatibilité avec les mots de passe existant.

Tableau F.16 liste les algorithmes supportés par la fonction crypt().

Tableau F.16. Algorithmes supportés par crypt()

Algorithme	Longueur maximum du mot de passe	Adaptif ?	Bits sel	Longueur de la sortie	Description
bf	72	oui	128	60	Basé sur Blowfish, variante 2a
md5	unlimited	non	48	34	crypt() basé sur MD5
xdes	8	oui	24	20	DES étendu
des	8	non	12	13	crypt original UNIX

F.25.2.1. crypt()

```
crypt(password text, salt text) returns text
```

Calcule un hachage de mot de passe (*password*) d'après crypt(3) UN*X. Lors du stockage d'un nouveau mot de passe, vous devez utiliser la fonction gen_salt() pour générer un nouveau sel (*salt*). Lors de la vérification de mot de passe, passez la valeur hachée stockée *salt*, et testez si le résultat correspond à la valeur stockée.

Exemple d'ajout d'un nouveau mot de passe :

```
    UPDATE ... SET pswhash = crypt('new password',
gen_salt('md5'));
```

Exemple d'authentification :

```
    SELECT (pswhash = crypt('entered password', pswhash)) AS
pswmatch FROM ... ;
```

Ceci renvoie `true` si le mot de passe saisi est correct.

F.25.2.2. `gen_salt()`

```
    gen_salt(type text [, iter_count integer ]) returns text
```

Génère une nouvelle valeur aléatoire sel pour son utilisation avec `crypt()`. La chaîne sel indique aussi à `crypt()` l'algorithme à utiliser.

Le paramètre *`type`* précise l'algorithme de hachage. Les types acceptés sont : `des`, `xdes`, `md5` et `bf`.

Le paramètre *`iter_count`* laisse l'utilisateur indiquer le nombre d'itération, pour les algorithmes qui en ont. Plus le nombre est important, plus le hachage du mot de passe prendra du temps, et du coup plus le craquage du mot de passe prendre du temps. Cela étant dit, un nombre trop important rend pratiquement impossible le calcul du hachage. Si le paramètre *`iter_count`* est omis, le nombre d'itération par défaut est utilisé. Les valeurs autorisées pour *`iter_count`* dépendent de l'algorithme et sont affichées dans Tableau F.17.

Tableau F.17. Nombre d'itération pour `crypt()`

Algorithme	Par défaut	Min	Max
`xdes`	725	1	16777215
`bf`	6	4	31

Pour `xdes`, il existe une limite supplémentaire qui fait que ce nombre doit être un nombre impair.

Pour utiliser un nombre d'itération approprié, pensez que la fonction crypt DES original a été conçu pour avoir la vitesse de quatre hachages par seconde sur le matériel de l'époque. Plus lent que quatre hachages par secondes casserait probablement la facilité d'utilisation. Plus rapide que cent hachages à la seconde est probablement trop rapide.

Tableau F.18 donne un aperçu de la lenteur relative de différents algorithmes de hachage. La table montre le temps que prendrait le calcul de toutes les combinaisons réalisables pour un mot de passe sur huit caractères, en supposant que le mot de passe contient soit que des lettres minuscules, soit des lettres minuscules et majuscules et des chiffres. Dans les entrées `crypt-bf`, le nombre après un slash est le paramètre *`iter_count`* de `gen_salt`.

Tableau F.18. Vitesse de l'algorithm de hachage

Algorithme	Hachages/sec	Pour `[a-z]`	Pour `[A-Za-z0-9]`	Durée par rapport à `md5 hash`
`crypt-bf/8`	1792	4 années	3927 années	100k
`crypt-bf/7`	3648	2 années	1929 années	50k

Algorithme	Hachages/sec	Pour [a-z]	Pour [A-Za-z0-9]	Durée par rapport à md5 hash
crypt-bf/6	7168	1 année	982 années	25k
crypt-bf/5	13504	188 années	521 années	12.5k
crypt-md5	171584	15 jours	41 années	1k
crypt-des	23221568	157.5 minutes	108 jours	7
sha1	37774272	90 minutes	68 jours	4
md5 (hash)	150085504	22.5 minutes	17 jours	1

Notes :

- La machine utilisée est un Intel Mobile Core i3.
- Les numéros des algorithmes `crypt-des` et `crypt-md5` sont pris de la sortie du -test de John the Ripper v1.6.38.
- Les nombres hachés `md5` font partie de mdcrack 1.2.
- Les nombres `sha1` font partie de lcrack-20031130-beta.
- Les nombres `crypt-bf` sont pris en utilisant le programme simple qui boucle sur 1000 mots de passe de huit caractères. De cette façon, je peux afficher la vitesse avec les différents nombres de tours. Pour référence : `john -test` affiche 13506 tours/sec pour `crypt-bf/5`. (La petite différence dans les résultats est dû au fait que l'implémentation de `crypt-bf` dans `pgcrypto` est la même que celle utilisée dans John the Ripper.)

Notez que « tenter toutes les combinaisons » n'est pas un exercice réaliste. Habituellement, craquer les mots de passe se fait avec l'aide de dictionnaires contenant les mots standards et différentes variantes. Donc, même des mots de passe qui ressemblent vaguement à des mots peuvent être craqués plus rapidement que les nombres ci-dessus le suggèrent alors qu'un mot de passe sur six caractères qui ne ressemble pas à un mot pourrait ne pas être craqué.

F.25.3. Fonctions de chiffrement PGP

Les fonctions implémentent la partie chiffrement du standard OpenPGP (RFC 2440). Les chiffrements à clés symétriques et publiques sont supportés.

Un message PGP chiffré consiste en deux parties ou *paquets* :

- Un paquet contenant la clé de session -- soit une clé symétrique soit une clé publique chiffrée.
- Paquet contenant les données chiffrées avec la clé de session.

Lors du chiffrement avec une clé symétrique (par exemple, un mot de passe) :

1. Le mot de passe est haché en utilisant l'algorithme String2Key (S2K). C'est assez similaire à l'algorithme `crypt()` -- lenteur voulue et nombre aléatoire pour le sel -- mais il produit une clé binaire de taille complète.
2. Si une clé de session séparée est demandée, une nouvelle clé sera générée au hasard. Sinon une clé S2K sera utilisée directement en tant que clé de session.
3. Si une clé S2K est à utiliser directement, alors seuls les paramètres S2K sont placés dans le paquet de session. Sinon la clé de session sera chiffrée avec la clé S2K et placée dans le paquet de session.

Lors du chiffrement avec une clé publique :

1. Une nouvelle clé de session est générée au hasard.

2. Elle est chiffrée en utilisant la clé public et placée dans le paquet de session.

Dans les deux cas, les données à chiffrer sont traitées ainsi :

1. Manipulation optionnelle des données : compression, conversion vers UTF-8, conversion de retours à la ligne.
2. Les données sont préfixées avec un bloc d'octets pris au hasard. C'est identique à l'utilisation de *random IV*.
3. Un hachage SHA1 d'un préfixe et de données au hasard est ajouté.
4. Tout ceci est chiffré avec la clé de la session et placé dans la paquet de données.

F.25.3.1. pgp_sym_encrypt()

```
   pgp_sym_encrypt(data text, psw text [, options text ]) returns
bytea
   pgp_sym_encrypt_bytea(data bytea, psw text [, options text ])
returns bytea
```

Chiffre *data* avec une clé PGP symétrique *psw*. Le paramètre *options* peut contenir des options décrites ci-dessous.

F.25.3.2. pgp_sym_decrypt()

```
   pgp_sym_decrypt(msg bytea, psw text [, options text ]) returns
text
   pgp_sym_decrypt_bytea(msg bytea, psw text [, options text ])
returns bytea
```

Déchiffre un message PGP chiffré avec une clé symétrique.

Déchiffrer des données `bytea` avec `pgp_sym_decrypt` est interdit. Ceci a pour but d'éviter la sortie de données de type caractère invalides. Déchiffrer des données textuelles avec `pgp_sym_decrypt_bytea` ne pose pas de problème.

Le paramètre *options* peut contenir les paramètres décrits ci-dessous.

F.25.3.3. pgp_pub_encrypt()

```
   pgp_pub_encrypt(data text, key bytea [, options text ]) returns
bytea
   pgp_pub_encrypt_bytea(data bytea, key bytea [, options text ])
returns bytea
```

Chiffre *data* avec la clé PGP publique *key*. Avec cette fonction, une clé privée renverra une erreur.

Le paramètre *options* peut contenir des options décrites ci-dessous.

F.25.3.4. pgp_pub_decrypt()

```
   pgp_pub_decrypt(msg bytea, key bytea [, psw text [, options
text ]]) returns text
```

```
    pgp_pub_decrypt_bytea(msg bytea, key bytea [, psw text [,
 options text ]]) returns bytea
```

Déchiffre un message chiffré avec une clé publique. *`key`* doit être la clé secrète correspondant à la clé publique utilisée pour chiffrer. Si la clé secrète est protégée par un mot de passe, vous devez saisir le mot de passe dans *`psw`*. S'il n'y a pas de mot de passe mais que vous devez indiquer des options, vous devez saisir un mot de passe vide.

Déchiffrer des données `bytea` avec `pgp_pub_decrypt` est interdit. Ceci a pour but d'éviter la sortie de données de type caractère invalides. Déchiffrer des données textuelles avec `pgp_pub_decrypt_bytea` ne pose pas de problème.

Le paramètre *`options`* peut contenir des options décrites ci-dessous.

F.25.3.5. `pgp_key_id()`

```
    pgp_key_id(bytea) returns text
```

`pgp_key_id` extrait l'identifiant de la clé pour une clé PGP publique ou secrète. Ou il donne l'identifiant de la clé utilisé pour chiffrer les données si un message chiffré est fourni.

Elle peut renvoyer deux identifiants de clés spéciaux :

- `SYMKEY`

  Le message est chiffré avec une clé symétrique.

- `ANYKEY`

  La donnée est chiffrée avec une clé publique mais l'identifiant de la clé est effacé. Cela signifie que vous avez besoin d'essayer toutes les clés secrètes pour voir laquelle la déchiffre. `pgcrypto` ne réalise pas lui-même de tels messages.

Notez que des clés différentes peuvent avoir le même identifiant. C'est rare mais normal. L'application client doit alors essayer de déchiffer avec chacune d'elle pour voir laquelle correspond -- ce qui revient à la gestion de `ANYKEY`.

F.25.3.6. `armor()`, `dearmor()`

```
    armor(data bytea [ , keys text[], values text[] ]) returns text
    dearmor(data text) returns bytea
```

Ces fonctions enveloppent les données dans une armure ASCII PGP qui est basiquement en Base64 avec CRC et un formatage supplémentaire.

Si les tableaux *`keys`* et *`values`* sont précisées, un *entête d'armure* est ajouté au format standard pour chaque paire clé/valeur. Les deux tableaux doivent avoir une seule dimension, et ils doivent avoir la même longueur. Les clés et valeurs ne peuvent pas contenir de caractères non ASCII.

F.25.3.7. `pgp_armor_headers`

```
pgp_armor_headers(data text, key out text, value out text) returns
 setof record
```

`pgp_armor_headers()` extrait les en-têtes d'armure à partir de *`data`*. La valeur de retour est un ensemble de lignes avec deux colonnes, une clé et une valeur. Si les clés ou valeurs contiennent des caractères non ASCII, ils sont traités avec l'encodage UTF-8.

F.25.3.8. Options pour les fonctions PGP

Les options sont nommées de façon similaires à GnuPG. Les valeurs sont fournies après un signe d'égalité ; les options sont séparées par des virgules. Par exemple :

```
    pgp_sym_encrypt(data, psw, 'compress-algo=1, cipher-
algo=aes256')
```

Toutes les options en dehors de `convert-crlf` s'appliquent seulement aux fonctions de chiffrement. Les fonctions de déchiffrement obtiennent des paramètres des données PGP.

Les options les plus intéressantes sont probablement `compression-algo` et `unicode-mode`. Le reste doit avoir des valeurs par défaut raisonnables.

F.25.3.8.1. cipher-algo

Quel algorithme de chiffrement à utiliser.

Valeurs : bf, aes128, aes192, aes256 (OpenSSL seulement : `3des`, `cast5`)
Par défaut : aes128
Applique à : pgp_sym_encrypt, pgp_pub_encrypt

F.25.3.8.2. compress-algo

Algorithme de compression à utiliser. Seulement disponible si PostgreSQL a été construit avec zlib.

Valeurs :
0 - sans compression
1 - compression ZIP
2 - compression ZLIB [=ZIP plus meta-data and block-CRC's]
Par défaut : 0
S'applique à : pgp_sym_encrypt, pgp_pub_encrypt

F.25.3.8.3. compress-level

Niveau de compression. Les grands niveaux compressent mieux mais sont plus lents. 0 désactive la compression.

Valeurs : 0, 1-9
Par défaut : 6
S'applique à : pgp_sym_encrypt, pgp_pub_encrypt

F.25.3.8.4. convert-crlf

Précise si `\n` doit être converti en `\r\n` lors du chiffrement et `\r\n` en `\n` lors du déchiffrement. La RFC 4880 spécifie que les données texte doivent être stockées en utilisant les retours chariot `\r\n`. Utilisez cette option pour obtenir un comportement respectant la RFC.

Valeurs : 0, 1
Par défaut : 0
S'applique à : pgp_sym_encrypt, pgp_pub_encrypt, pgp_sym_decrypt, pgp_pub_decrypt

F.25.3.8.5. disable-mdc

Ne protège pas les données avec SHA-1. La seule bonne raison pour utiliser cette option est d'avoir une compatibilité avec les anciens produits PGP précédant l'ajout de paquets protégés SHA-1 dans la RFC 4880. Les versions récentes des logiciels de gnupg.org et pgp.com le supportent.

Valeurs : 0, 1
Par défaut : 0
S'applique à : pgp_sym_encrypt, pgp_pub_encrypt

F.25.3.8.6. sess-key

Utilise la clé de session séparée. Le chiffrement par clé publique utilise toujours une clé de session séparée, c'est pour le chiffrement de clé symétrique, qui utilise directement par défaut S2K.

Valeurs : 0, 1
Par défaut : 0
S'applique à : pgp_sym_encrypt

F.25.3.8.7. s2k-mode

Algorithme S2K à utiliser.

Valeurs :
0 - Sans sel. Dangereux !
1 - Avec sel mais avec un décompte fixe des itérations.
3 - Décompte variables des itérations.
Par défaut : 3
S'applique à : pgp_sym_encrypt

F.25.3.8.8. s2k-count

Le nombre d'itérations de l'algorithme S2K à utiliser. La valeur doit être comprise entre 1024 et 65011712, valeurs incluses.

Par défaut : Une valeur aléatoire entre 65536 et 253952
S'applique à : pgp_sym_encrypt, seulement avec s2k-mode=3

F.25.3.8.9. s2k-digest-algo

Algorithme digest à utiliser dans le calcul S2K.

Valeurs : md5, sha1

Par défaut : sha1
S'applique à : pgp_sym_encrypt

F.25.3.8.10. s2k-cipher-algo

Chiffrement à utiliser pour le chiffrage de la clé de session séparée.

Valeurs : bf, aes, aes128, aes192, aes256
Par défaut : use cipher-algo
S'applique à : pgp_sym_encrypt

F.25.3.8.11. unicode-mode

Sélection de la conversion des données texte à partir de l'encodage interne de la base vers l'UTF-8 et inversement. Si votre base de données est déjà en UTF-8, aucune conversion ne sera réalisée, seules les données seront marquées comme étant en UTF-8. Sans cette option, cela ne se fera pas.

Valeurs : 0, 1
Par défaut : 0
S'applique à : pgp_sym_encrypt, pgp_pub_encrypt

F.25.3.9. Générer des clés PGP avec GnuPG

Pour générer une nouvelle clé :

```
gpg --gen-key
```

Le type de clé préféré est « DSA and Elgamal ».

Pour le chiffrement RSA, vous devez créer soit une clé de signature seulement DSA ou RSA en tant que maître, puis ajouter la sous-clé de chiffrement RSA avec `gpg --edit-key`.

Pour lister les clés :

```
gpg --list-secret-keys
```

Pour exporter une clé publique dans un format armure ASCII :

```
gpg -a --export KEYID > public.key
```

Pour exporter une clé secrète dans un format armure ASCII :

```
gpg -a --export-secret-keys KEYID > secret.key
```

Vous avez besoin d'utiliser la fonction `dearmor()` sur ces clés avant de les passer aux fonctions PGP. Ou si vous gérez des données binaires, vous pouvez supprimer l'option `-a` pour la commande.

Pour plus de détails, voir la `page de référence de gpg`, le livre « GNU Privacy Handbook »[4] et d'autres documents sur le site gnupg.org[5].

F.25.3.10. Limites du code PGP

- Pas de support des signatures. Cela signifie aussi qu'on ne peut pas vérifier si la sous-clé de chiffrage appartient bien à la clé maître.
- Pas de support de la clé de chiffrement en tant que clé maître. Cela ne devrait pas être un problème étant donné que cette pratique n'est pas encouragée.
- Pas de support pour plusieurs sous-clés. Ceci peut être un problème car c'est une pratique courante. D'un autre côté, vous ne devez pas utiliser vos clés GPG/PGP habituelles avec `pgcrypto`, mais en créer de nouvelles car l'utilisation est assez différente.

F.25.4. Fonctions de chiffrement brut (Raw)

Ces fonctions exécutent directement un calcul des données ; ils n'ont pas de fonctionnalités avancées de chiffrement PGP. Du coup, ils ont les problèmes majeurs suivant :

1. Elles utilisent directement la clé de l'utilisateur comme clé de calcul.
2. Elles ne fournissent pas une vérification de l'intégrité pour savoir si les données chiffrées ont été modifiées.
3. Elles s'attendent à ce que les utilisateurs gèrent eux-même tous les paramètres du chiffrement, même IV.
4. Elles ne gèrent pas le texte.

Donc, avec l'introduction du chiffrement PGP, l'utilisation des fonctions de chiffrement brut n'est pas encouragée.

```
   encrypt(data bytea, key bytea, type text) returns bytea
   decrypt(data bytea, key bytea, type text) returns bytea

   encrypt_iv(data bytea, key bytea, iv bytea, type text) returns
bytea
   decrypt_iv(data bytea, key bytea, iv bytea, type text) returns
bytea
```

Chiffrer/déchiffrer les données en utilisant la méthode de calcul spécifiée par *`type`*. La syntaxe de la chaîne *`type`* est :

```
  algorithm [ - mode ] [ /pad: padding ]
```

où *`algorithm`* fait partie de :

- `bf` -- Blowfish
- `aes` -- AES (Rijndael-128, -192 ou -256)

et *`mode`* fait partie de :

[4] https://www.gnupg.org/gph/en/manual.html
[5] https://www.gnupg.org/

- `cbc` -- le bloc suivant dépend du précédent. (par défaut)
- `ecb` -- chaque bloc est chiffré séparément. (seulement pour les tests)

et *`padding`* fait partie de :

- `pkcs` -- les données peuvent avoir n'importe quelle longueur (par défault)
- `none` -- les données doivent être des multiples de la taille du bloc de calcul.

Donc, pour exemple, ces derniers sont équivalents :

```
encrypt(data, 'fooz', 'bf')
encrypt(data, 'fooz', 'bf-cbc/pad:pkcs')
```

Dans `encrypt_iv` et `decrypt_iv`, le paramètre *`iv`* est la valeur initiale pour le mode CBC ; elle est ignorée pour ECB. Elle est remplie de zéro pour l'alignement si la taille de données ne correspond à un multiple de la taille du bloc. Elle a pour valeur par défaut que des zéros dans les fonctions sans ce paramètre.

F.25.5. Fonctions d'octets au hasard

```
gen_random_bytes(count integer) returns bytea
```

Renvoie *`count`*) octets pour un chiffrement fort. Il peut y avoir au maximum 1024 octets extrait à un instant t, ceci pour éviter de vider le contenu du générateur de nombres aléatoires.

```
gen_random_uuid() returns uuid
```

Retourne un UUID de version 4 (aléatoire).

F.25.6. Notes

F.25.6.1. Configuration

`pgcrypto` se configure lui-même suivant les découvertes du scrip `configure` principal de PostgreSQL. Les options qui l'affectent sont `--with-zlib` et `--with-openssl`.

Quand il est compilé avec zlib, les fonctions de chiffrement PGP peuvent compresser les données avant chiffrement.

Quand il est compilé avec OpenSSL, plus d'algorithmes seront disponibles. De plus, les fonctions de chiffrement à clé publique seront plus rapides car OpenSSL a des fonctions BIGNUM plus optimisées.

Tableau F.19. Résumé de fonctionnalités avec et sans OpenSSL

Fonctionnalité	Interne	Avec OpenSSL
MD5	oui	oui
SHA1	oui	oui
SHA224/256/384/512	oui	oui
D'autres algorithmes digest	non	oui (Note 1)

Fonctionnalité	Interne	Avec OpenSSL
Blowfish	oui	oui
AES	oui	oui
DES/3DES/CAST5	non	oui
Raw encryption	oui	oui
PGP Symmetric encryption	oui	oui
PGP Public-Key encryption	oui	oui

Lorsqu'elle est compilée avec OpenSSL 3.0.0 ou une version ultérieure, le fournisseur hérité doit être activé dans le fichier de configuration `openssl.cnf` pour utiliser les anciens chiffrements tels que DES or Blowfish.

Notes :

1. Tout algorithme digest qu'OpenSSL supporte est automatiquement choisi. Ce n'est pas possible avec les chiffreurs qui doivent être supportés explicitement.

F.25.6.2. Gestion des NULL

Comme le standard SQL le demande, toutes les fonctions renvoient NULL si un des arguments est NULL. Cela peut permettre une faille de sécurité si c'est utilisé sans précaution.

F.25.6.3. Limites de la sécurité

Toutes les fonctions de `pgcrypto` sont exécutées au sein du serveur de bases de données. Cela signifie que toutes les données et les mots de passe sont passés entre `pgcrypto` et l'application client en texte clair. Donc, vous devez :

1. Vous connecter localement ou utiliser des connexions SSL ;

2. Faire confiance à votre administrateur système et de base de données.

Si vous ne le pouvez pas, alors il est préférable de chiffrer directement au sein de l'application client.

L'implémentation ne résiste pas à des attaques par canal auxiliaire[6]. Par exemple, le temps requis pour terminer l'exécution d'une fonction de déchiffrement de `pgcrypto` varie suivant les texts de déchiffrement d'une certaine taille.

F.25.6.4. Lectures intéressantes

- https://www.gnupg.org/gph/en/manual.html

  The GNU Privacy Handbook.

- https://www.openwall.com/crypt/

  Décrit l'algorithme crypt-blowfish.

- https://www.iusmentis.com/security/passphrasefaq/

  Comment choisir un bon mot de passe.

- https://www.usenix.org/legacy/events/usenix99/provos.html

  Idée intéressante pour choisir des mots de passe.

[6] https://en.wikipedia.org/wiki/Side-channel_attack

- http://www.interhack.net/people/cmcurtin/snake-oil-faq.html

  Décrit la bonne et la mauvaise cryptographie.

F.25.6.5. Références tecyhniques

- https://tools.ietf.org/html/rfc4880

  Format du message OpenPGP.

- https://tools.ietf.org/html/rfc1321

  Algorithme MD5.

- https://tools.ietf.org/html/rfc2104

  HMAC: Keyed-Hashing for Message Authentication.

- http://www.usenix.org/events/usenix99/provos.html

  Comparaison des algorithmes crypt-des, crypt-md5 et bcrypt.

- https://en.wikipedia.org/wiki/Fortuna_(PRNG)

  Description de Fortuna CSPRNG.

- https://jlcooke.ca/random/

  Jean-Luc Cooke Fortuna-based `/dev/random` driver for Linux.

F.25.7. Auteur

Marko Kreen `<markokr@gmail.com>`

`pgcrypto` utilise du code provenant des sources suivantes :

Algorithme	Auteur	Origine du source
DES crypt	David Burren and others	FreeBSD libcrypt
MD5 crypt	Poul-Henning Kamp	FreeBSD libcrypt
Blowfish crypt	Solar Designer	www.openwall.com
Blowfish cipher	Simon Tatham	PuTTY
Rijndael cipher	Brian Gladman	OpenBSD sys/crypto
Hachage MD5 and SHA1	WIDE Project	KAME kame/sys/crypto
SHA256/384/512	Aaron D. Gifford	OpenBSD sys/crypto
BIGNUM math	Michael J. Fromberger	dartmouth.edu/~sting/sw/imath

F.26. pg_freespacemap

Le module `pg_freespacemap` fournit un moyen pour examiner la carte des espaces libres (*free space map*, FSM). Il fournit une fonction appelée `pg_freespace`, ou plus précisément deux fonctions qui se surchargent. Les fonctions indiquent la valeur enregistrée dans la carte des espaces libres pour une page donnée ou pour toutes les pages de la relation.

Par défaut l'utilisation est restreinte aux super utilisateurs et aux membres du rôle `pg_stat_scan_tables`. L'accès peut être accordé à d'autres en utilisant `GRANT`.

F.26.1. Fonctions

`pg_freespace(rel regclass IN, blkno bigint IN) returns int2`

Renvoit la quantité d'espace libre dans la page de la relation, spécifiée par `blkno`, d'après la FSM.

`pg_freespace(rel regclass IN, blkno OUT bigint, avail OUT int2)`

Affiche la quantité d'espace libre sur chaque page de la relation suivant la FSM. Un ensemble de lignes du type `(blkno bigint, avail int2)` est renvoyé, une ligne pour chaque page de la relation.

Les valeurs stockées dans la carte des espaces libres ne sont pas exactes. Elles sont arrondies à une précision de 1/256th du `BLCKSZ` (32 octets pour un `BLCKSZ` par défaut), et elles ne sont pas parfaitement mises à jour quand des lignes sont insérées et mises à jour.

Pour les index, sont tracées les pages entièrement inutilisées, plutôt que l'espace vide au sein des pages. En conséquence, les valeurs ne sont pas significatives. Elles indiquent simplement si la page est remplie ou vide.

> **Note**
>
> Note : l'interface a été modifiée en 8.4 pour refléter la nouvelle implémentation de la FSM introduite dans cette version.

F.26.2. Exemple de sortie

```
postgres=# SELECT * FROM pg_freespace('foo');
 blkno | avail
-------+-------
     0 |     0
     1 |     0
     2 |     0
     3 |    32
     4 |   704
     5 |   704
     6 |   704
     7 |  1216
     8 |   704
     9 |   704
    10 |   704
    11 |   704
    12 |   704
    13 |   704
    14 |   704
    15 |   704
    16 |   704
    17 |   704
    18 |   704
    19 |  3648
(20 rows)

postgres=# SELECT * FROM pg_freespace('foo', 7);
 pg_freespace
--------------
         1216
```

```
(1 row)
```

F.26.3. Auteur

Version originale par Mark Kirkwood <markir@paradise.net.nz>. Ré-écrit en version 8.4 pour s'adapter à la nouvelle implémentation de la FSM par Heikki Linnakangas <heikki@enterprisedb.com>

F.27. pg_prewarm

Le module pg_prewarm fournit un moyen pratique de charger des données des relations dans le cache de données du système d'exploitation ou dans le cache de données de PostgreSQL. Ce préchargement peut être lancé manuellement avec la fonction pg_prewarm, ou automatiquement en incluant pg_prewarm dans shared_preload_libraries. Dans ce dernier cas, le système exécutera un processus d'arrière-plan (*background worker*) qui enregistrera périodiquement le contenu des shared buffers dans un fichier nommé autoprewarm.blocks puis, après un redémarrage rechargera ces blocs en utilisant deux *background workers*.

F.27.1. Fonctions

```
pg_prewarm(regclass, mode text default 'buffer', fork text default
 'main',
           first_block int8 default null,
           last_block int8 default null) RETURNS int8
```

Le premier argument est la relation qui doit être préchargée. Le second est la méthode de préchargement à utiliser, comme décrit plus bas. Le troisième argument correspond au type de fichier à précharger (généralement main). Le quatrième argument est le numéro du premier bloc à précharger (NULL est accepté comme synonyme de zéro). Le cinquième argument correspond au dernier numéro de bloc à précharger (NULL signifie que l'on précharge jusqu'au dernier bloc dans la relation). La valeur retournée correspond au nombre de blocs préchargés.

Il y a trois méthodes de préchargement disponibles. prefetch envoie une requête de prélecture asynchrone au système d'exploitation si celui-ci le supporte ou sinon renvoie une erreur. read lit l'intervalle de blocs demandé. Contrairement à prefetch, toutes les plateformes et options de compilation le supportent, mais cette méthode peut être plus lente. buffer lit l'intervalle de blocs demandé pour le charger dans le cache de données de la base.

Il est à noter qu'avec n'importe laquelle de ces méthodes, tenter de précharger plus de blocs qu'il n'est possible de mettre en cache -- par le système d'exploitation en utilisant prefetch ou read, ou par PostgreSQL en utilisant buffer -- aura probablement pour effet d'expulser du cache les blocs des numéros inférieurs au fur et à mesure que les blocs des numéros supérieurs seront lus. De plus, les données préchargées ne bénéficient d'aucune protection spécifique contre l'éviction du cache. Il est donc possible que d'autres activités du système d'exploitation puissent évincer du cache les données fraîchement préchargées peu après leur lecture. Pour toutes ces raisons, le préchargement est typiquement plus utile au démarrage, quand les caches sont majoritairement vides.

```
autoprewarm_start_worker() RETURNS void
```

Lance autoprewarm, le worker principal. Normalement cela est automatique, mais ce peut être utile si le préchauffage automatique n'était pas configuré au démarrage du serveur et que vous voulez démarrer le worker plus tard.

```
autoprewarm_dump_now() RETURNS int8
```

Met à jour `autoprewarm.blocks` immédiatement. Ce peut être utile si le worker autoprewarm worker ne fonctionne pas mais que vous prévoyez de le lancer après le prochain redémarrage. La valeur retournée est le nombre d'enregistrements écrits dans `autoprewarm.blocks`.

F.27.2. Paramètres de configuration

`pg_prewarm.autoprewarm` (`boolean`)

Contrôle si le serveur doit lancer le worker autoprewarm. La valeur par défaut est « on ». Ce paramètre ne peut être positionné qu'au démarrage du serveur.

`pg_prewarm.autoprewarm_interval` (`int`)

Il s'agit de l'intervalle entre les mises à jour de `autoprewarm.blocks`. La valeur par défaut est de 300 secondes. Si la valeur est 0, le fichier ne sera pas écrit à intervalles réguliers, mais seulement à l'extinction du serveur.

Ces paramètres doivent être configurés dans le fichier `postgresql.conf`. Un cas d'usage typique serait :

```
# postgresql.conf
shared_preload_libraries = 'pg_prewarm'

pg_prewarm.autoprewarm = true
pg_prewarm.autoprewarm_interval = 300s
```

F.27.3. Auteur

Robert Haas <rhaas@postgresql.org>

F.28. pgrowlocks

Le module `pgrowlocks` fournit une fonction pour afficher les informations de verrouillage de lignes pour une table spécifiée.

Par défaut l'utilisation est restreinte aux super utilisateurs, membres du rôle `pg_stat_scan_tables`, ainsi que les utilisateurs avec le privilège `SELECT` sur la table.

F.28.1. Aperçu

```
pgrowlocks(text) returns setof record
```

Le paramètre est le nom d'une table. Le résultat est un ensemble d'enregistrements, avec une ligne pour chaque ligne verrouillée dans la table. Les colonnes en sortie sont affichées dans Tableau F.20.

Tableau F.20. Colonnes de `pgrowlocks`

Nom	Type	Description
`locked_row`	`tid`	ID de ligne (TID) d'une ligne verrouillée

Nom	Type	Description
locker	xid	ID de transaction de la pose du verrou, ou ID multixact dans le cas d'une multi-transaction
multi	boolean	True si le verrou est détenu par une multi-transaction
xids	xid[]	ID de transaction détenant les verrous (plus d'une en cas de multi-transaction)
modes	text[]	Mode de verrouillage des verrous (plus d'un dans le cas d'une multi-transaction), un tableau de Key Share, Share, For No Key Update, No Key Update, For Update, Update.
pids	integer[]	ID de processus des serveurs ayant posé les verrous (plus d'une en cas de multi-transaction)

pgrowlocks prend un verrou AccessShareLock pour la table cible et lit chaque ligne une par une pour récupérer les informations de verrouillage de lignes. Ce n'est pas très rapide pour une grosse table. Notez que :

1. Si un verrou de type ACCESS EXCLUSIVE est posée sur la table, pgrowlocks sera bloqué.

2. pgrowlocks ne garantit pas de produire une image cohérente. Il est possible qu'un nouveau verrou de ligne soit pris ou qu'un ancien verrou soit libéré pendant son exécution.

pgrowlocks ne montre pas le contenu des lignes verrouillées. Si vous voulez jeter un œil au contenu de la ligne en même temps, vous pouvez le faire ainsi :

```
SELECT * FROM accounts AS a, pgrowlocks('accounts') AS p
  WHERE p.locked_row = a.ctid;
```

Mais soyez conscient qu'une telle requête sera particulièrement inefficace.

F.28.2. Exemple d'affichage

```
=# SELECT * FROM pgrowlocks('t1');
 locked_row | locker | multi | xids  |     modes      |  pids
------------+--------+-------+-------+----------------+--------
 (0,1)      |    609 | f     | {609} | {"For Share"}  | {3161}
 (0,2)      |    609 | f     | {609} | {"For Share"}  | {3161}
 (0,3)      |    607 | f     | {607} | {"For Update"} | {3107}
 (0,4)      |    607 | f     | {607} | {"For Update"} | {3107}
(4 rows)
```

F.28.3. Auteur

Tatsuo Ishii

F.29. pg_stat_statements

Le module `pg_stat_statements` fournit un moyen de surveiller les statistiques d'exécution de tous les ordres SQL exécutés par un serveur.

Le module doit être chargé par l'ajout de `pg_stat_statements` à shared_preload_libraries dans le fichier de configuration `postgresql.conf` parce qu'il a besoin de mémoire partagée supplémentaire. Ceci signifie qu'il faut redémarrer le serveur pour ajouter ou supprimer le module.

Quand `pg_stat_statements` est chargé, il récupère des statistiques sur toutes les bases de données du serveur. Pour y accéder et les manipuler, le module fournit une vue, `pg_stat_statements`, et les fonctions `pg_stat_statements_reset` et `pg_stat_statements`. Elles ne sont pas disponibles globalement mais peuvent être activées pour une base de données spécifique avec l'instruction `CREATE EXTENSION pg_stat_statements`.

F.29.1. La vue `pg_stat_statements`

Les statistiques collectées par le module sont rendues disponibles par une vue nommée `pg_stat_statements`. Cette vue contient une ligne pour chaque identifiant de base de données, identifiant utilisateur et identifiant de requête distincts (jusqu'au nombre maximum d'ordres distincts que le module peut surveiller). Les colonnes de la vue sont affichées dans Tableau F.21.

Tableau F.21. Colonnes de `pg_stat_statements`

Nom	Type	Référence	Description
`userid`	`oid`	`pg_authid.oid`	OID de l'utilisateur qui a exécuté l'ordre SQL
`dbid`	`oid`	`pg_database.oid`	OID de la base de données dans laquelle l'ordre SQL a été exécuté
`queryid`	`bigint`		Code de hachage interne, calculé à partir de l'arbre d'analyse de la requête.
`query`	`text`		Texte de l'ordre SQL représentatif
`calls`	`bigint`		Nombre d'exécutions
`total_time`	`double precision`		Durée d'exécution de l'instruction SQL, en millisecondes
`min_time`	`double precision`		Durée minimum d'exécution de l'instruction SQL, en millisecondes
`max_time`	`double precision`		Durée maximum d'exécution de l'instruction SQL, en millisecondes
`mean_time`	`double precision`		Durée moyenne d'exécution de l'instruction SQL, en millisecondes

Nom	Type	Référence	Description
stddev_time	double precision		Déviation standard de la durée d'exécution de l'instruction SQL, en millisecondes
rows	bigint		Nombre total de lignes renvoyées ou affectées par l'ordre SQL
shared_blks_hit	bigint		Nombre total de blocs partagés lus dans le cache par l'ordre SQL
shared_blks_read	bigint		Nombre total de blocs partagés lus sur disque par l'ordre SQL
shared_blks_dirtied	bigint		Nombre total de blocs partagés mis à jour par l'ordre SQL
shared_blks_written	bigint		Nombre total de blocs partagés écrits sur disque par l'ordre SQL
local_blks_hit	bigint		Nombre total de blocs locaux lus dans le cache par l'ordre SQL
local_blks_read	bigint		Nombre total de blocs locaux lus sur disque par l'ordre SQL
local_blks_dirtied	bigint		Nombre total de blocs locaux mis à jour par l'ordre SQL.
local_blks_written	bigint		Nombre total de blocs locaux écrits sur disque par l'ordre SQL
temp_blks_read	bigint		Nombre total de blocs temporaires lus par l'ordre SQL
temp_blks_written	bigint		Nombre total de blocs temporaires écrits par l'ordre SQL
blk_read_time	double precision		Durée totale du temps passé par l'ordre SQL à lire des blocs, en millisecondes (si track_io_timing est activé, sinon zéro)
blk_write_time	double precision		Durée totale du temps passé par l'ordre SQL à écrire des blocs sur disque, en millisecondes (si track_io_timing est activé, sinon zéro)

Pour raisons de sécurité, seuls les super utilisateurs et les membres du rôle `pg_read_all_stats` sont autorisé à voir le texte SQL ainsi que le champ `queryid` des requêtes exécutées par d'autres utilisateurs. Les autres utilisateurs peuvent cependant voir les statistiques, si la vue a été installée dans leur base de données.

Les requêtes qui disposent d'un plan d'exécution (c'est-à-dire `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE`, et `DELETE`) sont combinées en une entrée unique dans `pg_stat_statements` lorsqu'elles ont un plan d'exécution similaire (d'après leur hachage). En substance, cela signifie que deux requêtes seront considérées comme équivalentes si elles sont sémantiquement les mêmes mais disposent de valeurs littérales différentes dans la requête. Les requêtes utilitaires (c'est-à-dire toutes les autres) ne sont considérées comme unique que lorsqu'elles sont égales au caractère près.

Quand la valeur d'une constante a été ignorée pour pouvoir comparer la requête à d'autres requêtes, la constante est remplacée par un symbole de paramètre, tel que `$1`, dans l'affichage de `pg_stat_statements`. Le reste du texte de la requête est tel qu'était la première requête ayant la valeur de hashage `queryid` spécifique associée à l'entrée dans `pg_stat_statements`.

Dans certains cas, les requêtes SQL avec des textes différents peuvent être fusionnés en une seule entrée `pg_stat_statements`. Normalement, cela n'arrive que pour les requêtes dont la sémantique est équivalente, mais il y a une petite chance que des collisions de l'algorithme de hachage aient pour conséquence la fusion de requêtes sans rapport en une entrée. (Cela ne peut cependant pas arriver pour des requêtes appartenant à des utilisateurs différents ou des bases de données différentes).

Puisque la valeur de hachage `queryid` est calculée sur la représentation de la requête après analyse, l'inverse est également possible : des requêtes avec un texte identique peuvent apparaître comme des entrées séparées, si elles ont des significations différentes en fonction de facteurs externes, comme des réglages de `search_path` différents.

Les programmes utilisant `pg_stat_statements` pourraient préférer utiliser `queryid` (peut-être en association avec `dbid` et `userid`) pour disposer d'un identifiant plus stable et plus sûr pour chaque entrée plutôt que le texte de la requête. Cependant, il est important de comprendre qu'il n'y a qu'une garantie limitée sur la stabilité de la valeur de hachage de `queryid`. Puisque l'identifiant est dérivé de l'arbre après analyse, sa valeur est une fonction, entre autres choses, des identifiants d'objet interne apparaissant dans cette représentation. Cela a des implications paradoxales. Par exemple, `pg_stat_statements` considérera deux requêtes apparemment identiques comme distinctes, si elles référencent une table qui a été supprimée et recréée entre l'exécution de ces deux requêtes. Le processus de hachage est également sensible aux différences d'architecture des machines ainsi que d'autres facettes de la plateforme. De plus, il n'est pas sûr de partir du principe que `queryid` restera stable entre des versions majeures de PostgreSQL.

De manière générale, on peut supposer que les valeurs de `queryid` sont stables et comparables tant que la version de serveur sous-jacente et que les informations de métadonnées du catalogue restent exactement les même. Deux serveurs en réplication à base de rejeu de journaux de transactions physique devraient avoir des valeurs de `queryid` identiques pour une même requête. Toutefois, les mécanismes de réplication logique ne garantissent pas de conserver des réplicats identiques pour tous les détails entrant en jeu, par conséquent `queryid` ne sera pas un identifiant utile pour accumuler des coûts sur un ensemble de réplicats logiques. En cas de doute, il est recommandé de tester directement.

Le symbole de paramètre utilité pour remplacer les constantes dans le texte représentatif de la requête démarre après le plus grand paramètre $*n* dans le texte de la requête originale, ou `$1` s'il n'y en avait pas. Il est intéressant de noter que dans cerains cas il pourrait y avoir un symbole de paramètre caché qui affecte cette numérotation. Par exemple, PL/pgSQL utilise des symbole de paramètre cachés pour insérer des valeurs de variables locales à la fonction dans les requêtes, ainsi un ordre PL/pgSQL comme `SELECT i + 1 INTO j` aurait un texte représentatif tel que `SELECT i + $2`.

Les textes des requêtes sont conservées dans un fichier texte externe et ne consomment pas de mémoire partagée. De ce fait, même les textes très longs de requêtes peuvent être enregistrés avec succès. Néanmoins, si beaucoup de textes très longs de requêtes sont accumulées, le fichier externe peut devenir suffisamment gros pour ne plus être gérable. Si cela survient, comme méthode de restauration, `pg_stat_statements` peut choisir d'ignorer les textes de requêtes. Dans ce

cas, le champ `query` apparaitra vide sur les lignes de la vue `pg_stat_statements` mais les statistiques associées seront préservées. Si cela arrive, réfléchissez à réduire la valeur du paramètre `pg_stat_statements.max` pour empêcher que cela ne recommence.

F.29.2. Fonctions

`pg_stat_statements_reset() returns void`

`pg_stat_statements_reset` ignore toutes les statistiques collectées jusque-là par `pg_stat_statements`. Par défaut, cette fonction peut uniquement être exécutée par les super-utilisateurs.

`pg_stat_statements(showtext boolean) returns setof record`

La vue `pg_stat_statements` est basée sur une fonction également nommée `pg_stat_statements`. Les clients peuvent appeler la fonction `pg_stat_statements` directement, et peuvent en spécifiant `showtext := false` ne pas récupérer le texte de la requête (ce qui veut dire que l'argument `OUT` qui correspond à la colonne `query` de la vue retournera des NULL). Cette fonctionnalité est prévue pour le support d'outils externes qui pourraient vouloir éviter le surcoût de récupérer de manière répétée les textes des requêtes de longueur indeterminées. De tels outils peuvent à la place eux-même mettre le premier texte de requête récupéré pour chaque entrée, puisque c'est déjà ce que fait `pg_stat_statements` lui-même, et ensuite récupérer les textes de requêtes uniquement si nécessaire. Puisque le serveur stocke les textes de requête dans un fichier, cette approche pourrait réduire les entrée/sorties physiques pour des vérifications répétées des données de `pg_stat_statements`.

F.29.3. Paramètres de configuration

`pg_stat_statements.max` (`integer`)

`pg_stat_statements.max` est le nombre maximum d'ordres tracés par le module (c'est-à-dire le nombre maximum de lignes dans la vue `pg_stat_statements`). Si un nombre supérieur d'ordres SQL distincts a été observé, c'est l'information sur les ordres les moins exécutés qui est ignorée. La valeur par défaut est 5000. Ce paramètre peut uniquement être positionné au démarrage du serveur.

`pg_stat_statements.track` (`enum`)

`pg_stat_statements.track` contrôle quels sont les ordres comptabilisés par le module. Spécifiez `top` pour suivre les ordres de plus haut niveau (ceux qui sont soumis directement par les clients), `all` pour suivre également les ordres imbriqués (tels que les ordres invoqués dans les fonctions) ou `none` pour désactiver la récupération des statistiques sur les requêtes. La valeur par défaut est `top`. Seuls les super-utilisateurs peuvent changer ce paramétrage.

`pg_stat_statements.track_utility` (`boolean`)

`pg_stat_statements.track_utility` contrôle si les commandes utilitaires sont tracées par le module. Les commandes utilitaires sont toutes les commandes SQL sauf `SELECT`, `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE`. La valeur par défaut est `on`. Seuls les superutilisateurs peuvent modifier cette configuration.

`pg_stat_statements.save` (`boolean`)

`pg_stat_statements.save` précise s'il faut sauvegarder les statistiques lors des arrêts du serveur. S'il est `off`, alors les statistiques ne sont pas sauvegardées lors de l'arrêt ni rechargées au démarrage du serveur. La valeur par défaut est `on`. Ce paramètre peut uniquement être positionné dans le fichier `postgresql.conf` ou sur la ligne de commande du serveur.

Le module a besoin de mémoire partagée supplémentaire proportionnelle à `pg_stat_statements.max`. Notez que cette mémoire est consommée quand le module est chargé, même si `pg_stat_statements.track` est positionné à `none`.

Ces paramètres doivent être définis dans `postgresql.conf`. Un usage courant pourrait être :

```
# postgresql.conf
shared_preload_libraries = 'pg_stat_statements'

pg_stat_statements.max = 10000
pg_stat_statements.track = all
```

F.29.4. Exemple de sortie

```
bench=# SELECT pg_stat_statements_reset();

$ pgbench -i bench
$ pgbench -c10 -t300 bench

bench=# \x
bench=# SELECT query, calls, total_time, rows, 100.0 *
 shared_blks_hit /
               nullif(shared_blks_hit + shared_blks_read, 0) AS
 hit_percent
          FROM pg_stat_statements ORDER BY total_time DESC LIMIT 5;
-[ RECORD
 1 ]-----------------------------------------------------------------------
query       | UPDATE pgbench_branches SET bbalance = bbalance + $1
 WHERE bid = $2;
calls       | 3000
total_time  | 9609.00100000002
rows        | 2836
hit_percent | 99.9778970000200936
-[ RECORD
 2 ]-----------------------------------------------------------------------
query       | UPDATE pgbench_tellers SET tbalance = tbalance + $1
 WHERE tid = $2;
calls       | 3000
total_time  | 8015.156
rows        | 2990
hit_percent | 99.9731126579631345
-[ RECORD
 3 ]-----------------------------------------------------------------------
query       | copy pgbench_accounts from stdin
calls       | 1
total_time  | 310.624
rows        | 100000
hit_percent | 0.30395136778115501520
-[ RECORD
 4 ]-----------------------------------------------------------------------
query       | UPDATE pgbench_accounts SET abalance = abalance + $1
 WHERE aid = $2;
calls       | 3000
total_time  | 271.741999999997
rows        | 3000
hit_percent | 93.7968855088209426
-[ RECORD
 5 ]-----------------------------------------------------------------------
query       | alter table pgbench_accounts add primary key (aid)
calls       | 1
```

```
total_time  | 81.42
rows        | 0
hit_percent | 34.4947735191637631
```

F.29.5. Auteurs

Takahiro Itagaki <itagaki.takahiro@oss.ntt.co.jp>. La normalisation des requêtes a été ajoutée par Peter Geoghegan <peter@2ndquadrant.com>.

F.30. pgstattuple

Le module `pgstattuple` fournit plusieurs fonctions pour obtenir des statistiques au niveau ligne.

Comme ces fonctions renvoient des informations détaillées au niveau page, l'accès est restreint par défaut. Par défaut, seul le rôle `pg_stat_scan_tables` a le droit `EXECUTE`. Bien sûr, les superutilisateurs contournent cette restriction. Après l'installation de l'extension, les utilisateurs peuvent exécuter des commandes `GRANT` pour modifier les droits sur les fonctions, pour permettre à d'autres rôles de les exécuter. Néanmoins, il serait préférable d'ajouter ces utilisateurs au rôle `pg_stat_scan_tables`.

F.30.1. Fonctions

```
pgstattuple(regclass) returns record
```

`pgstattuple` renvoie la longueur physique d'une relation, le pourcentage des lignes « mortes », et d'autres informations. Ceci peut aider les utilisateurs à déterminer si une opération de VACUUM est nécessaire. L'argument est le nom de la relation cible (qui peut être qualifié par le nom du schéma) ou l'OID. Par exemple :

```
test=> SELECT * FROM pgstattuple('pg_catalog.pg_proc');
-[ RECORD 1 ]------+-------
table_len          | 458752
tuple_count        | 1470
tuple_len          | 438896
tuple_percent      | 95.67
dead_tuple_count   | 11
dead_tuple_len     | 3157
dead_tuple_percent | 0.69
free_space         | 8932
free_percent       | 1.95
```

Les colonnes en sortie sont décrites dans Tableau F.22.

Tableau F.22. Colonnes de `pgstattuple`

Colonne	Type	Description
`table_len`	`bigint`	Longueur physique de la relation en octets
`tuple_count`	`bigint`	Nombre de lignes vivantes
`tuple_len`	`bigint`	Longueur totale des lignes vivantes en octets
`tuple_percent`	`float8`	Pourcentage des lignes vivantes

Colonne	Type	Description
dead_tuple_count	bigint	Nombre de lignes mortes
dead_tuple_len	bigint	Longueur totale des lignes mortes en octets
dead_tuple_percent	float8	Pourcentage des lignes mortes
free_space	bigint	Espace libre total en octets
free_percent	float8	Pourcentage de l'espace libre

> **Note**
>
> La valeur de la colonne table_len sera toujours supérieure à la somme des colonnes tuple_len, dead_tuple_len et free_space. La différence correspond aux données systèmes comme la table de pointeurs vers les lignes (une table par bloc) et aux octets d'alignements permettant de s'assurer que les lignes sont correctement alignées.

pgstattuple acquiert seulement un verrou en lecture sur la relation. Les résultats ne reflètent donc pas une image instantanée, des mises à jour en parallèle pouvant en effet les affecter.

pgstattuple juge qu'une ligne est « morte » si HeapTupleSatisfiesDirty renvoie false.

pgstattuple(text) returns record

Identique à pgstattuple(regclass), sauf que la relation cible est désignée en tant que TEXT. Cette fonction est conservée pour raison de compatibilité ascendante, et sera dépréciée dans une prochaine version.

pgstatindex(regclass) returns record

pgstatindex renvoie un enregistrement affichant des informations sur un index B-Tree. Par exemple :

```
test=> SELECT * FROM pgstatindex('pg_cast_oid_index');
-[ RECORD 1 ]------+------
version            | 2
tree_level         | 0
index_size         | 16384
root_block_no      | 1
internal_pages     | 0
leaf_pages         | 1
empty_pages        | 0
deleted_pages      | 0
avg_leaf_density   | 54.27
leaf_fragmentation | 0
```

En voici les colonnes :

Colonne	Type	Description
version	integer	Numéro de version du B-tree
tree_level	integer	Niveau de l'arbre pour la page racine
index_size	bigint	Taille totale de l'index en octets

Colonne	Type	Description
root_block_no	bigint	Emplacement du bloc racine (0 si aucun)
internal_pages	bigint	Nombre de pages « internes » (niveau supérieur)
leaf_pages	bigint	Nombre de pages feuilles
empty_pages	bigint	Nombre de pages vides
deleted_pages	bigint	Nombre de pages supprimées
avg_leaf_density	float8	Densité moyenne des pages feuilles
leaf_fragmentation	float8	Fragmentation des pages feuilles

L'information index_size rapportée correspondra normalement à un bloc de plus que ce qui est indiqué par la formule internal_pages + leaf_pages + empty_pages + deleted_pages car elle inclut aussi le bloc de méta-données de l'index.

Comme pour pgstattuple, les résultats sont accumulés page par page, et ne représentent pas forcément une image instantanée de l'index complet.

pgstatindex(text) returns record

Identique à pgstatindex(regclass), sauf que l'index cible est spécifié en tant que TEXT. Cette fonction est conservée pour raison de compatibilité ascendante, et sera dépréciée dans une prochaine version.

pgstatginindex(regclass) returns record

pgstatginindex renvoie un enregistrement montrant les informations sur un index GIN. Par exemple :

```
test=> SELECT * FROM pgstatginindex('test_gin_index');
-[ RECORD 1 ]--+--
version        | 1
pending_pages  | 0
pending_tuples | 0
```

Les colonnes en sortie sont :

Colonne	Type	Description
version	integer	Numéro de version GIN
pending_pages	integer	Nombre de pages dans la liste en attente
pending_tuples	bigint	Nombre de lignes dans la liste en attente

pgstathashindex(regclass) returns record

pgstathashindex retourne un enregistrement montrant des informations à propos d'un index HASH. Par exemple :

```
test=> select * from pgstathashindex('con_hash_index');
-[ RECORD 1 ]--+-----------------
```

```
version        | 4
bucket_pages   | 33081
overflow_pages | 0
bitmap_pages   | 1
unused_pages   | 32455
live_items     | 10204006
dead_items     | 0
free_percent   | 61.8005949100872
```

Les colonnes en sortie sont :

Colonne	Type	Description
`version`	`integer`	Numéro de version de HASH
`bucket_pages`	`bigint`	Nombre de pages bucket
`overflow_pages`	`bigint`	Nombre de pages overflow
`bitmap_pages`	`bigint`	Nombre de pages bitmap
`unused_pages`	`bigint`	Nombre de pages inutilisées
`live_items`	`bigint`	Nombre de lignes vivantes
`dead_tuples`	`bigint`	Nombre de lignes mortes
`free_percent`	`float`	Pourcentage d'espace libre

`pg_relpages(regclass) returns bigint`

`pg_relpages` renvoie le nombre de pages dans la relation.

`pg_relpages(text) returns bigint`

Identique à `pg_relpages(regclass)`, sauf que la relation cible est spécifiée en tant que TEXT. Cette fonction est conservée pour raison de compatibilité ascendante, et sera dépréciée dans une prochaine version.

`pgstattuple_approx(regclass) returns record`

`pgstattuple_approx` est une alternative plus rapide à `pgstattuple` qui retourne des estimations. L'argument est le nom ou l'OID de la relation visée. Par exemple :

```
test=> SELECT * FROM
 pgstattuple_approx('pg_catalog.pg_proc'::regclass);
-[ RECORD 1 ]--------+-------
table_len            | 573440
scanned_percent      | 2
approx_tuple_count   | 2740
approx_tuple_len     | 561210
approx_tuple_percent | 97.87
dead_tuple_count     | 0
dead_tuple_len       | 0
dead_tuple_percent   | 0
approx_free_space    | 11996
approx_free_percent  | 2.09
```

Les colonnes en sortie sont décrites dans Tableau F.23.

Alors que `pgstattuple` effectue toujours un parcours séquentiel complet de la table et renvoie un décompte exact des lignes vivantes et supprimées (et de leur taille) ainsi que de l'espace libre,

`pgstattuple_approx` essaie d'éviter un parcours séquentiel complet et retourne un décompte exact des lignes supprimées avec une approximation du nombre de lignes et de la taille des lignes vivantes et de l'espace libre.

Il réalise ceci en sautant les pages qui n'ont que des lignes visibles selon la carte de visibilité (si une page a son bit positionné dans la carte de visibilité, elle est considérée comme ne possédant pas de lignes supprimées). Pour ces pages, il déduit l'espace libre correspondant à partir de la carte des espaces libres, et suppose que le reste de la page est occupé par des lignes vivantes.

Pour les pages qui ne sont pas sautées, il balaie chaque ligne, en enregistrant son existence et sa taille dans les compteurs correspondants, et ajoute l'espace libre de la page. À la fin, il estime le nombre de lignes vivantes en se basant sur le nombre de pages et de lignes visitées (de la même manière que VACUUM estime pg_class.reltuples).

Tableau F.23. Colonnes de `pgstattuple_approx`

Colonne	Type	Description
`table_len`	`bigint`	Longueur physique de la relation en octets (exact)
`scanned_percent`	`float8`	Pourcentage parcouru de la table
`approx_tuple_count`	`bigint`	Nombre de lignes vivantes (estimé)
`approx_tuple_len`	`bigint`	Longueur totale des lignes vivantes en octets (estimé)
`approx_tuple_percent`	`float8`	Pourcentage des lignes vivantes
`dead_tuple_count`	`bigint`	Nombre de lignes mortes (exact)
`dead_tuple_len`	`bigint`	Longueur totale des lignes mortes en octets (exact)
`dead_tuple_percent`	`float8`	Pourcentage des lignes mortes
`approx_free_space`	`bigint`	Espace libre total en octets (estimé)
`approx_free_percent`	`float8`	Pourcentage de l'espace libre

Dans la sortie ci-dessus, l'espace libre indiqué peut ne pas correspondre exactement à la sortie de `pgstattuple` car la carte des espaces libres donne un chiffre exact mais pas à l'octet près.

F.30.2. Auteurs

Tatsuo Ishii, Satoshi Nagayasu et Abhijit Menon-Sen

F.31. pg_trgm

Le module `pg_trgm` fournit des fonctions et opérateurs qui permettent de déterminer des similarités de textes alphanumériques en fonction de correspondances de trigrammes. Il fournit également des classes d'opérateur accélérant les recherches de chaînes similaires.

F.31.1. Concepts du trigramme (ou trigraphe)

Un trigramme est un groupe de trois caractères consécutifs pris dans une chaîne. Nous pouvons mesurer la similarité de deux chaînes en comptant le nombre de trigrammes qu'elles partagent. Cette idée simple est très efficace pour mesurer la similarité des mots dans la plupart des langues.

> **Note**
>
> `pg_trgm` ignore les caractères qui ne forment pas de mots (donc non alphanumériques) lors de l'extraction des trigrammes d'une chaîne de caractères. Chaque mot est considérée avoir deux espaces en préfixe et une espace en suffixe lors de la détermination de l'ensemble de trigrammes contenu dans la chaîne. Par exemple, l'ensemble des trigrammes dans la chaîne « `cat` » est « `  c` » (' c'), « `  ca` » (' ca'), « `cat` » et « `at ` » ('at '). L'ensemble de trigrammes dans la chaîne « `foo|bar` » est « `  f` », « `  fo` », « `foo` », « `oo ` », « `  b` », « `  ba` », « `bar` » et « `ar ` ».

F.31.2. Fonctions et opérateurs

Les fonctions fournies par le module `pg_trgm` sont affichées dans Tableau F.24 alors que les opérateurs sont indiqués dans Tableau F.25.

Tableau F.24. Fonctions de `pg_trgm`

Fonction	Retour	Description
`similarity(text, text)`	`real`	Renvoie un nombre indiquant la similarité des deux arguments. L'échelle du résultat va de zéro (indiquant que les deux chaînes sont complètement différentes) à un (indiquant que les deux chaînes sont identiques).
`show_trgm(text)`	`text[]`	Renvoie un tableau de tous les trigrammes d'une chaîne donnée. (En pratique, ceci est peu utile, sauf pour le débogage.)
`word_similarity(text, text)`	`real`	Renvoie un nombre qui indique la plus grande similarité entre l'ensemble de trigrammes dans la première chaîne et toute étendue continue d'un ensemble trié de trigrammes dans la deuxième chaîne. Pour les détails, voir l'explication ci-dessous.
`strict_word_similarity(text, text)`	`real`	Similarité stricte : identique à `word_similarity(text, text)`, mais force à étendre les limites pour correspondre aux limites du mot. Comme nous n'avons pas de trigrammes sur plusieurs mots, cette fonction renvoie en fait la plus grande similarité entre la première chaîne et toute étendue continue de mots de la deuxième chaîne.
`show_limit()`	`real`	Renvoie la limite de similarité utilisée par l'opérateur %. Ceci configure la similarité minimale entre deux mots pour qu'ils soient considérés suffisamment proches, par exemple (*obsolète*).

Fonction	Retour	Description
`set_limit(real)`	`real`	Configure la limite de similarité actuelle utilisée par l'opérateur %. Le limite se positionne entre 0 et 1, elle vaut par défaut 0,3. Renvoie la valeur passée (*obsolète*).
`text <-> text`	`real`	Renvoie la « distance » entre les arguments, qui vaut un moins la valeur de `similarity()`.
`text <<-> text`	`real`	Renvoie la « distance » entre les arguments, qui est équivalente 1 moins la valeur de `word_similarity()`.
`text <->> text`	`real`	Commutateur de l'opérateur `<<->`.
`text <<<-> text`	`real`	Renvoie la « distance » entre les arguments, autrement dit 1 moins la valeur de `strict_word_similarity()`.
`text <->>> text`	`real`	Commutateur de l'opérateur `<->>>`.

Prenons l'exemple suivant :

```
# SELECT word_similarity('word', 'two words');
 word_similarity
-----------------
             0.8
(1 row)
```

Dans la première chaîne, l'ensemble de trigrammes est `{" w"," wo","ord","wor","rd "}`. Dans la seconde chaîne, l'ensemble trié de trigrammes est `{" t"," tw","two","wo ","w"," wo","wor","ord","rds","ds "}`. L'étendue la plus similaire d'un ensemble trié de trigrammes dans la seconde chaîne est `{" w"," wo","wor","ord"}`, et la similarité est `0.8`.

Cette fonction renvoie une valeur qui peut être comprise approximativement comme la plus grande similarité entre la première chaîne et toute sous-chaîne de la deuxième chaîne. Néanmoins, cette fonction n'ajoute pas de remplissage aux limites de l'étendue. De ce fait, le nombre de caractères supplémentaires présents dans la deuxième chaîne n'est pas considéré, sauf pour les limites de mots sans correspondance.

En même temps, `strict_word_similarity(text, text)` sélectionne une étendue de mots dans la deuxième chaîne. Dans l'exemple ci-dessus, `strict_word_similarity(text, text)` sélectionnerait l'étendue d'un mot seul `'words'`, dont l'ensemble de trigrammes est `{" w","wo","wor","ord","rds","ds"}`.

```
# SELECT strict_word_similarity('word', 'two words'),
 similarity('word', 'words');
 strict_word_similarity | similarity
------------------------+------------
               0.571429 |   0.571429
(1 row)
```

De ce fait, la fonction `strict_word_similarity(text, text)` est utile pour trouver la similarité de mots entiers, alors que `word_similarity(text, text)` est plus intéressant pour trouver la similarité de parties de mots.

Tableau F.25. Opérateurs de `pg_trgm`

Opérateur	Retour	Description
`text % text`	`boolean`	Renvoie `true` si les arguments ont une similarité supérieure à la limite configurée par `pg_trgm.similarity_threshold`.
`text <% text`	`boolean`	Renvoie `true` si la similarité entre l'ensemble de trigrammes du premier argument et une étendue continue d'un ensemble trie de trigrammes dans le second argument est plus grande que la limite de similarité actuelle, telle qu'elle est configurée avec le paramètre `pg_trgm.word_similarity_threshold`.
`text %> text`	`boolean`	Commutateur de l'opérateur <%.
`text <<% text`	`boolean`	Renvoie `true` si son deuxième argument a une étendue continue d'un ensemble trigramme ordonné qui correspond aux limites du mot et que sa similarité à l'ensemble de trigramme du premier argument est plus grand que la limite de similarité du mot strict courant, telle qu'elle est configurée par le paramètre `pg_trgm.strict_word_similarity_thr`
`text %>> text`	`boolean`	Commutateur de l'opérateur << %.

F.31.3. Paramètres GUC

`pg_trgm.similarity_threshold` (`real`)

Configure la limite actuelle de similarité utilisée par l'opérateur %. La limite doit se situer entre 0 et 1 (la valeur par défaut est 0,3).

`pg_trgm.word_similarity_threshold` (`real`)

Configure la limite actuelle de similarité utilisée par les opérateurs <% et %>. La limite doit être comprise entre 0 et 1 (la valeur par défaut est 0,6).

F.31.4. Support des index

Le module `pg_trgm` fournit des classes d'opérateurs pour les index GiST et GIN qui vous permettent de créer un index sur une colonne de type text dans le but d'accélérer les recherches de similarité. Ces types d'index supportent les opérateurs de similarité décrits ci-dessus et supportent de plus les

recherches basées sur des trigrammes pour les requêtes `LIKE`, `ILIKE`, `~` et `~*`. (Ces index ne supportent pas les opérateurs d'égalité ou de comparaison simple, donc vous pouvez aussi avoir besoin d'un index B-tree).

Exemple :

```
CREATE TABLE test_trgm (t text);
CREATE INDEX trgm_idx ON test_trgm USING GIST (t gist_trgm_ops);
```

ou

```
CREATE INDEX trgm_idx ON test_trgm USING GIN (t gin_trgm_ops);
```

À ce point, vous aurez un index sur la colonne `t` que vous pouvez utiliser pour une recherche de similarité. Une requête typique est :

```
SELECT t, similarity(t, 'word') AS sml
  FROM test_trgm
  WHERE t % 'word'
  ORDER BY sml DESC, t;
```

Ceci renverra toutes les valeurs dans la colonne texte qui sont suffisamment similaire à *`word`*, triées de la meilleure correspondance à la pire. L'index sera utilisé pour accélérer l'opération même sur un grand ensemble de données.

Une variante de la requête ci-dessus est

```
SELECT t, t <-> 'word' AS dist
  FROM test_trgm
  ORDER BY dist LIMIT 10;
```

Ceci peut être implémenté assez efficacement par des index GiST, mais pas par des index GIN. Cela battra généralement la première formulation quand seulement un petit nombre de correspondances proches est demandé.

De plus, vous pouvez utiliser un index sur la colonne `t` pour la similarité (stricte ou pas) entre mots. Des requêtes typiques sont :

```
SELECT t, strict_word_similarity('word', t) AS sml
  FROM test_trgm
  WHERE 'word' <<% t
  ORDER BY sml DESC, t;
```

et

```
SELECT t, word_similarity('word', t) AS sml
  FROM test_trgm
  WHERE 'word' <% t
  ORDER BY sml DESC, t;
```

Ceci renverra toutes les valeurs dans la colonne texte pour lesquelles il existe une étendue continue de l'ensemble ordonné de trigrammes qui est suffisamment similaire à l'ensemble de trigrammes de *word*, trié de la meilleure correspondance à la pire. L'index sera utilisé pour accélérer l'opération y compris sur des très gros ensembles de données.

Les variations possibles des requêtes ci-dessus sont :

```
SELECT t, 'word' <<-> t AS dist
  FROM test_trgm
  ORDER BY dist LIMIT 10;
```

et

```
SELECT t, 'word' <<<-> t AS dist
  FROM test_trgm
  ORDER BY dist LIMIT 10;
```

Ceci peut être implémenté assez efficacement par des index GiST, mais pas par des index GIN.

À partir de PostgreSQL 9.1, ces types d'index supportent aussi les recherches d'index pour `LIKE` et `ILIKE`, par exemple

```
SELECT * FROM test_trgm WHERE t LIKE '%foo%bar';
```

La recherche par index fonctionne par extraction des trigrammes à partir de la chaîne recherchée puis en les recherchant dans l'index. Plus le nombre de trigrammes dans la recherche est important, plus efficace sera la recherche. Contrairement à des recherches basées sur les B-tree, la chaîne de recherche ne doit pas avoir un signe de pourcentage sur le côté gauche.

À partir de PostgreSQL 9.3, ces types d'index supportent aussi les recherches dans l'index pour les correspondances d'expressions rationnelles (opérateurs ~ et ~*). Par exemple

```
SELECT * FROM test_trgm WHERE t ~ '(foo|bar)';
```

La recherche dans l'index fonctionne en extrayant les trigrammes de l'expression rationnelles et en les recherchant dans l'index. Plus il est possible d'extraire de trigrammes de l'expression rationnelle, plus la recherche dans l'index sera efficace. Contrairement aux recherches dans un B-tree, la chaîne de recherche n'a pas besoin d'être fixe à gauche.

Pour les recherches `LIKE` ainsi que les recherches dans des expressions rationnelles, gardez en tête qu'un motif sans trigramme extractible sera la cause d'un parcours complet de l'index.

Le choix d'un indexage GiST ou GIN dépend des caractéristiques relatives de performance qui sont discutées ailleurs.

F.31.5. Intégration à la recherche plein texte

La correspondance de trigramme est un outil très utile lorsqu'il est utilisé en conjonction avec un index plein texte. En particulier, il peut aider à la reconnaissance des mots mal orthographiés (ou tout simplement mal saisis), mots pour lesquels le mécanisme de recherche plein texte ne pourra pas faire une reconnaissance.

La première étape est la génération d'une table auxiliaire contenant tous les mots uniques dans les documents :

```
CREATE TABLE words AS SELECT word FROM
        ts_stat('SELECT to_tsvector(''simple'', bodytext) FROM
 documents');
```

où `documents` est une table qui a un champ texte `bodytext` où nous voulons faire nos recherches. La raison de l'utilisation de la configuration `simple` avec la fonction `to_tsvector`, au lieu d'une configuration spécifique à la langue, est que nous voulons une liste des mots originaux.

Ensuite, nous créons un index trigramme sur la colonne word :

```
CREATE INDEX words_idx ON words USING GIN(word gin_trgm_ops);
```

Maintenant, une requête `SELECT` similaire à l'exemple précédent peut être utilisée pour suggérer des mots dans les termes de la recherche de l'utilisateur. Un test utile supplémentaire vient à demander que les mots sélectionnés soient aussi d'une longueur similaire au mot mal orthographié.

> **Note**
>
> Comme la table `words` a été générée comme une table statique, séparée, il sera nécessaire de la regénérer périodiquement pour qu'elle reste raisonnablement à jour avec la collection des documents. Qu'elle soit exactement identique en permanence n'est habituellement pas nécessaire.

F.31.6. Références

Site de développement de GiST[7]

Site de développement de TSearch2[8]

F.31.7. Auteurs

Oleg Bartunov <oleg@sai.msu.su>, Moscou, Université de Moscou, Russie

Teodor Sigaev <teodor@sigaev.ru>, Moscou, Delta-Soft Ltd., Russie

Alexander Korotkov <a.korotkov@postgrespro.ru>, Moscou, Postgres Professional, Russie

Documentation : Christopher Kings-Lynne

Ce module est sponsorisé par Delta-Soft Ltd., Moscou, Russie.

F.32. pg_visibility

Le module `pg_visibility` fournit la possibilité d'examiner la visibility map (VM) et les informations de visibilité au niveau bloc d'une table. Il fournit aussi des fonctions permettant de vérifier l'intégrité d'une visibility map et de forcer sa reconstruction.

Trois bits différents sont utilisés pour enregistrer des informations sur la visibilité au niveau des blocs. L'octet totalement-visible (all-visible) de la visibility map indique que chaque ligne d'un bloc donné

[7] http://www.sai.msu.su/~megera/postgres/gist/
[8] http://www.sai.msu.su/~megera/postgres/gist/tsearch/V2/

d'une relation est visible pour toute transaction courante et future. L'octet totalement-figé (all- frozen) de la visibility map indique que chaque ligne du bloc est figée, c'est-à-dire qu'aucun vacuum n'aura besoin de modifier le bloc tant qu'une ligne n'est pas insérée, mise à jour, supprimée ou verrouillée dans ce bloc. Le bit `PD_ALL_VISIBLE` dans l'en-tête de page a la même signification que l'octet totalement-visible de la visibility map, mais il est stocké au sein du bloc plutôt que dans une structure de donnée séparée. Ces deux bits seront normalement identiques, mais le bit de niveau de bloc peut parfois rester défini pendant que la visibility map est purgée lors de la récupération suite à un crash ; ou ils peuvent être différents suite à un changement survenant après que `pg_visibility` ait examiné la visibility map et avant qu'il ait examiné le bloc donnée. Tout événement causant une corruption de données peut aussi un désaccord sur ces trois bits.

Les fonctions qui affichent les informations concernant le bit `PD_ALL_VISIBLE` sont plus beaucoup plus coûteuses que celles qui consultent uniquement la visibility map. En effet, elles doivent lire les blocs de données des relations plutôt que de ne s'intéresser qu'à la visibility map (qui est bien plus petite). Les fonctions qui vérifient les blocs de données de la relation sont aussi très coûteuses.

F.32.1. Fonctions

`pg_visibility_map(relation regclass, blkno bigint, all_visible OUT boolean, all_frozen OUT boolean) renvoie un enregistrement`

Renvoie tous les octets complétement visibles et complétement figés de la visibility map pour un bloc donné pour une relation donnée.

`pg_visibility(relation regclass, blkno bigint, all_visible OUT boolean, all_frozen OUT boolean, pd_all_visible OUT boolean) returns setof record`

Renvoie tous les octets complétement visibles et complétement figés de la visibility map pour un bloc donné pour une relation donnée ainsi que l'octet `PD_ALL_VISIBLE` pour le bloc.

`pg_visibility_map(relation regclass, blkno OUT bigint, all_visible OUT boolean, all_frozen OUT boolean) returns setof record`

Renvoie tous les octets complétement visibles et complétement figés de la visibility map pour un bloc donné pour une relation donnée.

`pg_visibility(relation regclass, blkno OUT bigint, all_visible OUT boolean, all_frozen OUT boolean, pd_all_visible OUT boolean) returns setof record`

Renvoie tous les octets complétement visibles et complétement figés de la visibility map pour un bloc donné pour une relation donnée, ainsi que l'octet `PD_ALL_VISIBLE` pour le bloc.

`pg_visibility_map_summary(relation regclass, all_visible OUT bigint, all_frozen OUT bigint) returns setof record`

Renvoie le nombre de pages complétement visibles ainsi que le nombre de pages complétement figées de la relation, en concordance avec la visibility map.

`pg_check_frozen(relation regclass, t_ctid OUT tid) returns setof tid`

Renvoie le TID (identifiant de ligne) des lignes non gelées présentes dans les pages marquées complètement figés dans la visibility map. Si cette fonction renvoie un ensemble non vide de TID, la visibility map est corrompue.

`pg_check_visible(relation regclass, t_ctid OUT tid) returns setof tid`

Renvoie les TID (identifiants de lignes) de tous les enregistrements qui ne sont pas all-visible enregistrés dans des pages marquées all-visible dans la visibility map. Si cette fonction renvoie un ensemble non vide, la visibility map est corrompue.

`pg_truncate_visibility_map(relation regclass) returns void`

Tronque la visibility map de la relation indiquée. Cette fonction est utile si vous pensez que la visibility map de cette relation est corrompue et que vous souhaitez forcer sa reconstruction. Le premier `VACUUM` exécuté sur cette relation après l'exécution de cette fonction parcourera chaque bloc de la relation et reconstruiera la visibility map. (Tant que cela ne sera pas fait, les requêtes traiteront la visibility map comme ne contenant que des zéros.)

Par défaut, ces fonctions ne sont exécutables que par des superutilisateurs et les membres du rôle `pg_stat_scan_tables`, à l'exception de `pg_truncate_visibility_map(relation regclass)` qui ne peut être executée que par des superutilisateurs.

F.32.2. Auteur

Robert Haas `<rhaas@postgresql.org>`

F.33. postgres_fdw

Le module `postgres_fdw` fournit le wrapper de données distantes `postgres_fdw`, dont le but est de données accès à des données enregistrées dans des serveurs PostgreSQL externes.

Les fonctionnalités proposées par ce module sont à peu près les mêmes que celles proposées par le module dblink. Mais `postgres_fdw` fournit une syntaxe plus transparente et respectant les standards pour l'accès à des tables distantes. Elle peut aussi donner de meilleures performances dans beaucoup de cas.

Pour préparer un accès distant en utilisant `postgres_fdw` :

1. Installez l'extension `postgres_fdw` en utilisant CREATE EXTENSION.
2. Créez un objet serveur distant en utilisant CREATE SERVER, pour représenter chaque base distante à laquelle vous souhaitez vous connecter. Indiquez les informations de connexions, sauf `user` et `password`, comme options de l'objet serveur.
3. Créez une correspondance d'utilisateur avec CREATE USER MAPPING pour chaque utilisateur de la base que vous voulez autoriser à accéder à un serveur distant. Indiquez le nom et le mot de passe de l'utilisateur distant avec les options `user` et `password` de la correspondance d'utilisateur.
4. Créez une table distante avec CREATE FOREIGN TABLE ou IMPORT FOREIGN SCHEMA pour chaque table distante que vous voulez utilisé. Les colonnes de la table distante doit correspondre aux colonnes de la table sur le serveur distant. Néanmoins, vous pouvez utiliser un nom de table et des noms de colonne différents de ceux de la table sur le serveur distant si vous indiquez les bons noms de colonne en options de la table distante.

Maintenant, vous avez seulement besoin de `SELECT` sur la table distante pour accéder aux données de la table du serveur distant. Vous pouvez aussi modifier la table sur le serveur distant en utilisant les commandes `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE` et `COPY`. (Bien sûr, l'utilisateur utilisé pour la connexion au serveur distant doit avoir les droits de faire tout cela.)

Notez que `postgres_fdw` n'a pour l'instant pas de support pour les instructions `INSERT` avec une clause `ON CONFLICT DO UPDATE`. Néanmoins, la clause `ON CONFLICT DO NOTHING` est supporté, si la spécification de l'index unique est omise. Notez aussi que `postgres_fdw` supporte le déplacement de ligne demandé par des instructions `UPDATE` exécutées sur des tables partitionnées, mais il ne gère pas le cas où une partition distante choisir pour insérer une ligne est aussi une partition cible d'`UPDATE` qui sera mise à jour ultérieurement.

Il est généralement recommandé que les colonnes d'une table distante soient déclarées avec exactement les mêmes types de données et le même collationnement que celles utilisées pour les colonnes référencées dans le table du serveur distant. Bien que `postgres_fdw` est actuellement assez lâche sur les conversions de type de données, des anomalies sémantiques surprenantes peuvent survenir

quand les types ou les collationnements ne correspondent pas dans le cas où le serveur distant interprète légèrement différemment les conditions de la requête.

Notez qu'une table distante peut être déclarée avec moins de colonnes ou avec les colonnes dans un ordre différent. La correspondance des colonnes sur la table du serveur distant se fait par nom, et non pas par position.

F.33.1. Options FDW de postgres_fdw

F.33.1.1. Options de connexions

Un serveur distant utilisant le wrapper de données distantes `postgres_fdw` peut avoir les mêmes options que celles acceptées par libpq dans les chaînes de connexion comme décrit dans Section 34.1.2. Cependant, ces options ne sont pas autorisées :

- `user` et `password` (spécifiez-les au niveau de la correspondance d'utilisateur)
- `client_encoding` (ceci est configuré automatiquement à partir de l'encodage du serveur local)
- `fallback_application_name` (toujours configuré à `postgres_fdw`)

Seuls les superutilisateurs peuvent se connecter à un serveur distant sans authentification par mot de passe. Donc spécifiez toujours l'option `password` pour les correspondances d'utilisateur appartenant aux utilisateurs simples.

F.33.1.2. Options pour le nom de l'objet

Ces options peuvent être utilisées pour contrôler les noms utilisés dans les requêtes SQL envoyées au serveur PostgreSQL distant. Ces options sont nécessaires lorsqu'une table distante est créée avec des noms différents de ceux de la table du serveur distant.

`schema_name`

Cette option, qui peut être indiquée pour une table distante, donne le nom du schéma à utiliser pour la table du serveur distant. Si cette option est omise, le nom du schéma de la table distante est utilisé.

`table_name`

Cette option, qui peut être indiquée pour une table distante, donne le nom de la table à utiliser pour la table du serveur distant. Si cette option est omise, le nom de la table distante est utilisé.

`column_name`

Cette option, qui peut être indiquée pour une colonne d'une table distante, donne le nom de la colonne à utiliser pour la colonne de la table du serveur distant. Si cette option est omise, le nom de la colonne de la table distante est utilisé.

F.33.1.3. Options d'estimation du coût

`postgres_fdw` récupère des données distantes en exécutant des requêtes sur des serveurs distants. Idéalement, le coût estimé du parcours d'une table distante devrait être celui occasionné par le parcours de la table sur le serveur distant, et un supplément causé par la communication entre le serveur local et le serveur distant. Le moyen le plus fiable d'obtenir une telle estimation est de demander au serveur distant, puis d'ajouter quelque chose pour le supplément. Pour des requêtes simples, cela ne vaut pas le coût d'une requête supplémentaire vers le serveur distant. Donc `postgres_fdw` propose les options suivantes pour contrôler la façon dont l'estimation de coût est faite :

`use_remote_estimate`

Cette option, qui peut être indiquée pour une table distante ou pour un serveur distant, contrôle si `postgres_fdw` exécute des commandes `EXPLAIN` distantes pour obtenir les estimations de

coût. Une configuration sur la table distante surcharge celle sur le serveur, mais seulement pour cette table. La valeur par défaut est `false`.

`fdw_startup_cost`

Cette option, qui peut être indiquée pour un serveur distant, est une valeur numérique qui est ajoutée au coût de démarrage estimé de tout parcours de table distante sur ce serveur. Cela représente le coût supplémentaire causé par l'établissement d'une connexion, l'analyse et la planification de la requête du côté du serveur distant, etc. La valeur par défaut est `100`.

`fdw_tuple_cost`

Cette option, qui peut être indiquée pour un serveur distant, est une valeur numérique qui est utilisée comme coût supplémentaire par ligne pour les parcours de la table distante sur ce serveur. Cela représente le coût supplémentaire associé au transfert de données entre les serveurs. Vous pouvez augmenter ou réduire ce nombre pour refléter les latences réseau vers le serveur distant. La valeur par défaut est `0.01`.

Quand `use_remote_estimate` est vrai, `postgres_fdw` obtient le nombre de lignes et les estimations de coût à partir du serveur distant. Il ajoute `fdw_startup_cost` et `fdw_tuple_cost` aux estimations de coût. Quand `use_remote_estimate` est faux, `postgres_fdw` réalise le décompte local des lignes ainsi que l'estimation de coût, puis ajoute `fdw_startup_cost` et `fdw_tuple_cost` aux estimations de coût. Cette estimation locale a peu de chances d'être précise sauf si des copies locales des statistiques de la table distante sont disponibles. Exécuter ANALYZE sur la table distante permet de mettre à jour les statistiques locales ; cela exécute un parcours sur la table distante, puis calcule et enregistre les statistiques comme si la table était locale. Garder des statistiques locales peut être utile pour réduire la surcharge de planification par requête pour une table distante mais, si la table distante est fréquemment mise à jour, les statistiques locales seront rapidement obsolètes.

F.33.1.4. Options d'exécution à distance

Par défaut, seules les clauses `WHERE` utilisant des opérateurs et des fonctions intégrés sont considérés pour une exécution sur le serveur distant. Les clauses impliquant des fonctions non intégrées sont vérifiées localement une fois les lignes récupérées. Si ces fonctions sont disponibles sur le serveur distant et peuvent produire les mêmes résultats que localement, les performances peuvent être améliorées en envoyant ces clauses `WHERE` pour une exécution distante. Ce comportement peut être contrôlé en utilisant l'option suivante :

`extensions`

Cette option est une liste de noms d'extensions PostgreSQL, séparés par des virgules, installées dans des versions compatibles sur les serveurs local et distant. Les fonctions et opérateurs immutables et appartenant à une extension listée seront considérées pour une exécution sur le serveur distant. Cette option peut seulement être spécifiée sur les serveurs distants, et non pas par table.

Lors de l'utilisation de l'option `extensions`, *il est de la responsabilité de l'utilisateur* que les extensions listées existent bien et se comportent de façon identique sur les serveurs local et distant. Dans le cas contraire, les requêtes pourraient échouer ou se comporter de façon inattendue.

`fetch_size`

Cette option indique le nombre de lignes que `postgres_fdw` doit récupérer à chaque opération de lecture. Cette option est disponible au niveau serveur et table. Une configuration spécifiée sur une table surcharge celle du serveur. La valeur par défaut est `100`.

F.33.1.5. Options de mise à jour

Par défaut, toutes les tables distantes utilisant `postgres_fdw` sont supposées comme étant modifiables. Cela peut se surcharger en utilisant l'option suivante :

`updatable`

Cette option contrôle si `postgres_fdw` autorise les tables distantes à être modifiées en utilisant les commandes `INSERT`, `UPDATE` et `DELETE`. Cette option est utilisable sur une table distante ou sur un serveur distant. La configuration de cette option au niveau table surcharge celle au niveau serveur. La valeur par défaut est `true`.

Bien sûr, si la table distante n'est pas modifiable, une erreur surviendra malgré tout. L'utilisation de cette option permet principalement que l'erreur soit renvoyée localement, sans avoir à tenter l'exécution sur le serveur distant. Notez néanmoins que les vues `information_schema` indiqueront que la table distante est modifiable ou pas, suivant la configuration de cette option, et donc sans vérification du serveur distant.

F.33.1.6. Options d'import

`postgres_fdw` est capable d'importer les définitions des tables distantes en utilisant IMPORT FOREIGN SCHEMA. Cette commande crée les définitions des tables distantes sur le serveur local, correspondant aux tables et vues présentes sur le serveur distant. Si les tables distantes à importer ont des colonnes de type défini par des utilisateurs, le serveur local doit avoir des types compatibles de même nom.

Le comportement de l'import est personnalisable avec les options suivantes (à fournir à la commande `IMPORT FOREIGN SCHEMA`) :

`import_collate`

Cette option contrôle si les options `COLLATE` d'une colonne sont inclus dans les définitions des tables distantes importées à partir d'un serveur distant. La valeur par défaut est `true`. Vous pourriez avoir besoin de la désactiver si le serveur distant possède un ensemble de noms de collation différent de celui du serveur local, ce qui risque d'être le cas s'il utilise un autre système d'exploitation. Néanmoins, si vous le faites, il existe un risque sévère que les collations importées des colonnes de la table ne correspondent pas aux données, résultant en un comportement anormale de la requête.

Même quand ce paramètre est configuré à `true`, importer des colonnes dont la collation est la valeur par défaut du serveur distant peut se révéler risqué. Elles seront importées avec `COLLATE "default"`, qui sélectionnera la collation par défaut du serveur local, qui pourrait bien être différente de celle du serveur distant.

`import_default`

Cette option contrôle si les expressions `DEFAULT` d'une colonne sont incluses dans les définitions des tables distantes importées d'un serveur distant. La valeur par défaut est `false`. Si vous activez cette option, faites attention au fait que les valeurs par défaut pourraient être calculées différemment sur le serveur local et sur le serveur distant ; par exemple, `nextval()` est une source habituelle de problèmes. La commande `IMPORT` échouera si une expression par défaut importée utilise une fonction ou un opérateur qui n'existe pas localement.

`import_not_null`

Cette option contrôle si les contraintes `NOT NULL` des colonnes sont incluses dans les définitions des tables distantes importées à partir d'un serveur distant. La valeur par défaut est `true`.

Notez que les contraintes autres que `NOT NULL` ne seront jamais importées des tables distantes. Bien que PostgreSQL supporte les contraintes `CHECK` sur les tables distantes, rien n'existe pour les importer automatiquement à cause du risque qu'une expression de contrainte puisse être évaluée différemment entre les serveurs local et distant. Toute incohérence du comportement d'une contrainte `CHECK` pourrait amener des erreurs difficile à détecter dans l'optimisation des requêtes. Donc, si vous souhaitez importer les contraintes `CHECK`, vous devez le faire manuellement et vous devez vérifier la sémantique de chaque contrainte avec attention. Pour plus de détails sur le traitement des contraintes `CHECK` sur les tables distantes, voir CREATE FOREIGN TABLE.

Les tables ou tables distantes qui sont des partitions d'autres tables sont automatiquement exclues. Les tables partitionnées sont importées, à moins qu'elles soient des partitions d'une autre table. Puisque toutes les données à traver la table partitionnées qui est à la racine de toute la hiérarchie de partitionnement, cette approche devrait autoriser l'accès à toutes les données sans avoir besoin de créer d'objets supplémentaires.

F.33.2. Gestion des connexions

`postgres_fdw` établit une connexion au serveur distant lors de la première requête qui utilise une table distante associée avec le serveur distant. La connexion est conservée et réutilisée pour les requêtes suivants de la même session. Néanmoins, si plusieurs identités d'utilisateur (correspondances d'utilisateur) sont utilisées pour accéder au serveur distant, une connexion est établie pour chaque correspondance d'utilisateur.

F.33.3. Gestion des transactions

Lorsqu'une requête référence des tables sur un serveur distant, `postgres_fdw` ouvre une transaction sur le serveur distant si une transaction n'est pas déjà ouverte pour la transaction locale en cours. La transaction distante est validée ou annulée suivant que la transaction locale est validée ou annulée. Les points de sauvegardes sont gérés de la même façon en créant les points de sauvegarde correspondants.

La transaction distante utilise le niveau d'isolation `SERIALIZABLE` quand la transaction locale a le niveau `SERIALIZABLE`. Dans les cas contraires, elle utilise le niveau `REPEATABLE READ`. Ce choix assure que, si une requête réalise plusieurs parcours de table sur le serveur distant, elle obtiendra des résultats cohérents pour tous les parcours. Une conséquence est que les requêtes successives à l'intérieur d'une seule transaction verront les mêmes données provenant du serveur distant, même si des mises à jour sont réalisées en même temps avec l'activité standard du serveur. Ce comportement serait attendue de toute façon si la transaction locale utilise le niveau d'isolation `SERIALIZABLE` ou `REPEATABLE READ` mais elle pourrait surprendre pour une transaction locale en niveau `READ COMMITTED`. Une prochaine version de PostgreSQL pourrait modifier ce comportement.

Notez que `postgres_fdw` ne supporte pas actuellement de préparer la transaction distante pour une validation en deux phases (2PC).

F.33.4. Optimisation des requêtes distantes

`postgres_fdw` tente d'optimiser les requêtes distantes pour réduire la quantité de données transférées depuis les serveurs distants. Cela se fait en envoyant les clauses `WHERE` au serveur distant pour exécution, et en ne récupérant que les colonnes nécessaires pour la requête courante. Pour réduire le risque de mauvaise exécution des requêtes, les clauses `WHERE` ne sont pas envoyées au serveur distant sauf si elles utilisent seulement des types de données, opérateurs et fonctions intégrées ou appartenant à une extension listée dans l'option `extensions` du serveur distant. Les opérateurs et fonctions dans ce type de clause doivent aussi être `IMMUTABLE`. Pour une requête `UPDATE` ou `DELETE`, `postgres_fdw` tente d'optimiser l'exécution de la requête en envoyant la requête complète au serveur distant s'il n'existe pas de clauses `WHERE` pouvant être envoyées au serveur distant, pas de jointures locales pour la requête, pas de triggers `BEFORE` ou `AFTER` au niveau ligne sur la table cible, et pas de contraintes `CHECK OPTION` pour les vues parentes. Dans un `UPDATE`, les expressions à affecter aux colonnes cibles doivent seulement utiliser les types de données intégrées, les opérateurs ou les fonctions `IMMUTABLE` pour réduire le risque de mauvaise exécution de la requête.

Quand `postgres_fdw` rencontre une jointure entre des tables externes sur le même serveur distant, il envoie la jointure entière au serveur distant, sauf s'il pense qu'il sera plus efficace de récupérer les lignes de chaque table individuellement ou si les références de table sont sujet à des correspondances d'utilisateur différentes. Lors de l'envoi des clauses `JOIN`, il prend les mêmes précautions que mentionnées ci-dessus pour les clauses `WHERE`.

La requête envoyée au serveur distant pour exécution peut être examinée en utilisant `EXPLAIN VERBOSE`.

F.33.5. Environnement d'exécution de requêtes distantes

Dans les sessions distantes ouvertes par `postgres_fdw`, le paramètre search_path est configuré à `pg_catalog`, pour que seuls les objets internes soient visibles, sauf utilisant d'un nom de schéma. Ceci n'est pas un problème pour les requêtes générées par `postgres_fdw` lui-même car il fournit toujours ce type de qualification. Néanmoins, cela peut se révéler problématique pour les fonctions exécutées sur le serveur distant via des triggers ou des règles sur les tables distantes. Par exemple, si une table distante est en fait une vue, toute fonction utilisée dans cette vue sera exécutée avec le chemin de recherche restreint. Il est recommandé de qualifier tous les noms dans ce type de fonctions ou de leur attacher une option `SET search_path` (voir CREATE FUNCTION) pour établir le chemin de recherche attendu.

De même, `postgres_fdw` établie une configuration des sessions distantes pour différents paramètres :

- TimeZone est positionné à `UTC`
- datestyle est positionné à `ISO`
- IntervalStyle est positionné à `postgres`
- extra_float_digits est positionné à `3` pour les serveurs distants de version 9.0 et après et est positionné à `2` pour les versions plus anciennes

Ces paramètres sont moins à même d'être problématique que `search_path`, mais ils peuvent être gérés avec les options de fonction `SET` si le besoin devait se faire sentir.

Il n'est *pas* recommandé de surcharger ce comportement en modifiant la configuration de la session pour ces paramètres. Cela peut être la cause d'un mauvais fonctionnement de `postgres_fdw`.

F.33.6. Compatibilité entre versions

`postgres_fdw` peut être utilisé avec les serveurs distants de version 8.3 et ultérieures. En lecture seule, il est possible d'aller aussi loin que la 8.1. Néanmoins, une limitation est que `postgres_fdw` assume généralement que les fonctions et opérateurs internes immutables sont sûrs pour être envoyés au serveur distant pour exécution s'ils apparaissent dans une clause `WHERE` de la table distante. Du coup, une fonction interne ajoutée depuis la sortie du serveur distant pourrait être envoyée pour exécution, résultant en un message d'erreur indiquant que la fonction n'existe pas (« function does not exist ») ou une erreur similaire. Ce type d'échec peut être contourné en réécrivant la requête, par exemple en embarquant la table distance dans un sous-`SELECT` avec `OFFSET 0` comme optimisation, et plaçant la fonction ou l'opérateur problématique en dehors du sous-`SELECT`.

F.33.7. Exemples

Voici un exemple de création d'une table distante avec `postgres_fdw`. Tout d'abord, il faut installer l'extension :

```
CREATE EXTENSION postgres_fdw;
```

Ensuite, il faut créer un serveur distant avec CREATE SERVER. Dans cet exemple, nous souhaitons nous connecter à un serveur PostgreSQL sur l'hôte `192.83.123.89` écoutant sur le port `5432`. La base de données sur le serveur distant sur laquelle la connexion est faite s'appelle `foreign_db` :

```
CREATE SERVER foreign_server
        FOREIGN DATA WRAPPER postgres_fdw
        OPTIONS (host '192.83.123.89', port '5432', dbname
 'foreign_db');
```

Une correspondance d'utilisateur, définie avec CREATE USER MAPPING, est également nécessaire pour identifier le rôle qui sera utilisé sur le serveur distant :

```
CREATE USER MAPPING FOR local_user
        SERVER foreign_server
        OPTIONS (user 'foreign_user', password 'password');
```

Il est maintenant possible de créer une table distante avec CREATE FOREIGN TABLE. Dans cet exemple, nous souhaitons accéder à la table nommée `some_schema.some_table` sur le serveur distant. Le nom local pour celle-ci sera `foreign_table` :

```
CREATE FOREIGN TABLE foreign_table (
        id integer NOT NULL,
        data text
)
        SERVER foreign_server
        OPTIONS (schema_name 'some_schema', table_name
 'some_table');
```

Il est essentiel que les types de données et autres propriétés des colonnes déclarées dans `CREATE FOREIGN TABLE` correspondent à la vraie table distante. Les noms des colonnes doivent également correspondre, à moins que des options `column_name` soient attachées aux colonnes individuelles pour montrer comment elles sont nommées sur la table distante. Dans de nombreux cas, l'utilisation de IMPORT FOREIGN SCHEMA est préférable à la construction manuelle des tables distantes.

F.33.8. Auteur

Shigeru Hanada <shigeru.hanada@gmail.com>

F.34. seg

Ce module code le type de données `seg` pour représenter des segments de ligne ou des intervalles de nombres à virgule flottante. `seg` peut représenter l'incertitude des points extrêmes d'un intervalle, ce qui le rend particulièrement utile pour représenter des mesures de laboratoires.

F.34.1. Explications

La géométrie des mesures est habituellement plus complexe qu'un point dans un continuum numérique. Une mesure est habituellement un segment de ce continuum avec des limites non définissables. Les mesures apparaissent comme des intervalles à cause de ce côté incertain et du hasard, ainsi qu'à cause du fait que la valeur mesurée peut naturellement être un intervalle indiquant certaines conditions comme une échelle de température pour la stabilité d'une protéine.

En utilisant le bon sens, il apparaît plus agréable de stocker de telles données sous la forme d'intervalle, plutôt que sous la forme d'une paire de nombres. En pratique, c'est même plus efficace dans la plupart des applications.

En allant plus loin, le côté souple des limites suggère que l'utilisation des types de données numériques traditionnels amène en fait une certaine perte d'informations. Pensez à ceci : votre instrument lit 6.50, et vous saisissez cette valeur dans la base de données. Qu'obtenez-vous en la récupérant ? Regardez :

```
test=> select 6.50 :: float8 as "pH";
```

```
 pH
---
6.5
(1 row)
```

Dans le monde des mesures, 6.50 n'est pas identique à 6.5. La différence pourrait même être critique. Les personnes ayant réalisé l'expérience écrivent habituellement (et publient) les chiffres qu'ils connaissent. 6.50 est en fait un intervalle incertain compris dans un intervalle plus grand et encore plus incertain, 6.5, le point central étant (probablement) la seule fonctionnalité commune qu'ils partagent. Nous ne voulons pas que de telles différences de données apparaissent de façon identique.

La conclusion ? il est agréable d'avoir un type de données spécial qui peut enregistrer les limites d'un intervalle avec une précision variable arbitraire. Variable dans le sens où chaque élément de données enregistre sa propre précision.

Vérifiez ceci :

```
test=> select '6.25 .. 6.50'::seg as "pH";
          pH
------------
6.25 .. 6.50
(1 row)
```

F.34.2. Syntaxe

La représentation externe d'un intervalle se forme en utilisant un ou deux nombres à virgule flottante joint par l'opérateur d'échelle (`..` ou `...`). Sinon, il peut être spécifié comme un point central plus ou moins une déviation. Des indicateurs optionels (<, > et ~) peuvent aussi être stockés. (Néanmoins, ces indicateurs sont ignorés par la logique interne.) Tableau F.26 donne un aperçu des représentations autorisées ; Tableau F.27 montre quelques exemples.

Dans Tableau F.26, *x*, *y* et *delta* dénotent des nombres à virgule flottante. *x* et *y*, mais pas *delta*, peuvent être précédés par un indicateur de certitude :

Tableau F.26. Représentations externes de `seg`

x	Valeur seule (intervalle de longueur zéro)
x `..` *y*	Intervalle de *x* à *y*
x `(+-)` *delta*	Intervalle de *x* - *delta* à *x* + *delta*
x `..`	Intervalle ouvert avec une limite inférieure *x*
`..` *x*	Intervalle ouvert avec une limite supérieure *x*

Tableau F.27. Exemples d'entrées valides de type `seg`

`5.0`	Crée un segment de longueur zéro (un point si vous préférez)
`~5.0`	Crée un segment de taille nulle et enregistre ~ dans les données. ~ est ignoré par les opérations `seg` mais conservé en commentaire.
`<5.0`	Crée un point à 5.0. < est ignoré mais conservé en commentaire.
`>5.0`	Crée un point à 5.0. > est ignoré mais conservé en commentaire.

`5(+-)0.3`	Crée un intervalle `4.7 .. 5.3`. Notez que la notation `(+-)` n'est pas conservée.
`50 ..`	Tout ce qui supérieur ou égal à 50
`.. 0`	Tout ce qui est inférieur ou égal à 0
`1.5e-2 .. 2E-2`	Crée un intervalle `0.015 .. 0.02`
`1 ... 2`	Identique à `1...2`, ou `1 .. 2`, ou `1..2` (les espaces autour de l'opérateur d'échelle sont ignorés)

Comme `...` est largement utilisé dans les sources de données, il est autorisé comme autre orthographe possible de `..`. Malheureusement, ceci crée une ambiguité pour l'analyseur : la limite supérieure dans `0...23` est `23` ou `0.23`. Ceci se résout en réclamant au moins un chiffre avant le point décimal dans tous les nombres de type `seg`.

Comme vérification, `seg` rejette les intervalles dont la limite inférieure est supérieure à la limite supérieure, par exemple `5 .. 2`.

F.34.3. Précision

Les valeurs `seg` sont stockés en interne sous la forme de paires de nombres en virgule flottante de 32 bits. Cela signifie que les nombres avec plus de sept chiffres significatifs sont tronqués.

Les nombres avec moins ou avec exactement sept chiffres significatifs conservent leur précision originale. C'est-à-dire que, si votre requête renvoie 0.00, vous serez sûr que les zéros qui suivent ne sont pas des conséquences du formatage : elles reflètent la précision de la donnée originale. Le nombre de zéro au début n'affectent pas la précision : deux chiffres significatifs sont considérés pour la valeur 0.0067.

F.34.4. Utilisation

Le module `seg` inclut une classe d'opérateur pour les index GiST dans le cas des valeurs `seg`. Les opérateurs supportés par la classe d'opérateur GiST are shown in Tableau F.28.

Tableau F.28. Opérateurs GiST du type Seg

Opérateur	Description
`[a, b] << [c, d]`	[a, b] est entièrement à gauche de [c, d]. Autrement dit, [a, b] << [c, d] est vérifié si b < c
`[a, b] >> [c, d]`	[a, b] est entièrement à droite de [c, d]. Autrement dit, [a, b] >> [c, d] est vérifié si a > d
`[a, b] &< [c, d]`	Couvre une partie ou est à gauche de -- Cela se lit mieux de cette façon « ne s'étend pas à droite de ». C'est vrai quand b <= d.
`[a, b] &> [c, d]`	Couvre une partie ou est à droite de -- Cela se lit mieux de cette façon « ne s'étend pas à gauche de ». C'est vrai quand a >= c.
`[a, b] = [c, d]`	Identique à -- Les segments [a, b] et [c, d] sont identiques, autrement dit a == b et c == d.
`[a, b] && [c, d]`	Les segments [a, b] et [c, d] se chevauchent en partie.
`[a, b] @> [c, d]`	Le segment [a, b] contient le segment [c, d], autrement dit a <= c et b >= d
`[a, b] <@ [c, d]`	Le segment [a, b] est contenu dans [c, d], autrement dit a >= c et b <= d.

(Avant PostgreSQL 8.2, les opérateurs de contenance `@>` et `<@` étaient appelés respectivement `@` et `~`. Ces noms sont toujours disponibles mais sont déclarés obsolètes et seront supprimés un jour. Notez que les anciens noms sont inversés par rapport à la convention suivie par les types de données géométriques !)

Les opérateurs B-tree standard sont aussi fournis, par exemple :

Opérateur	**Description**
`[a, b] < [c, d]`	Plus petit que
`[a, b] > [c, d]`	Plus grand que

Ces opérateurs n'ont pas vraiment de sens sauf en ce qui concerne le tri. Ces opérateurs comparent en premier (a) à (c) et, s'ils sont égaux, comparent (b) à (d). Cela fait un bon tri dans la plupart des cas, ce qui est utile si vous voulez utiliser ORDER BY avec ce type.

F.34.5. Notes

Pour des exemples d'utilisation, voir les tests de régression `sql/seg.sql`.

Le mécanisme qui convertit `(+-)` en échelles standards n'est pas entièrement précis pour déterminer le nombre de chiffres significatifs pour les limites. Par exemple, si vous ajoutez un chiffre supplémentaire à la limite basse si l'intervalle résultat inclut une puissance de dix :

```
postgres=> select '10(+-)1'::seg as seg;
      seg
---------
9.0 .. 11             -- should be: 9 .. 11
```

La performance d'un index R-tree peut dépendre largement de l'ordre des valeurs en entrée. Il pourrait être très utile de trier la table en entrée sur la colonne `seg` ; voir le script `sort-segments.pl` pour un exemple.

F.34.6. Crédits

Auteur original : Gene Selkov, Jr. `<selkovjr@mcs.anl.gov>`, Mathematics and Computer Science Division, Argonne National Laboratory.

Mes remerciements vont principalement au professeur Joe Hellerstein (https://dsf.berkeley.edu/jmh/) pour avoir élucidé l'idée centrale de GiST (http://gist.cs.berkeley.edu/). Mes remerciements aussi aux développeurs de PostgreSQL pour m'avoir permis de créer mon propre monde et de pouvoir y vivre sans pertubation. Argonne Lab et le département américain de l'énergie ont aussi toute ma gratitude pour les années de support dans ma recherche sur les bases de données.

F.35. sepgsql

`sepgsql` est un module chargeable ajoutant le support des contrôles d'accès par label basé sur la politique de sécurité de SELinux.

> **Avertissement**
>
> L'implémentation actuelle a des limitations importantes et ne force pas le contrôle d'accès pour toutes les actions. Voir Section F.35.7.

F.35.1. Aperçu

Ce module s'intègre avec SELinux pour fournir une couche de vérification de sécurité supplémentaire qui va au-delà de ce qui est déjà fournit par PostgreSQL. De la perspective de SELinux, ce module permet à PostgreSQL de fonctionner comme un gestionnaire d'objet en espace utilisateur. Chaque accès à une table ou à une fonction initié par une requête DML sera vérifié par rapport à la politique de sécurité du système. Cette vérification est en plus des vérifications de droits SQL habituels effectuées par PostgreSQL.

Les décisions de contrôle d'accès de SELinux sont faites en utilisant les labels de sécurité qui sont représentés par des chaînes comme `system_u:object_r:sepgsql_table_t:s0`. Chaque décision de contrôle d'accès implique deux labels : celui de l'utilisateur tentant de réaliser l'action et celui de l'objet sur lequel l'action est réalisée. Comme ces labels peuvent être appliqués sur tout type d'objet, les décisions de contrôle d'accès pour les objets stockés dans la base peuvent être (et avec ce module, sont) sujets au même critère général utilisé pour les objets de tout type (par exemple les fichiers). Ce concept a pour but de permettre la mise en place d'une politique centralisée pour protéger l'information quelque soit la façon dont l'information est stockée.

L'instruction SECURITY LABEL permet d'affecter un label de sécurité à un objet de la base de données.

F.35.2. Installation

`sepgsql` peut seulement être utilisé sur Linux 2.6.28 ou ultérieur, avec SELinux activé. Il n'est pas disponible sur les autres plateformes. Vous aurez aussi besoin de libselinux ou ultérieur et de selinux-policy 2.1.10 ou ultérieur (même si certaines distributions peuvent proposer les règles nécessaires dans des versions antérieures de politique).

La commande `sestatus` vous permet de vérifier le statut de SELinux. Voici un affichage standard :

```
$ sestatus
SELinux status:                 enabled
SELinuxfs mount:                /selinux
Current mode:                   enforcing
Mode from config file:          enforcing
Policy version:                 24
Policy from config file:        targeted
```

Si SELinux est désactivé ou non installé, vous devez tout d'abord configurer ce produit avant d'utiliser ce module.

Pour construire ce module, ajoutez l'option `--with-selinux` dans votre commande `configure` lors de la compilation de PostgreSQL. Assurez-vous que le RPM `libselinux-devel` est installé au moment de la construction.

Pour utiliser ce module, vous devez ajouter `sepgsql` dans le paramètre shared_preload_libraries du fichier `postgresql.conf`. Le module ne fonctionnera pas correctement s'il est chargé d'une autre façon. Une fois que le module est chargé, vous devez exécuter `sepgsql.sql` dans chaque base de données. Cela installera les fonctions nécessaires à la gestion des labels de sécurité et affectera des labels initiaux de sécurité.

Voici un exemple montrant comment initialiser un répertoire de données avec les fonctions `sepgsql` et les labels de sécurité installés. Ajustez les chemins de façon approprié pour que cela corresponde à votre installation :

```
$ export PGDATA=/path/to/data/directory
 $ initdb
 $ vi $PGDATA/postgresql.conf
  modifiez
    #shared_preload_libraries = ''                # (change
 requires restart)
  en
    shared_preload_libraries = 'sepgsql'          # (change
 requires restart)
 $ for DBNAME in template0 template1 postgres; do
    postgres --single -F -c exit_on_error=true $DBNAME \
      </usr/local/pgsql/share/contrib/sepgsql.sql >/dev/null
   done
```

Notez que vous pourriez voir les notifications suivantes, suivant la combinaison de versions particulières de libselinux et de selinux-policy.

```
/etc/selinux/targeted/contexts/sepgsql_contexts:  line 33 has
 invalid object type db_blobs
/etc/selinux/targeted/contexts/sepgsql_contexts:  line 36 has
 invalid object type db_language
/etc/selinux/targeted/contexts/sepgsql_contexts:  line 37 has
 invalid object type db_language
/etc/selinux/targeted/contexts/sepgsql_contexts:  line 38 has
 invalid object type db_language
/etc/selinux/targeted/contexts/sepgsql_contexts:  line 39 has
 invalid object type db_language
/etc/selinux/targeted/contexts/sepgsql_contexts:  line 40 has
 invalid object type db_language
```

Ces messages ne sont graves et peuvent être ignorés sans conséquence.

Si le processus d'installation se termine sans erreur, vous pouvez commencer à lancer le serveur normalement.

F.35.3. Tests de régression

Dû à la nature de SELinux, exécuter les tests de régression pour `sepgsql` nécessite quelques étapes de configuration supplémentaires, certaines se faisant en tant qu'utilisateur root. Les tests de régression ne seront pas exécutés par une commande `make check` ou `make installcheck` ordinaire ; vous devez faire la configuration puis appeler le script de test manuellement. Les tests s'exécuteront dans le répertoire `contrib/sepgsql` du répertoire des sources de PostgreSQL, préalablement configuré. Bien que cela nécessite un arbre de construction, les tests sont conçus pour être exécutés par un serveur déjà installé, donc comparable à `make installcheck`, et non pas `make check`.

Tout d'abord, configurez `sepgsql` dans une base de données fonctionnelle d'après les instructions comprises dans Section F.35.2. Notez que l'utilisateur du système d'exploitation doit être capable de se connecter à la base de données en tant que superutilisateur sans authentification par mot de passe.

Ensuite, construisez et installez le paquet de politique pour les tests de régression. Le fichier `sepgsql-regtest` est un paquet de politique à but spécial. Il fournit un ensemble de règles à autoriser pendant les tests de régression. Il doit être construit à partir du fichier source de politique `sepgsql-regtest.te`, ce qui se fait en utilisant `make` avec un fichier Makefile fourni par SELinux. Vous aurez besoin de localiser le Makefile approprié sur votre système ; le chemin affiché ci-dessous est seulement un exemple. Une fois construit, installez ce paquet de politique en utilisant la commande `semodule`, qui charge les paquets de politique fournis dans le noyau. Si ce paquet est

correctement installé, `semodule -l` doit lister `sepgsql-regtest` comme un paquet de politique disponible :

```
$ cd .../contrib/sepgsql
$ make -f /usr/share/selinux/devel/Makefile
$ sudo semodule -u sepgsql-regtest.pp
$ sudo semodule -l | grep sepgsql
sepgsql-regtest 1.07
```

Pour des raisons de sécurité, les règles de `sepgsql-regtest` ne sont pas activés par défaut. Le paramètre `sepgsql_regression_test_mode` active les règles pour le lancement des tests de régression. Il peut être activé en utilisant la commande `setsebool` :

```
$ sudo setsebool sepgsql_regression_test_mode on
$ getsebool sepgsql_regression_test_mode
```

Ensuite, vérifiez que votre shell est exécuté dans le domaine `unconfined_t` :

```
$ ./test_sepgsql
```

Ce script tentera de vérifier que vous avez fait correctement toutes les étapes de configuration, puis il lancera les tests de régression du module `sepgsql`.

Une fois les tests terminés, il est recommandé de désactiver le paramètre `sepgsql_regression_test_mode` :

```
$ sudo setsebool sepgsql_regression_test_mode off
```

Vous pouvez préférer supprimer complètement la politique `sepgsql-regtest` :

```
$ sudo semodule -r sepgsql-regtest
```

F.35.4. Paramètres GUC

`sepgsql.permissive` (`boolean`)

Ce paramètre active sepgsql pour qu'il fonctionne en mode permissif, quelque soit la configuration du système. La valeur par défaut est off. Ce paramètre es configurable dans le fichier `postgresql.conf` et sur la ligne de commande.

Quand ce paramètre est activé, sepgsql fonctionne en mode permissif, même si SELinux fonctionne en mode forcé. Ce paramètre est utile principalement pour des tests.

`sepgsql.debug_audit` (`boolean`)

Ce paramètre active l'affichage de messages d'audit quelque soit la configuration de la politique. La valeur par défaut est off, autrement dit les messages seront affichés suivant la configuration du système.

La politique de sécurité de SELinux a aussi des règles pour contrôler la trace des accès. Par défaut, les violations d'accès sont tracées, contrairement aux accès autorisés.

Ce paramètre force l'activation de toutes les traces, quelque soit la politique du système.

F.35.5. Fonctionnalités

F.35.5.1. Classes d'objet contrôlé

Le modèle de sécurité SELinux décrit toutes les règles de contrôle d'accès comme des relations entre une entité sujet (habituellement le client d'une base) et une entité objet (tel que l'objet base de données). Les deux sont identifiés par un label de sécurité. Si un accès à un objet sans label est tenté, l'objet est traité comme si le label `unlabeled_t` lui est affecté.

Actuellement, `sepgsql` autorise l'affectation de label de sécurité aux schémas, tables, colonnes, séquences, vues et fonctions. Quand `sepgsql` est en cours d'utilisation, des labels de sécurité sont automatiquement affectés aux objets de la base au moment de leur création. Ce label est appelé un label de sécurité par défaut et est configuré par la politique de sécurité du système, qui prend en entrée le label du créateur, le label affecté à l'objet parent du nouvel objet et en option le nom de l'objet construit.

Un nouvel objet base de données hérite en gros du label de sécurité de l'objet parent, sauf quand la politique de sécurité a des règles spéciales, connues sous le nom de règles de transition, auquel cas un label différent est affecté. Pour les schémas, l'objet parent est la base de données ; pour les tables, séquences, vues et fonctions, il s'agit du schéma ; pour les colonnes, il s'agit de la table.

F.35.5.2. Droits DML

Pour les tables, `db_table:select`, `db_table:insert`, `db_table:update` ou `db_table:delete` sont vérifiés pour toutes les tables cibles référencées, suivant l'ordre de l'instruction. De plus, `db_table:select` est aussi vérifié pour toutes les tables qui contiennent des colonnes référencées dans la clause `WHERE` ou `RETURNING`, comme source de données d'un `UPDATE`, et ainsi de suite.

Les droits au niveau colonne seront aussi vérifiés pour chaque colonne référencée. `column_db:select` est vérifié sur les colonnes lues en utilisant `SELECT`, mais aussi celles référencées dans d'autres instructions DML ; `column_db:update` ou `column_db:insert` sear aussi vérifié pour les colonnes modifiées par `UPDATE` ou `INSERT`.

Bien sûr, il vérifie aussi `db_column:update` ou `db_column:insert` sur la colonne en cours de modification par `UPDATE` ou `INSERT`.

Par exemple :

```
UPDATE t1 SET x = 2, y = func1(y) WHERE z = 100;
```

Ici, `column_db:update` sera vérifié pour `t1.x` car elle est mise à jour, `column_db:{select update}` sera vérifié pour `t1.y` car elle est à la fois mise à jour et référencée, et `column_db:select` sera vérifié pour `t1.z` car elle est référencée. `db_table:{select update}` vérifiera aussi la table.

Pour les séquences, `db_sequence:get_value` est vérifié quand nous référençons un objet séquence en utilisant `SELECT` ; néanmoins, notez que nous ne vérifions pas les droits d'exécution sur les fonctions correspondantes, par exemple `lastval()`.

Pour les vues, `db_view:expand` devrait être vérifié, et ensuite tous les autres droits des objets dus à l'aplatissement de la vue, individuellement.

Pour les fonctions, `db_procedure:{execute}` sera vérifié quand un utilisateur essaie d'exécuter une fonction dans une requête ou en utilisant l'appel « fast-path ». Si cette fonction est déclarée comme

étant de confiance, il vérifie aussi le droit `db_procedure:{entrypoint}` pour s'assurer qu'il peut s'exécuter comme un point d'entrée d'une procédure de confiance.

Pour accéder à tout objet d'un schéma, le droit `db_schema:search` est requis sur le schéma contenant l'objet. Quand un objet est référencé sans le nom du schéma, les schémas qui n'ont pas ce droit ne seront pas recherchés (exactement le même comportement que l'absence du droit USAGE sur le schéma). Si une qualification explicite du schéma est présent, une erreur surviendra si l'utilisateur n'a pas le droit requis sur le schéma nommé.

Le client doit être autorisé à accéder à toutes les tables et colonnes référencées, même si elles proviennent de vues qui ont été aplaties, pour pouvoir appliquer des règles de contrôles d'accès cohérentes indépendamment de la manière dont le contenu des tables est référencé.

Le système des droits de la base, par défaut, autorise les superutilisateurs de la base à modifier les catalogues systèmes en utilisant des commandes DML, et de référencer ou modifier les tables TOAST. Ces opérations sont interdites quand `sepgsql` est activé.

F.35.5.3. Droits DDL

SELinux définit plusieurs droits pour contrôler les opérations standards pour chaque type d'objet : création, modification, suppression et changement du label de sécurité. De plus, certains types d'objet ont des droits spéciaux pour contrôler leur opérations caractéristiques : ajout ou suppression d'entrées dans un schéma particulier.

Créer un objet de bases de données nécessite le droit `create`. SELinux acceptera ou refusera ce droit en se basant sur le label de sécurité du client et sur le label de sécurité proposé pour le nouvel objet. Dans certains cas, des droits supplémentaires sont demandés :

- CREATE DATABASE requiert en plus le droit `getattr` pour la base de données source ou modèle.
- Créer un schéma requiert en plus le droit `add_name` sur le schéma parent.
- Créer une table requiert en plus le droit de créer chaque colonne de la table, tout comme si chaque colonne de la table était un objet séparé de haut-niveau.
- Créer une fonction marquée LEAKPROOF requiert en plus le droit `install`. (Ce droit est aussi vérifié quand LEAKPROOF est configuré pour une fonction existante.)

Quand la commande DROP est exécutée, `drop` sera vérifié sur l'objet qui doit être supprimé. Les droits seront aussi vérifiés pour les objets supprimés indirectement via CASCADE. La suppression des objets contenus dans un schéma particulier (tables, vues, séquences et fonctions) nécessite habituellement `remove_name` sur le schéma.

Quand la commande ALTER est exécutée, `setattr` sera vérifié sur l'objet en cours de modification pour chaque type d'objet, sauf pour les objets sous-jacents comme les index ou les triggers d'une table. Pour ces derniers, les droits sont vérifiés sur l'objet parent. Dans certains cas, des droits supplémentaires sont réclamés :

- Déplacer un objet vers un nouveau schéma réclame en plus le droit `remove_name` sur l'ancien schéma et le droit `add_name` sur le nouveau schéma.
- Configurer l'attribut LEAKPROOF sur une fonction requiert le droit `install`.
- Utiliser SECURITY LABEL sur un objet requiert en plus le droit `relabelfrom` pour l'objet en conjonction avec son ancien label et le droit `relabelto` pour l'objet en conjonction avec son nouveau label. (Dans les cas où plusieurs fournisseurs de label sont installés et que l'utilisateur essaie de configurer un label de sécurité mais qui est géré par SELinux, seul `setattr` peut être vérifié ici. Cela ne peut pas se faire actuellement à cause des restrictions de l'implémentation.)

F.35.5.4. Procédures de confiance

Les procédures de confiance sont similaires aux fonctions dont la sécurité est définie à la création ou aux commandes set-uid. SELinux propose une fonctionnalité qui permet d'autoriser un code de confiance à s'exécuter en utilisant un label de sécurité différent de celui du client, généralement pour donner un accès hautement contrôlé à des données sensibles (par exemple, des lignes peuvent être omises ou la précision des valeurs stockées peut être réduite). Que la fonction agisse ou pas comme une procédure de confiance est contrôlé par son label de sécurité et la politique de sécurité du système d'exploitation. Par exemple :

```
postgres=# CREATE TABLE customer (
               cid     int primary key,
               cname   text,
               credit  text
           );
CREATE TABLE
postgres=# SECURITY LABEL ON COLUMN customer.credit
               IS 'system_u:object_r:sepgsql_secret_table_t:s0';
SECURITY LABEL
postgres=# CREATE FUNCTION show_credit(int) RETURNS text
             AS 'SELECT regexp_replace(credit, ''-[0-9]+$'', ''-
xxxx'', ''g'')
                         FROM customer WHERE cid = $1'
           LANGUAGE sql;
CREATE FUNCTION
postgres=# SECURITY LABEL ON FUNCTION show_credit(int)
               IS
 'system_u:object_r:sepgsql_trusted_proc_exec_t:s0';
SECURITY LABEL
```

Les opérations ci-dessus doivent être réalisées par un utilisateur administrateur.

```
postgres=# SELECT * FROM customer;
ERROR:  SELinux: security policy violation
postgres=# SELECT cid, cname, show_credit(cid) FROM customer;
 cid | cname  |     show_credit
-----+--------+---------------------
   1 | taro   | 1111-2222-3333-xxxx
   2 | hanako | 5555-6666-7777-xxxx
(2 rows)
```

Dans ce cas, un utilisateur standard ne peut pas faire référence à `customer.credit` directement mais une procédure de confiance comme `show_credit` lui permet d'afficher le numéro de carte de crédit des clients, avec quelques chiffres masqués.

F.35.5.5. Transitions de domaine dynamique

Il est possible d'utiliser la fonctionnalité de transition de domaine dynamique de SELinux pour basculer le label de sécurité du processus client, le domaine client, vers un nouveau contexte, s'il s'avère que c'est autorisé par la politique de sécurité. Le domaine client a besoin du droit `setcurrent` ainsi que du droit `dyntransition` de l'ancien domaine vers le nouveau domaine.

Les transitions de domaine dynamique doivent être considérées avec attention car elles permettent aux utilisateurs de basculer leur label, et du coup leur droits, quand ils le souhaitent, plutôt que (dans le cas d'une procédure de confiance) lorsque c'est demandé par le système. Du coup, le droit

`dyntransition` est seulement considéré sûr quand il est utilisé pour basculer vers un domaine avec un plus petit ensemble de droits que le domaine original. Par exemple :

```
regression=# select sepgsql_getcon();
                   sepgsql_getcon
-----------------------------------------------------
 unconfined_u:unconfined_r:unconfined_t:s0-s0:c0.c1023
(1 row)

regression=# SELECT
 sepgsql_setcon('unconfined_u:unconfined_r:unconfined_t:s0-
s0:c1.c4');
 sepgsql_setcon
----------------
 t
(1 row)

regression=# SELECT
 sepgsql_setcon('unconfined_u:unconfined_r:unconfined_t:s0-
s0:c1.c1023');
ERROR:  SELinux: security policy violation
```

Dans l'exemple ci-dessus, nous sommes autorisés à basculer du gros intervalle MCS `c1.c1023` vers l'intervalle `c1.c4` beaucoup plus petit. Par contre, la bascule inverse est interdite.

Une combinaison de transition de domaine dynamique et de procédure de confiance permet un cas d'utilisation intéressant qui correspond au cycle de vie typique d'un processus pour un logiciel de pooling de connexions. Même si votre pooler de connexions n'est pas autorisé à exécuter la plupart des commandes SQL, vous pouvez l'autoriser à basculer le label de sécurité du client en utilisant la fonction `sepgsql_setcon()` à l'intérieur d'une procédure de confiance. Après cela, cette session aura les droits de l'utilisateur cible plutôt que ceux du pooler de connexions. Le pooler de connexions peut ensuite annuler le changement du label de sécurité en utilisant de nouveau `sepgsql_setcon()` avec l'argument `NULL`, encore une fois en l'appelant à partir d'une procédure de confiance avec les droits appropriés. Le point ici est que seule la procédure de confiance a réellement le droit de modifier le label de sécurité en cours et ne le fait que si autorisé. Bien sûr, pour un traitement sécurisé, le stockage des autorisations (table, définition de procédure, ou autres) doit être protégé des accès non autorisés.

F.35.5.6. Divers

Nous rejetons la commande LOAD car tout module chargé pourrait facilement court-circuiter la politique de sécurité.

F.35.6. Fonctions Sepgsql

Tableau F.29 affiche la liste des fonctions disponibles.

Tableau F.29. Fonctions Sepgsql

`sepgsql_getcon() returns text`	Renvoie le domaine client, le label de sécurité actuel du client.
`sepgsql_setcon(text) returns bool`	Bascule le domaine client de la session actuelle sur un autre domaine, si cela est autorisé par la politique de sécurité. Cette fonction accepte aussi `NULL` en entrée comme demande de transaction vers le domaine original du client.

`sepgsql_mcstrans_in(text) returns text`	Traduit l'intervalle MLS/MCS donné en un format brut si le démon mcstrans est en cours d'exécution.
`sepgsql_mcstrans_out(text) returns text`	Traduit l'intervalle MCS/MCS brut donné en son format qualifié si le démon mcstrans est en cours d'exécution.
`sepgsql_restorecon(text) returns bool`	Configure les labels de sécurité initiaux pour tous les objets à l'intérieur de la base de données actuelle. L'argument peut être NULL ou le nom d'un specfile à utiliser comme alternative du fichier système par défaut.

F.35.7. Limitations

Droits DDL

Dû aux restrictions d'implémentations, certaines opérations DDL ne vérifient pas les droits.

Droits DCL

Dû aux restrictions d'implémentations, les droits DCL ne vérifient pas les droits.

Contrôle d'accès au niveau ligne

PostgreSQL propose le contrôle d'accès au niveau ligne. Cependant, `sepgsql` ne le supporte pas.

Canaux cachés

`sepgsql` n'essaie pas de cacher l'existence d'un objet particulier, même si l'utilisateur n'est pas autorisé à y accéder. Par exemple, nous pouvons inférer l'existence d'un objet invisible suite à un conflit de clé primaire, à des violations de clés étrangèes et ainsi de suite, même si nous ne pouvons pas accéder au contenu de ces objets. L'existence d'une table secrète ne peut pas être caché. Nous ne faisons que verrouiller l'accès à son contenu.

F.35.8. Ressources externes

SE-PostgreSQL Introduction[9]

Cette page wiki fournit un bref aperçu, le concept de la sécurité, l'architecture, l'administration et les fonctionnalités futures.

SELinux User's and Administrator's Guide[10]

Ce document fournit une connaissance large pour administrer SELinux sur vos systèmes. Il cible principalement les systèmes d'exploitation Red Hat mais n'y est pas limité.

Fedora SELinux FAQ[11]

Ce document répond aux questions fréquemment posées sur SELinux. Il cible principalement Fedora mais n'y est pas limité.

F.35.9. Auteur

KaiGai Kohei `<kaigai@ak.jp.nec.com>`

[9] https://wiki.postgresql.org/wiki/SEPostgreSQL
[10] https://access.redhat.com/documentation/en-us/red_hat_enterprise_linux/7/html/selinux_users_and_administrators_guide/index
[11] https://fedoraproject.org/wiki/SELinux_FAQ

F.36. spi

Le module spi fournit plusieurs exemples fonctionnels d'utilisation de l'interface de programmation du serveur (*Server Programming Interface*) (SPI) et des déclencheurs. Bien que ces fonctions aient un intérêt certain, elles sont encore plus utiles en tant qu'exemples à modifier pour atteindre ses propres buts. Les fonctions sont suffisamment généralistes pour être utilisées avec une table quelconque, mais la création d'un déclencheur impose que les noms des tables et des champs soient précisés (comme cela est décrit ci-dessous).

Chaque groupe de fonctions décrits ci-dessous est fourni comme une extension installable séparément.

F.36.1. refint -- fonctions de codage de l'intégrité référentielle

`check_primary_key()` et `check_foreign_key()` sont utilisées pour vérifier les contraintes de clé étrangère. (Cette fonctionnalité est dépassée depuis longtemps par le mécanisme interne, mais le module conserve un rôle d'exemple.)

`check_primary_key()` vérifie la table de référence. Pour l'utiliser, on crée un déclencheur `BEFORE INSERT OR UPDATE` qui utilise cette fonction sur une table référençant une autre table. En arguments du déclencheur, on trouve : le nom de la colonne de la table référençant qui forme la clé étrangère, le nom de la table référencée et le nom de la colonne de la table référencée qui forme la clé primaire/unique. Il peut y avoir plusieurs colonnes. Pour gérer plusieurs clés étrangères, on crée un déclencheur pour chaque référence.

`check_foreign_key()` vérifie la table référencée. Pour l'utiliser, on crée un déclencheur `BEFORE DELETE OR UPDATE` qui utilise cette fonction sur une table référencée par d'autres tables. En arguments du déclencheur, on trouve : le nombre de tables référençant pour lesquelles la fonction réalise la vérification, l'action à exécuter si une clé de référence est trouvée (`cascade` -- pour supprimer une ligne qui référence, `restrict` -- pour annuler la transaction si des clés de référence existent, `setnull` -- pour initialiser les champs des clés référençant à NULL), les noms des colonnes de la table surveillées par le déclencheur, colonnes qui forment la clé primaire/unique, puis le nom de la table référençant et les noms des colonnes (répétés pour autant de tables référençant que cela est précisé par le premier argument). Les colonnes de clé primaire/unique doivent être marquées NOT NULL et posséder un index d'unicité.

Il y a des exemples dans `refint.example`.

F.36.2. timetravel -- fonctions de codage du voyage dans le temps

Dans le passé, PostgreSQL disposait d'une fonctionnalité de voyage dans le temps, permettant de conserver l'heure d'insertion et de suppression de chaque ligne. Ce comportement peut être émulé en utilisant ces fonctions. Pour les utiliser, il faut ajouter deux champs de type `abstime` à la table pour stocker le moment où une ligne a été insérée (start_date) et le moment où elle a été modifiée/supprimée (stop_date) :

```
CREATE TABLE mytab (
        ...             ...
        start_date      abstime,
        stop_date       abstime
        ...             ...
);
```

Le nom des colonnes n'a aucune importance, mais dans ce chapitre, elles sont nommées start_date et stop_date.

À l'insertion d'une nouvelle ligne, start_date doit normalement être initialisée à l'heure courante et stop_date à `infinity`. Le déclencheur substitue automatiquement ces valeurs si les données insérées sont NULL pour ces colonnes. L'insertion de données explicitement non-NULL dans ces colonnes n'intervient qu'au rechargement de données sauvegardées.

Les lignes pour lesquelles stop_date vaut `infinity` sont des lignes « actuellement valides », et peuvent être modifiées. Les lignes dont stop_date est fini ne peuvent plus être modifiées -- le déclencheur les protège. (Pour les modifier, il est nécessaire de désactiver le voyage dans le temps comme indiqué ci-dessous.)

Pour une ligne modifiable en mise à jour, seul stop_date est modifié (positionné à l'heure courante) et une nouvelle ligne avec la donnée modifiée est insérée. Pour cette nouvelle ligne, start_date est positionné à l'heure courante et stop_date à `infinity`.

Une suppression ne supprime pas réellement la ligne mais positionne stop_date à l'heure courante.

Pour trouver les lignes « actuellement valides », on ajoute la clause `stop_date = 'infinity'` dans la condition WHERE de la requête. (Cela peut se faire au travers d'une vue.) De façon similaire, une requête peut être exécutée sur les lignes valides à un moment du passé si des conditions adéquates sont posées sur start_date et stop_date.

`timetravel()` est la fonction déclencheur générique associée à ce fonctionnement. On crée un déclencheur `BEFORE INSERT OR UPDATE OR DELETE` qui utilise cette fonction pour chaque table sur laquelle la fonctionnalité de voyage dans le temps est activée. Le déclencheur accepte deux arguments : les noms réels des colonnes start_date et stop_date. La fonction accepte jusqu'à trois arguments optionnels qui doivent faire référence à des colonnes de type `text`. Le déclencheur stocke le nom de l'utilisateur courant dans la première de ces colonnes lors d'un INSERT, dans la seconde lors d'un UPDATE et dans la troisième lors un DELETE.

`set_timetravel()` permet d'activer et de désactiver la fonctionnalité de voyage dans le temps pour une table. `set_timetravel('ma_table', 1)` l'active pour la table `ma_table`. `set_timetravel('ma_table', 0)` la désactive pour la table `ma_table`. Dans les deux cas, l'ancien statut est rapporté. Quand elle est désactivée, les colonnes start_date et stop_date peuvent être librement modifiées. Le statut actif/inactif est local à la session courante -- toute session commence avec cette fonctionnalité activée sur toutes les tables.

`get_timetravel()` renvoie l'état de la fonctionnalité du voyage dans le temps pour une table sans le modifier.

Il y a un exemple dans `timetravel.example`.

F.36.3. autoinc -- fonctions pour l'incrémentation automatique d'un champ

`autoinc()` est un déclencheur qui stocke la prochaine valeur d'une séquence dans un champ de type integer. Cela recouvre quelque peu la fonctionnalité interne de la colonne « serial », mais ce n'est pas strictement identique : `autoinc()` surcharge les tentatives de substitution d'une valeur différente pour ce champ lors des insertions et, optionnellement, peut aussi être utilisé pour incrémenter le champ lors des mises à jour.

Pour l'utiliser, on crée un déclencheur `BEFORE INSERT` (ou en option `BEFORE INSERT OR UPDATE`) qui utilise cette fonction. Le déclencheur accepte deux arguments : le nom de la colonne de type integer à modifier et le nom de la séquence qui fournit les valeurs. (En fait, plusieurs paires de noms peuvent être indiquées pour actualiser plusieurs colonnes.)

Un exemple est fourni dans `autoinc.example`.

F.36.4. insert_username -- fonctions pour tracer les utilisateurs qui ont modifié une table

`insert_username()` est un déclencheur qui stocke le nom de l'utilisateur courant dans un champ texte. C'est utile pour savoir quel est le dernier utilisateur à avoir modifié une ligne particulière d'une table.

Pour l'utiliser, on crée un déclencheur `BEFORE INSERT` et/ou `UPDATE` qui utilise cette fonction. Le déclencheur prend pour seul argument le nom de la colonne texte à modifier.

Un exemple est fourni dans `insert_username.example`.

F.36.5. moddatetime -- fonctions pour tracer la date et l'heure de la dernière modification

`moddatetime()` est un déclencheur qui stocke la date et l'heure de la dernière modification dans un champ de type `timestamp`. C'est utile pour savoir quand a eu lieu la dernière modification sur une ligne particulière d'une table.

Pour l'utiliser, on crée un déclencheur `BEFORE UPDATE` qui utilise cette fonction. Le déclencheur prend pour seul argument le nom de la colonne de type à modifier. La colonne doit être de type `timestamp` ou `timestamp with time zone`.

Un exemple est fourni dans `moddatetime.example`.

F.37. sslinfo

Le module `sslinfo` fournit des informations sur le certificat SSL que le client actuel a fourni lors de sa connexion à PostgreSQL. Le module est inutile (la plupart des fonctions renvoient NULL) si la connexion actuelle n'utilise pas SSL.

Cette extension ne se construira pas du tout sauf si l'installation était configurée avec `--with-openssl`.

F.37.1. Fonctions

`ssl_is_used() returns boolean`

Renvoie TRUE si la connexion actuelle au serveur utilise SSL.

`ssl_version() returns text`

Renvoie le nom du protocole utilisé pour la connexion SSL (c'est-à-dire TLSv1.0, TLSv1.1, or TLSv1.2).

`ssl_cipher() returns text`

Renvoie le nom du chiffrement utilisé pour la connexion SSL (par exemple DHE-RSA-AES256-SHA).

`ssl_client_cert_present() returns boolean`

Renvoie TRUE si le client actuel a présenté un certificat client SSL au serveur. (Le serveur pourrait être configuré pour réclamer un certificat client.)

`ssl_client_serial() returns numeric`

Renvoie un numéro de série du certificat actuel du client. La combinaison du numéro de série de certificat et du créateur du certificat garantit une identification unique du certificat (mais pas

son propriétaire -- le propriétaire doit régulièrement changer ses clés et obtenir de nouveaux certifications à partir du créateur).

Donc, si vous utilisez votre propre CA et autorisez seulement les certificats de ce CA par le serveur, le numéro de série est le moyen le plus fiable (bien que difficile à retenir) pour identifier un utilisateur.

`ssl_client_dn() returns text`

Renvoie le sujet complet du certificat actuel du client, convertissant des données dans l'encodage actuel de la base de données. Nous supposons que si vous utilisez des caractères non ASCII dans le noms des certificats, votre base de données est capable de représenter ces caractères aussi. Si votre bases de données utilise l'encodage SQL_ASCII, les caractères non ASCII seront représentés par des séquences UTF-8.

Le résultat ressemble à ceci : `/CN=Somebody /C=Some country/O=Some organization`.

`ssl_issuer_dn() returns text`

Renvoie le nom complet du créateur du certificat actuel du client, convertissant les données caractères dans l'encodage actuel de la base de données. Les conversions d'encodage sont gérées de la même façon que pour `ssl_client_dn`.

La combinaison de la valeur en retour de cette fonction avec le numéro de série du certificat identifie de façon unique le certificat.

Cette fonction est réellement utile si vous avez plus d'un certificat d'un CA de confiance dans le fichier d'autorité de certificat de votre serveur, ou si ce CA a envoyé quelques certificats intermédiaires d'autorité.

`ssl_client_dn_field(fieldname text) returns text`

Cette fonction renvoie la valeur du champ spécifié dans le sujet du certificat, ou NULL si le champ n'est pas présent. Les noms du champ sont des constantes de chaîne qui sont converties dans des identifieurs d'objet ASN1 en utilisant la base de données des objets OpenSSL. Les valeurs suivantes sont acceptables :

```
commonName (alias CN)
surname (alias SN)
name
givenName (alias GN)
countryName (alias C)
localityName (alias L)
stateOrProvinceName (alias ST)
organizationName (alias O)
organizationalUnitName (alias OU)
title
description
initials
postalCode
streetAddress
generationQualifier
description
dnQualifier
x500UniqueIdentifier
pseudonym
role
emailAddress
```

Tous ces champs sont optionnels, sauf `commonName`. L'inclusion des champs dépend entièrement de la politique de votre CA. Par contre, la signification des champs est strictement définie par les standards X.500 et X.509, donc vous ne pouvez pas leur donner des significations arbitraires.

`ssl_issuer_field(fieldname text) returns text`

Identique à `ssl_client_dn_field`, mais pour le créateur du certificat, plutôt que pour le sujet du certificat.

`ssl_extension_info() returns setof record`

Fournit des informations sur les extensions des certificats clients : nom de l'extension, valeur de l'extension, et s'il s'agit d'une extension critique.

F.37.2. Auteur

Victor Wagner <vitus@cryptocom.ru>, Cryptocom LTD

Dmitry Voronin <carriingfate92@yandex.ru>

E-Mail du groupe de développement Cryptocom OpenSSL : <openssl@cryptocom.ru>

F.38. tablefunc

Le module `tablefunc` inclut plusieurs fonctions permettant de renvoyer des tables (c'est-à-dire plusieurs lignes). Ces fonctions sont utiles directement et comme exemples sur la façon d'écrire des fonctions C qui renvoient plusieurs lignes.

F.38.1. Fonctions

Tableau F.30 montre les fonctions fournies par le module `tablefunc`.

Tableau F.30. Fonctions `tablefunc`

Fonction	Retour	Description
`normal_rand(int numvals, float8 mean, float8 stddev)`	`setof float8`	Renvoie un ensemble de valeurs float8 normalement distribuées
`crosstab(text sql)`	`setof record`	Renvoie une « table pivot » contenant les noms des lignes ainsi que *N* colonnes de valeur, où *N* est déterminé par le type de ligne spécifié par la requête appelant
`crosstab`*N*`(text sql)`	`setof table_crosstab_`*N*	Produit une « table pivot » contenant les noms des lignes ainsi que *N* colonnes de valeurs. `crosstab2`, `crosstab3` et `crosstab4` sont prédéfinies mais vous pouvez créer des fonctions `crosstab`*N* supplémentaires de la façon décrite ci-dessous

Fonction	Retour	Description
`crosstab(text source_sql, text category_sql)`	`setof record`	Produit une « table pivot » avec les colonnes des valeurs spécifiées par une autre requête
`crosstab(text sql, int N)`	`setof record`	Version obsolète de `crosstab(text)`. Le paramètre *`N`* est ignoré car le nombre de colonnes de valeurs est toujours déterminé par la requête appelante
`connectby(text relname, text keyid_fld, text parent_keyid_fld [, text orderby_fld ], text start_with, int max_depth [, text branch_delim ])`	`setof record`	Produit une représentation d'une structure hiérarchique en arbre

F.38.1.1. `normal_rand`

```
normal_rand(int numvals, float8 mean, float8 stddev) returns setof
 float8
```

`normal_rand` produit un ensemble de valeurs distribuées au hasard (distribution gaussienne).

`numvals` est le nombre de valeurs que la fonction doit renvoyer. *`mean`* est la moyenne de la distribution normale des valeurs et *`stddev`* est la déviation standard de la distribution normale des valeurs.

Par exemple, cet appel demande 1000 valeurs avec une moyenne de 5 et une déviation standard de 3 :

```
test=# SELECT * FROM normal_rand(1000, 5, 3);
     normal_rand
----------------------
     1.56556322244898
     9.10040991424657
     5.36957140345079
    -0.369151492880995
     0.283600703686639
        .
        .
        .
     4.82992125404908
     9.71308014517282
     2.49639286969028
(1000 rows)
```

F.38.1.2. `crosstab(text)`

```
crosstab(text sql)
crosstab(text sql, int N)
```

La fonction `crosstab` est utilisé pour créer un affichage « pivot » où les données sont listées de gauche à droite plutôt que de haut en bas. Par exemple, avec ces données

```
row1    val11
row1    val12
row1    val13
...
row2    val21
row2    val22
row2    val23
...
```

l'affiche ressemble à ceci

```
row1    val11   val12   val13   ...
row2    val21   val22   val23   ...
...
```

La fonction `crosstab` prend un paramètre texte qui est une requête SQL produisant des données brutes formatées de la façon habituelle et produit une table avec un autre formatage.

Le paramètre *`sql`* est une instruction SQL qui produit l'ensemble source des données. Cette instruction doit renvoyer une colonne `row_name`, une colonne `category` et une colonne `value`. *`N`* est un paramètre obsolète, ignoré quand il est fourni (auparavant, il devait correspondre au nombre de colonnes de valeurs en sortie, mais maintenant ceci est déterminé par la requête appelant).

Par exemple, la requête fournie peut produire un ensemble ressemblant à ceci :

```
 row_name    cat    value
----------+-------+-------
  row1      cat1    val1
  row1      cat2    val2
  row1      cat3    val3
  row1      cat4    val4
  row2      cat1    val5
  row2      cat2    val6
  row2      cat3    val7
  row2      cat4    val8
```

La fonction `crosstab` déclare renvoyer un `setof record`, donc les noms et types réels des colonnes doivent être définis dans la clause `FROM` de l'instruction `SELECT` appelante. Par exemple : statement, for example:

```
   SELECT * FROM crosstab('...') AS ct(row_name text, category_1
text, category_2 text);
```

Cet exemple produit un ensemble ressemblant à ceci :

```
           <== value  columns  ==>
```

```
row_name   category_1   category_2
 ---------+------------+------------
   row1        val1         val2
   row2        val5         val6
```

La clause `FROM` doit définir la sortie comme une colonne `row_name` (du même type que la première colonne du résultat de la requête SQL) suivie par N colonnes `value` (tous du même type de données que la troisième colonne du résultat de la requête SQL). Vous pouvez configurer autant de colonnes de valeurs en sortie que vous voulez. Les noms des colonnes en sortie n'ont pas d'importance en soi.

La fonction `crosstab` produit une ligne en sortie pour chaque groupe consécutif de lignes en entrée avec la même valeur `row_name`. Elle remplit les colonnes de `value`, de gauche à droite, avec les champs `value` provenant de ces lignes. S'il y a moins de lignes dans un groupe que de colonnes `value` en sortie, les colonnes supplémentaires sont remplies avec des valeurs NULL ; s'il y a trop de ligne, les colonnes en entrée supplémentaires sont ignorées.

En pratique, la requête SQL devrait toujours spécifier `ORDER BY 1,2` pour s'assurer que les lignes en entrée sont bien ordonnées, autrement dit que les valeurs de même `row_name` sont placées ensemble et son correctement ordonnées dans la ligne. Notez que `crosstab` ne fait pas attention à la deuxième colonne du résultat de la requête ; elle est là pour permettre le tri, pour contrôler l'ordre dans lequel les valeurs de la troisième colonne apparaissent dans la page.

Voici un exemple complet :

```
CREATE TABLE ct(id SERIAL, rowid TEXT, attribute TEXT, value TEXT);
INSERT INTO ct(rowid, attribute, value)
 VALUES('test1','att1','val1');
INSERT INTO ct(rowid, attribute, value)
 VALUES('test1','att2','val2');
INSERT INTO ct(rowid, attribute, value)
 VALUES('test1','att3','val3');
INSERT INTO ct(rowid, attribute, value)
 VALUES('test1','att4','val4');
INSERT INTO ct(rowid, attribute, value)
 VALUES('test2','att1','val5');
INSERT INTO ct(rowid, attribute, value)
 VALUES('test2','att2','val6');
INSERT INTO ct(rowid, attribute, value)
 VALUES('test2','att3','val7');
INSERT INTO ct(rowid, attribute, value)
 VALUES('test2','att4','val8');

SELECT *
FROM crosstab(
  'select rowid, attribute, value
   from ct
   where attribute = ''att2'' or attribute = ''att3''
   order by 1,2')
AS ct(row_name text, category_1 text, category_2 text, category_3
 text);

 row_name | category_1 | category_2 | category_3
----------+------------+------------+------------
 test1    | val2       | val3       |
 test2    | val6       | val7       |
(2 rows)
```

Vous pouvez toujours éviter d'avoir à écrire une clause FROM pour définir les colonnes en sortie, en définissant une fonction crosstab personnalisée qui a le type de ligne désiré en sortie en dur dans sa définition. Ceci est décrit dans la prochaine section. Une autre possibilité est d'embarquer la clause FROM requise dans la définition d'une vue.

> **Note**
>
> Voir aussi la commande \crosstabview dans psql. Elle fournit des fonctionnalités similaires à crosstab().

F.38.1.3. crosstab*N*(text)

```
crosstabN(text sql)
```

Les fonctions crosstab*N* sont des exemples de configuration de fonctions d'emballage pour la fonction généraliste crosstab. Cela vous permet de ne pas avoir à écrire les noms et types des colonnes dans la requête SELECT appelante. Le module tablefunc inclut crosstab2, crosstab3 et crosstab4, dont les types de ligne en sortie sont définis ainsi :

```
CREATE TYPE tablefunc_crosstab_N AS (
    row_name TEXT,
    category_1 TEXT,
    category_2 TEXT,
        .
        .
        .
    category_N TEXT
);
```

Du coup, ces fonctions peuvent être utilisées directement quand la requête en entrée produit des colonnes row_name et value de type text, et que vous voulez 2, 3 ou 4 colonnes de valeur en sortie. Autrement, elles se comportent exactement la fonction crosstab décrite précédemment.

L'exemple de la section précédente pourrait aussi fonctionner ainsi :

```
SELECT *
FROM crosstab3(
  'select rowid, attribute, value
   from ct
   where attribute = ''att2'' or attribute = ''att3''
   order by 1,2');
```

Ces fonctions sont fournies principalement comme exemples. Vous pouvez créer vos propres types de retour et fonctions basées sur la fonction crosstab(). Il existe deux façons de le faire :

- Créer un type composite décrivant les colonnes désirées en sortie, similaire aux exemples disponibles dans le fichier contrib/tablefunc/tablefunc--1.0.sql. Ensuite, définir un nom de fonction unique acceptant un paramètre de type text et renvoyant setof nom_de_votre_type, mais renvoyant à la fonction C crosstab. Par exemple, si votre source de données produit des noms de ligne qui sont de type text, et des valeurs qui sont de type float8, et que vous voulez cinq colonnes de valeurs :

```
CREATE TYPE my_crosstab_float8_5_cols AS (
    my_row_name text,
    my_category_1 float8,
    my_category_2 float8,
    my_category_3 float8,
    my_category_4 float8,
    my_category_5 float8
);

CREATE OR REPLACE FUNCTION crosstab_float8_5_cols(text)
  RETURNS setof my_crosstab_float8_5_cols
  AS '$libdir/tablefunc','crosstab' LANGUAGE C STABLE
STRICT;
```

- Utiliser des paramètres `OUT` pour définir implicitement le type en retour. Le même exemple pourrait s'écrire ainsi :

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION crosstab_float8_5_cols(
    IN text,
    OUT my_row_name text,
    OUT my_category_1 float8,
    OUT my_category_2 float8,
    OUT my_category_3 float8,
    OUT my_category_4 float8,
    OUT my_category_5 float8)
  RETURNS setof record
  AS '$libdir/tablefunc','crosstab' LANGUAGE C STABLE
STRICT;
```

F.38.1.4. `crosstab(text, text)`

```
crosstab(text source_sql, text category_sql)
```

La limite principale de la forme à un paramètre de `crosstab` est qu'elle traite toutes les valeurs d'un groupe de la même façon, en insérant chaque valeur dans la première colonne disponible. Si vous voulez les colonnes de valeur correspondant à des catégories spécifiques de données, et que certains groupes n'ont pas de données pour certaines des catégories, alors cela ne fonctionne pas. La forme à deux paramètres de la fonction `crosstab` gère ce cas en fournissant une liste explicite des catégories correspondant aux colonnes en sortie.

`source_sql` est une instruction SQL qui produit l'ensemble source des données. Cette instruction doit renvoyer une colonne `row_name`, une colonne `category` et une colonne `value`. Elle pourrait aussi avoir une ou plusieurs colonnes « extra ». La colonne `row_name` doit être la première. Les colonnes `category` et `value` doivent être les deux dernières colonnes, dans cet ordre. Toutes les colonnes entre `row_name` et `category` sont traitées en « extra ». Les colonnes « extra » doivent être les mêmes pour toutes les lignes avec la même valeur `row_name`.

Par exemple, *`source_sql`* produit un ensemble ressemblant à ceci :

```
SELECT row_name, extra_col, cat, value FROM foo ORDER BY 1;

 row_name    extra_col   cat    value
```

```
----------+------------+-----+---------
  row1         extra1    cat1    val1
  row1         extra1    cat2    val2
  row1         extra1    cat4    val4
  row2         extra2    cat1    val5
  row2         extra2    cat2    val6
  row2         extra2    cat3    val7
  row2         extra2    cat4    val8
```

category_sql est une instruction SQL qui produit l'ensemble des catégories. Cette instruction doit renvoyer seulement une colonne. Cela doit produire au moins une ligne, sinon une erreur sera générée. De plus, cela ne doit pas produire de valeurs dupliquées, sinon une erreur sera aussi générée. *category_sql* doit ressembler à ceci :

```
SELECT DISTINCT cat FROM foo ORDER BY 1;
    cat
  -------
    cat1
    cat2
    cat3
    cat4
```

La fonction crosstab déclare renvoyer setof record, donc les noms et types réels des colonnes en sortie doivent être définis dans la clause FROM de la requête SELECT appelante, par exemple :

```
    SELECT * FROM crosstab('...', '...')
      AS ct(row_name text, extra text, cat1 text, cat2 text, cat3
 text, cat4 text);
```

Ceci produira un résultat ressemblant à ceci :

```
                      <==  value  columns   ==>
          row_name   extra   cat1   cat2   cat3   cat4
          ---------+-------+------+------+------+------
            row1     extra1  val1   val2          val4
            row2     extra2  val5   val6   val7   val8
```

La clause FROM doit définir le bon nombre de colonnes en sortie avec les bon types de données. S'il y a *N* colonnes dans le résultat de la requête *source_sql*, les *N*-2 premiers d'entre eux doivent correspondre aux *N*-2 premières colonnes en sortie. Les colonnes restantes en sortie doivent avoir le type de la dernière colonne du résultat de la requête The remaining output columns *source_sql*, et il doit y en avoir autant que de lignes dans le résultat de la requête *category_sql*.

La fonction crosstab produit une ligne en sortie pour chaque groupe consécutif de lignes en entrée avec la même valeur row_name. La colonne en sortie row_name ainsi que toutes colonnes « extra » sont copiées à partir de la première ligne du groupe. Les colonnes value en sortie sont remplies avec les champs value à partir des lignes ayant une correspondance avec des valeurs category. Si la category d'une ligne ne correspond pas à une sortie de la requête *category_sql*, sa value est ignorée. Les colonnes en sortie dont la catégorie correspondante est absente de toute ligne en entrée du groupe sont remplies avec des valeurs NULL.

En pratique, la requête *source_sql* doit toujours spécifier ORDER BY 1 pour s'assurer ques les valeurs du même row_name sont assemblées. Néanmoins, l'ordre des catégories dans un groupe

n'est pas important. De plus, il est essentiel que l'ordre du résultat de la requête *category_sql* corresponde à l'ordre des colonnes spécifiées en sortie.

Voici deux exemples complets :

```
create table sales(year int, month int, qty int);
insert into sales values(2007, 1, 1000);
insert into sales values(2007, 2, 1500);
insert into sales values(2007, 7, 500);
insert into sales values(2007, 11, 1500);
insert into sales values(2007, 12, 2000);
insert into sales values(2008, 1, 1000);

select * from crosstab(
  'select year, month, qty from sales order by 1',
  'select m from generate_series(1,12) m'
) as (
  year int,
  "Jan" int,
  "Feb" int,
  "Mar" int,
  "Apr" int,
  "May" int,
  "Jun" int,
  "Jul" int,
  "Aug" int,
  "Sep" int,
  "Oct" int,
  "Nov" int,
  "Dec" int
);
 year | Jan  | Feb  | Mar | Apr | May | Jun | Jul | Aug | Sep | Oct
 | Nov  | Dec
------+------+------+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----
+-----+------+------
 2007 | 1000 | 1500 |     |     |     |     | 500 |     |     |
 | 1500 | 2000
 2008 | 1000 |      |     |     |     |     |     |     |     |
 |      |
(2 rows)



CREATE TABLE cth(rowid text, rowdt timestamp, attribute text, val
 text);
INSERT INTO cth VALUES('test1','01 March 2003','temperature','42');
INSERT INTO cth VALUES('test1','01 March
 2003','test_result','PASS');
INSERT INTO cth VALUES('test1','01 March 2003','volts','2.6987');
INSERT INTO cth VALUES('test2','02 March 2003','temperature','53');
INSERT INTO cth VALUES('test2','02 March
 2003','test_result','FAIL');
INSERT INTO cth VALUES('test2','02 March 2003','test_startdate','01
 March 2003');
INSERT INTO cth VALUES('test2','02 March 2003','volts','3.1234');

SELECT * FROM crosstab
(
```

```
  'SELECT rowid, rowdt, attribute, val FROM cth ORDER BY 1',
  'SELECT DISTINCT attribute FROM cth ORDER BY 1'
)
AS
(
       rowid text,
       rowdt timestamp,
       temperature int4,
       test_result text,
       test_startdate timestamp,
       volts float8
);
 rowid |          rowdt           | temperature | test_result |
  test_startdate      | volts
-------+--------------------------+-------------+-------------
+--------------------------+--------
 test1 | Sat Mar 01 00:00:00 2003 |          42 | PASS        |
                       | 2.6987
 test2 | Sun Mar 02 00:00:00 2003 |          53 | FAIL        | Sat
 Mar 01 00:00:00 2003 | 3.1234
(2 rows)
```

Vous pouvez créer des fonctions prédéfinies pour éviter d'avoir à écrire les noms et types des colonnes en résultat dans chaque requête. Voir les exemples dans la section précédente. La fonction C sous-jacente pour cette forme de `crosstab` est appelée `crosstab_hash`.

F.38.1.5. `connectby`

```
connectby(text relname, text keyid_fld, text parent_keyid_fld
          [, text orderby_fld ], text start_with, int max_depth
          [, text branch_delim ])
```

La fonction `connectby` réalise un affichage de données hiérarchiques stockées dans une table. La table doit avoir un champ clé qui identifie de façon unique les lignes et un champ clé qui référence le parent de chaque ligne. `connectby` peut afficher le sous-arbre à partir de n'importe quelle ligne.

Tableau F.31 explique les paramètres.

Tableau F.31. Paramètres `connectby`

Paramètre	Description
`relname`	Nom de la relation source
`keyid_fld`	Nom du champ clé
`parent_keyid_fld`	Nom du champ clé du parent
`orderby_fld`	Nom du champ des autres relations (optionnel)
`start_with`	Valeur de la clé de la ligne de début
`max_depth`	Profondeur maximum pour la descente, ou zéro pour une profondeur illimitée
`branch_delim`	Chaîne pour séparer les clés des branches (optionnel)

Les champs clé et clé du parent peuvent être de tout type mais ils doivent être du même type. Notez que la valeur *`start_with`* doit être saisi comme une chaîne de caractères, quelque soit le type du champ clé.

La fonction `connectby` déclare renvoyer un `setof record`, donc les noms et types réels des colonnes en sortie doivent être définis dans la clause `FROM` de l'instruction `SELECT` appelante, par exemple :

```
    SELECT * FROM connectby('connectby_tree', 'keyid',
 'parent_keyid', 'pos', 'row2', 0, '~')
     AS t(keyid text, parent_keyid text, level int, branch text,
 pos int);
```

Des deux premières colonnes en sortie sont utilisées pour la clé de la ligne en cours et la clé de son parent ; elles doivent correspondre au type du champ clé de la table. La troisième colonne est la profondeur de l'arbre est doit être du type `integer`. Si un paramètre *`branch_delim`* est renseigné, la prochaine colonne en sortie est l'affichage de la branche et doit être de type `text`. Enfin, si le paramètre *`orderby_fld`* est renseigné, la dernière colonne en sortie est un numéro de série et doit être de type `integer`.

La colonne « branch » en sortie affiche le chemin des clés utilisé pour atteindre la ligne actuelle. Les clés sont séparées par la chaîne *`branch_delim`* spécifiée. Si l'affichage des branches n'est pas voulu, omettez le paramètre *`branch_delim`* et la colonne branche dans la liste des colonnes en sortie.

Si l'ordre des relations du même parent est important, incluez le paramètre *`orderby_fld`* pour indiquer par quel champ ordonner les relations. Ce champs doit être de tout type de données triable. La liste des colonnes en sortie doit inclure une colonne numéro de série de type integer si, et seulement si, *`orderby_fld`* est spécifiée.

Les paramètres représentant table et noms de champs sont copiés tels quel dans les requêtes SQL que `connectby` génère en interne. Du coup, ajoutez des guillemets doubles si les noms utilisent majuscules et minuscules ou s'ils contiennent des caractères spéciaux. Vous pouvez aussi avoir besoin de qualifier le nom de la table avec le nom du schéma.

Dans les grosses tables, les performances seront faibles sauf si un index est créé sur le champ clé parent.

Il est important que la chaîne *`branch_delim`* n'apparaisse pas dans les valeurs des clés, sinon `connectby` pourrait rapporter des erreurs de récursion infinie totalement erronées. Notez que si *`branch_delim`* n'est pas fourni, une valeur par défaut `~` est utilisé pour des raisons de détection de récursion.

Voici un exemple :

```
CREATE TABLE connectby_tree(keyid text, parent_keyid text, pos
 int);

INSERT INTO connectby_tree VALUES('row1',NULL, 0);
INSERT INTO connectby_tree VALUES('row2','row1', 0);
INSERT INTO connectby_tree VALUES('row3','row1', 0);
INSERT INTO connectby_tree VALUES('row4','row2', 1);
INSERT INTO connectby_tree VALUES('row5','row2', 0);
INSERT INTO connectby_tree VALUES('row6','row4', 0);
INSERT INTO connectby_tree VALUES('row7','row3', 0);
INSERT INTO connectby_tree VALUES('row8','row6', 0);
INSERT INTO connectby_tree VALUES('row9','row5', 0);

-- with branch, without orderby_fld (order of results is not
 guaranteed)
SELECT * FROM connectby('connectby_tree', 'keyid', 'parent_keyid',
 'row2', 0, '~')
 AS t(keyid text, parent_keyid text, level int, branch text);
 keyid | parent_keyid | level |       branch
```

```
-------+--------------+-------+---------------------
 row2  |              |     0 | row2
 row4  | row2         |     1 | row2~row4
 row6  | row4         |     2 | row2~row4~row6
 row8  | row6         |     3 | row2~row4~row6~row8
 row5  | row2         |     1 | row2~row5
 row9  | row5         |     2 | row2~row5~row9
(6 rows)

-- without branch, without orderby_fld (order of results is not
 guaranteed)
SELECT * FROM connectby('connectby_tree', 'keyid', 'parent_keyid',
 'row2', 0)
 AS t(keyid text, parent_keyid text, level int);
 keyid | parent_keyid | level
-------+--------------+-------
 row2  |              |     0
 row4  | row2         |     1
 row6  | row4         |     2
 row8  | row6         |     3
 row5  | row2         |     1
 row9  | row5         |     2
(6 rows)

-- with branch, with orderby_fld (notice that row5 comes before
 row4)
SELECT * FROM connectby('connectby_tree', 'keyid', 'parent_keyid',
 'pos', 'row2', 0, '~')
 AS t(keyid text, parent_keyid text, level int, branch text, pos
 int);
 keyid | parent_keyid | level |       branch        | pos
-------+--------------+-------+---------------------+-----
 row2  |              |     0 | row2                |   1
 row5  | row2         |     1 | row2~row5           |   2
 row9  | row5         |     2 | row2~row5~row9      |   3
 row4  | row2         |     1 | row2~row4           |   4
 row6  | row4         |     2 | row2~row4~row6      |   5
 row8  | row6         |     3 | row2~row4~row6~row8 |   6
(6 rows)

-- without branch, with orderby_fld (notice that row5 comes before
 row4)
SELECT * FROM connectby('connectby_tree', 'keyid', 'parent_keyid',
 'pos', 'row2', 0)
 AS t(keyid text, parent_keyid text, level int, pos int);
 keyid | parent_keyid | level | pos
-------+--------------+-------+-----
 row2  |              |     0 |   1
 row5  | row2         |     1 |   2
 row9  | row5         |     2 |   3
 row4  | row2         |     1 |   4
 row6  | row4         |     2 |   5
 row8  | row6         |     3 |   6
(6 rows)
```

F.38.2. Auteur

Joe Conway

F.39. tcn

Le module `tcn` fournit une fonction trigger qui notifie les processus en écoute de changement sur toutes les tables sur lesquelles elle est attachée. Elle doit être utilisée dans un trigger `AFTER` et `FOR EACH ROW`.

Un seul paramètre peut être fourni à la fonction dans une instruction `CREATE TRIGGER` et il est optionnel. S'il est fourni, il sera utilisé comme nom de canal pour les notifications. S'il est omis, `tcn` sera utilisé comme nom de canal.

Le contenu des notifications consiste en le nom de la table, une lettre pour indiquer le type d'opération réalisée, et des paires nom de colonne/valeur pour les colonnes de la clé primaire. Chaque partie est séparée de la suivante par une virgule. Pour faciliter l'analyse en utilisant des expressions rationnelles, les noms de tables et de colonnes sont toujours entourés de guillemets doubles et les valeurs sont toujours entourées de guillemets simples. Les guillemets à l'intérieur sont doublés.

Voici un bref exemple d'utilisation de cette extension :

```
test=# create table tcndata
test-#   (
test(#     a int not null,
test(#     b date not null,
test(#     c text,
test(#     primary key (a, b)
test(#   );
CREATE TABLE
test=# create trigger tcndata_tcn_trigger
test-#   after insert or update or delete on tcndata
test-#   for each row execute function
 triggered_change_notification();
CREATE TRIGGER
test=# listen tcn;
LISTEN
test=# insert into tcndata values (1, date '2012-12-22', 'one'),
test-#                            (1, date '2012-12-23',
 'another'),
test-#                            (2, date '2012-12-23', 'two');
INSERT 0 3
Asynchronous notification "tcn" with payload
 ""tcndata",I,"a"='1',"b"='2012-12-22'" received from server
 process with PID 22770.
Asynchronous notification "tcn" with payload
 ""tcndata",I,"a"='1',"b"='2012-12-23'" received from server
 process with PID 22770.
Asynchronous notification "tcn" with payload
 ""tcndata",I,"a"='2',"b"='2012-12-23'" received from server
 process with PID 22770.
test=# update tcndata set c = 'uno' where a = 1;
UPDATE 2
Asynchronous notification "tcn" with payload
 ""tcndata",U,"a"='1',"b"='2012-12-22'" received from server
 process with PID 22770.
```

```
Asynchronous notification "tcn" with payload
 ""tcndata",U,"a"='1',"b"='2012-12-23'" received from server
 process with PID 22770.
test=# delete from tcndata where a = 1 and b = date '2012-12-22';
DELETE 1
Asynchronous notification "tcn" with payload
 ""tcndata",D,"a"='1',"b"='2012-12-22'" received from server
 process with PID 22770.
```

F.40. test_decoding

`test_decoding` est un exemple de plugin de sortie pour le décodage logique. Il ne fait rien de particulièrement utile, mais peut servir comme point de départ pour créer votre propre plugin de sortie.

`test_decoding` reçoit les journaux de transaction à travers les mécanismes de décodage logique, et les décode sous forme de représentation au format texte des opérations effectuées.

La sortie typique de ce plugin, utilisé sur l'interface de décodage logique SQL, serait :

```
postgres=# SELECT * FROM pg_logical_slot_get_changes('test_slot',
 NULL, NULL, 'include-xids', '0');
   lsn     | xid |                       data
-----------+-----
+-------------------------------------------------
 0/16D30F8 | 691 | BEGIN
 0/16D32A0 | 691 | table public.data: INSERT: id[int4]:2
 data[text]:'arg'
 0/16D32A0 | 691 | table public.data: INSERT: id[int4]:3
 data[text]:'demo'
 0/16D32A0 | 691 | COMMIT
 0/16D32D8 | 692 | BEGIN
 0/16D3398 | 692 | table public.data: DELETE: id[int4]:2
 0/16D3398 | 692 | table public.data: DELETE: id[int4]:3
 0/16D3398 | 692 | COMMIT
(8 rows)
```

F.41. tsm_system_rows

Le module `tsm_system_rows` fournit la méthode d'échantillonage de table `SYSTEM_ROWS`, qui peut être utilisé dans la clause `TABLESAMPLE` d'une commande SELECT.

Cette méthode d'échantillonnage accepte un argument de type entier correspondant au nombre maximum de lignes à lire. L'échantillon résultant contiendra toujours ce nombre exact de lignes, sauf si la table ne contient pas suffisamment de lignes, auquel cas la table entière est sélectionnée.

Comme la méthode interne `SYSTEM`, `SYSTEM_ROWS` réalise un échantillonnage au niveau des blocs de table, si bien que l'échantillonnage n'est pas complètement aléatoire mais peut être sensible à un effet de regroupement (*clustering*), surtout si un petit nombre de lignes est demandé.

`SYSTEM_ROWS` ne supporte pas la clause `REPEATABLE`.

F.41.1. Exemples

Voici un exemple de sélection d'un échantillon d'une table avec `SYSTEM_ROWS`. Il faut tout d'abord installer l'extension :

```
CREATE EXTENSION tsm_system_rows;
```

Puis vous pouvez l'utiliser dans une commande SELECT, par exemple :

```
SELECT * FROM ma_table TABLESAMPLE SYSTEM_ROWS(100);
```

Cette commande renverra un échantillon de 100 lignes depuis la table ma_table (sauf si la table contient moins de 100 lignes visibles, auquel cas toutes les lignes sont renvoyées).

F.42. tsm_system_time

Le module tsm_system_time fournit la méthode d'échantillonage de table SYSTEM_TIME, qui peut être utilisé par la clause TABLESAMPLE d'une commande SELECT.

Cette méthode d'échantillonnage d'une table accepte un unique argument, de type nombre à virgule flottante, correspondant au nombre maximum de millisecondes passé à lire la table. Ceci vous donne un contrôle direct sur la durée de la requête, au prix d'une taille d'échantillon difficile à prédire. Ce résultat contiendra autant de lignes qu'il a été possible d'en lire pendant la durée spécifiée, sauf si la table a pu être lue entièrement avant.

De la même façon que la méthode interne SYSTEM, SYSTEM_TIME réalise un échantillonnage au niveau des blocs de table, si bien que l'échantillonnage n'est pas complètement aléatoire mais peut être sensible à un effet de regroupement (*clustering*), surtout si un petit nombre de lignes est sélectionné.

SYSTEM_TIME ne supporte pas la clause REPEATABLE.

F.42.1. Exemples

Voici un exemple de sélection d'un échantillon d'une table avec SYSTEM_TIME. Il faut tout d'abord installer l'extension :

```
CREATE EXTENSION tsm_system_time;
```

Puis vous pouvez l'utiliser dans une commande SELECT, par exemple :

```
SELECT * FROM ma_table TABLESAMPLE SYSTEM_TIME(1000);
```

Cette commande renverra autant de lignes de ma_table qu'il a pu en lire en une seconde (1000 millisecondes). Bien sûr, si toute la table peut être lue en moins d'une seconde, toutes les lignes seront renvoyées.

F.43. unaccent

unaccent est un dictionnaire de recherche plein texte qui supprime les accents d'un lexeme. C'est un dictionnaire de filtre, ce qui signifie que sa sortie est passée au prochain dictionnaire (s'il y en a un), contrairement au comportement normal des dictionnaires. Cela permet le traitement des accents pour la recherche plein texte.

L'implémentation actuelle d'unaccent ne peut pas être utilisée comme un dictionnaire de normalisation pour un dictionnaire thesaurus.

F.43.1. Configuration

Le dictionnaire unaccent accepte les options suivantes :

- RULES est le nom de base du fichier contenant la liste des règles de traduction. Ce fichier doit être stocké dans le répertoire $SHAREDIR/tsearch_data/ ($SHAREDIR étant le répertoire des données partagées de PostgreSQL). Son nom doit se terminer avec l'extension .rules (qui ne doit pas être inclus dans le paramètre RULES).

Le fichier des règles a le format suivant :

- Chaque ligne représente une règle de traduction, consistant en un caractère avec accent, suivi d'un caractère sans accent. Le premier est traduit avec le second. Par exemple :

  ```
  À       A
  Á       A
  Â       A
  Ã       A
  Ä       A
  Å       A
  Æ       AE
  ```

  Les deux caractères doivent être séparés par des espaces blancs, et tout espace blanc au début et à la fin d'une ligne est ignoré.

- Sinon, si seulement un caractère est donnée sur une ligne, les occurences de ce caractère sont supprimées. Ceci est utile dans les langues où les accents sont représentés par des caractères séparés.

- Actuellement, chaque caractère peut être une chaîne ne contenant pas d'espace blanc, pour que les dictionnaires `unaccent` puissent être utilisés pour d'autres types de substitutions de sous- chaînes au delà des suppressions de signes diacritiques.

- Comme avec d'autres fichiers de configuration de la recherche plein texte avec PostgreSQL, le fichier de règles doit être stocké dans l'encodage UTF-8. Les données sont automatiquement traduites dans l'encodage courant de la base de données lors du chargement. Toute ligne contenant des caractères non traduisibles est ignorée silencieusement, de façon à ce que les fichiers de règles puissent contenir des règles qui ne sont pas applicables dans l'encodage courant.

Un exemple plus complet, qui est directement utile pour les langages européens, se trouve dans `unaccent.rules`, qui est installé dans le répertoire `$SHAREDIR/tsearch_data/` une fois le module `unaccent` installé. Ce fichier de règles traduit les caractères avec accent vers le même caractère sans accent. Il étend aussi les ligatures en une série équivalente de caractères simples (par exemple, *Æ* devient AE).

F.43.2. Utilisation

Installer l'extension `unaccent` crée un modèle de recherche de texte appelé `unaccent` et un dictionnaire basé sur ce modèle, appelé lui-aussi `unaccent`. Le dictionnaire `unaccent` a le paramètre par défaut `RULES='unaccent'`, qui le rend directement utilisable avec le fichier standard `unaccent.rules`. Si vous le souhaitez, vous pouvez modifier le paramètre. Par exemple :

```
ma_base=# ALTER TEXT SEARCH DICTIONARY unaccent
 (RULES='mes_regles');
```

Vous pouvez aussi créer des nouveaux dictionnaires basés sur le modèle.

Pour tester le dictionnaire, vous pouvez essayer la requête suivante :

```
ma_base=# select ts_lexize('unaccent','Hôtel');
 ts_lexize
-----------
 {Hotel}
(1 row)
```

Voici un exemple montrant comment installer le dictionnaire `unaccent` dans une configuration de recherche plein texte :

```
ma_base=# CREATE TEXT SEARCH CONFIGURATION fr ( COPY = french );
ma_base=# ALTER TEXT SEARCH CONFIGURATION fr
        ALTER MAPPING FOR hword, hword_part, word
        WITH unaccent, french_stem;
ma_base=# select to_tsvector('fr','Hôtels de la Mer');
    to_tsvector
-------------------
 'hotel':1 'mer':4
(1 row)

ma_base=# select to_tsvector('fr','Hôtel de la Mer') @@
 to_tsquery('fr','Hotels');
 ?column?
----------
 t
(1 row)
ma_base=# select ts_headline('fr','Hôtel de la
 Mer',to_tsquery('fr','Hotels'));
      ts_headline
------------------------
  <b>Hôtel</b>de la Mer
(1 row)
```

F.43.3. Fonctions

La fonction `unaccent()` supprime les accents d'une chaîne de caractères donnée. Il utilise un dictionnaire de type `unaccent` mais il peut être utilisé en dehors du contexte normal de la recherche plein texte.

```
unaccent([dictionary regdictionary, ] string text) returns text
```

Si l'argument *`dictionary`* est omis, le dictionnaire de recherche plein texte nommé `unaccent` et apparaissant dans le même schéma que la fonction `unaccent()` elle-même est utilisé

```
SELECT unaccent('unaccent','Hôtel');
SELECT unaccent('Hôtel');
```

F.44. uuid-ossp

Le module `uuid-ossp` fournit des fonctions qui permettent de créer des identifiants uniques universels (UUIDs) à l'aide d'algorithmes standard. Ce module fournit aussi des fonctions pour produire certaines constantes UUID spéciales.

F.44.1. Fonctions de `uuid-ossp`

Tableau F.32 montre les fonctions disponibles pour générer des UUIDs. Les standards en question, ITU-T Rec. X.667, ISO/IEC 9834-8:2005 et RFC 4122, spécifient quatre algorithmes pour produire des UUID identifiés par les numéros de version 1, 3, 4 et 5. (Il n'existe pas d'algorithme version 2.) Chacun de ces algorithmes peut convenir pour un ensemble différent d'applications.

Tableau F.32. Fonctions pour la génération d'UUID

Fonction	Description
`uuid_generate_v1()`	Cette fonction crée un UUID version 1. Ceci implique l'adresse MAC de l'ordinateur et un horodatage. Les UUID de ce type révèlent l'identité de l'ordinateur qui a créé l'identifiant et l'heure de création de cet identifiant, ce qui peut ne pas convenir pour certaines applications sensibles à la sécurité.
`uuid_generate_v1mc()`	Cette fonction crée un UUID version 1, mais utilise une adresse MAC multicast à la place de la vraie adresse de l'ordinateur.
`uuid_generate_v3(namespace uuid, name text)`	Cette fonction crée un UUID version 3 dans l'espace de nom donné en utilisant le nom indiqué en entrée. L'espace de nom doit être une des constantes spéciales produites par les fonctions `uuid_ns_*()` indiquées dans Tableau F.33. (En théorie, cela peut être tout UUID.) Le nom est un identifiant dans l'espace de nom sélectionné. Par exemple : `SELECT uuid_generate_v3(uuid_ns_url(), 'http://www.postgresql.org');` Le paramètre name sera haché avec MD5, donc la version claire ne peut pas être récupérée à partir de l'UUID généré. La génération des UUID par cette méthode ne comprend aucun élément au hasard ou dépendant de l'environnement et est du coup reproductible.
`uuid_generate_v4()`	Cette fonction crée un UUID version 4 qui est entièrement réalisé à partir de nombres aléatoires.
`uuid_generate_v5(namespace uuid, name text)`	Cette fonction crée un UUID version 5 qui fonctionne comme un UUID version 3 sauf que SHA-1 est utilisé comme méthode de hachage. La version 5 devrait être préférée à la version 3 car SHA-1 est considéré plus sécurisé que MD5.

Tableau F.33. Fonctions renvoyant des constantes UUID

`uuid_nil()`	Une constante UUID « nil », qui ne correspond pas à un UUID réel.
`uuid_ns_dns()`	Constante désignant l'espace de nom pour les UUID.
`uuid_ns_url()`	Constante désignant l'espace de nom URL pour les UUID.
`uuid_ns_oid()`	Constante désignant l'espace de nom des identifiants d'objets ISO pour les UUIDs. (Ceci aboutit aux OID ASN.1, mais n'a pas de relation avec les OID de PostgreSQL.)

`uuid_ns_x500()`	Constante désignant l'espace de nom « X.500 distinguished name » (DN) pour les UUID.

F.44.2. Construire `uuid-ossp`

Historiquement, ce module dépendant de la bibliothèque OSSP UUID, d'où provient le nom de ce module. Bien que la bibliothèque OSSP UUID soit toujours disponible sur http://www.ossp.org/pkg/lib/uuid/, elle n'est pas correctement maintenue, et devient de plus en plus difficile à porter vers de nouvelles plateformes. `uuid-ossp` peut maintenant être construit sans la bibliothèque OSSP sur certaines plateformes. Sur FreeBSD et certains dérivés BSD, les fonctions de création UUID sont incluses dans la bibliothèque `libc`. Sur Linux, macOS et quelques autres plateformes, les fonctions convenables sont fournies avec la bibliothèque `libuuid`, qui vient à l'origine du projet `e2fsprogs` (bien que sur les Linux modernes, il est considéré comme faisant partie de `util-linux-ng`). Lors de l'appel à `configure`, spécifiez `--with-uuid=bsd` pour utiliser les fonctions BSD ou `--with-uuid=e2fs` pour utiliser la `libuuid` de `e2fsprogs` ou encore `--with-uuid=ossp` pour utiliser la bibliothèque OSSP UUID. Il se peut que plusieurs versions de cette bibliothèque soient disponibles sur une même machine, de ce fait, `configure` n'en choisit pas une de façon automatique.

> **Note**
>
> Si vous avez seulement besoin d'UUID (version 4) générés au hasard, considérez à la place l'utilisation de la fonction `gen_random_uuid()` du module pgcrypto.

F.44.3. Auteur

Peter Eisentraut `<peter_e@gmx.net>`

F.45. xml2

Le module `xml2` fournit des fonctionnalités pour les requêtes XPath et pour XSLT.

F.45.1. Notice d'obsolescence

À partir de PostgreSQL 8.3, les fonctionnalités XML basées sur le standard SQL/XML sont dans le cœur du serveur. Cela couvre la vérification de la syntaxe XML et les requêtes XPath, ce que fait aussi ce module (en dehors d'autres choses) mais l'API n'est pas du tout compatible. Il est prévu que ce module soit supprimé dans une future version de PostgreSQL pour faire place à une nouvelle API standard, donc vous êtes encouragés à convertir vos applications. Si vous trouvez que des fonctionnalités de ce module ne sont pas disponibles dans un format adéquat avec la nouvelle API, merci d'expliquer votre problème sur la liste `<pgsql-hackers@lists.postgresql.org>` pour que ce problème soit corrigé.

F.45.2. Description des fonctions

Tableau F.34 montre les fonctions fournies par ce module. Ces fonctions fournissent une analyse XML et les requêtes XPath. Tous les arguments sont du type `text`, ce n'est pas affiché pour que ce soit plus court.

Tableau F.34. Fonctions

Fonction	Retour	Description
`xml_valid(document)`	`bool`	Ceci analyse un document fourni comme argument au format text et renvoie

Fonction	Retour	Description
		true si le document est du XML bien formé. (Note : c'est un alias pour la fonction PostgreSQL nommée `xml_is_well_formed()`. Le nom `xml_valid()` est techniquement incorrect car, en XML, la validité ne signifie pas que le document soit bien formé, et inversement.)
`xpath_string(document, query)`	`text`	Ces fonctions évaluent la requête XPath à partir du document fourni, et convertie le résultat dans le type spécifié.
`xpath_number(document, query)`	`float4`	
`xpath_bool(document, query)`	`bool`	

`xpath_nodeset(document, query, toptag, itemtag)`	`text`	Cette fonction évalue la requête sur le document et enveloppe le résultat dans des balises XML. Si le résultat a plusieurs valeurs, la sortie ressemblera à ceci :
		
		`<toptag>`
		`<itemtag>Valeur 1`
		`qui pourrait être`
		`un fragment XML</`
		`itemtag>`
		`<itemtag>Valeur`
		`2....</itemtag>`
		`</toptag>`
		
		Si `toptag` et/ou `itemtag` sont des chaînes vides, la balise adéquate est omise.

`xpath_nodeset(document, query)`	`text`	Comme `xpath_nodeset(document,query,topta` mais le résultat omet les balises.
`xpath_nodeset(document, query, itemtag)`	`text`	Comme `xpath_nodeset(document,query,topta` mais le résultat omet les balises.
`xpath_list(document, query, separator)`	`text`	Cette fonction renvoie plusieurs valeurs séparées par le caractère indiqué, par exemple `Valeur 1,Valeur 2,Valeur 3` si le séparateur est une virgule (`,`).
`xpath_list(document, query)`	`text`	Ceci est un emballage de la fonction ci-dessus avec la virgule comme séparateur.

F.45.3. `xpath_table`

```
  xpath_table(text key, text document, text relation, text xpaths,
 text criteria) returns setof record
```

`xpath_table` est une fonction SRF qui évalue un ensemble de requêtes XPath sur chaque ensemble de documents et renvoie les résultats comme une table. Le champ de clé primaire de la table des documents est renvoyé comme première colonne des résultats pour que les résultats puissent être utilisés dans des jointures. Les paramètres sont décrits dans Tableau F.35.

Tableau F.35. Paramètres de `xpath_table`

Paramètre	Description
key	Le nom du champ de la clé primaire (« key »). C'est simplement le champ à utiliser comme première colonne de la table en sortie, autrement dit celle qui identifie l'enregistrement (voir la note ci-dessous sur les valeurs multiples).
document	Le nom du champ contenant le document XML.
relation	Le nom de la table ou de la vue contenant les documents.
xpaths	Une ou plusieurs expressions XPath séparées par des `|`
criteria	Le contenu de la clause WHERE. Elle doit être spécifiée, donc utilisez `true` ou `1=1` si vous voulez traiter toutes les lignes de la relation.

Ces paramètres (en dehors des chaînes XPath) sont simplement substitués dans une instruction SELECT, donc vous avez de la flexibilité. L'instruction est celle qui suit :

```
SELECT <key>, <document> FROM <relation> WHERE <criteria>
```

Donc les paramètres peuvent être *tout* ce qui est valide dans ces emplacements particuliers. Le résultat de ce SELECT a besoin de renvoyer exactement deux colonnes (ce qu'il fera sauf si vous essayez d'indiquer plusieurs champs pour la clé ou le document). Cette approche simpliste implique que vous validiez avant tout valeur fournie par un utilisateur pour éviter les attaques par injection de code SQL.

La fonction doit être utilisée dans une expression `FROM` avec une clause `AS` pour indiquer les colonnes en sortie. Par exemple :

```
SELECT * FROM
xpath_table('article_id',
            'article_xml',
            'articles',
            '/article/author|/article/pages|/article/title',
            'date_entered > ''2003-01-01'' ')
AS t(article_id integer, author text, page_count integer, title
 text);
```

La clause `AS` définit les noms et types des colonnes de la table en sortie. La première est le champ « key » et le reste correspond à la requête XPath. S'il y a plus de requêtes XPath que de colonnes résultats, les requêtes supplémentaires seront ignorées, S'il y a plus de colonnes résultats que de requêtes XPath, les colonnes supplémentaires seront NULL.

Notez que cet exemple définit la colonne résultat `page_count` en tant qu'entier (integer). La fonction gère en interne les représentations textes, donc quand vous dites que vous voulez un entier en sortie,

il prendra la représentation texte du résultat XPath et utilisera les fonctions en entrée de PostgreSQL pour la transformer en entier (ou tout type que la clause AS réclame). Vous obtiendrez une erreur s'il ne peut pas le faire -- par exemple si le résultat est vide -- donc rester sur du texte est préférable si vous pensez que vos données peuvent poser problème.

L'instruction SELECT n'a pas besoin d'être un `SELECT *`. Elle peut référencer les colonnes par nom ou les joindre à d'autres tables. La fonction produit une table virtuelle avec laquelle vous pouvez réaliser toutes les opérations que vous souhaitez (c'est-à-dire agrégation, jointure, tri, etc.) Donc nous pouvons aussi avoir :

```
SELECT t.title, p.fullname, p.email
FROM xpath_table('article_id', 'article_xml', 'articles',
                 '/article/title|/article/author/@id',
                 'xpath_string(article_xml,''/article/@date'') >
 ''2003-03-20'' ')
       AS t(article_id integer, title text, author_id integer),
     tblPeopleInfo AS p
WHERE t.author_id = p.person_id;
```

comme exemple plus compliqué. Bien sûr, vous pouvez placer tout ceci dans une vue pour une utilisation plus simple.

F.45.3.1. Résultats à plusieurs valeurs

La fonction `xpath_table` suppose que les résultats de chaque requête XPath ramènent plusieurs valeurs, donc le nombre de lignes renvoyées par la fonction pourrait ne pas être le même que le nombre de documents en entrée. La première ligne renvoyée contient le premier résultat de chaque requête, la deuxième le second résultat de chaque requête. Si une res requêtes a moins de valeur que les autres, des valeurs NULL seront renvoyées.

Dans certains cas, un utilisateur saura qu'une requête XPath renverra seulement un seul résultat, peut-être un identifiant unique de document) -- si elle est utilisée avec une requête XPath renvoyant plusieurs résultats, le résultat sur une ligne apparaîtra seulement sur la première ligne du résultat. La solution à cela est d'utiliser le champ clé pour une jointure avec une requête XPath. Comme exemple :

```
    CREATE TABLE test (
        id int PRIMARY KEY,
        xml text
    );

    INSERT INTO test VALUES (1, '<doc num="C1">
    <line num="L1"><a>1</a><b>2</b><c>3</c></line>
    <line num="L2"><a>11</a><b>22</b><c>33</c></line>
    </doc>');

    INSERT INTO test VALUES (2, '<doc num="C2">
    <line num="L1"><a>111</a><b>222</b><c>333</c></line>
    <line num="L2"><a>111</a><b>222</b><c>333</c></line>
    </doc>');

    SELECT * FROM
      xpath_table('id','xml','test',
                  '/doc/@num|/doc/line/@num|/doc/line/a|/doc/line/
b|/doc/line/c',
                  'true')
```

```
     AS t(id int, doc_num varchar(10), line_num varchar(10), val1
 int4, val2 int4, val3 int4)
   WHERE id = 1 ORDER BY doc_num, line_num

    id | doc_num | line_num | val1 | val2 | val3
   ----+---------+----------+------+------+------
     1 | C1      | L1       |    1 |    2 |    3
     1 |         | L2       |   11 |   22 |   33
```

Pour obtenir `doc_num` sur chaque ligne, la solution est d'utiliser deux appels à `xpath_table` et joindre les résultats :

```
   SELECT t.*,i.doc_num FROM
     xpath_table('id', 'xml', 'test',
                 '/doc/line/@num|/doc/line/a|/doc/line/b|/doc/line/
c',
                 'true')
       AS t(id int, line_num varchar(10), val1 int4, val2 int4,
 val3 int4),
     xpath_table('id', 'xml', 'test', '/doc/@num', 'true')
       AS i(id int, doc_num varchar(10))
   WHERE i.id=t.id AND i.id=1
   ORDER BY doc_num, line_num;

    id | line_num | val1 | val2 | val3 | doc_num
   ----+----------+------+------+------+---------
     1 | L1       |    1 |    2 |    3 | C1
     1 | L2       |   11 |   22 |   33 | C1
   (2 rows)
```

F.45.4. Fonctions XSLT

Les fonctions suivantes sont disponibles si libxslt est installé.

F.45.4.1. `xslt_process`

```
   xslt_process(text document, text stylesheet, text paramlist)
 returns text
```

Cette fonction applique la feuille de style XSLT au document et renvoie le résultat transformé. Le paramètre `paramlist` est une liste de paramètres à utiliser dans la transformation, spécifiée sous la forme 'a=1,b=2'. Notez que l'analyse des paramètres est simpliste : les valeurs des paramètres ne peuvent pas contenir de virgules !

Il existe aussi une version de `xslt_process` à deux paramètres qui ne passe pas de paramètres pour la transformation.

F.45.5. Auteur

John Gray `<jgray@azuli.co.uk>`

Le développement de ce module a été sponsorisé par Torchbox Ltd. (www.torchbox.com) Il utilise la même licence BSD que PostgreSQL.

Annexe G. Programmes supplémentaires fournis

Cette annexe et la précédente contiennent des informations sur les modules disponibles dans le répertoire `contrib` de la distribution PostgreSQL. Voir Annexe F pour plus d'informations sur la section `contrib` en général et sur les extensions et plug-ins serveurs disponibles spécifiquement dans `contrib`.

Cette annexe couvre les programmes outils disponibles dans `contrib`. Une fois installés, soit à partir des sources soit à partir du système de gestion des paquets, ils sont disponibles dans le répertoire `bin` de l'installation PostgreSQL et peuvent être utilisés comme n'importe quel autre programme.

G.1. Applications clients

Cette section couvre les applications clients PostgreSQL du répertoire `contrib`. Elles peuvent être exécutées n'importe où, indépendamment du serveur hôte de la base de données. Voir aussi Applications client de PostgreSQL pour des informations sur les applications clients qui font partie du cœur de PostgreSQL.

oid2name

oid2name — résoudre les OID et les noms de fichiers dans le répertoire des données de PostgreSQL

Synopsis

`oid2name` [*option*...]

Description

oid2name est un outil qui aide les administrateurs à examiner la structure des fichiers utilisée par PostgreSQL. Pour l'utiliser, vous devez être connaître la structure de fichiers utilisée de la base de données. Elle est décrite dans Chapitre 69.

> **Note**
>
> Le nom « oid2name » est historique, et est maintenant plutôt contradictoire car la plupart du temps, quand vous l'utiliserez, vous aurez besoin de connaître les numéroes filenode des tables (qui sont le nom des fichiers visibles dans les répertoires des bases de données). Assurez-vous de bien comprendre la différence entre les OID des tables et leur filenode !

oid2name se connecte à une base de données cible et extrait OID, filenode, et/ou nom de table. Vous pouvez aussi afficher les OID des bases et des tablespaces.

Options

oid2name accepte les arguments suivants en ligne de commande :

`-f` *`filenode`*

affiche des informations sur la table identifiée par *`filenode`*

`-i`

inclut les index et séquences dans la liste

`-o` *`oid`*

affiche des informations sur la table d'OID *`oid`*

`-q`

omet les en-têtes (utile pour scripter)

`-s`

affiche les OID des tablespaces

`-S`

inclut les objets systèmes (ceux compris dans les schémas `information_schema`, `pg_toast` et `pg_catalog`)

`-t` *`motif_nom_table`*

affiche des informations sur les tables dont le nom correspond au motif *`motif_nom_table`*

`-V`
`--version`

Affiche la version d'oid2name, puis quitte.

`-x`

affiche plus d'informations sur chaque objet affiché : nom du tablespace, nom du schéma et OID

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de oid2name, puis quitte.

oid2name accepte aussi les arguments suivants sur la ligne de commande, en tant que paramètres de connexion :

`-d` *`nom_base`*

base de données où se connecter

`-H` *`hôte`*

hôte du serveur de base de données

`-p` *`port`*

port du serveur de base de données

`-U` *`nom_utilisateur`*

nom d'utilisateur pour la connexion

`-P` *`mot_de_passe`*

mot de passe (obsolète -- placer cette information sur la ligne de commande introduit un risque de sécurité)

Pour afficher des tables spécifiques, sélectionnez les tables à afficher en utilisant `-o`, `-f` et/ou `-t`. `-o` prend un OID, `-f` prend un filenode, et `-t` prend un nom de table (en fait, c'est un modèle de type `LIKE`, donc vous pouvez utiliser `foo%` par exemple). Vous pouvez utiliser autant d'options que vous le souhaitez, et la liste incluera tous les objets en se basant sur chaque options. Mais notez que ces options peuvent seulement afficher des objets appartenant à la base de données indiquée par l'option `-d`.

Si vous n'utilisez pas `-o`, `-f` et `-t`, mais que vous passez l'option `-d`, cela listera toutes les tables dans la base nommée par l'option `-d`. Dans ce mode, les options `-S` et `-i` contrôlent ce qui est listé.

Si vous ne passez pas non plus `-d`, cela affichera une liste des OID de bases de données. Autrement, vous pouvez passer l'option `-s` pour obtenir une liste des tablespaces.

Notes

oid2name requiert une base de données en cours d'exécution avec des catalogues systèmes non corrompus. Du coup, son utilisation est assez limitée si le but est de restaurer certains objets après une corruption importante de la base de données.

Exemples

```
$ # quelles sont les bases disponibles ?
$ oid2name
All databases:
    Oid  Database Name  Tablespace
----------------------------------
  17228       alvherre  pg_default
  17255     regression  pg_default
  17227      template0  pg_default
      1      template1  pg_default

$ oid2name -s
All tablespaces:
     Oid  Tablespace Name
-------------------------
    1663       pg_default
    1664        pg_global
  155151         fastdisk
  155152          bigdisk

$ # OK, jetons un œil à la base alvherre
$ cd $PGDATA/base/17228

$ # récupérons les 10 premiers objets de la base dans le tablespace
 par défaut
$ # et triés par taille
$ ls -lS * | head -10
-rw-------  1 alvherre alvherre 136536064 sep 14 09:51 155173
-rw-------  1 alvherre alvherre  17965056 sep 14 09:51 1155291
-rw-------  1 alvherre alvherre   1204224 sep 14 09:51 16717
-rw-------  1 alvherre alvherre    581632 sep  6 17:51 1255
-rw-------  1 alvherre alvherre    237568 sep 14 09:50 16674
-rw-------  1 alvherre alvherre    212992 sep 14 09:51 1249
-rw-------  1 alvherre alvherre    204800 sep 14 09:51 16684
-rw-------  1 alvherre alvherre    196608 sep 14 09:50 16700
-rw-------  1 alvherre alvherre    163840 sep 14 09:50 16699
-rw-------  1 alvherre alvherre    122880 sep  6 17:51 16751

$ # à quoi correspond le fichier 155173 ?
$ oid2name -d alvherre -f 155173
From database "alvherre":
  Filenode  Table Name
----------------------
    155173    accounts

$ # vous pouvez demander plus d'un objet à la fois
$ oid2name -d alvherre -f 155173 -f 1155291
From database "alvherre":
  Filenode     Table Name
------------------------
    155173       accounts
   1155291  accounts_pkey

$ # vous pouvez mélanger les options et obtenir plus de détails
 avec -x
$ oid2name -d alvherre -t accounts -f 1155291 -x
```

```
From database "alvherre":
  Filenode     Table Name      Oid  Schema  Tablespace
-----------------------------------------------------
    155173       accounts   155173  public  pg_default
   1155291  accounts_pkey  1155291  public  pg_default

$ # affiche l'espace disque pour chaque objet d'une base de données
$ du [0-9]* |
> while read SIZE FILENODE
> do
>   echo "$SIZE       `oid2name -q -d alvherre -i -f $FILENODE`"
> done
16            1155287  branches_pkey
16            1155289  tellers_pkey
17561            1155291  accounts_pkey
...

$ # pareil, mais trié par taille
$ du [0-9]* | sort -rn | while read SIZE FN
> do
>   echo "$SIZE   `oid2name -q -d alvherre -f $FN`"
> done
133466             155173    accounts
17561            1155291  accounts_pkey
1177              16717  pg_proc_proname_args_nsp_index
...

$ # Si vous voulez voir ce qu'il y a dans un tablespace, utilisez
 le répertoire
$ # pg_tblspc
$ cd $PGDATA/pg_tblspc
$ oid2name -s
All tablespaces:
     Oid  Tablespace Name
------------------------
    1663       pg_default
    1664        pg_global
  155151         fastdisk
  155152          bigdisk

$ # quelle base de données a des objets dans le tablespace
 "fastdisk" ?
$ ls -d 155151/*
155151/17228/  155151/PG_VERSION

$ # Oh, quelle était la base de données 17228 ?
$ oid2name
All databases:
    Oid  Database Name  Tablespace
----------------------------------
  17228       alvherre  pg_default
  17255     regression  pg_default
  17227      template0  pg_default
      1      template1  pg_default

$ # Voyons si quels objets de cette base sont dans ce tablespace.
$ cd 155151/17228
$ ls -l
```

```
total 0
-rw-------  1 postgres postgres 0 sep 13 23:20 155156

$ # OK, c'est une table très petite, mais laquelle est-ce ?
$ oid2name -d alvherre -f 155156
From database "alvherre":
  Filenode  Table Name
----------------------
    155156         foo
```

Auteur

B. Palmer <bpalmer@crimelabs.net>

vacuumlo

vacuumlo — supprimer les Large Objects orphelins à partir d'une base de données PostgreSQL

Synopsis

`vacuumlo` [*option*...] *nom_base*...

Description

vacuumlo est un outil simple qui supprimera tous les « Large Objects » « orphelins » d'une base de données PostgreSQL. Un « Large Object » orphelin est tout « Large Object » dont l'OID n'apparaît dans aucune colonne `oid` ou `lo` de la base de données.

Si vous l'utilisez, vous pourriez être intéressé par le trigger `lo_manage` du module lo. `lo_manage` est utile pour tenter d'éviter la création de « Large Object » orphelins.

Toutes les bases de données indiquées sur la ligne de commande sont traitées.

Options

vacuumlo accepte les arguments suivants en ligne de commande :

`-l` *limite*

Supprime pas plus que *limite* Large Objects par transactions (par défaut 1000). Comme le serveur acquiert un verrou par Large Object à supprimer, supprimer beaucoup de Large Objects en une seule transaction risque de dépasser la limite imposée par le paramètre max_locks_per_transaction. Configurez la limite à zéro si vous voulez tout supprimer en une seule transaction.

`-n`

Ne supprime rien, affiche simplement ce qu'il aurait fait.

`-v`

Écrit de nombreux messages de progression.

`-V`
`--version`

Affiche la version de vacuumlo, puis quitte.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de vacuumlo, puis quitte.

vacuumlo accepte aussi les arguments en ligne de commande pour les paramètres de connexion :

`-h` *nom_hôte*

Hôte du serveur de la base.

`-p` *port*

Port du serveur.

`-U` *`nom_utilisateur`*

Nom d'utilisateur pour la connexion.

`-w`
`--no-password`

Ne demande jamais un mot de passe. Si le serveur en réclame un pour l'authentification et qu'un mot de passe n'est pas disponible d'une autre façon (par exemple avec le fichier `.pgpass`), la tentative de connexion échouera. Cette option peut être utile pour les scripts où aucun utilisateur n'est présent pour saisir un mot de passe.

`-W`

Force vacuumlo à demander un mot de passe avant la connexion à une base de données.

Cette option n'est jamais obligatoire car vacuumlo demandera automatiquement un mot de passe si le serveur exige une authentification par mot de passe. Néanmoins, vacuumlo perdra une tentative de connexion pour trouver que le serveur veut un mot de passe. Dans certains cas, il est préférable d'ajouter l'option `-W` pour éviter la tentative de connexion.

Notes

vacuumlo fonctionne avec la méthode suivante. Tout d'abord, vacuumlo construit une table temporaire contenant tous les OID des Large Objects se trouvant dans la base sélectionnée. Puis, il parcourt toutes les colonnes de la base qui sont du type `oid` ou `lo`, et supprime toutes entrées correspondant de la table temporaire. (Note : seuls sont pris en compte les types de ces noms ; en particulier, les domaines utilisant ces types ne sont pas pris en compte.) Les enregistrements restants dans la table temporaires sont identifiés comme les Large Objects orphelins. Ils sont supprimés.

Auteur

Peter Mount `<peter@retep.org.uk>`

G.2. Applications serveurs

Cette section couvre les applications serveurs PostgreSQL du répertoire `contrib`. Elles sont typiquement exécutées sur le serveur hôte de la base de données. Voir aussi Applications relatives au serveur PostgreSQL pour des informations sur les applications serveurs qui font partie du cœur de PostgreSQL.

pg_standby

pg_standby — permet la création d'un serveur PostgreSQL en Warm Standby

Synopsis

`pg_standby` [*option*...] *archivelocation nextwalfile walfilepath* [*restartwalfile*]

Description

pg_standby facilite la création d'un serveur en attente (« warm standby server »). Il est conçu pour être immédiatement utilisable, mais peut aussi être facilement personnalisé si vous en avez le besoin.

pg_standby s'utilise au niveau du paramètre `restore_command`. IL est utile pour transformer une récupération d'archives ordinaire en restauration en attente. Une autre configuration est nécessaire, elle est décrite dans le manuel du serveur (voir Section 26.2).

Pour configurer un serveur en attente à utiliser pg_standby, placez ceci dans le fichier de configuration `recovery.conf` :

```
restore_command = 'pg_standby archiveDir %f %p %r'
```

où *`archiveDir`* est le répertoire à partir duquel les journaux de transaction seront restaurés.

Si *`restartwalfile`* est spécifié, normalement en utilisant la macro `%r`, alors tous les journaux de transactions précédant logiquement ce fichier seront supprimés de *`archivelocation`*. Ceci minimise le nombre de fichiers à conserver tout en préservant la possibilité de redémarrer après un crash. L'utilisation de ce paramètre est appropriée si *`archivelocation`* est une aire pour ce serveur en attente particulier mais ne convient *pas* quand *`archivelocation`* est prévu pour un archivage à long terme des journaux de transaction.

pg_standby suppose que *`archivelocation`* est un répertoire lisible par l'utilisateur qui exécute le serveur. Si *`restartwalfile`* (ou l'option `-k`) est spécifié, le répertoire *`archivelocation`* doit être accessible aussi en écriture.

Il existe deux façons de basculer un serveur « en attente » quand le maître échoue :

Bascule intelligente

> Dans une bascule intelligente, le serveur est disponible après avoir appliqué tous les fichiers des journaux de transactions dans l'archive. Cela résulte en une perte nulle, même si le serveur en attente n'était pas complètement à jour. Du coup, s'il restait beaucoup de journaux à ré-exécuter, cela peut prendre un long moment avant que le serveur en attente devienne disponible. Pour déclencher une bascule intelligente, créez un fichier trigger contenant le mot `smart`, ou créez-le en le laissant vide.

Bascule rapide

> Lors d'une bascule rapide, le serveur est disponible immédiatement. Tout journal de transaction non rejoué sera ignoré. Du coup, toutes les transactions contenues dans ces fichiers seront perdues. Pour déclencher une bascule rapide, créez un fichier trigger contenant le mot `fast`. pg_standby peut aussi être configuré pour basculer automatiquement si aucun nouveau journal de transactions n'apparaît dans un certain laps de temps.

Options

pg_standby accepte les arguments suivantes en ligne de commande :

`-c`

Utilise la commande `cp` ou `copy` pour restaurer les journaux de transaction à partir de l'archive. C'est le seul comportement supporté donc cette option est inutile.

`-d`

Affiche de nombreux messages de débogage sur `stderr`.

`-k`

Supprime les fichiers de *`archivelocation`* pour qu'il n'existe pas plus de ce nombre de journaux de transactions avant le journal actuel dans l'archive. Zéro (la valeur par défaut) signifie qu'il ne supprime aucun fichier de *`archivelocation`*. Ce paramètre sera ignoré si *`restartwalfile`* est spécifié car cette méthode de spécification est plus fiable dans la détermination du point correct de séparation des archives. L'utilisation de ce paramètre est *obsolète* dès PostgreSQL 8.3 ; il est préférable et plus efficace d'utiliser le paramètre *`restartwalfile`*. Une configuration trop basse pourrait résulter en des suppressions de journaux qui sont toujours nécessaire pour un relancement du serveur en attente alors qu'un paramétrage trop important aurait pour conséquence un gachis en espace disque.

`-r` *`maxretries`*

Configure le nombre maximum de tentatives pour la commande de copie si celle-ci échoue. Après chaque échec, l'attente est de *`sleeptime`* * *`num_retries`* pour que le temps d'attente augmente progressivement. Donc, par défaut, l'outil attend 5 secondes, puis 10, puis 15 avant de rapporter l'échec au serveur en attente. Cela sera interprété comme une fin de récupération par le serveur en attente, ce qui aura pour conséquence que le serveur en attente deviendra disponible.

`-s` *`sleeptime`*

Initialise le nombre de seconde (jusqu'à 60, par défaut 5) d'endormissement entre les tests pour voir si le journal de transactions à restaurer est disponible à partir de l'archive. La configuration par défaut n'est pas forcément recommandée ; consultez Section 26.2 pour plus d'informations.

`-t` *`triggerfile`*

Spécifie un fichier trigger dont la présence cause une bascule du serveur maître. Il est recommandé que vous utilisiez un nom de fichier structuré pour éviter la confusion sur le serveur à déclencher au cas où plusieurs serveurs existent sur le même système ; par exemple `/tmp/pgsql.trigger.5442`.

`-V`
`--version`

Affiche la version de pg_standby, puis quitte.

`-w` *`maxwaittime`*

Configure le nombre maximum de secondes pour attendre le prochain journal de transactions, délai après lequel une bascule du maître est automatique exécuté. Une configuration à zéro (la valeur par défaut) fait qu'il attend indéfiniment. La valeur par défaut n'est pas forcément recommandée ; voir Section 26.2 pour plus d'informations.

`-?`
`--help`

Affiche l'aide sur les arguments en ligne de commande de pg_standby, puis quitte.

Notes

pg_standby est conçu pour fonctionner à partir de PostgreSQL 8.2.

PostgreSQL 8.3 fournit la macro `%r`, qui est conçue pour indiquer à pg_standby le dernier fichier qu'il a besoin de conserver. Avec PostgreSQL 8.2, l'option `-k` doit être utilisée si le nettoyage des archives est demandé. Cette option est toujours présente dans la version 8.3, mais est devenue obsolète.

PostgreSQL 8.4 fournit le paramètre `recovery_end_command`. Sans lui, il est possible de laisser un fichier trigger, ce qui comporte un risque.

pg_standby est écrit en C et est donc très portable et facile à modifier, avec des sections spécialement conçues pour être modifiées selon vos besoins.

Exemples

Sur des systèmes Linux ou Unix, vous pouvez utiliser (le premier paramètre concerne le maître, le second concerne l'esclave) :

```
archive_command = 'cp %p .../archive/%f'

restore_command = 'pg_standby -d -s 2 -t /tmp/
pgsql.trigger.5442 .../archive %f %p %r 2>>standby.log'

recovery_end_command = 'rm -f /tmp/pgsql.trigger.5442'
```

alors que le répertoire d'archive est situé physiquement sur le serveur en attente, de façon à ce que `archive_command` y accède via un montage NFS, mais les fichiers sont en local pour le serveur en attente (ce qui permet l'utilisation de `ln`).

- produit une sortie de débogage dans `standby.log`
- s'endort pour deux secondes entre les vérifications de disponibilité du prochain journal de transaction
- arrête l'attente seulement quand un fichier trigger nommé `/tmp/pgsql.trigger.5442` apparaît, et exécute la bascule suivant son contenu
- supprime le fichier trigger quand la restauration se termine
- supprime les fichiers inutiles du répertoire des archives

Sur Windows, vous pouvez utiliser :

```
archive_command = 'copy %p ...\\archive\\%f'

restore_command = 'pg_standby -d -s 5 -t C:\pgsql.trigger.5442 ...
\archive %f %p %r 2>>standby.log'

recovery_end_command = 'del C:\pgsql.trigger.5442'
```

Notez que les antislashs doivent être doublés dans `archive_command`, mais *pas* dans `restore_command` ou `recovery_end_command`. Cela va :

- utiliser la commande `copy` pour restaurer les journaux de transaction à partir de l'archive
- produire une sortie de débogage dans `standby.log`

- l'endormir pendant cinq secondes entre les vérifications de disponibilité du prochain journal de transaction
- arrêter l'attente seulement quand un fichier trigger nommé `C:\pgsql.trigger.5442` apparaît, et exécuter la bascule suivant son contenu
- supprimer le fichier trigger quand la restauration se termine
- supprimer les fichiers inutiles du répertoire des archives

La commande `copy` sur Windows configure la taille du fichier final avant que le fichier ne soit entièrement copié, ce qui pourrait gêner pg_standby. Du coup, pg_standby attend *`sleeptime`* secondes une fois qu'il a remarqué que le fichier faisait la bonne taille. `cp` de GNUWin32 configure la taille du fichier seulement lorsque la copie du fichier est terminée.

Comme l'exemple Windows utilise `copy` aux deux bouts, soit l'un soit les deux serveurs pourront accéder au répertoire d'archive via le réseau.

Auteur

Simon Riggs `<simon@2ndquadrant.com>`

See Also

pg_archivecleanup

Annexe H. Projets externes

PostgreSQL est un projet complexe et difficile à gérer. Il est souvent plus efficace de développer des améliorations à l'extérieur du projet principal.

H.1. Interfaces client

Il n'existe que deux interfaces clients dans la distribution de base de PostgreSQL :

- libpq, car il s'agit de l'interface principal pour le langage C et parce que de nombreux interfaces clients sont construits par dessus ;
- ECPG, car il dépend de la grammaire SQL côté serveur et est donc sensible aux modifications internes de PostgreSQL.

Toutes les autres interfaces sont des projets externes et sont distribuées séparément. Une liste des interfaces[1] est maintenue dans le wiki PostgreSQL. Certains de ces projets peuvent ne pas être distribués sous la même licence que PostgreSQL. Pour obtenir plus d'informations sur chaque interface, avec les termes de la licence, référez-vous au site web et à la documentation.

https://wiki.postgresql.org/wiki/List_of_drivers

H.2. Outils d'administration

Différents outils d'administration sont disponibles pour PostgreSQL. Le plus populaire est pgAdmin[2] mais il existe aussi plusieurs outils commerciaux.

H.3. Langages procéduraux

PostgreSQL inclut plusieurs langages procéduraux avec la distribution de base : PL/PgSQL, PL/Tcl, PL/Perl et PL/Python.

Il existe également d'autres langages procéduraux développés et maintenus en dehors de la distribution principale de PostgreSQL. distribution. Une liste de langages de procédures[3] est maintenu sur le wiki PostgreSQL. Certains de ces projets peuvent ne pas être distribués sous la même licence que PostgreSQL. Pour obtenir plus d'informations sur chaque langage, avec les termes de la licence, on se référera au site web et à la documentation.

https://wiki.postgresql.org/wiki/PL_Matrix

H.4. Extensions

PostgreSQL est conçu pour être facilement extensible. C'est pour cette raison que les extensions chargées dans la base de données peuvent fonctionner comme les fonctionnalités intégrées au SGBD. Le répertoire `contrib/` livré avec le code source contient un grand nombre d'extensions, qui sont décrites dans Annexe F. D'autres extensions sont développées indépendamment, comme PostGIS[4]. Même les solutions de réplication de PostgreSQL peuvent être développées en externe. Ainsi, Slony-I[5], solution populaire de réplication maître/esclave, est développée indépendamment du projet principal.

[1] https://wiki.postgresql.org/wiki/List_of_drivers
[2] https://www.pgadmin.org/
[3] https://wiki.postgresql.org/wiki/PL_Matrix
[4] https://postgis.net/
[5] https://www.slony.info

Annexe I. Dépôt du code source

Le code source de PostgreSQL est stocké et géré en utilisant le système de contrôle de version appelé Git. Un miroir public du dépôt maître est disponible ; il est mis à jour une minute après chaque changement du dépôt maître.

Notre wiki, https://wiki.postgresql.org/wiki/Working_with_Git, contient des informations sur l'utilisation de Git.

Notez que la construction de PostgreSQL à partir du dépôt des sources nécessite des versions raisonnablement récentes de bison, flex et Perl. Ces outils ne sont pas nécessaires pour construire à partir d'une archive tar distribuée car les fichiers que ces outils sont utilisés pour les construire sont inclus dans l'archive tar. Les autres besoins en outillage sont les mêmes que ceux exposés dans Section 16.2.

I.1. Récupérer les sources via Git

Avec Git, vous devez avoir une copie du dépôt de code sur votre machine locale, pour que vous ayez accès à tout l'historique et les branches sans avoir besoin d'être en ligne. C'est le moyen le plus rapide et le plus flexible pour développer ou tester des patchs.

Git

1. Vous aurez besoin d'une version installée de Git, que vous pouvez obtenir sur https://git-scm.com. La plupart des systèmes ont actuellement une version récente de Git installée par défaut ou disponible dans le système de package.

2. Pour commencer à utiliser le dépôt Git, commencez par faire un clone du miroir officiel :

   ```
   git clone https://git.postgresql.org/git/postgresql.git
   ```

   Ceci va copier intégralement le dépôt sur votre machine locale, ce qui prendra un peu de temps, notamment si vous avez une connexion lente. Les fichiers seront placés dans un nouveau sous-répertoire de votre répertoire courant, qui sera nommé `postgresql`.

   Le miroir Git peut aussi être atteint avec le protocole Git. Changez simplement le préfixe de l'URL par `git`, comme par exemple :

   ```
   git clone git://git.postgresql.org/git/postgresql.git
   ```

3. À chaque fois que vous voulez obtenir les dernières mises à jour, allez dans le dépôt avec la commande `cd` et exécutez la commande qui suit :

   ```
   git fetch
   ```

Git peut faire bien plus de choses que de simplement récupérer les sources. Pour plus d'informations, consultez les pages man de Git ou visitez le site https://git-scm.com.

Annexe J. Documentation

PostgreSQL fournit quatre formats principaux de documentation :

- le texte brut, pour les information de pré-installation ;
- HTML, pour la lecture en ligne et les références ;
- PDF, pour l'impression ;
- les pages man (de manuel), pour la référence rapide.

De plus, un certain nombre de fichiers `README` peuvent être trouvés à divers endroits de l'arbre des sources de PostgreSQL. Ils renseignent l'utilisateur sur différents points d'implantation.

La documentation HTML et les pages de manuel font parties de la distribution standard et sont installées par défaut. Les documents au format PDF sont disponibles indépendemment par téléchargement.

J.1. DocBook

Les sources de la documentation sont écrites en *DocBook*, langage assez semblable au XML. Dans ce qui suit, les termes DocBook et XML sont tous deux utilisés, mais ils ne sont pas techniquement interchangeables.

DocBook permet à l'auteur de spécifier la structure et le contenu d'un document technique sans qu'il ait à se soucier du détail de la présentation. Un style de document définit le rendu du contenu dans un des formats de sortie finaux. DocBook est maintenu par le groupe OASIS[1] . Le site officiel de DocBook[2] présente une bonne documentation d'introduction et de référence ainsi qu'un livre complet de chez O'Reilly disponible à la lecture en ligne. Le guide DocBook des nouveaux venus[3] est très utile pour les débutants. Le projet de documentation FreeBSD[4] utilise également DocBook et fournit également de bonnes informations, incluant un certain nombre de lignes directrices qu'il peut être bon de prendre en considération.

J.2. Ensemble d'outils

Les outils qui suivent sont utilisés pour produire la documentation. Certains sont optionnels (comme mentionné).

DTD DocBook[5]

Il s'agit de la définition de DocBook elle-même. C'est actuellement la version 4.2 qui est utilisée. Vous avez besoin de la variante XML de la DTD DocBook, et non pas SGML, de même version. Ils seront généralement dans des paquets séparés.

DocBook XSL Stylesheets[6]

Ils contiennent les instructions de traitement pour convertir les sources DocBook vers d'autres formats, comme par exemple le HTML.

La version minimale requise est actuellement la 1.77.0, mais il est recommandé d'utiliser la dernière version disponibles pour de meilleurs résultats.

[1] https://www.oasis-open.org
[2] https://www.oasis-open.org/docbook
[3] http://newbiedoc.sourceforge.net/metadoc/docbook-guide.html
[4] https://www.freebsd.org/docproj/
[5] https://www.oasis-open.org/docbook/
[6] https://github.com/docbook/wiki/wiki/DocBookXslStylesheets

Libxml2[7] for `xmllint`

Cette bibliothèque et l'outil `xmllint` qu'il contient sont utilisés pour traiter du XML. Beaucoup de développeurs ont déjà Libxml2 installé car il est aussi utilisé lors de la compilation de PostgreSQL. Néanmoins, notez que `xmllint` doit être installé à partir d'un sous-paquet séparé.

Libxslt[8] pour `xsltproc`

`xsltproc` est un processeur XSLT, c'est-à-dire, un programme pour convertir le XML vers d'autres formats en utilisant de fichiers de style XSLT.

FOP[9]

Il s'agit d'un programme pour convertir, entre autres choses, du XML vers du PDF. Il est uniquement nécessaire si vous voulez construire la documentation au format PDF.

Différentes méthodes d'installation sont détaillées ci-après pour les divers outils nécessaires au traitement de la documentation. Il peut exister d'autres types de distributions empaquetées de ces outils. Tout changement du statut d'un paquetage peut être rapportée auprès de la liste de discussion de la documentation, afin d'inclure ces informations ici-même.

J.2.1. Installation sur Fedora, RHEL et dérivés

Pour installer les packages requis, lancez :

```
yum install docbook-dtds docbook-style-xsl libxslt fop
```

J.2.2. Installation sur FreeBSD

Pour installer les paquets requis avec `pkg`, utiliser :

```
pkg install docbook-xml docbook-xsl libxslt fop
```

Quand vous compilez la documentation depuis le répertoire `doc` vous aurez besoin d'utiliser `gmake`, car le makefile fourni n'est pas correct pour le `make` de FreeBSD.

J.2.3. Paquetages Debian

Un ensemble complet de paquetages d'outils de documentation est disponible pour Debian GNU/Linux. Pour l'installer, il suffit de taper :

```
apt-get install docbook-xml docbook-xsl libxml2-utils xsltproc fop
```

J.2.4. macOS

Si vous utilisez MacPorts, les commandes suivantes vous aideront à la configuration du système :

```
sudo port install docbook-xml docbook-xsl-nons libxslt fop
```

Si vous utilisez Homebrew, utilisez plutôt ceci :

[7] http://xmlsoft.org/
[8] http://xmlsoft.org/XSLT/
[9] https://xmlgraphics.apache.org/fop/

```
brew install docbook docbook-xsl libxslt fop
```

Le programme fourni par Homebrew requiert la configuration de la variable d'environnement suivante :

```
export XML_CATALOG_FILES=/usr/local/etc/xml/catalog
```

Sur les machines Apple Silicon, utilisez ceci :

```
export XML_CATALOG_FILES=/opt/homebrew/etc/xml/catalog
```

Sans cela, `xsltproc` renverra ce genre d'erreurs :

```
I/O error : Attempt to load network entity http://www.oasis-
open.org/docbook/xml/4.5/docbookx.dtd
postgres.sgml:21: warning: failed to load external entity "http://
www.oasis-open.org/docbook/xml/4.5/docbookx.dtd"
...
```

Alors qu'il est possible d'utiliser les versions fournies par Apple de `xmllint` et `xsltproc` à la place de celles fournies par MacPorts ou Homebrew, vous aurez toujours besoin d'installer les DTD et feuilles de style DocBook, et de configurer un fichier catalogue qui poine vers eux.

J.2.5. Installation manuelle à partir des sources

L'installation manuelle des outils DocBook est quelque peu complexe. Il est donc préférable d'utiliser des paquetages pré-compilés. Seule une procédure de mise en œuvre standard, qui utilise des répertoires d'installation standard et sans fonctionnalités particulières, est ici décrite. Pour les détails, on peut étudier la documentation respective de chaque paquetage et lire les documents d'introduction à SGML.

J.2.5.1. Installer OpenSP

L'installation d'OpenSP fournit un processus de compilation `./configure; make; make install` de style GNU. Les détails peuvent être trouvés dans la distribution source d'OpenSP. En un mot :

```
./configure --enable-default-catalog=/usr/local/etc/sgml/catalog
make
make install
```

Veillez à vous rappeler de l'endroit où vous stockez le « catalogue par défaut »; vous en aurez besoin ci-dessous. Vous pouvez également le laisser de côté, mais vous aurez alors besoin de positionner la variable d'environnement `SGML_CATALOG_FILES` pour qu'elle point vers le fichier à chaque fois que vous utilisez l'un des programme d'OpenSP. (Cette méthode est également envisageable si OpenSP est déjà installé et que vous voulez installer le reste de la suite d'outil localement.)

J.2.5.2. Installation du kit DTD de DocBook

1. Récupérer la distribution DocBook V4.2[10].

[10] http://www.docbook.org/sgml/4.2/docbook-4.2.zip

2. Créer le répertoire `/usr/local/share/sgml/docbook-4.2` et s'y placer. (L'emplacement exact importe peu mais celui-ci a le bénéfice d'être cohérent avec le schéma d'installation proposé ici.)

   ```
   $ mkdir /usr/local/share/sgml/docbook-4.2
   $ cd /usr/local/share/sgml/docbook-4.2
   ```

3. Décompresser l'archive.

   ```
   $ unzip -a ...../docbook-4.2.zip
   ```

   (L'archive décompresse ses fichier dans le répertoire courant.)

4. Éditer le fichier `/usr/local/share/sgml/catalog` (ou celui précisé à jade lors de l'installation) et y placer une ligne similaire à celle-ci :

   ```
   CATALOG "docbook-4.2/docbook.cat"
   ```

5. Télécharger l'archive contenant les entités de caractères ISO 8879[11], la décompresser et placer les fichiers dans le même répertoire que celui des fichiers de DocBook.

   ```
   $ cd /usr/local/share/sgml/docbook-4.2
   $ unzip ...../ISOEnts.zip
   ```

6. Lancer la commande suivante dans le répertoire contenant les fichiers DocBook et ISO :

   ```
   perl -pi -e 's/iso-(.*).gml/ISO\1/g' docbook.cat
   ```

   (Cette opération permet de corriger les mélanges entre le fichier de catalogue de DocBook et les noms réels des fichiers contenant les entités de caractères ISO.)

J.2.6. Détection par `configure`

Avant de pouvoir construire la documentation, le script `configure` doit être lancé, comme cela se fait pour la construction des programmes PostgreSQL eux-mêmes. La fin de l'affichage de l'exécution de ce script doit ressembler à :

```
checking for xmllint... xmllint
checking for xsltproc... xsltproc
checking for fop... fop
checking for dbtoepub... dbtoepub
```

Si `xmllint` ou `xsltproc` est introuvable, vous ne pourrez pas construire la documentation. `fop` est seulement nécessaire pour construire la documentation en PDF. `dbtoepub` est seulement nécessaire pour construire la documentation en EPUB.

Si nécessaire, vous pouvez indiquer à `configure` où trouver ces programmes, par exemple

```
./configure ... XMLLINT=/opt/local/bin/xmllint ...
```

J.3. Construire la documentation

Lorsque tout est en place, se placer dans le répertoire `doc/src/sgml` et lancer une des commandes décrites dans les sections suivantes afin de produire la documentation. (Il est impératif d'utiliser la version GNU de make.)

[11] http://www.oasis-open.org/cover/ISOEnts.zip

J.3.1. HTML

Pour engendrer la version HTML de la documentation, effectuer :

```
doc/src/sgml$ make html
```

Il s'agit également de la cible par défaut. La sortie apparaît dans le sous-répertoire `html`.

Pour générer la documentation HTML avec la feuille de style utilisée sur postgresql.org[12] à la place de la feuille de style par défaut, utilisez :

```
doc/src/sgml$ make STYLE=website html
```

J.3.2. Pages man (de manuel)

Nous utilisons les feuilles de style XSL DocBook pour convertir les pages de références DocBook dans un format *roff compatible avec les pages man. Pour créer les pages man, utiliser les commandes :

```
doc/src/sgml$ make man
```

J.3.3. PDF

Pour produire un rendu PDF de la documentation en utilisant FOP, vous pouvez utiliser l'une des commandes suivantes, en fonction du format de papier préféré :

- Pour un format A4 :

  ```
  doc/src/sgml$ make postgres-A4.pdf
  ```

- Pour un format U.S. letter :

  ```
  doc/src/sgml$ make postgres-US.pdf
  ```

Puisque la documentation de PostgreSQL est assez grosse, FOP nécessitera une quantité de mémoire significative. À cause de ça, sur certains systèmes, la compilation échouera avec un message d'erreur lié à la mémoire. Cela peut généralement être corrigé en configurant les réglages de mémoire Java dans le fichier de configuration `~/.foprc`, par exemple :

```
# FOP binary distribution
FOP_OPTS='-Xmx1500m'
# Debian
JAVA_ARGS='-Xmx1500m'
# Red Hat
ADDITIONAL_FLAGS='-Xmx1500m'
```

Il y a une quantité minimale de mémoire qui est nécessaire, et utiliser plus de mémoire à l'air de rendre les choses plus rapides jusqu'à un certain point. Sur les systèmes disposant de très peu de mémoire (moins d'1 Go), la compilation sera soit très lente du faire de l'utilisation du SWAP ou ne fonctionnera pas du tout.

D'autres processeurs XSL-FO peuvent également être utilisés manuellement, mais le processus de compilation automatique ne supporte que FOP.

[12] https://www.postgresql.org/docs/current/

J.3.4. Fichiers texte

Les instructions d'installation sont aussi distribuées sous la forme d'un fichier texte, au cas où cela se révélerait nécessaire (par exemple si des outils plus avancés n'étaient pas disponibles). Le fichier `INSTALL` correspond au Chapitre 16, avec quelques changements mineurs pour tenir compte de contextes différents. Pour recréer le fichier, se placer dans le répertoire `doc/src/sgml` et entrer la commande **`make INSTALL`**.

Dans le passé, les notes de versions et les instructions pour les tests de régression étaient aussi distribuées sous la forme de fichiers textes mais ce n'est plus le cas.

J.3.5. Vérification syntaxique

Fabriquer la documentation peut prendre beaucoup de temps. Il existe cependant une méthode, qui ne prend que quelques secondes, permettant juste de vérifier que la syntaxe est correcte dans les fichiers de documentation :

```
doc/src/sgml$ make check
```

J.4. Écriture de la documentation

Les sources de la documentation sont généralement modifiés avec un éditeur disposant d'un mode d'édition XML, et encore plus s'il a certaines connaissances des langages du schéma XML pour qu'il puisse connaître la syntaxe DocBook.

Notez que pour des raisons historiques, les fichiers sources de la documentation sont nommés avec une extension `.sgml` même si ce sont maintenant des fichiers XML. Donc vous aurez besoin d'ajuster la configuration de votre éditeur pour configurer le bon mode.

J.4.1. Emacs

nXML Mode, qui est fourni avec Emacs, est le mode le plus commun pour éditer des documents XML avec Emacs. Il vous permettra d'utiliser Emacs pour insérer les balises et vérifier la cohérence des balises. Il supporte DocBook directement. Vérifiez le manuel nXML[13] pour une documentation détaillée.

`src/tools/editors/emacs.samples` contient les configurations recommendées pour ce mode.

J.5. Guide des styles

J.5.1. Pages de références

Les pages de références obéissent à des règles de standardisation. De cette façon, les utilisateurs retrouvent plus rapidement l'information souhaitée, et cela encourage également les rédacteurs à documenter tous les aspects relatifs à une commande. Cette cohérence n'est pas uniquement souhaitée pour les pages de références PostgreSQL, mais également pour les pages de références fournies par le système d'exploitation et les autres paquetages. C'est pour cela que les règles suivantes ont été développées. Elles sont, pour la plupart, cohérentes avec les règles similaires établies pour différents systèmes d'exploitation.

Les pages de référence qui décrivent des commandes exécutables doivent contenir les sections qui suivent dans l'ordre indiqué. Les sections qui ne sont pas applicables peuvent être omises. Des sections

[13] https://www.gnu.org/software/emacs/manual/html_mono/nxml-mode.html

de premier niveau additionnelles ne doivent être utilisées que dans des circonstances particulières ; dans la plupart des cas, les informations qui y figureraient relèvent de la section « Usage ».

Nom

Cette section est produite automatiquement. Elle contient le nom de la commande et une courte phrase résumant sa fonctionnalité.

Synopsis

Cette section contient le schéma syntaxique de la commande. Le synopsis ne doit en général pas lister toutes les options de la commande, cela se fait juste au dessous. À la place, il est important de lister les composantes majeures de la ligne de commande comme, par exemple, l'emplacement des fichiers d'entrée et sortie.

Description

Plusieurs paragraphes décrivant ce que permet de faire la commande.

Options

Une liste décrivant chacune des options de la ligne de commande. S'il y a beaucoup d'options, il est possible d'utiliser des sous-sections.

Code de sortie

Si le programme utilise 0 en cas de succès et une valeur non-nulle dans le cas contraire, il n'est pas nécessaire de le documenter. S'il y a une signification particulière au code de retour différent de zéro, c'est ici qu'ils faut décrire les codes de retour.

Utilisation

Décrire ici tout sous-programme ou interface de lancement du programme. Si le programme n'est pas interactif, cette section peut être omise. Dans les autres cas, cette section est un fourre-tout pour les fonctionnalités disponibles lors de l'utilisation du programme. Utiliser des sous-sections si cela est approprié.

Environnement

Lister ici toute variable d'environnement utilisable. Il est préférable de ne rien omettre. Même des variables qui semblent triviales, comme `SHELL`, peuvent être d'un quelconque intérêt pour l'utilisateur.

Fichiers

Lister tout fichier que le programme peut accéder, même implicitement. Les fichiers d'entrée ou de sortie indiqués sur la ligne de commande ne sont pas listés, mais plutôt les fichiers de configuration, etc.

Diagnostiques

C'est ici que l'ont trouve l'explication de tout message inhabituel produit par le programme. Il est inutile de lister tous les messages d'erreur possibles. C'est un travail considérable et cela n'a que peu d'intérêt dans la pratique. En revanche, si les messages d'erreurs ont un format particulier, que l'utilisateur peut traiter, c'est dans cette section que ce format doit être décrit.

Notes

Tout ce qui ne peut être contenu dans les autres sections peut être placé ici. En particulier les bogues, les carences d'une implantation, les considérations de sécurité et les problèmes de compatibilité.

Exemples

Les exemples.

Historique

S'il y a eu des échéances majeures dans l'histoire du programme, elles peuvent être listées ici. Habituellement, cette section peut être omise.

Author

Auteur (seulement utilisé dans la section des modules supplémentaires)

Voir aussi

Des références croisées, listées dans l'ordre suivant : pages de référence vers d'autres commandes PostgreSQL, pages de référence de commandes SQL de PostgreSQL, citation des manuels PostgreSQL, autres pages de référence (système d'exploitation, autres paquetages, par exemple), autre documentation. Les éléments d'un même groupe sont listés dans l'ordre alphabétique.

Les pages de référence qui décrivent les commandes SQL doivent contenir les sections suivantes : « Nom », « Synopsis », « Description », « Paramètres », « Sorties », « Notes », « Exemples », « Compatibilité », « Historique », « Voir aussi ». La section « Paramètres » est identique à la section « Options » mais elle offre plus de liberté sur les clauses qui peuvent être listées. La section « Sorties » n'est nécessaire que si la commande renvoie autre chose qu'un complément de commande par défaut. La section « Compatibilité » doit expliquer dans quelle mesure une commande se conforme au standard SQL, ou avec quel autre système de gestion de base de données elle est compatible. La section « Voir aussi » des commandes SQL doit lister les commandes SQL avant de faire référence aux programmes.

Annexe K. Acronymes

La suite présente la liste des acronymes habituellement utilisés dans la documentation de PostgreSQL et les discussions qui tournent autour de PostgreSQL.

ANSI

American National Standards Institute[1], l'Institut National Américain des Standards

API

Application Programming Interface[2], interface de programmation applicative

ASCII

American Standard Code for Information Interchange[3], Code Standard Américain pour l'échange d'informations

BKI

Backend Interface, interface serveur

CA

Certificate Authority[4], autorité de certification

CIDR

Classless Inter-Domain Routing[5], routage inter-domaine dépourvu de classe

CPAN

Comprehensive Perl Archive Network[6], réseau d'archives Perl

CRL

Certificate Revocation List[7], liste de révocation de certificats

CSV

Comma Separated Values[8], valeurs séparées par des virgules (format de fichier présentant les données en ligne en séparant les colonnes par des virgules ou point-virgules)

CTE

Common Table Expression

CVE

Common Vulnerabilities and Exposures[9], vulnérabilités usuelles

DBA

Database Administrator[10], administrateur de bases de données

[1] https://fr.wikipedia.org/wiki/American_National_Standards_Institute
[2] https://fr.wikipedia.org/wiki/API
[3] https://fr.wikipedia.org/wiki/Ascii
[4] https://fr.wikipedia.org/wiki/Certificate_authority
[5] https://fr.wikipedia.org/wiki/Classless_Inter-Domain_Routing
[6] https://www.cpan.org/
[7] https://fr.wikipedia.org/wiki/Certificate_revocation_list
[8] https://fr.wikipedia.org/wiki/Comma-separated_values
[9] https://cve.mitre.org/
[10] https://fr.wikipedia.org/wiki/Database_administrator

DBI

Database Interface (Perl)[11], interface avec la base de données

DBMS

Database Management System[12], système de gestion de bases de données (SGBD)

DDL

Data Definition Language[13], langage de définition des données, qui regroupe les commandes SQL telles que `CREATE TABLE`, `ALTER USER`

DML

Data Manipulation Language[14], langage de manipulation des données, qui regroupe les commandes SQL telles que `INSERT`, `UPDATE`, `DELETE`

DST

Daylight Saving Time[15], gestion des changements d'heure instaurés pour des raisons d'économie d'énergie

ECPG

Embedded C for PostgreSQL, C embarqué pour PostgreSQL

ESQL

Embedded SQL[16], SQL embarqué

FAQ

Frequently Asked Questions[17], Foire aux Questions

FSM

Free Space Map, cartographie de l'espace libre

GEQO

Genetic Query Optimizer, optimiseur de requête génétique

GIN

Generalized Inverted Index, index inversé généralisé

GiST

Generalized Search Tree, arbre de recherche généralisé

Git

Git[18]

[11] https://dbi.perl.org/
[12] https://fr.wikipedia.org/wiki/Dbms
[13] https://fr.wikipedia.org/wiki/Data_Definition_Language
[14] https://fr.wikipedia.org/wiki/Data_Manipulation_Language
[15] https://fr.wikipedia.org/wiki/Daylight_saving_time
[16] https://fr.wikipedia.org/wiki/Embedded_SQL
[17] https://fr.wikipedia.org/wiki/FAQ
[18] https://en.wikipedia.org/wiki/Git_(software)

GMT

Greenwich Mean Time[19], heure au méridien de Greenwich

GSSAPI

Generic Security Services Application Programming Interface[20], Interface de programmation applicative pour les services de sécurité génériques

GUC

Grand Unified Configuration, Configuration générale unifiée le sous-système PostgreSQL qui gère la configuration du serveur

HBA

Host-Based Authentication, authentification fondée sur l'hôte

HOT

Heap-Only Tuples

IEC

International Electrotechnical Commission[21], Commission internationale d'électrotechnique

IEEE

Institute of Electrical and Electronics Engineers[22], institut des ingénieurs en électrique et électronique

IPC

Inter-Process Communication[23], communication inter-processus

ISO

International Organization for Standardization[24], Organisation de standardisation internationale

ISSN

International Standard Serial Number[25], numéro de série international standardisé

JDBC

Java Database Connectivity[26], connecteur de bases de données en Java

JIT

Just-in-Time compilation[27]

JSON

JavaScript Object Notation[28]

[19] https://fr.wikipedia.org/wiki/GMT
[20] https://fr.wikipedia.org/wiki/Generic_Security_Services_Application_Program_Interface
[21] https://fr.wikipedia.org/wiki/International_Electrotechnical_Commission
[22] https://standards.ieee.org/
[23] https://fr.wikipedia.org/wiki/Inter-process_communication
[24] https://www.iso.org/iso/home.htm
[25] https://fr.wikipedia.org/wiki/Issn
[26] https://fr.wikipedia.org/wiki/Java_Database_Connectivity
[27] https://en.wikipedia.org/wiki/Just-in-time_compilation
[28] http://json.org

LDAP

Lightweight Directory Access Protocol[29], protocole léger d'accès aux annuaires

LSN

Log Sequence Number, Numéro de séquence dans les journaux de transaction. Voir `pg_lsn` et Vue interne des journaux de transaction.

MSVC

Microsoft Visual C[30]

MVCC

Multi-Version Concurrency Control, Contrôle de concurrence par multi-versionnage

NLS

National Language Support[31], support des langages nationaux

ODBC

Open Database Connectivity[32], connecteur ouvert de bases de données

OID

Object Identifier, identifiant objet

OLAP

Online Analytical Processing[33], traitement analytique en ligne

OLTP

Online Transaction Processing[34], traitement transactionnel en ligne

ORDBMS

Object-Relational Database Management System[35], système de gestion de bases de données relationnelles objet (SGBR/O)

PAM

Pluggable Authentication Modules[36], modules d'authentification connectables

PGSQL

PostgreSQL

PGXS

PostgreSQL Extension System, système d'extension de PostgreSQL

[29] https://fr.wikipedia.org/wiki/Lightweight_Directory_Access_Protocol
[30] https://fr.wikipedia.org/wiki/Visual_C++
[31] https://fr.wikipedia.org/wiki/Internationalization_and_localization
[32] https://fr.wikipedia.org/wiki/Open_Database_Connectivity
[33] https://fr.wikipedia.org/wiki/Olap
[34] https://fr.wikipedia.org/wiki/OLTP
[35] https://fr.wikipedia.org/wiki/ORDBMS
[36] https://fr.wikipedia.org/wiki/Pluggable_Authentication_Modules

PID

Process Identifier[37], identifiant processus

PITR

Point-In-Time Recovery, Restauration d'un instantané

PL

Procedural Languages, langages procéduraux côté serveur

POSIX

Portable Operating System Interface[38], interface portable au système d'exploitation

RDBMS

Relational Database Management System[39], système de gestion de bases de données relationnelles (SGBDR)

RFC

Request For Comments[40]

SGML

Standard Generalized Markup Language[41]

SPI

Server Programming Interface, interface de programmation serveur

SP-GiST

Space-Partitioned Generalized Search Tree

SQL

Structured Query Language[42]

SRF

Set-Returning Function, fonction retournant un ensemble

SSH

Secure Shell[43]

SSL

Secure Sockets Layer[44]

SSPI

Security Support Provider Interface[45]

[37] https://fr.wikipedia.org/wiki/Process_identifier
[38] https://fr.wikipedia.org/wiki/POSIX
[39] https://fr.wikipedia.org/wiki/Relational_database_management_system
[40] https://fr.wikipedia.org/wiki/Request_for_Comments
[41] https://fr.wikipedia.org/wiki/SGML
[42] https://fr.wikipedia.org/wiki/SQL
[43] https://fr.wikipedia.org/wiki/Secure_Shell
[44] https://fr.wikipedia.org/wiki/Secure_Sockets_Layer
[45] https://msdn.microsoft.com/en-us/library/aa380493%28VS.85%29.aspx

SYSV

Unix System V[46]

TCP/IP

Transmission Control Protocol (TCP) / Internet Protocol (IP)[47]

TID

Tuple Identifier, identifiant de tuple

TLS

Transport Layer Security[48]

TOAST

The Oversized-Attribute Storage Technique, technique de stockage des données surdimensionnées

TPC

Transaction Processing Performance Council[49]

URL

Uniform Resource Locator[50]

UTC

Coordinated Universal Time[51]

UTF

Unicode Transformation Format[52]

UTF8

Eight-Bit Unicode Transformation Format[53]

UUID

Universally Unique Identifier, identifiant universel unique

WAL

Write-Ahead Log

XID

Transaction Identifier, identifiant de transaction

XML

Extensible Markup Language[54]

[46] https://fr.wikipedia.org/wiki/System_V
[47] https://fr.wikipedia.org/wiki/Transmission_Control_Protocol
[48] https://en.wikipedia.org/wiki/Transport_Layer_Security
[49] http://www.tpc.org/
[50] https://fr.wikipedia.org/wiki/URL
[51] https://fr.wikipedia.org/wiki/Coordinated_Universal_Time
[52] http://www.unicode.org/
[53] https://fr.wikipedia.org/wiki/Utf8
[54] https://fr.wikipedia.org/wiki/XML

Annexe L. Fonctionnalités obsolètes ou renommées

Certaines fonctionnalités sont parfois supprimées de PostgreSQL. D'autres fonctionnalités, noms de paramètres, noms de foncions peuvent changer. La documentation peut changer d'emplacement. Cette section dirige les utilisateurs provenant de vieillesversions de la documentation ou de liens externes vers le nouvel emplacement approprié pour l'information qu'ils recherchent.

L.1. `pg_xlogdump` renommé en `pg_waldump`

PostgreSQL 9.6 et les versions antérieures fournissaient une commande nommée `pg_xlogdump` pour lire les fichiers des journaux de transactions (WAL). Cette commande a été renommée en `pg_waldump`, voir pg_waldump pour la documentation de `pg_resetwal` et voir les notes de version de PostgreSQL 10 pour les détails sur ce changement.

L.2. `pg_resetxlog` renommé en `pg_resetwal`

PostgreSQL 9.6 et les versions antérieures fournissaient une commande nommée `pg_resetxlog` pour réinitialiser les fichiers des journaux de transactions (WAL). Cette commande a été renommée en `pg_resetwal`, voir pg_resetwal pour la documentation de `pg_resetwal` et voir les notes de version de PostgreSQL 10 pour les détails sur ce changement.

L.3. `pg_receivexlog` renommé en `pg_receivewal`

PostgreSQL 9.6 et les versions antérieures fournissaient une commande nommée `pg_receivexlog` pour récupérer les fichiers des journaux de transactions (WAL). Cette commande a été renommée en `pg_receivewal`, voir pg_receivewal pour la documentation de `pg_receivewal` et voir les notes de version de PostgreSQL 10 pour les détails sur ce changement.

Annexe M. Traduction française

Ce manuel est une traduction de la version originale. La dernière version à jour est disponible sur le site docs.postgresql.fr[1]. Ce site est hébergé par l'association PostgreSQLFr[2], dont le but est la promotion du logiciel PostgreSQL. Si cette documentation vous a plu, adhérez à l'association[3] et, si vous en avez la possibilité, contribuez.

Cette annexe supplémentaire présente la liste des contributeurs, un historique limité aux dix dernières modifications et la procédure pour remonter des informations aux traducteurs.

Voici les contributeurs par ordre alphabétique (prénom puis nom) :

- Antoine
- Bruno Levêque
- Cédric Duprez
- Christophe 'nah-ko' Truffier
- Christophe Bredel
- Christophe Courtois
- Christophe 'KrysKool' Chauvet
- Claude Castello
- Claude Thomassin
- Damien Clochard
- Emmanuel Magin
- Emmanuel Seyman
- Erwan Duroselle
- Fabien Foglia
- Fabien Grumelard
- Flavie Perette
- Florence Cousin
- François Suter
- Frédéric Andres
- Guillaume 'gleu' Lelarge
- Hervé Dumont
- Jacques Massé
- Jean-Christophe 'jca' Arnu

[1] http://docs.postgresql.fr/
[2] http://www.postgresql.fr/
[3] http://www.postgresqlfr.org/adherents:adhesion

- Jean-Christophe Weis
- Jean-Max Reymond
- Jean-Michel Poure
- Jehan-Guillaume 'ioguix' de Rorthais
- Jérôme Seyler
- Julien Moquet
- Julien 'rjuju' Rouhaud
- Marc Blanc
- Marc Cousin
- Mathieu Lafage
- Matthieu Clavier
- Nicolas Gollet
- Philippe Rimbault
- Pierre Jarillon
- Rodolphe 'rodo' Quiedville
- Stephan Fercot
- Stéphane 'SAS' Schildknecht
- Thom Brown
- Thomas Reiss
- Thomas Silvi
- Vincent Picavet
- Yves Darmaillac

Tous ont participé en traduisant, en relisant ou en rédigeant un rapport de bogue. N'hésitez pas à nous signaler toute personne qui aurait été oubliée.

De même que tout logiciel peut contenir des erreurs de programmation, toute traduction n'est pas exempte d'erreurs : faute d'orthographe, faute de grammaire, erreur de saisie, voire, bien pire, contresens. Bien que l'équipe de traduction passe beaucoup de temps à relire la documentation traduite, il lui arrive de laisser passer des erreurs. Elle a donc besoin de vous.

Si vous découvrez une erreur ou si un passage n'est pas compréhensible, l'équipe de traduction souhaite le savoir. Pour cela, vous pouvez envoyer un mail au coordinateur (Guillaume Lelarge[4]). C'est le moyen le plus simple et le plus sûr. Tout problème remonté sera pris en considération.

[4] mailto:guillaume@lelarge.info

Bibliographie

Références sélectionnées et lectures autour du SQL et de PostgreSQL.

Quelques livres blancs et rapports techniques réalisés par l'équipe d'origine de développement de POSTGRES sont disponibles sur le site web[1] du département des sciences informatiques de l'université de Californie.

Livres de référence sur SQL

[bowman01] *The Practical SQL Handbook*. Using SQL Variants. Fourth Edition. Judith Bowman, Sandra Emerson, et Marcy Darnovsky. ISBN 0-201-70309-2. Addison-Wesley Professional. 2001.

[date97] *A Guide to the SQL Standard*. A user's guide to the standard database language SQL. Fourth Edition. C. J. Date et Hugh Darwen. ISBN 0-201-96426-0. Addison-Wesley. 1997.

[date04] *An Introduction to Database Systems*. Eighth Edition. C. J. Date. ISBN 0-321-19784-4. Addison-Wesley. 2003.

[elma04] *Fundamentals of Database Systems*. Fourth Edition. Ramez Elmasri et Shamkant Navathe. ISBN 0-321-12226-7. Addison-Wesley. 2003.

[melt93] *Understanding the New SQL*. A complete guide. Jim Melton et Alan R. Simon. ISBN 1-55860-245-3. Morgan Kaufmann. 1993.

[ull88] *Principles of Database and Knowledge-Base Systems*. Classical Database Systems. Jeffrey D. Ullman. Volume 1. Computer Science Press. 1988.

Documentation spécifique sur PostgreSQL

[sim98] *Enhancement of the ANSI SQL Implementation of PostgreSQL*. Stefan Simkovics. Département des systèmes d'informations, université de technologie de Vienne. Vienne, Autriche. 29 novembre 1998.

[yu95] *The Postgres95. User Manual*. A. Yu et J. Chen. Université de Californie. Berkeley, Californie. 5 septembre 1995.

[fong] *The design and implementation of the POSTGRES query optimizer*[2]. Zelaine Fong. Université de Californie, Berkeley, département des sciences informatiques.

Procédures et articles

[ports12] « Serializable Snapshot Isolation in PostgreSQL[3] ». D. Ports et K. Grittner. VLDB Conference, Août 2012.

[berenson95] « A Critique of ANSI SQL Isolation Levels[4] ». H. Berenson, P. Bernstein, J. Gray, J. Melton, E. O'Neil, et P. O'Neil. ACM-SIGMOD Conference on Management of Data, Juin 1995.

[olson93] *Partial indexing in POSTGRES: research project*. Nels Olson. UCB Engin T7.49.1993 O676. Université de Californie. Berkeley, Californie. 1993.

[ong90] « A Unified Framework for Version Modeling Using Production Rules in a Database System ». L. Ong et J. Goh. *ERL Technical Memorandum M90/33*. Université de Californie. Berkeley, Californie. Avril 1990.

[1] http://dsf.berkeley.edu/papers/
[2] https://dsf.berkeley.edu/papers/UCB-MS-zfong.pdf
[3] https://arxiv.org/pdf/1208.4179
[4] https://www.microsoft.com/en-us/research/wp-content/uploads/2016/02/tr-95-51.pdf

[rowe87] « The POSTGRES data model[5] ». Rowe and Stonebraker, 1987. L. Rowe et M. Stonebraker. VLDB Conference, Septembre 1987.

[seshadri95] « Generalized Partial Indexes[6] ». P. Seshadri et A. Swami. Eleventh International Conference on Data Engineering, 6-10 mars 1995. Cat. No.95CH35724. IEEE Computer Society Press. Los Alamitos, Californie. 1995. 420-7.

[ston86] « The design of POSTGRES[7] ». M. Stonebraker et L. Rowe. ACM-SIGMOD Conference on Management of Data, Mai 1986.

[ston87a] « The design of the POSTGRES. rules system ». M. Stonebraker, E. Hanson, et C. H. Hong. IEEE Conference on Data Engineering, Février 1987.

[ston87b] « The design of the POSTGRES storage system[8] ». M. Stonebraker. VLDB Conference, Septembre 1987.

[ston89] « A commentary on the POSTGRES rules system[9] ». M. Stonebraker, M. Hearst, et S. Potamianos. *SIGMOD Record 18(3)*. Septembre 1989.

[ston89b] « The case for partial indexes[10] ». M. Stonebraker. *SIGMOD Record 18(4)*. Décembre 1989. 4-11.

[ston90a] « The implementation of POSTGRES[11] ». M. Stonebraker, L. A. Rowe, et M. Hirohama. *Transactions on Knowledge and Data Engineering 2(1)*. IEEE. Mars 1990.

[ston90b] « On Rules, Procedures, Caching and Views in Database Systems[12] ». M. Stonebraker, A. Jhingran, J. Goh, et S. Potamianos. ACM-SIGMOD Conference on Management of Data, Juin 1990.

[5] https://dsf.berkeley.edu/papers/ERL-M87-13.pdf
[6] https://citeseer.ist.psu.edu/viewdoc/summary?doi=10.1.1.40.5740
[7] http://dsf.berkeley.edu/papers/ERL-M85-95.pdf
[8] http://dsf.berkeley.edu/papers/ERL-M87-06.pdf
[9] http://dsf.berkeley.edu/papers/ERL-M89-82.pdf
[10] http://dsf.berkeley.edu/papers/ERL-M89-17.pdf
[11] http://dsf.berkeley.edu/papers/ERL-M90-34.pdf
[12] http://dsf.berkeley.edu/papers/ERL-M90-36.pdf

Index

Symboles

A

B

C

D

E

F

G

H

I

J

L

M

N

Q

R

S

T

U

V

W

X

Y

Z