

# Архитектура Буферный кэш и журнал



## **Авторские права**

© Postgres Professional, 2017 год.

Авторы: Егор Рогов, Павел Лузанов

## **Использование материалов курса**

Некоммерческое использование материалов курса (презентации, демонстрации) разрешается без ограничений. Коммерческое использование возможно только с письменного разрешения компании Postgres Professional. Запрещается внесение изменений в материалы курса.

## **Обратная связь**

Отзывы, замечания и предложения направляйте по адресу:

[edu@postgrespro.ru](mailto:edu@postgrespro.ru)

## **Отказ от ответственности**

Компания Postgres Professional не несет никакой ответственности за любые повреждения и убытки, включая потерю дохода, нанесенные прямым или непрямым, специальным или случайным использованием материалов курса. Компания Postgres Professional не предоставляет каких-либо гарантий на материалы курса. Материалы курса предоставляются на основе принципа «как есть» и компания Postgres Professional не обязана предоставлять сопровождение, поддержку, обновления, расширения и изменения.

Устройство буферного кэша

Алгоритм вытеснения

Журнал упреждающей записи

Контрольная точка

Процессы, связанные с буферным кэшем и журналом

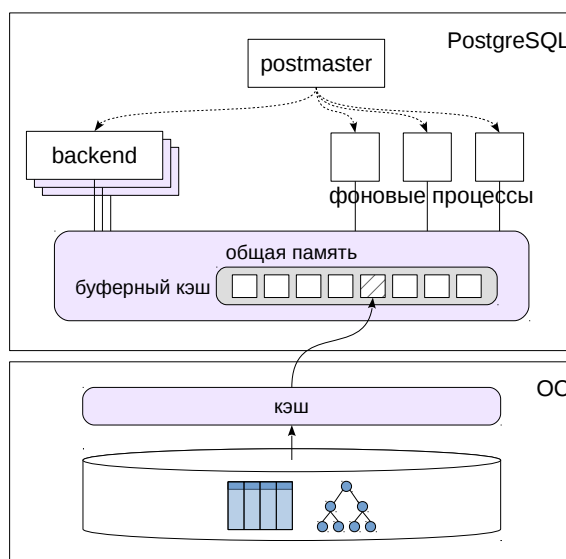
# Буферный кэш

## Массив буферов

страница данных (8 КБ)  
доп. информация

## Блокировки в памяти

для совместного доступа



3

Буферный кэш используется для сглаживания скорости работы оперативной памяти и дисков. Он состоит из массива буферов, которые содержат страницы данных и дополнительную информацию (например, имя файла и положение страницы внутри этого файла).

Размер страницы обычно составляет 8 КБ; размер можно изменить только при сборке PostgreSQL.

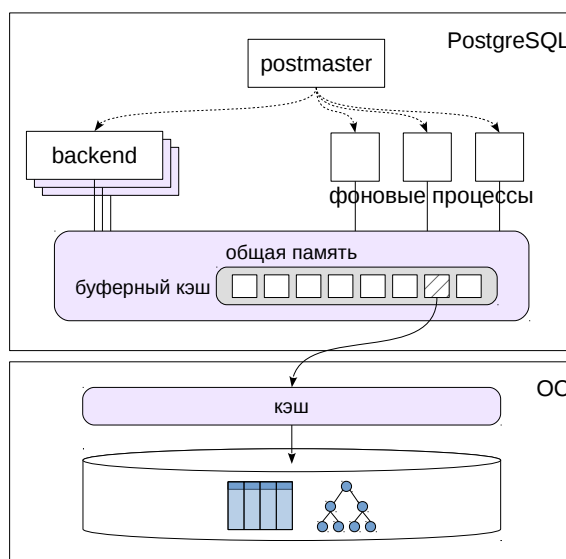
Любая работа со страницами данных проходит через буферный кэш. Если какой-либо процесс собирается работать со страницей, он в первую очередь пытается найти ее в кэше. Если ее нет, он обращается к операционной системе с просьбой прочитать эту страницу и помещает ее в буферный кэш. (Обратите внимание, что ОС может прочитать страницу с диска, а может обнаружить ее в собственном кэше.)

После того, как странице записана в буферный кэш, к ней можно обращаться многократно без накладных расходов на вызовы ОС.

Однако буферный кэш, как и другие структуры общей памяти, защищен блокировками для управления одновременным доступом. Хотя блокировки и реализованы эффективно, доступ к буферному кэшу далеко не так быстр, как простое обращение к оперативной памяти. Поэтому в общем случае чем меньше данных читает и изменяет запрос, тем быстрее он будет работать.

## Вытеснение редко используемых страниц

«грязный» буфер  
записывается на диск  
на освободившееся место  
читается другая страница



4

Размер буферного кэша обычно не так велик, чтобы база данных помещалась в него целиком. Его ограничивают и доступная оперативная память, и возрастающие при его увеличении накладные расходы. Поэтому при чтении очередной страницы рано или поздно окажется, что место в буферном кэше закончилось. В этом случае применяется *вытеснение* страниц.

Алгоритм вытеснения выбирает в кэше страницу, которая в последнее время использовалась реже других, и заменяет ее новой. Если выбранная страница изменялась, то ее предварительно надо записать на диск, чтобы не потерять изменения (буфер, содержащий измененную страницу, называется «грязным»).

Такой алгоритм вытеснения называется LRU — Least Recently Used. Он сохраняет в кэше данные, с которыми происходит активная работа. Таких «горячих» данных обычно не так много, и при достаточном объеме буферного кэша получается существенно сократить количество обращений к ОС (и дисковых операций).

Проблема: при сбое теряются данные из оперативной памяти, не записанные на диск

## Журнал

поток информации о выполняемых действиях,  
позволяющей повторно выполнить потерянные при сбое операции  
запись попадает на диск раньше, чем измененные данные

## Журнал защищает

страницы таблиц, индексов и других объектов  
статус транзакций (clog)

## Журнал не защищает

временные и нежурналируемые таблицы

Наличие буферного кэша (и других буферов в оперативной памяти) увеличивает производительность, но уменьшает надежность. В случае сбоя в СУБД содержимое буферного кэша потеряется. Если сбой произойдет в операционной системе или на аппаратном уровне, то пропадет содержимое и буферов ОС (но с этим справляется сама операционная система).

Для обеспечения надежности PostgreSQL использует журналирование. При выполнении любой операции формируется запись, содержащая минимально необходимую информацию для того, чтобы операцию можно было выполнить повторно. Такая запись должна попасть на диск (или другой энергонезависимый накопитель) раньше, чем будут записаны изменяемые операцией данные (поэтому журнал и называется *упреждающим*).

Журнал защищает все объекты, работа с которыми ведется в оперативной памяти: таблицы, индексы и другие объекты, статус транзакций.

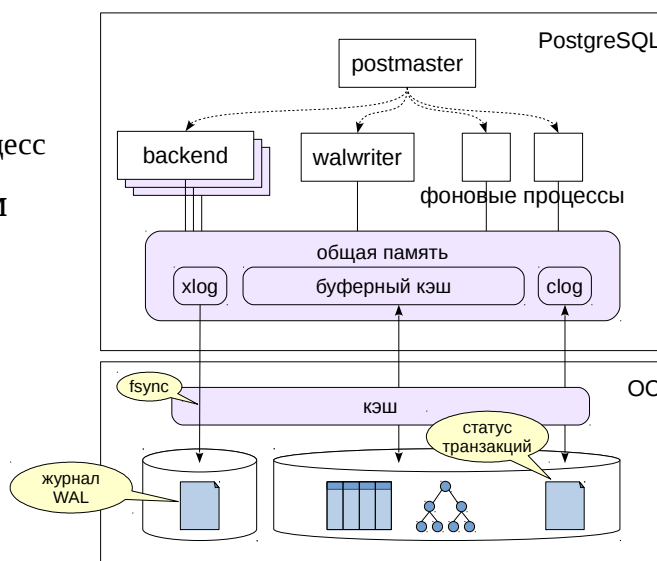
В журнал не попадают данные о *временных таблицах* (такие таблицы доступны только создавшему их пользователю и только на время сеанса или транзакции) и о *нежурналируемых таблицах* (такие таблицы ничем не отличаются от обычных, кроме того, что не защищены журналом). В случае сбоя такие таблицы просто очищаются. Смысл их существования в том, что работа с ними происходит быстрее.

## Синхронный режим

запись при фиксации  
обслуживающий процесс

## Асинхронный режим

фоновая запись  
walwriter



Механизм журналирования более эффективен, чем работа напрямую с диском без буферного кэша. Во-первых, размер журнальных записей меньше, чем размер целой страницы данных; во-вторых, журнал записывается строго последовательно (и не читается, пока не случится сбой), с чем вполне справляются простые HDD-диски.

На эффективность можно также влиять настройкой. Если запись происходит сразу (синхронно), то гарантируется, что зафиксированная транзакция не пропадет. Но запись — довольно дорогая операция, в течение которой обслуживающий процесс, выполняющий фиксацию, вынужден ждать. Чтобы журнальная запись не «застряла» в кэше операционной системы, выполняется вызов **fsync**: PostgreSQL полагается на то, что это гарантирует попадание данных на энергонезависимый носитель.

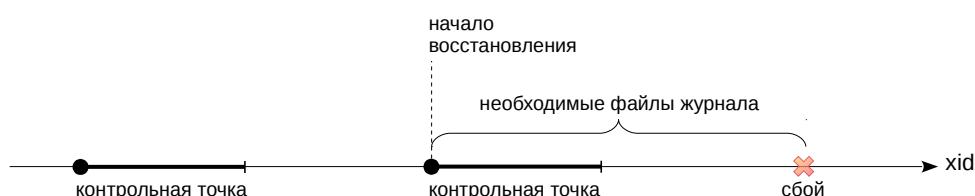
Поэтому есть и режим отложенной (асинхронной) записи. В этом случае записи пишутся фоновым процессом **walwriter** постепенно, с небольшой задержкой. Надежность уменьшается, зато производительность увеличивается. Но и в этом случае после сбоя гарантируется восстановление согласованности.

## Периодический сброс всех грязных буферов на диск

гарантирует попадание на диск всех изменений до контрольной точки  
ограничивает размер журнала, необходимого для восстановления

## Восстановление при сбое

начинается с последней контрольной точки  
последовательно проигрываются записи, если изменений нет на диске



7

При запуске PostgreSQL после сбоя сервер входит в режим восстановления. На диске в это время находится несогласованная информация: одни страницы были записаны в одно время, другие — в другое.

Чтобы восстановить согласованность, PostgreSQL читает журнал WAL и последовательно проигрывает каждую журнальную запись, если соответствующее изменение не попало на диск. Таким образом восстанавливаются все транзакции, кроме тех, запись о фиксации которых не успела попасть в журнал.

Однако объем журнала за время работы сервера может достигать гигантских размеров. Хранить его целиком и целиком просматривать при сбое совершенно не реально. Поэтому СУБД периодически выполняет *контрольную точку*: принудительно сбрасывает на диск все грязные буферы (включая состояние транзакций). Это гарантирует, что изменения всех транзакций до момента контрольной точки находятся на диске.

Контрольная точка может занимать много времени, и это нормально. Собственно «точка», о которой мы говорим как о моменте времени — это начало процесса. Но точка считается выполненной только после того, как записаны *все* грязные буферы, которые имелись на момент начала процесса.

Восстановление после сбоя начинается с ближайшей контрольной точки, что позволяет хранить только файлы журнала, записанные с момента последней пройденной контрольной точки.

# Основные процессы

Запись журнала

Контрольная точка

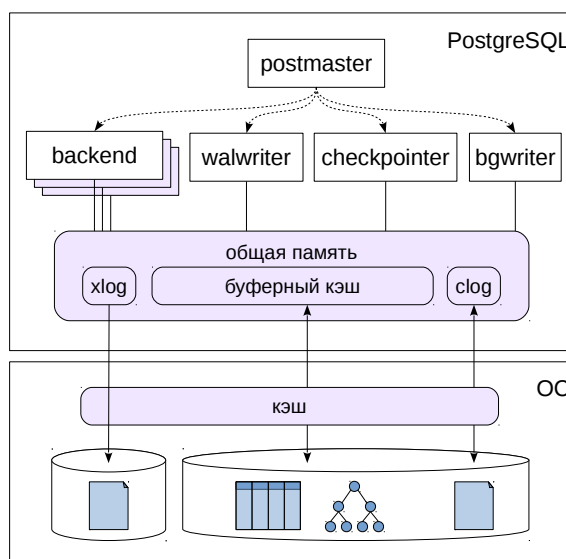
сброс всех  
грязных буферов

Фоновая запись

сброс части  
грязных буферов

Обслуживающие процессы

сброс вытесняемого  
грязного буфера



Вернемся к иллюстрации и уточним оставшиеся служебные процессы, связанных с обслуживанием буферного кэша и журнала.

Во-первых, это процесс **walwriter**, занимающийся асинхронной записью журнала на диск. При синхронном режиме журнальные записи пишет тот процесс, который выполняет фиксацию транзакции.

Во-вторых, процесс контрольной точки **checkpointer**, периодически сбрасывающий все грязные буферы на диск.

В-третьих, процесс фоновой записи **bgwriter** (или просто **writer**). Этот процесс похож на процесс контрольной точки, но записывает только часть грязных буферов, причем те, которые с большой вероятностью будут вытеснены в ближайшее время. Таким образом, когда обслуживающему процессу понадобится буфер, он скорее всего найдет его не грязным и не будет терять время на сброс буфера на диск.

И в-четвертых, обслуживающие процессы, читающие данные в буферный кэш. Если, несмотря на работу процессов контрольной точки и фоновой записи, вытесняемый буфер окажется грязным, обслуживающий процесс самостоятельно запишет его на диск.





Буферный кэш существенно ускоряет работу,  
уменьшая число дисковых операций

Надежность обеспечивается журналированием

Размер журнала ограничен благодаря контрольным точкам

Журнал удобен и используется во многих случаях

- для восстановления после сбоя

- при резервном копировании

- для репликации между серверами

1. Средствами операционной системы найдите процессы, отвечающие за работу буферного кэша и журнала WAL.
2. Остановите PostgreSQL в режиме fast; снова запустите его. Просмотрите журнал сообщений сервера.
3. Остановите PostgreSQL в режиме immediate; снова запустите его. Просмотрите журнал сообщений сервера и сравните с предыдущим разом.

2. Останов в режиме fast выполняется обычной командой

```
pg_ctlcluster 9.6 main stop
```

При этом сервер обрывает все открытые соединения и перед выключением выполняет контрольную точку, чтобы на диск записались согласованные данные. Таким образом, выключение может выполняться относительно долго, но при запуске сервер сразу же будет готов к работе.

3. Останов в режиме immediate выполняется так:

```
pg_ctlcluster 9.6 main stop -m immediate --skip-systemctl-redirect
```

При этом сервер также обрывает открытые соединения, но не выполняет контрольную точку. На диске остаются несогласованные данные, как после сбоя. Таким образом, выключение происходит быстро, но при запуске сервер должен будет восстановить согласованность данных с помощью журнала.