

Блокировки Блокировки строк



Авторские права

© Postgres Professional, 2016–2025

Авторы: Егор Рогов, Павел Лузанов, Илья Баштанов, Игорь Гнатюк

Фото: Олег Бартунов (монастырь Пху и пик Бхрикути, Непал)

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

Отказ от ответственности

Компания Postgres Professional не несет никакой ответственности за любые повреждения и убытки, включая потерю дохода, нанесенные прямым или косвенным, 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.

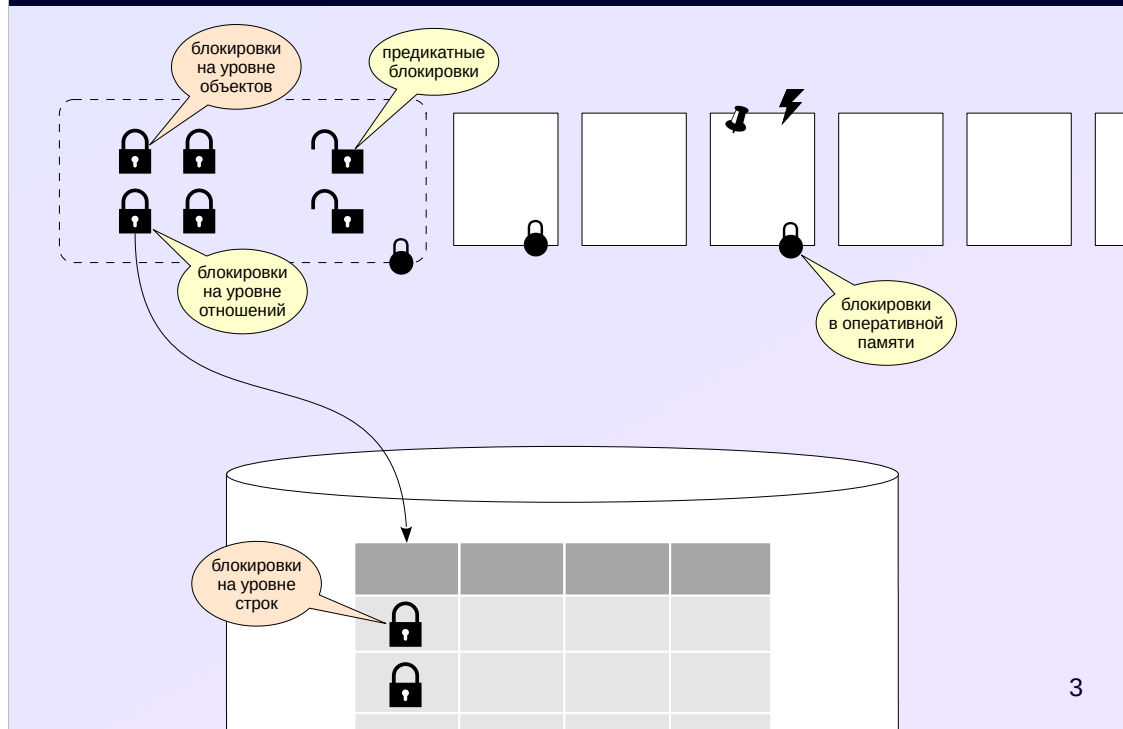
Исключительные и разделяемые блокировки строк

Мультитранзакции и заморозка

Реализация очереди ожидания

Взаимоблокировки

Блокировки строк



Несмотря на то, что информация о блокировках строк хранится в версиях строк на диске, очередь ожидания для исключительных блокировок строк организована с помощью блокировок объектов tuple.

Информация *только* в страницах данных

поле `xmax` заголовка версии строки + информационные биты
в оперативной памяти ничего не хранится

Неограниченное количество

большое число не влияет на производительность

Инфраструктура

«очередь» ожидания организована с помощью блокировок объектов

Благодаря многоверсионности, блокировки уровня строк нужны только при изменении данных (или для того, чтобы не допустить изменения) и не нужны при обычном чтении.

Если в случае блокировок объектов каждый ресурс представлен собственной блокировкой в оперативной памяти, то со строками так не получается: отдельная блокировка для каждой табличной строки (которых могут быть миллионы и миллиарды) потребует непомерных накладных расходов и огромного объема оперативной памяти.

Один из вариантов решения — повышение уровня (эскалация): если уже заблокировано N строк таблицы, то при блокировке еще одной блокируется вся таблица целиком, а блокировки на уровне строк снимаются. Но в этом случае страдает пропускная способность.

Поэтому в PostgreSQL сделано иначе. Информация о том, что строка заблокирована, хранится исключительно в заголовке версии строки внутри страницы данных. Там она представлена номером блокирующей транзакции (`xmax`) и дополнительными информационными битами.

За счет этого можно установить неограниченное количество блокировок уровня строки, и это не требует дополнительных ресурсов и не снижает производительность системы.

Обратная сторона такого подхода — сложность организации очереди ожидания. Для этого все-таки приходится использовать блокировки уровня объектов, но удастся обойтись очень небольшим их количеством (пропорциональным числу процессов, а не числу заблокированных строк).

Update

удаление строки
или изменение всех полей
SELECT FOR UPDATE
UPDATE
(с изменением ключевых полей)
DELETE

No Key Update

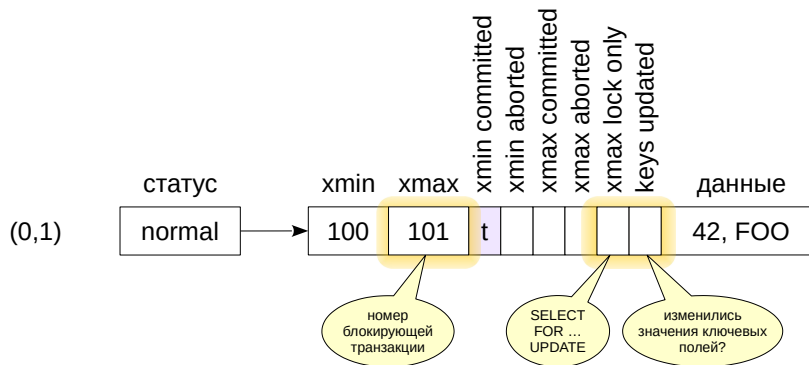
изменение любых полей,
кроме ключевых
SELECT FOR NO KEY UPDATE
UPDATE
(без изменения ключевых полей)

Всего существует 4 режима, в которых можно заблокировать строку (в версии строки режим проставляется с помощью дополнительных информационных битов).

Два режима представляют исключительные (exclusive) блокировки, которые одновременно может удерживать только одна транзакция. Режим Update предполагает полное изменение (или удаление) строки, а режим No Key Update — изменение только тех полей, которые не входят в уникальные индексы (иными словами, при таком изменении все внешние ключи остаются без изменений).

Команда UPDATE сама выбирает минимальный подходящий режим блокировки; обычно строки блокируются в режиме No Key Update.

<https://postgrespro.ru/docs/postgresql/16/explicit-locking#LOCKING-ROWS>



При изменении или удалении строки в поле xmax актуальной версии записывается номер текущей транзакции. Установленное значение xmax, соответствующее активной транзакции, выступает в качестве блокировки.

То же самое происходит и при явном блокировании строки командой `SELECT FOR UPDATE`, но еще проставляется дополнительный информационный бит (xmax lock only), который говорит о том, что версия строки по-прежнему актуальна, хоть и заблокирована.

Режим блокировки определяется еще одним информационным битом (keys updated).

(На самом деле используется большее количество битов с более сложными условиями и проверками, что связано с поддержкой совместимости с предыдущими версиями. Но это не принципиально.)

Если другая транзакция намерена обновить или удалить заблокированную строку в несовместимом режиме, она будет вынуждена дожидаться завершения транзакции с номером xmax.

Разделяемые режимы



Share

запрет изменения
любых полей строки
SELECT FOR SHARE

Key Share

запрет изменения
ключевых полей строки
SELECT FOR KEY SHARE
и проверка внешних ключей

Матрица совместимости режимов

	Key Share	Share	No Key Update	Update
Key Share				×
Share			×	×
No Key Update		×	×	×
Update	×	×	×	×

7

Еще два режима представляют разделяемые (shared) блокировки, которые могут удерживаться несколькими транзакциями.

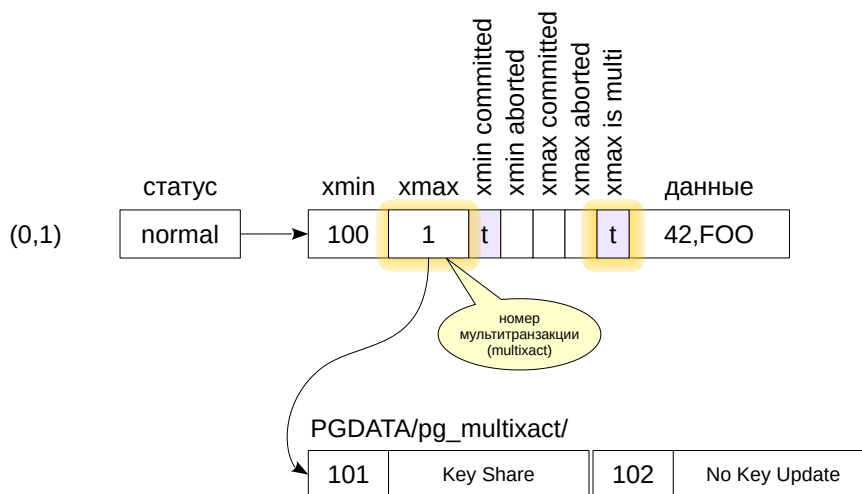
Режим Share применяется, когда нужно прочитать строку, но при этом нельзя допустить, чтобы она как-либо изменилась другой транзакцией.

Режим Key Share допускает изменение строки, но только неключевых полей. Этот режим, в частности, автоматически используется PostgreSQL при проверке внешних ключей.

Общая матрица совместимости режимов приведена внизу слайда. Из нее видно, что:

- исключительные режимы конфликтуют между собой;
- разделяемые режимы совместимы между собой;
- разделяемый режим Key Share совместим с исключительным режимом No Key Update (то есть можно обновлять неключевые поля и быть уверенным в том, что ключ не изменится).


<https://postgrespro.ru/docs/postgresql/16/explicit-locking#LOCKING-ROWS>



Мы говорили о том, что блокировка представляется номером блокирующей транзакции в поле xmax. Разделяемые блокировки могут удерживаться несколькими транзакциями, но в одно поле xmax нельзя записать несколько номеров.

Поэтому для разделяемых блокировок применяются так называемые *мультитранзакции* (MultiXact). Им выделяются отдельные номера, которые соответствуют не одной транзакции, а целой группе. Чтобы отличить мультитранзакцию от обычной, используется еще один информационный бит (xmax is multi), а детальная информация об участниках такой группы и режимах блокировки находится в каталоге PGDATA/pg_multixact/. Естественно, последние использованные данные хранятся в буферах в общей памяти сервера для ускорения доступа.

Параметры для мультитранзакций

<code>vacuum_multixact_freeze_min_age</code>	=	5 000 000
<code>vacuum_multixact_freeze_table_age</code>	=	150 000 000
 <code>autovacuum_multixact_freeze_max_age</code>	=	400 000 000
<code>vacuum_multixact_failsafe_age</code>	=	1 600 000 000

Параметры хранения таблиц

<code>autovacuum_multixact_freeze_min_age</code>
<code>toast.autovacuum_multixact_freeze_min_age</code>
<code>autovacuum_multixact_freeze_table_age</code>
<code>toast.autovacuum_multixact_freeze_table_age</code>
<code>autovacuum_multixact_freeze_max_age</code>
<code>toast.autovacuum_multixact_freeze_max_age</code>

Поскольку для мультитранзакций выделяются отдельные номера, которые записываются в поле `xmax` версий строк, из-за ограничения разрядности счетчика с ними возникают такие же сложности, как и с обычным номером транзакции. Речь идет о переполнении счетчика транзакций, которое рассматривалось в теме «Заморозка» модуля «Многоверсионность».

Поэтому для номеров мультитранзакций тоже необходимо выполнять аналог заморозки — старые номера `multixact id` заменяются на новые (или на обычный номер, если в текущий момент блокировка уже удерживается только одной транзакцией).

Заметим, что обычная заморозка версий строк выполняется для поля `xmin` (если у версии строки непустое поле `xmax`, то либо это уже неактуальная версия и она будет очищена, либо транзакция `xmax` отменена и ее номер нас не интересует). А для мультитранзакций речь идет о поле `xmax` актуальной версии строки, которая может оставаться актуальной, но при этом постоянно блокироваться разными транзакциями в разделяемом режиме.

За заморозку мультитранзакций отвечают параметры, аналогичные параметрам обычной заморозки.

Блокировки строк

Наиболее частый случай блокировок — блокировки, возникающие на уровне строк.

Создадим таблицу счетов, как в прошлой теме.

```
=> CREATE DATABASE locks_rows;
```

```
CREATE DATABASE
```

```
=> \c locks_rows
```

```
You are now connected to database "locks_rows" as user "student".
```

```
=> CREATE TABLE accounts(acc_no integer PRIMARY KEY, amount numeric);
```

```
CREATE TABLE
```

```
=> INSERT INTO accounts VALUES (1,1000.00),(2,2000.00),(3,3000.00);
```

```
INSERT 0 3
```

Поскольку информация о блокировке строк хранится только в самих версиях строк, воспользуемся знакомым расширением pageinspect.

```
=> CREATE EXTENSION pageinspect;
```

```
CREATE EXTENSION
```

Для удобства создадим представление, расшифровывающее интересующие нас информационные биты в первых трех версиях строк.

```
=> CREATE VIEW accounts_v AS
SELECT '(0,'||lp||')' AS ctid,
       t_xmax as xmax,
       CASE WHEN (t_infomask & 1024) > 0 THEN 't' END AS committed,
       CASE WHEN (t_infomask & 2048) > 0 THEN 't' END AS aborted,
       CASE WHEN (t_infomask & 128) > 0 THEN 't' END AS lock_only,
       CASE WHEN (t_infomask & 4096) > 0 THEN 't' END AS is_multi,
       CASE WHEN (t_infomask2 & 8192) > 0 THEN 't' END AS keys_upd
FROM heap_page_items(get_raw_page('accounts',0))
WHERE lp <= 3
ORDER BY lp;
```

```
CREATE VIEW
```

Обновляем сумму первого счета (ключ не меняется) и номер второго счета (ключ меняется):

```
=> \c locks_rows
You are now connected to database "locks_rows" as user "student".
=> BEGIN;
BEGIN
=> UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 1;
UPDATE 1
=> UPDATE accounts SET acc_no = 20 WHERE acc_no = 2;
UPDATE 1
```

Заглянем в представление. Напомним, что оно показывает только первые три (то есть исходные) версии строк.

```
=> SELECT * FROM accounts_v;
```

ctid	xmax	committed	aborted	lock_only	is_multi	keys_upd
(0,1)	748					
(0,2)	748					t
(0,3)	0		t			

(3 rows)

Строки, соответствующие первому и второму счету, заблокированы — в поле xmax записан номер блокирующей транзакции. Биты в столбце keys_upd показывают, что строки заблокированы в разных режимах.

Теперь в другом сеансе запросим разделяемые блокировки первого и третьего счетов:

```

|| => \c locks_rows
|| You are now connected to database "locks_rows" as user "student".
||
|| => BEGIN;
||
|| BEGIN
||
|| => SELECT * FROM accounts WHERE acc_no = 1 FOR KEY SHARE;
||
|| acc_no | amount
|| -----+-----
||      1 | 1000.00
|| (1 row)
||
||
|| => SELECT * FROM accounts WHERE acc_no = 3 FOR SHARE;
||
|| acc_no | amount
|| -----+-----
||      3 | 3000.00
|| (1 row)
||

```

Все запрошенные блокировки совместимы друг с другом. В версиях строк видим:

```

=> SELECT * FROM accounts_v;

```

ctid	xmax	committed	aborted	lock_only	is_multi	keys_upd
(0,1)	1				t	
(0,2)	748					t
(0,3)	749		t			

(3 rows)

Столбец lock_only позволяет отличить просто блокировку от обновления или удаления. Видим также, что в первой строке обычный номер в столбце xmax заменен на номер мультитранзакции — об этом говорит столбец is_multi.

Чтобы не вникать в детали информационных битов и реализацию мультитранзакций, можно воспользоваться еще одним расширением, которое позволяет увидеть всю информацию о блокировках строк в удобном виде.

```

=> CREATE EXTENSION pgrowlocks;
CREATE EXTENSION
=> SELECT * FROM pgrowlocks('accounts') \gx
-[ RECORD 1 ]-----
locked_row | (0,1)
locker     | 1
multi      | t
xids       | {748,749}
modes      | {"No Key Update","Key Share"}
pids       | {25962,26137}
-[ RECORD 2 ]-----
locked_row | (0,2)
locker     | 748
multi      | f
xids       | {748}
modes      | {Update}
pids       | {25962}
-[ RECORD 3 ]-----
locked_row | (0,3)
locker     | 749
multi      | f
xids       | {749}
modes      | {"For Share"}
pids       | {26137}

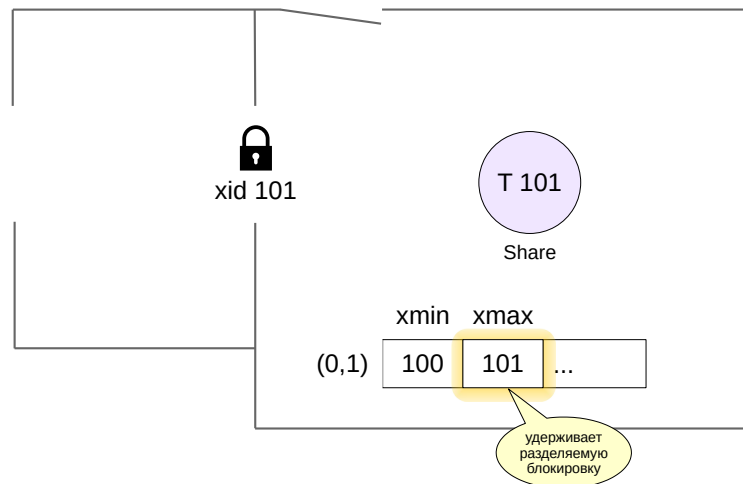
```

Расширение дает информацию о номерах транзакций, мультитранзакций и режимах всех блокировок.

```

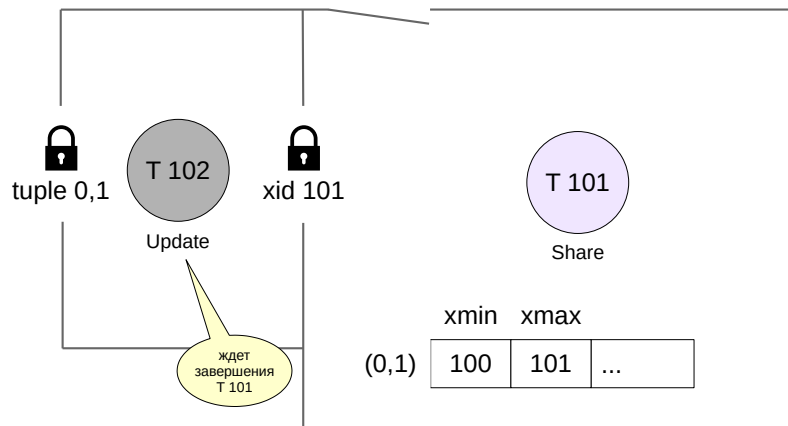
| => ROLLBACK;
|
| ROLLBACK
||
|| => ROLLBACK;
||
|| ROLLBACK

```



Для организации очереди ожидания дополнительно используется механизм блокировок объектов, при этом информация хранится в оперативной памяти и видна в `pg_locks`.

Допустим, транзакции с номером 101 (пример на слайде) удалось заблокировать строку в разделяемом режиме Share. Информация о блокировке записывается в заголовок версии строки — в поле `xmax` появляется номер этой транзакции.



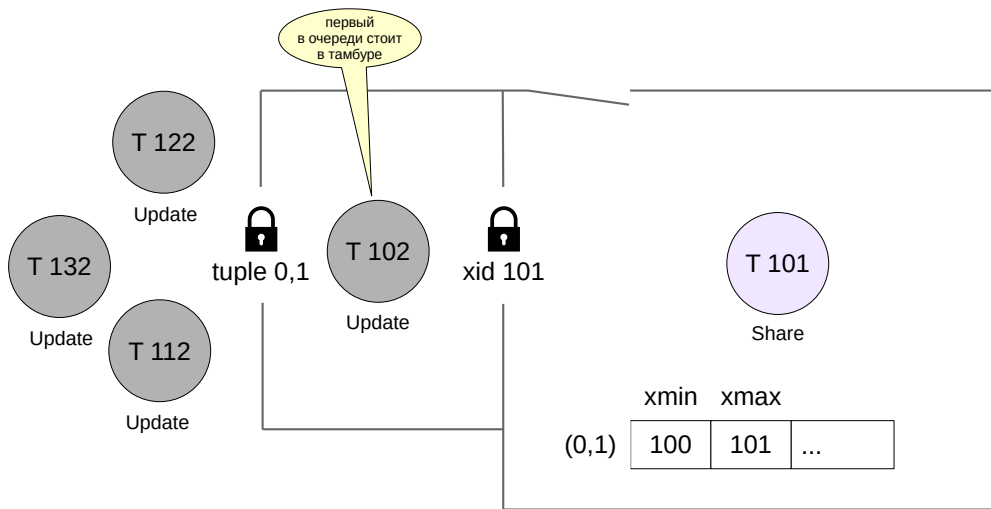
Другая транзакция 102, желая получить блокировку, обращается к строке и видит, что строка заблокирована. Если режимы блокировок конфликтуют, она должна каким-то образом встать в очередь, чтобы система «разбудила» ее, когда блокировка освободится. Но блокировки на уровне строк не предоставляют такой возможности — они никак не представлены в оперативной памяти, это просто байты внутри страницы данных.

Как мы видели в теме «Блокировки объектов», каждая транзакция удерживает исключительную блокировку своего номера. Поскольку транзакция 102 фактически должна дождаться завершения транзакции 101 (ведь блокировка строки освобождается только при завершении транзакции), она запрашивает блокировку номера 101.

Когда транзакция 101 завершится, заблокированный ресурс освободится (при фиксации — просто исчезнет), транзакция 102 будет разбужена и сама сможет заблокировать строку (установить xmax = 102 в соответствующей версии строки).

Кроме того, ожидающая транзакция удерживает блокировку ресурса типа **tuple** (версия строки), показывая, что она *первая в «очереди»*.

«Очередь» ожидания



13

Если появляются другие транзакции, конфликтующие с текущей блокировкой версии строки (в нашем примере — 112, 122, 132), первым делом они пытаются захватить блокировку типа tuple для этой версии.

Поскольку блокировка tuple уже удерживается транзакцией 102, другие транзакции ждут освобождения этой блокировки. Получается своеобразная «очередь», в которой есть *первый* и *все остальные*.

Если бы все прибывающие транзакции занимали очередь непосредственно за транзакцией 101, при освобождении блокировки возникала бы ситуация гонки. При неудачном стечении обстоятельств транзакция 102 могла бы ждать блокировку вечно. Двухуровневая схема блокирования немного упорядочивает подобную конкуренцию.

Стоит избегать проектных решений, которые предполагают массовые изменения одной и той же строки. В этом случае возникает «горячая точка», которая на высоких нагрузках может привести к снижению производительности.

«Очередь» ожидания

Для удобства создадим представление над pg_locks, «свернув» в одно поле идентификаторы разных типов блокировок:

```
=> CREATE VIEW locks AS
SELECT pid,
       locktype,
       CASE locktype
         WHEN 'relation' THEN relation::regclass::text
         WHEN 'virtualxid' THEN virtualxid::text
         WHEN 'transactionid' THEN transactionid::text
         WHEN 'tuple' THEN relation::regclass::text||':'||page::text||','||tuple::text
       END AS lockid,
       mode,
       granted
FROM pg_locks;
```

CREATE VIEW

Пусть одна транзакция заблокирует строку в разделяемом режиме...

```
S1=> BEGIN;
```

BEGIN

```
S1=> SELECT pg_current_xact_id(), pg_backend_pid();
```

```
pg_current_xact_id | pg_backend_pid
-----+-----
              752 |           25811
(1 row)
```

```
S1=> SELECT * FROM accounts WHERE acc_no = 1 FOR SHARE;
```

```
acc_no | amount
-----+-----
      1 | 1000.00
(1 row)
```

...а другая попытается выполнить обновление:

```
U1=> BEGIN;
```

BEGIN

```
U1=> SELECT pg_current_xact_id(), pg_backend_pid();
```

```
pg_current_xact_id | pg_backend_pid
-----+-----
              753 |           25962
(1 row)
```

```
U1=> UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 1;
```

В представлении pg_locks можно увидеть, что вторая транзакция ожидает завершения первой (granted = f), удерживая при этом блокировку версии строки (locktype = tuple):

```
=> SELECT * FROM locks WHERE pid = 25962; -- U1
```

```
pid | locktype | lockid | mode | granted
-----+-----+-----+-----+-----
25962 | relation | accounts_pkey | RowExclusiveLock | t
25962 | relation | accounts | RowExclusiveLock | t
25962 | virtualxid | 3/13 | ExclusiveLock | t
25962 | transactionid | 752 | ShareLock | f
25962 | tuple | accounts:0,1 | ExclusiveLock | t
25962 | transactionid | 753 | ExclusiveLock | t
(6 rows)
```

Чтобы не разбираться, кто кого блокирует, по представлению pg_locks, можно узнать номер (или номера) процесса блокирующего сеанса с помощью функции:

```
=> SELECT pg_blocking_pids(25962); -- U1
```

```

pg_blocking_pids
-----
{25811}
(1 row)

```

Теперь появляется транзакция, желающая получить несовместимую блокировку.

```

||  U2=> BEGIN;
||
||  BEGIN
||
||  U2=> SELECT pg_current_xact_id(), pg_backend_pid();
||
||  pg_current_xact_id | pg_backend_pid
||  -----+-----
||                754 |          26137
||
||  (1 row)
||
||  U2=> UPDATE accounts SET amount = amount - 100.00 WHERE acc_no = 1;

```

Она встает в очередь за транзакцией, удерживающей блокировку версии строки (locktype = tuple, granted = f):

```

=> SELECT * FROM locks WHERE pid = 26137; -- U2

```

pid	locktype	lockid	mode	granted
26137	relation	accounts_pkey	RowExclusiveLock	t
26137	relation	accounts	RowExclusiveLock	t
26137	virtualxid	4/6	ExclusiveLock	t
26137	tuple	accounts:0,1	ExclusiveLock	f
26137	transactionid	754	ExclusiveLock	t

```

(5 rows)

```

```

=> SELECT pg_blocking_pids(26137); -- U2

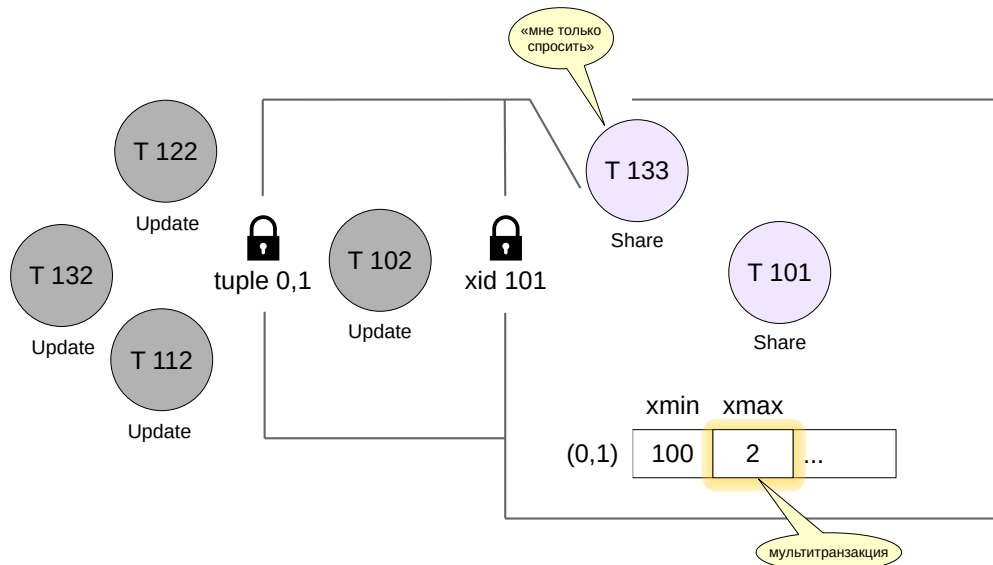
```

```

pg_blocking_pids
-----
{25962}
(1 row)

```


«Очередь» ожидания

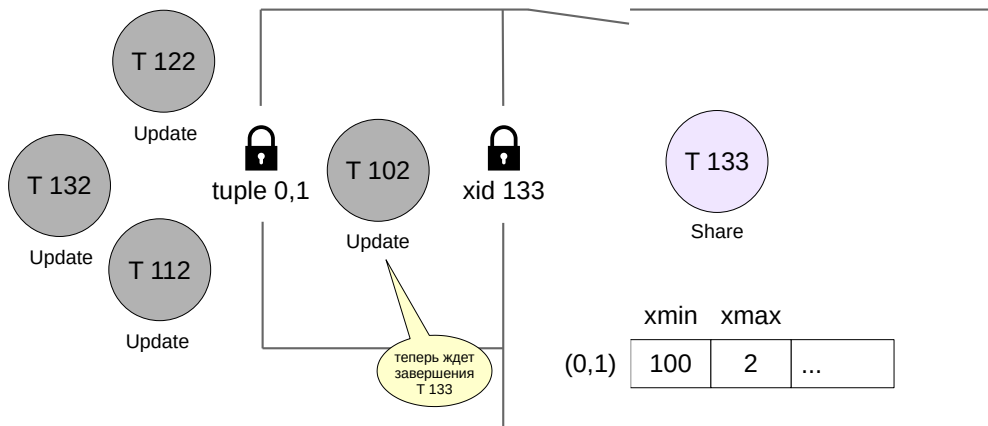


15

В нашем примере транзакция 101 заблокировала строку в разделяемом (Share) режиме. Пока транзакция 102 ожидает завершения транзакции 101, может появиться еще транзакция 133, желающая получить блокировку строки в разделяемом режиме, совместимом с текущей блокировкой транзакции 101.

Такая транзакция не стоит в очереди, она сразу получает блокировку. В этом случае из списка номеров блокирующих транзакций 101 и 133 формируется мультитранзакция 2, номер которой запишется в поле xmax строки.

«Очередь» ожидания



16

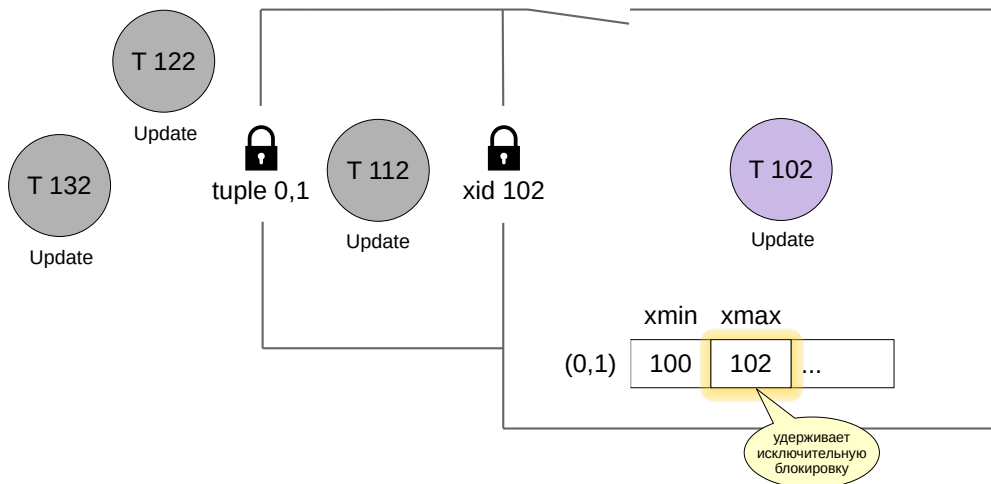
Когда транзакция 101 завершится, транзакция 102 будет разбужена, но не сможет захватить блокировку строки, поскольку строка все еще заблокирована транзакцией 133. Транзакция 102 будет вынуждена снова «заснуть».

При постоянном потоке разделяемых блокировок пишущая транзакция может ждать своей очереди бесконечно. Это ситуация называется по-английски *locker starvation*.

Заметим, что такой проблемы в принципе не возникает при блокировках объектов (таких, как отношения). В этом случае каждый ресурс представлен собственной блокировкой в оперативной памяти, и все ждущие процессы выстраиваются в «честную» очередь.

<https://git.postgresql.org/gitweb/?p=postgresql.git;a=blob;f=src/backend/access/heap/README.tuplock;hb=HEAD>

«Очередь» ожидания



17

Когда транзакция 133 завершится, транзакция 102 получит возможность первой записать свой номер в поле xmax, после чего она освободит блокировку tuple. Тогда одна случайная транзакция из *всех остальных* успеет захватить блокировку tuple и станет *первой в «очереди»*.

Транзакция, желающая заблокировать строку в разделяемом режиме, проходит в нашем примере без очереди.

```
|| S2=> \c locks_rows
|| You are now connected to database "locks_rows" as user "student".
|| S2=> BEGIN;
|| BEGIN
|| S2=> SELECT pg_current_xact_id(), pg_backend_pid();
||
||      pg_current_xact_id | pg_backend_pid
||      +-----+-----+
||      755 |      26978
|| (1 row)
||
|| S2=> SELECT * FROM accounts WHERE acc_no = 1 FOR SHARE;
||
||      acc_no | amount
||      +-----+-----+
||           1 | 1000.00
|| (1 row)
```

В версии строки теперь мультитранзакция:

```
=> SELECT * FROM pgrowlocks('accounts') \gx
-[ RECORD 1 ]-----
locked_row | (0,1)
locker     | 2
multi      | t
xids       | {752,755}
modes      | {Share,Share}
pids       | {25811,26978}
```

После того как одна из транзакций, удерживающих строку в разделяемом режиме, завершится, другая продолжит удерживать блокировку.

```
S1=> COMMIT;
```

COMMIT

Транзакция, стоящая первой в очереди, теперь ждет завершения оставшейся транзакции.

```
=> SELECT * FROM locks WHERE pid = 25962; -- U1
 pid | locktype | lockid | mode | granted
-----+-----+-----+-----+-----
25962 | relation | accounts_pkey | RowExclusiveLock | t
25962 | relation | accounts | RowExclusiveLock | t
25962 | virtualxid | 3/13 | ExclusiveLock | t
25962 | tuple | accounts:0,1 | ExclusiveLock | t
25962 | transactionid | 755 | ShareLock | f
25962 | transactionid | 753 | ExclusiveLock | t
(6 rows)
```

Обратите внимание, что в поле xids остался номер мультитранзакции, хотя одна из входящих в нее транзакций уже завершилась. Этот номер может быть заменен на другой (новой мультитранзакции или обычной транзакции) при очистке.

```
=> SELECT * FROM pgrowlocks('accounts') \gx
-[ RECORD 1 ]-----
locked_row | (0,1)
locker     | 2
multi      | t
xids       | {752,755}
modes      | {Share,Share}
pids       | {0,26978}
```

Теперь завершается и вторая транзакция, удерживавшая разделяемую блокировку.

```
|| S2=> COMMIT;
|| COMMIT
```

Транзакция, стоявшая первой в очереди, получает доступ к версии строки:

```
| UPDATE 1
=> SELECT * FROM pgrowlocks('accounts') \gx
-[ RECORD 1 ]-----
locked_row | (0,1)
locker     | 753
multi      | f
xids       | {753}
modes      | {"No Key Update"}
pids       | {25962}
```

Оставшаяся транзакция захватывает блокировку tuple версии строки и становится первой в очереди:

```
=> SELECT * FROM locks WHERE pid = 26137; -- U2

 pid | locktype | lockid | mode | granted
-----+-----+-----+-----+-----
26137 | relation | accounts_pkey | RowExclusiveLock | t
26137 | relation | accounts | RowExclusiveLock | t
26137 | virtualxid | 4/6 | ExclusiveLock | t
26137 | tuple | accounts:0,1 | ExclusiveLock | t
26137 | transactionid | 754 | ExclusiveLock | t
26137 | transactionid | 753 | ShareLock | f
(6 rows)
```

Отменим изменения.

```
| U1=> ROLLBACK;
| ROLLBACK
|
|| UPDATE 1
|| U2=> ROLLBACK;
|| ROLLBACK
```

Как не ждать блокировку?

Иногда удобно не ждать освобождения блокировки, а сразу получить ошибку, если необходимый ресурс занят. Приложение может перехватить и обработать такую ошибку.

Для этого ряд команд SQL (такие, как SELECT и некоторые варианты ALTER) позволяют указать ключевое слово NOWAIT. Заблокируем таблицу, обновив первую строку:

```
=> BEGIN;
BEGIN
=> UPDATE accounts SET amount = amount + 1 WHERE acc_no = 1;
UPDATE 1
| => BEGIN;
| BEGIN
| => LOCK TABLE accounts NOWAIT; -- IN ACCESS EXCLUSIVE MODE
| ERROR: could not obtain lock on relation "accounts"
```

Транзакция сразу же получает ошибку.

```
| => ROLLBACK;
| ROLLBACK
```

А для рекомендательных блокировок есть функции, позволяющие либо сразу захватить блокировку, либо вернуть false в случае неудачи:

```
=> \df pg_try_advisory*
```

List of functions				
Schema	Name	Result data type	Argument data types	
Type				
-----+-----+-----+-----+				

pg_catalog	pg_try_advisory_lock	boolean	bigint	
func				
pg_catalog	pg_try_advisory_lock	boolean	integer, integer	
func				
pg_catalog	pg_try_advisory_lock_shared	boolean	bigint	
func				
pg_catalog	pg_try_advisory_lock_shared	boolean	integer, integer	
func				
pg_catalog	pg_try_advisory_xact_lock	boolean	bigint	
func				
pg_catalog	pg_try_advisory_xact_lock	boolean	integer, integer	
func				
pg_catalog	pg_try_advisory_xact_lock_shared	boolean	bigint	
func				
pg_catalog	pg_try_advisory_xact_lock_shared	boolean	integer, integer	
func				
(8 rows)				

Команды UPDATE и DELETE не позволяют указать NOWAIT. Но можно сначала выполнить команду

```
SELECT ... FOR UPDATE NOWAIT; -- или FOR NO KEY UPDATE NOWAIT
```

а затем, если строки успешно заблокированы, изменить или удалить их. Например:

```
=> BEGIN;
BEGIN
=> SELECT * FROM accounts WHERE acc_no = 1 FOR UPDATE NOWAIT;
ERROR:  could not obtain lock on row in relation "accounts"
```

Тут же получаем ошибку и не пытаемся вызывать DELETE или UPDATE.

```
=> ROLLBACK;
ROLLBACK
```

Другой способ не ждать снятия блокировки строк предоставляет предложение SKIP LOCKED. Заблокируем одну строку, но без указания конкретного номера счета:

```
=> BEGIN;
BEGIN
=> SELECT * FROM accounts ORDER BY acc_no
FOR UPDATE SKIP LOCKED LIMIT 1;

 acc_no | amount
-----+-----
      2 | 2000.00
(1 row)
```

В этом случае команда пропускает заблокированную первую строку и мы немедленно получаем блокировку уже второй строки.

```
=> ROLLBACK;
ROLLBACK
```

Для команд, не связанных с блокировкой строк, использовать NOWAIT не получится. В этом случае можно установить небольшой тайм-аут ожидания. (По умолчанию его значение нулевое, что означает бесконечное ожидание):

```
=> SET lock_timeout = '1s';
SET
=> ALTER TABLE accounts DROP COLUMN amount;
ERROR:  canceling statement due to lock timeout
```

Получаем ошибку без длительного ожидания освобождения ресурса.

```
=> RESET lock_timeout;
RESET
```

А при выполнении очистки можно указать, что она должна пропускать обработку таблицы, если ее блокировку не удалось получить немедленно. Это может оказаться особенно актуальным, когда выполняется очистка всей базы:

```
| => VACUUM (skip_locked);
```

```
| VACUUM
```

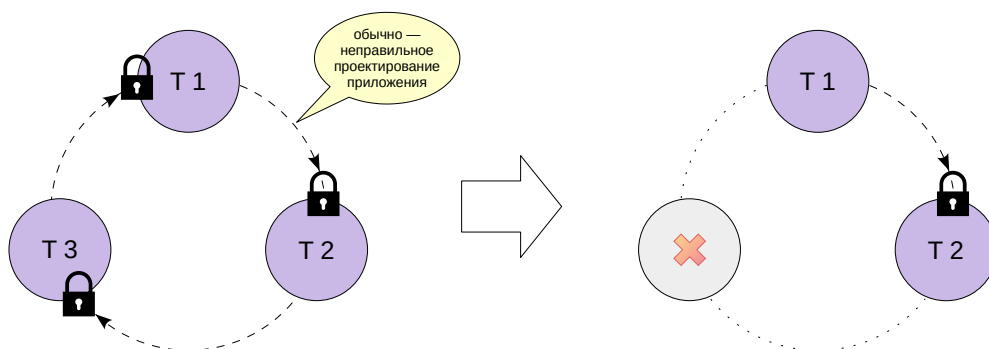
```
=> ROLLBACK;
```

```
ROLLBACK
```

Обнаруживаются поиском контуров в графе ожиданий

проверка выполняется после ожидания *deadlock_timeout*

Одна из транзакций обрывается, остальные продолжают



19

Возможна ситуация взаимоблокировки, когда одна транзакция пытается захватить ресурс, уже захваченный другой транзакцией, в то время как другая транзакция пытается захватить ресурс, захваченный первой. Взаимоблокировка возможна и при нескольких транзакциях: на слайде показан пример такой ситуации для трех транзакций.

Визуально взаимоблокировку удобно представлять, построив граф ожиданий. Для этого мы убираем конкретные ресурсы и оставляем только транзакции, отмечая, какая транзакция какую ожидает. Если в графе есть контур (из некоторой вершины можно по стрелкам добраться до нее же самой) — это взаимоблокировка.

Отметим, что заблокированными ресурсами могут оказаться не только строки; для разрешения взаимоблокировки важен не тип заблокированных ресурсов, а взаимозависимость ожидающих их освобождения транзакций.

Если взаимоблокировка возникла, участвующие транзакции уже не могут ничего с этим сделать — они будут ждать бесконечно. Поэтому PostgreSQL автоматически отслеживает взаимоблокировки. Проверка выполняется, если какая-либо транзакция ожидает освобождения ресурса дольше, чем указано в параметре *deadlock_timeout*. Если выявлена взаимоблокировка, одна из транзакций принудительно прерывается, чтобы остальные могли продолжить работу.

Взаимоблокировки обычно означают, что приложение спроектировано неправильно. Сообщения в журнале сервера или увеличивающееся значение `pg_stat_database.deadlocks` — повод задуматься о причинах.

<https://postgrespro.ru/docs/postgresql/16/explicit-locking#LOCKING-DEADLOCKS>

Взаимоблокировка

Обычная причина возникновения взаимоблокировок — разный порядок блокирования строк таблиц.

Первая транзакция намерена перенести 100 рублей с первого счета на второй. Для этого она сначала уменьшает первый счет:

```
| => BEGIN;  
| BEGIN  
| => UPDATE accounts SET amount = amount - 100.00 WHERE acc_no = 1;  
| UPDATE 1
```

В это же время вторая транзакция намерена перенести 10 рублей со второго счета на первый. Она начинает с того, что уменьшает второй счет:

```
|| => BEGIN;  
|| BEGIN  
|| => UPDATE accounts SET amount = amount - 10.00 WHERE acc_no = 2;  
|| UPDATE 1
```

Теперь первая транзакция пытается увеличить второй счет, но обнаруживает, что строка заблокирована.

```
| => UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 2;
```

Затем вторая транзакция пытается увеличить первый счет, но тоже блокируется.

```
|| => UPDATE accounts SET amount = amount + 10.00 WHERE acc_no = 1;
```

Возникает циклическое ожидание, которое никогда не завершится само по себе. Поэтому сервер, обнаружив такой цикл, прерывает одну из транзакций.

```
| ERROR: deadlock detected  
| DETAIL: Process 25962 waits for ShareLock on transaction 761; blocked by process 26137.  
| Process 26137 waits for ShareLock on transaction 760; blocked by process 25962.  
| HINT: See server log for query details.  
| CONTEXT: while updating tuple (0,2) in relation "accounts"  
  
|| UPDATE 1  
| => COMMIT;  
| ROLLBACK  
|| => COMMIT;  
|| COMMIT
```

Правильный способ выполнения таких операций — блокирование ресурсов в одном и том же порядке. Например, в данном случае можно блокировать счета в порядке возрастания их номеров.

Блокировки строк хранятся в страницах данных

из-за потенциально большого количества

Очереди и обнаружение взаимоблокировок обеспечиваются блокировками объектов

приходится прибегать к сложным схемам блокирования

1. Смоделируйте ситуацию обновления одной и той же строки тремя командами UPDATE в разных сеансах.
Изучите возникшие блокировки в представлении pg_locks и убедитесь, что все они понятны.
2. Воспроизведите взаимоблокировку трех транзакций.
Можно ли разобраться в ситуации постфактум, изучая журнал сообщений?
3. Могут ли две транзакции, выполняющие единственную команду UPDATE одной и той же таблицы, заблокировать друг друга? Попробуйте воспроизвести такую ситуацию.

1. Блокировки при нескольких обновлениях строки

Для простоты создадим таблицу без первичного ключа.

```
=> CREATE DATABASE locks_rows;
```

```
CREATE DATABASE
```

```
=> \c locks_rows
```

You are now connected to database "locks_rows" as user "student".

```
=> CREATE TABLE accounts(acc_no integer, amount numeric);
```

```
CREATE TABLE
```

```
=> INSERT INTO accounts VALUES (1,1000.00),(2,2000.00),(3,3000.00);
```

```
INSERT 0 3
```

Создадим представление над pg_locks как в демонстрации:

```
=> CREATE VIEW locks AS
```

```
SELECT pid,
       locktype,
       CASE locktype
         WHEN 'relation' THEN relation::REGCLASS::text
         WHEN 'virtualxid' THEN virtualxid::text
         WHEN 'transactionid' THEN transactionid::text
         WHEN 'tuple' THEN relation::REGCLASS::text || ':' || page::text || ',' || tuple::text
       END AS lockid,
       mode,
       granted
FROM pg_locks;
```

```
CREATE VIEW
```

Первая транзакция обновляет и, соответственно, блокирует строку:

```
=> BEGIN;
```

```
BEGIN
```

```
=> SELECT pg_current_xact_id(), pg_backend_pid();
```

```
pg_current_xact_id | pg_backend_pid
-----+-----
              747 |          57603
(1 row)
```

```
=> UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 1;
```

```
UPDATE 1
```

Вторая транзакция делает то же самое:

```
| => \c locks_rows
```

```
| You are now connected to database "locks_rows" as user "student".
```

```
| => BEGIN;
```

```
| BEGIN
```

```
| => SELECT pg_current_xact_id(), pg_backend_pid();
```

```
| pg_current_xact_id | pg_backend_pid
| -----+-----
|              748 |          57791
| (1 row)
```

```
| => UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 1;
```

И третья:

```
|| => \c locks_rows
```

```
|| You are now connected to database "locks_rows" as user "student".
```

```
|| => BEGIN;
```

```

|| BEGIN
||
|| => SELECT pg_current_xact_id(), pg_backend_pid();
||
|| pg_current_xact_id | pg_backend_pid
|| -----+-----
||                749 |          57904
|| (1 row)
||
|| => UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 1;

```

Блокировки для первой транзакции:

```

=> SELECT * FROM locks WHERE pid = 57603;

```

pid	locktype	lockid	mode	granted
57603	relation	pg_locks	AccessShareLock	t
57603	relation	locks	AccessShareLock	t
57603	relation	accounts	RowExclusiveLock	t
57603	virtualxid	6/6	ExclusiveLock	t
57603	transactionid	747	ExclusiveLock	t

(5 rows)

- Тип relation для pg_locks и locks в режиме AccessShareLock — устанавливаются на читаемые отношения.
- Тип relation для accounts в режиме RowExclusiveLock — устанавливается на изменяемое отношение.
- Типы virtualxid и transactionid в режиме ExclusiveLock — удерживаются транзакцией для самой себя.

Блокировки для второй транзакции:

```

=> SELECT * FROM locks WHERE pid = 57791;

```

pid	locktype	lockid	mode	granted
57791	relation	accounts	RowExclusiveLock	t
57791	virtualxid	3/12	ExclusiveLock	t
57791	transactionid	747	ShareLock	f
57791	transactionid	748	ExclusiveLock	t
57791	tuple	accounts:0,1	ExclusiveLock	t

(5 rows)

По сравнению с первой транзакцией:

- Блокировки для pg_locks и locks отсутствуют, так как вторая транзакция не обращалась к этим отношениям.
- Транзакция ожидает получение блокировки типа transactionid в режиме ShareLock для первой транзакции.
- Удерживается блокировка типа tuple для обновляемой строки.

Блокировки для третьей транзакции:

```

=> SELECT * FROM locks WHERE pid = 57904;

```

pid	locktype	lockid	mode	granted
57904	relation	accounts	RowExclusiveLock	t
57904	virtualxid	4/5	ExclusiveLock	t
57904	tuple	accounts:0,1	ExclusiveLock	f
57904	transactionid	749	ExclusiveLock	t

(4 rows)

- Транзакция ожидает получение блокировки типа tuple для обновляемой строки.

Общую картину текущих ожиданий можно увидеть в представлении pg_stat_activity. Для удобства можно добавить и информацию о блокирующих процессах:

```

=> SELECT pid, wait_event_type, wait_event, pg_blocking_pids(pid)
FROM pg_stat_activity
WHERE backend_type = 'client backend';

```

pid	wait_event_type	wait_event	pg_blocking_pids
57791	Lock	transactionid	{57603}
57904	Lock	tuple	{57791}
57603			{}

(3 rows)

```

=> ROLLBACK;

```

ROLLBACK

```
| UPDATE 1
| => ROLLBACK;
| ROLLBACK
```

```
|| UPDATE 1
|| => ROLLBACK;
|| ROLLBACK
```

2. Взаимоблокировка трех транзакций

Воспроизведем взаимоблокировку трех транзакций.

=> **BEGIN;**

BEGIN

=> **UPDATE accounts SET amount = amount - 100.00 WHERE acc_no = 1;**

UPDATE 1

```
| => BEGIN;
```

```
| BEGIN
```

```
| => UPDATE accounts SET amount = amount - 100.00 WHERE acc_no = 2;
```

```
| UPDATE 1
```

```
|| => BEGIN;
```

```
|| BEGIN
```

```
|| => UPDATE accounts SET amount = amount - 100.00 WHERE acc_no = 3;
```

```
|| UPDATE 1
```

=> **UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 2;**

```
| => UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 3;
```

```
|| => UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 1;
```

ERROR: deadlock detected

DETAIL: Process 57603 waits for ShareLock on transaction 751; blocked by process 57791.

Process 57791 waits for ShareLock on transaction 752; blocked by process 57904.

Process 57904 waits for ShareLock on transaction 750; blocked by process 57603.

HINT: See server log for query details.

CONTEXT: while updating tuple (0,2) in relation "accounts"

```
|| UPDATE 1
|| => COMMIT;
|| COMMIT
```

```
| UPDATE 1
```

```
| => COMMIT;
```

```
| COMMIT
```

=> **COMMIT;**

ROLLBACK

Вот какую информацию о взаимоблокировке можно получить из журнала:

```
student$ tail -n 10 /var/log/postgresql/postgresql-16-main.log
```

2025-06-24 00:14:29.362 MSK [57603] student@locks_rows ERROR: deadlock detected

2025-06-24 00:14:29.362 MSK [57603] student@locks_rows DETAIL: Process 57603 waits for ShareLock on transaction 751; blocked by process 57791.

Process 57791 waits for ShareLock on transaction 752; blocked by process 57904.

Process 57904 waits for ShareLock on transaction 750; blocked by process 57603.

Process 57603: UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 2;

Process 57791: UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 3;

Process 57904: UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 1;

```
2025-06-24 00:14:29.362 MSK [57603] student@locks_rows HINT: See server log for query details.
2025-06-24 00:14:29.362 MSK [57603] student@locks_rows CONTEXT: while updating tuple (0,2) in relation "accounts"
2025-06-24 00:14:29.362 MSK [57603] student@locks_rows STATEMENT: UPDATE accounts SET amount = amount + 100.00 WHERE acc_no = 2;
```

3. Взаимоблокировка двух операций UPDATE

Команда UPDATE блокирует строки по мере их обновления. Это происходит не одновременно.

Поэтому если одна команда будет обновлять строки в одном порядке, а другая — в другом, они могут взаимоблокироваться. Это может произойти, если для команд будут построены разные планы выполнения, например, одна будет читать таблицу последовательно, а другая — по индексу.

Получить такую ситуацию непросто даже специально, в реальной работе она маловероятна. Проиллюстрировать ее проще всего с помощью курсоров, поскольку это дает возможность управлять порядком чтения.

```
=> BEGIN;

BEGIN

=> DECLARE c1 CURSOR FOR
SELECT * FROM accounts ORDER BY acc_no
FOR UPDATE;

DECLARE CURSOR

=> BEGIN;

BEGIN

=> DECLARE c2 CURSOR FOR
SELECT * FROM accounts ORDER BY acc_no DESC -- в обратную сторону
FOR UPDATE;

DECLARE CURSOR

=> FETCH c1;

 acc_no | amount
-----+-----
      1 | 1100.00
(1 row)

=> FETCH c2;

 acc_no | amount
-----+-----
      3 | 3000.00
(1 row)

=> FETCH c1;

 acc_no | amount
-----+-----
      2 | 1900.00
(1 row)

=> FETCH c2;
```

Вторая команда ожидает блокировку...

```
=> FETCH c1;
```

Произошла взаимоблокировка. И через некоторое время:

```
ERROR: deadlock detected
DETAIL: Process 57904 waits for ShareLock on transaction 753; blocked by process 57791.
Process 57791 waits for ShareLock on transaction 754; blocked by process 57904.
HINT: See server log for query details.
CONTEXT: while locking tuple (0,8) in relation "accounts"

 acc_no | amount
-----+-----
      3 | 3000.00
(1 row)

=> COMMIT;
```

```
| COMMIT
|| => COMMIT;
|| ROLLBACK
```