

## 19 | 为什么我只查一行的语句，也执行这么慢？

2018-12-26 林晓斌

MySQL实战45讲

[进入课程 >](#)



讲述：林晓斌

时长 12:18 大小 11.28M



一般情况下，如果我跟你说查询性能优化，你首先会想到一些复杂的语句，想到查询需要返回大量的数据。但有些情况下，“查一行”，也会执行得特别慢。今天，我就跟你聊聊这个有趣的话题，看看什么情况下，会出现这个现象。

需要说明的是，如果 MySQL 数据库本身就有很大的压力，导致数据库服务器 CPU 占用率很高或 ioutil ( IO 利用率 ) 很高，这种情况下所有语句的执行都有可能变慢，不属于我们今天的讨论范围。

为了便于描述，我还是构造一个表，基于这个表来说明今天的问题。这个表有两个字段 id 和 c，并且我在里面插入了 10 万行记录。

```
1 mysql> CREATE TABLE `t` (
2   `id` int(11) NOT NULL,
3   `c` int(11) DEFAULT NULL,
4   PRIMARY KEY (`id`)
5 ) ENGINE=InnoDB;
6
7 delimiter ;;
8 create procedure idata()
9 begin
10   declare i int;
11   set i=1;
12   while(i<=100000)do
13     insert into t values(i,i);
14     set i=i+1;
15   end while;
16 end;;
17 delimiter ;
18
19 call idata();
```

◀ ▶

接下来，我会用几个不同的场景来举例，有些是前面的文章中我们已经介绍过的知识点，你看看能不能一眼看穿，来检验一下吧。

## 第一类：查询长时间不返回

如图 1 所示，在表 t 执行下面的 SQL 语句：

复制代码

```
1 mysql> select * from t where id=1;
```

◀ ▶

查询结果长时间不返回。

```
mysql> select * from t where id=1;
```



图 1 查询长时间不返回

一般碰到这种情况的话，大概率是表 t 被锁住了。接下来分析原因的时候，一般都是首先执行一下 show processlist 命令，看看当前语句处于什么状态。

然后我们再针对每种状态，去分析它们产生的原因、如何复现，以及如何处理。

## 等 MDL 锁

如图 2 所示，就是使用 show processlist 命令查看 Waiting for table metadata lock 的示意图。

mysql> show processlist;							
Id	User	Host	db	Command	Time	State	Info
5	root	localhost:61558	test	Query	0	init	show processlist
7	root	localhost:63852	test	Sleep	31		NULL
8	root	localhost:63870	test	Query	25	Waiting for table metadata lock	select * from t where id=1

图 2 Waiting for table metadata lock 状态示意图

出现这个状态表示的是，现在有一个线程正在表 t 上请求或者持有 MDL 写锁，把 select 语句堵住了。

在第 6 篇文章 [《全局锁和表锁：给表加个字段怎么有这么多阻碍？》](#) 中，我给你介绍过一种复现方法。但需要说明的是，那个复现过程是基于 MySQL 5.6 版本的。而 MySQL 5.7 版本修改了 MDL 的加锁策略，所以就不能复现这个场景了。

不过，在 MySQL 5.7 版本下复现这个场景，也很容易。如图 3 所示，我给出了简单的复现步骤。

session A	session B
lock table t write;	
	select * from t where id=1;

图 3 MySQL 5.7 中 Waiting for table metadata lock 的复现步骤

session A 通过 lock table 命令持有表 t 的 MDL 写锁，而 session B 的查询需要获取 MDL 读锁。所以，session B 进入等待状态。

这类问题的处理方式，就是找到谁持有 MDL 写锁，然后把它 kill 掉。

但是，由于在 show processlist 的结果里面，session A 的 Command 列是 “Sleep” ，导致查找起来很不方便。不过有了 performance\_schema 和 sys 系统库以后，就方便多了。（MySQL 启动时需要设置 performance\_schema=on，相比于设置为 off 会有 10% 左右的性能损失）

通过查询 sys.schema\_table\_lock\_waits 这张表，我们就可以直接找出造成阻塞的 process id，把这个连接用 kill 命令断开即可。

```
mysql> select blocking_pid  from sys.schema_table_lock_waits;
+-----+
| blocking_pid      |
+-----+
|          4 |
+-----+
```

图 4 查获加表锁的线程 id

## 等 flush

接下来，我给你举另外一种查询被堵住的情况。

我在表 t 上，执行下面的 SQL 语句：

 复制代码

```
1 mysql> select * from information_schema.processlist where id=1;
```

这里，我先卖个关子。

你可以看一下图 5。我查出来这个线程的状态是 Waiting for table flush，你可以设想一下这是什么原因。

mysql> select * from information_schema.processlist where id=6;						
ID	USER	HOST	DB	COMMAND	TIME	STATE
6	root	localhost:47074	test	Query	622	Waiting for table flush   select * from t where id=1

图 5 Waiting for table flush 状态示意图

这个状态表示的是，现在有一个线程正要对表 t 做 flush 操作。MySQL 里面对表做 flush 操作的用法，一般有以下两个：

 复制代码

```
1 flush tables t with read lock;  
2  
3 flush tables with read lock;
```

这两个 flush 语句，如果指定表 t 的话，代表的是只关闭表 t；如果没有指定具体的表名，则表示关闭 MySQL 里所有打开的表。

但是正常这两个语句执行起来都很快，除非它们也被别的线程堵住了。

所以，出现 Waiting for table flush 状态的可能情况是：有一个 flush tables 命令被别的语句堵住了，然后它又堵住了我们的 select 语句。

现在，我们一起来复现一下这种情况，**复现步骤**如图 6 所示：

session A	session B	session C
select sleep(1) from t;		
	flush tables t;	
		select * from t where id=1;

图 6 Waiting for table flush 的复现步骤

在 session A 中，我故意每行都调用一次 sleep(1)，这样这个语句默认要执行 10 万秒，在这期间表 t 一直是被 session A “打开” 着。然后，session B 的 flush tables t 命令再要

去关闭表 t , 就需要等 session A 的查询结束。这样 , session C 要再次查询的话 , 就会被 flush 命令堵住了。

图 7 是这个复现步骤的 show processlist 结果。这个例子的排查也很简单 , 你看到这个 show processlist 的结果 , 肯定就知道应该怎么做了。

mysql> show processlist;								
Id	User	Host	db	Command	Time	State	Info	
4	root	localhost:49548	test	Query	38	User sleep	select sleep(1) from t	
5	root	localhost:49604	test	Query	35	Waiting for table flush	flush tables t	
6	root	localhost:49634	test	Query	30	Waiting for table flush	select * from t where id=1	
7	root	localhost:49726	test	Query	0	starting	show processlist	

图 7 Waiting for table flush 的 show processlist 结果

## 等行锁

现在 , 经过了表级锁的考验 , 我们的 select 语句终于来到引擎里了。

 复制代码

```
1 mysql> select * from t where id=1 lock in share mode;
```

上面这条语句的用法你也很熟悉了 , 我们在第 8 篇 [《事务到底是隔离的还是不隔离的 ? 》](#) 文章介绍当前读时提到过。

由于访问 id=1 这个记录时要加读锁 , 如果这时候已经有一个事务在这行记录上持有一个写锁 , 我们的 select 语句就会被堵住。

复现步骤和现场如下 :

session A	session B
begin; update t set c=c+1 where id=1;	
	select * from t where id=1 lock in share mode;

图 8 行锁复现

mysql> show processlist;							
Id	User	Host	db	Command	Time	State	Info
4	root	localhost:65224	test	Query	0	starting	show processlist
8	root	localhost:10354	test	Query	1	statistics	select * from t where id=1 lock in share mode
10	root	localhost:11276	test	Sleep	52		NULL

图 9 行锁 show processlist 现场

显然，session A 启动了事务，占有写锁，还不提交，是导致 session B 被堵住的原因。

这个问题并不难分析，但问题是怎麽查出是谁占着这个写锁。如果你用的是 MySQL 5.7 版本，可以通过 sys.innodb\_lock\_waits 表查到。

查询方法是：

 复制代码

```
1 mysql> select * from t sys.innodb_lock_waits where locked_table='`test`.'t'`\G
```

```
mysql> select * from sys.innodb_lock_waits where locked_table='`test`.`t`\G
***** 1. row ****
    wait_started: 2018-12-13 20:12:35
        wait_age: 00:00:08
    wait_age_secs: 8
    locked_table: `test`.`t`
    locked_index: PRIMARY
    locked_type: RECORD
    waiting_trx_id: 421668144410224
    waiting_trx_started: 2018-12-13 20:12:35
        waiting_trx_age: 00:00:08
    waiting_trx_rows_locked: 1
    waiting_trx_rows_modified: 0
        waiting_pid: 8
        waiting_query: select * from t where id=1 lock in share mode
        waiting_lock_id: 421668144410224:23:4:2
    waiting_lock_mode: S
        blocking_trx_id: 1101302
        blocking_pid: 4
        blocking_query: NULL
        blocking_lock_id: 1101302:23:4:2
    blocking_lock_mode: X
    blocking_trx_started: 2018-12-13 20:01:57
        blocking_trx_age: 00:10:46
    blocking_trx_rows_locked: 1
    blocking_trx_rows_modified: 1
        sql_kill_blocking_query: KILL QUERY 4
sql_kill_blocking_connection: KILL 4
1 row in set, 3 warnings (0.00 sec)
```

图 10 通过 sys.innodb\_lock\_waits 查行锁

可以看到，这个信息很全，4 号线程是造成堵塞的罪魁祸首。而干掉这个罪魁祸首的方式，就是 KILL QUERY 4 或 KILL 4。

不过，这里不应该显示 “KILL QUERY 4” 。这个命令表示停止 4 号线程当前正在执行的语句，而这个方法其实是没有用的。因为占有行锁的是 update 语句，这个语句已经是之前执行完成了的，现在执行 KILL QUERY，无法让这个事务去掉 id=1 上的行锁。

实际上，KILL 4 才有效，也就是说直接断开这个连接。这里隐含的一个逻辑就是，连接被断开的时候，会自动回滚这个连接里面正在执行的线程，也就释放了 id=1 上的行锁。

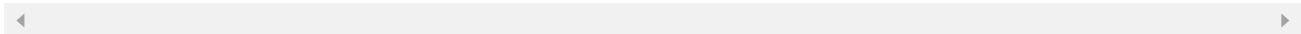
## 第二类：查询慢

经过了重重封“锁”，我们再来看看一些查询慢的例子。

先来看一条你一定知道原因的 SQL 语句：

 复制代码

```
1 mysql> select * from t where c=50000 limit 1;
```



由于字段 c 上没有索引，这个语句只能走 id 主键顺序扫描，因此需要扫描 5 万行。

作为确认，你可以看一下慢查询日志。注意，这里为了把所有语句记录到 slow log 里，我在连接后先执行了 `set long_query_time=0`，将慢查询日志的时间阈值设置为 0。

```
# Query_time: 0.011543  Lock_time: 0.000104 Rows_sent: 1  Rows_examined: 50000
SET timestamp=1544723147;
select * from t where c=50000 limit 1;
```

图 11 全表扫描 5 万行的 slow log

`Rows_examined` 显示扫描了 50000 行。你可能会说，不是很慢呀，11.5 毫秒就返回了，我们线上一般都配置超过 1 秒才算慢查询。但你要记住：**坏查询不一定是慢查询**。我们这个例子里面只有 10 万行记录，数据量大起来的话，执行时间就线性涨上去了。

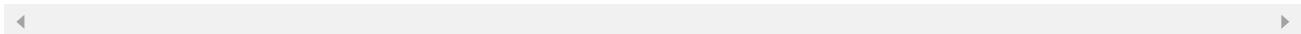
扫描行数多，所以执行慢，这个很好理解。

但是接下来，我们再看一个只扫描一行，但是执行很慢的语句。

如图 12 所示，是这个例子的 slow log。可以看到，执行的语句是

 复制代码

```
1 mysql> select * from t where id=1;
```



虽然扫描行数是 1，但执行时间却长达 800 毫秒。

```
# User@Host: root[root] @ localhost [127.0.0.1]  Id:      5
# Query_time: 0.804400  Lock_time: 0.000205 Rows_sent: 1  Rows_examined: 1
SET timestamp=1544728393;
```

图 12 扫描一行却执行得很慢

是不是有点奇怪呢，这些时间都花在哪里了？

如果我把这个 slow log 的截图再往下拉一点，你可以看到下一个语句，`select * from t where id=1 lock in share mode`，执行时扫描行数也是 1 行，执行时间是 0.2 毫秒。

```
# Query_time: 0.000258  Lock_time: 0.000132  Rows_sent: 1  Rows_examined: 1
SET timestamp=1544728398;
select * from t where id=1 lock in share mode;
```

图 13 加上 lock in share mode 的 slow log

看上去是不是更奇怪了？按理说 lock in share mode 还要加锁，时间应该更长才对啊。

可能有的同学已经有答案了。如果你还没有答案的话，我再给你一个提示信息，图 14 是这两个语句的执行输出结果。

```
mysql> select * from t where id=1;
+---+---+
| id | c   |
+---+---+
| 1  | 1   |
+---+---+
1 row in set (0.81 sec)

mysql> select * from t where id=1 lock in share mode;
+---+---+
| id | c   |
+---+---+
| 1  | 1000001 |
+---+---+
1 row in set (0.00 sec)
```

图 14 两个语句的输出结果

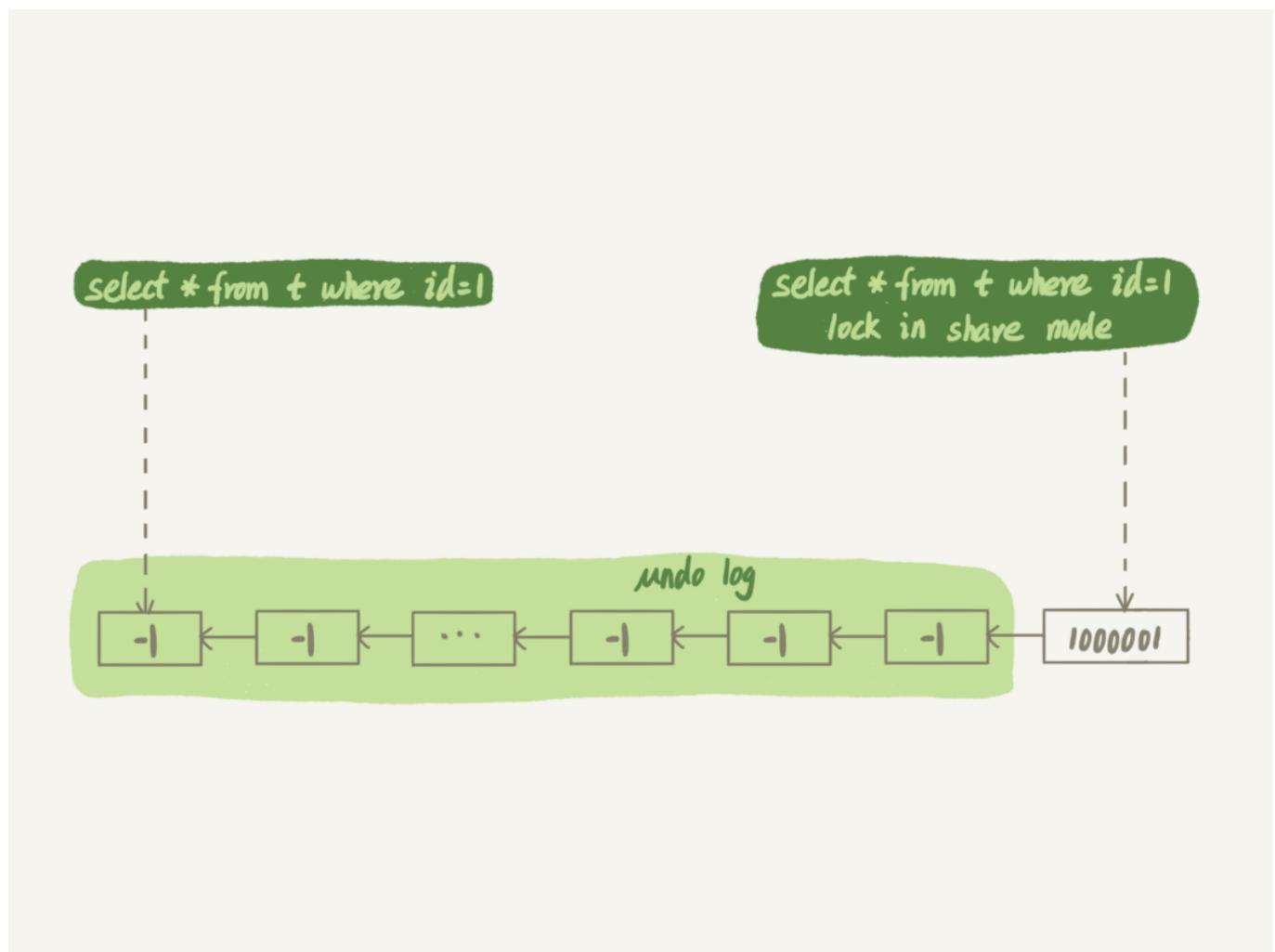
第一个语句的查询结果里 `c=1`，带 lock in share mode 的语句返回的是 `c=1000001`。看到这里应该有更多的同学知道原因了。如果你还是没有头绪的话，也别着急。我先跟你说明一下复现步骤，再分析原因。

session A	session B
start transaction with consistent snapshot;	
	update t set c=c+1 where id=1; //执行100万次
select * from t where id=1;	
select * from t where id=1 lock in share mode;	

图 15 复现步骤

你看到了，session A 先用 start transaction with consistent snapshot 命令启动了一个事务，之后 session B 才开始执行 update 语句。

session B 执行完 100 万次 update 语句后， $id=1$  这一行处于什么状态呢？你可以从图 16 中找到答案。



## 图 16 id=1 的数据状态

session B 更新完 100 万次，生成了 100 万个回滚日志 (undo log)。

带 lock in share mode 的 SQL 语句，是当前读，因此会直接读到 1000001 这个结果，所以速度很快；而 select \* from t where id=1 这个语句，是一致性读，因此需要从 1000001 开始，依次执行 undo log，执行了 100 万次以后，才将 1 这个结果返回。

注意，undo log 里记录的其实是“把 2 改成 1”，“把 3 改成 2”这样的操作逻辑，画成减 1 的目的是方便你看图。

## 小结

今天我给你举了在一个简单的表上，执行“查一行”，可能会出现的被锁住和执行慢的例子。这其中涉及到了表锁、行锁和一致性读的概念。

在实际使用中，碰到的场景会更复杂。但大同小异，你可以按照我在文章中介绍的定位方法，来定位并解决问题。

最后，我给你留一个问题吧。

我们在举例加锁读的时候，用的是这个语句，select \* from t where id=1 lock in share mode。由于 id 上有索引，所以可以直接定位到 id=1 这一行，因此读锁也是只加在了这一行上。

但如果是下面的 SQL 语句，

 复制代码

```
1 begin;
2 select * from t where c=5 for update;
3 commit;
```

这个语句序列是怎么加锁的呢？加的锁又是什么时候释放呢？

你可以把你的观点和验证方法写在留言区里，我会在下一篇文章的末尾给出我的参考答案。感谢你的收听，也欢迎你把这篇文章分享给更多的朋友一起阅读。

## 上期问题时间

在上一篇文章最后，我留给你的问题是，希望你可以分享一下之前碰到过的、与文章中类似的场景。

@封建的风 提到一个有趣的场景，值得一说。我把他的问题重写一下，表结构如下：

 复制代码

```
1 mysql> CREATE TABLE `table_a` (
2     `id` int(11) NOT NULL,
3     `b` varchar(10) DEFAULT NULL,
4     PRIMARY KEY (`id`),
5     KEY `b` (`b`)
6 ) ENGINE=InnoDB;
```

假设现在表里面，有 100 万行数据，其中有 10 万行数据的 b 的值是' 1234567890'，假设现在执行语句是这么写的：

 复制代码

```
1 mysql> select * from table_a where b='1234567890abcd';
```

这时候，MySQL 会怎么执行呢？

最理想的情况是，MySQL 看到字段 b 定义的是 varchar(10)，那肯定返回空呀。可惜，MySQL 并没有这么做。

那要不，就是把' 1234567890abcd' 拿到索引里面去做匹配，肯定也没能够快速判断出索引树 b 上并没有这个值，也很快就能返回空结果。

但实际上，MySQL 也不是这么做的。

这条 SQL 语句的执行很慢，流程是这样的：

1. 在传给引擎执行的时候，做了字符截断。因为引擎里面这个行只定义了长度是 10，所以只截了前 10 个字节，就是'1234567890' 进去做匹配；
2. 这样满足条件的数据有 10 万行；
3. 因为是 select \*，所以要做 10 万次回表；
4. 但是每次回表以后查出整行，到 server 层一判断，b 的值都不是'1234567890abcd'；
5. 返回结果是空。

这个例子，是我们文章内容的一个很好的补充。虽然执行过程中可能经过函数操作，但是最终在拿到结果后，server 层还是要做一轮判断的。

评论区留言点赞板：

@赖阿甘 提到了等号顺序问题，时间上 MySQL 优化器执行过程中，where 条件部分， $a=b$  和  $b=a$  的写法是一样的。

@沙漠里的骆驼 提到了一个常见的问题。相同的模板语句，但是匹配行数不同，语句执行时间相差很大。这种情况，在语句里面有 order by 这样的操作时会更明显。

@Justin 回答了我们正文中的问题，如果 id 的类型是整数，传入的参数类型是字符串的时候，可以用上索引。



# MySQL 实战 45 讲

从原理到实战，丁奇带你搞懂 MySQL

林晓斌

网名丁奇  
前阿里资深技术专家



新版升级：点击「 请朋友读」，10位好友免费读，邀请订阅更有**现金奖励**。

© 版权归极客邦科技所有，未经许可不得传播售卖。页面已增加防盗追踪，如有侵权极客邦将依法追究其法律责任。

上一篇 18 | 为什么这些SQL语句逻辑相同，性能却差异巨大？

下一篇 20 | 幻读是什么，幻读有什么问题？

## 精选留言 (79)

写留言



某、人

2018-12-26

28

最近几张干货越来越多了,很实用,收获不少.先回答今天的问题

版本5.7.13

rc模式下:

session 1:

begin;...

展开 ▼

作者回复: 分析得非常好。

两个模式下，各增加一个session 4 : update t set c=100 where id=10看看哦

基本就全了凸



薛畅

2018-12-26

13

回来老师的问题：

在 Read Committed 隔离级别下，会锁上聚簇索引中的所有记录；

在 Repeatable Read 隔离级别下，会锁上聚簇索引中的所有记录，并且会锁上聚簇索引内的所有 GAP；

在上面两个隔离级别的情况下，如果设置了 innodb\_locks\_unsafe\_for\_binlog 开启 se...

展开 ▾



似水流年

2018-12-28

7

请问老师，为什么select blocking\_pid from sys.schema\_table\_lock\_waits;查不到mdl锁的进程id，显示为空。

展开 ▾



沙漠里的骆...

2018-12-26

7

@高枕

这里有些资料提供给你参考：

1. 何登成的技术博客: 加锁分析 <http://hedengcheng.com/?p=771>

2. 锁的常见种类: <http://www.aneasystone.com/archives/2017/11/solving-dead-locks-two.html>

展开 ▾



蠢蠢欲动的...

2018-12-28

4

老师，您好

我的mysql版本5.7.24，尝试的时候发现了如下问题

锁住了表T

mysql> lock table T write;

Query OK, 0 rows affected (0.00 sec)...

展开 ▾



老杨同志  
2018-12-26

4

愉快的做一下思考题

```
begin;  
select * from t where c=5 for update;  
commit;
```

历史知识的结论是，innodb先锁全表的所有行，返回server层，判断c是否等于5，然后...

展开▼

作者回复: 思路清晰

隔离级别再愉快地改成RR试试😊



尘封  
2018-12-26

4

课后问题：d这一列不存在，但是还是要加MDL锁，释放时间应该是事务提交时。

作者回复: 抱歉，是要写成where c=5，发起堪误了



Tony Du  
2018-12-27

3

对于课后问题，`select * from t where c=5 for update`，

当级别为RR时，因为字段c上没有索引，会扫主键索引，这时会把表中的记录都加上X锁。同时，因为对于innodb来说，当级别为RR时，是可以解决幻读的，此时对于每条记录的间隙还要加上GAP锁。也就是说，表上每一条记录和每一个间隙都锁上了。

当级别为RC时，因为字段c上没有索引，会扫主键索引，这时会把表中的记录都加上X锁...

展开▼



小确幸  
2018-12-26

3

问一下：索引扫描与全表扫描，有什么异同点？

展开▼

作者回复: 一般说全表扫描默认是值“扫描主键索引”



尘封

2018-12-26

3

老师，有没有遇到过select语句一直处于killed状态的情况？

作者回复: 有 😊 这个是在后面的文章中会用到的例子



小李子

2018-12-27

2

老师，为什么session B 执行了 select in share mode，在等行锁的时候，session C 执行

select \* from sys.innodb\_lock\_waits where locked\_table='`test`.`t`' 会报这个错  
[Err] 1356 - View 'sys.innodb\_lock\_waits' references invalid table(s) or column(s) or function(s) or definer/invoker of view lack rights to use them，而超时之后，又可...  
展开 ▾



信信

2018-12-27

2

老师你好，图3上方提到MySQL 5.7 版本修改了 MDL 的加锁策略，不能复现第六章的场景。但我认为只要仍然满足：DML操作加MDL读锁，DDL操作加MDL写锁，并且事务提交才释放锁，那么就可以复现啊。。。所以5.7到底是改了什么导致无法复现的呢？

展开 ▾



某、人

2018-12-26

2

老师我请教一个问题：

flush tables中close table的意思是说的把open\_tables里的表全部关闭掉？下次如果有关于某张表的操作

又把frm file缓存进Open\_table\_definitions,把表名缓存到open\_tables,还是open\_table 只是一个计数？...

展开 ▾

作者回复: Flush tables是会关掉表，然后下次请求重新读表信息的

第一次打开表其实就是open\_table\_definitions，包括读表信息一类的

之后再有查询就是拷贝一个对象，加一个计数这样的



简海青

2019-05-04

1

performance\_schema=ON;

server version: 5.7.25-28 (percona server)

林老师，好想有个群可以快速交流的，但也知道IM信息过多，容易给人困扰



张永志

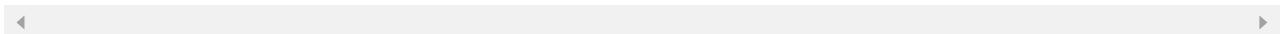
2018-12-27

1

RR隔离级别下，为保证binlog记录顺序，非索引更新会锁住全表记录，且事务结束前不会对不符合条件记录有逐步释放的过程。

展开 ▼

作者回复: 准确



张永志

2018-12-27

1

RC隔离级别下，对非索引字段更新，有个锁全表记录的过程，不符合条件的会及时释放行锁，不必等事务结束时释放；而直接用索引列更新，只会锁索引查找值和行。

展开 ▼



陈旭

2018-12-26

1

老师，最近遇到了一个问题，看您有什么建议。

业务场景是这样的：

- 1.开启事务
- 2.在表a插入一条记录
- 3.在表b更新一条记录...

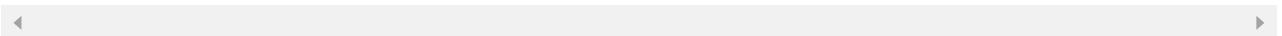
展开▼

作者回复: 这是被别的并发事务又改回去了吗 😞

要么是update的值跟原值相同

要么是update条件没有匹配到行

额, 最好给一下每个语句执行后的affected rows, 还有binlog里的日志内容, 才好分析



**nickyi**

2019-05-05



模拟查询被堵住的情况, 以下是一种场景, 不知道是否合理,

1.

一个线程:

```
begin ;  
select * from t;...
```

展开▼



**简海青**

2019-05-04



另外图4 中的锁等待时, 查询如下SQL 是空的, 并没有找到阻塞的processid ;

```
select blocking_pid from sys.schema_table_lock_waits;
```



**简海青**

2019-05-04



```
mysql> select * from table_a where b='1234567890abcd';
```

实际结果并不会慢; 为什么呢?

```
root@192.168.100.1:3307 [longrun]> show profile for query 100014;
```

```
+-----+-----+
```

Status	Duration
...	

展开▼

