

30 | 答疑文章（二）：用动态的观点看加锁

2019-01-21 林晓斌



在第20和21篇文章中，我和你介绍了InnoDB的间隙锁、**next-key lock**，以及加锁规则。在这两篇文章的评论区，出现了很多高质量的留言。我觉得通过分析这些问题，可以帮助你加深对加锁规则的理解。

所以，我就从中挑选了几个有代表性的问题，构成了今天这篇答疑文章的主题，即：用动态的观点看加锁。

为了方便你理解，我们再一起复习一下加锁规则。这个规则中，包含了两个“原则”、两个“优化”和一个“bug”：

- 原则1：加锁的基本单位是**next-key lock**。希望你还记得，**next-key lock**是前开后闭区间。
- 原则2：查找过程中访问到的对象才会加锁。
- 优化1：索引上的等值查询，给唯一索引加锁的时候，**next-key lock**退化为行锁。
- 优化2：索引上的等值查询，向右遍历且最后一个值不满足等值条件的时候，**next-key lock**退化为间隙锁。
- 一个bug：唯一索引上的范围查询会访问到不满足条件的第一个值为止。

接下来，我们的讨论还是基于下面这个表t：

```
CREATE TABLE `t` (  
  `id` int(11) NOT NULL,  
  `c` int(11) DEFAULT NULL,  
  `d` int(11) DEFAULT NULL,  
  PRIMARY KEY (`id`),  
  KEY `c` (`c`)  
) ENGINE=InnoDB;  
  
insert into t values(0,0,0),(5,5,5),  
(10,10,10),(15,15,15),(20,20,20),(25,25,25);
```

不等号条件里的等值查询

有同学对“等值查询”提出了疑问：等值查询和“遍历”有什么区别？为什么我们文章的例子里面，**where**条件是不等号，这个过程里也有等值查询？

我们一起来看看下这个例子，分析一下这条查询语句的加锁范围：

```
begin;  
select * from t where id>9 and id<12 order by id desc for update;
```

利用上面的加锁规则，我们知道这个语句的加锁范围是主键索引上的 (0,5]、(5,10]和(10, 15)。也就是说，**id=15**这一行，并没有被加上行锁。为什么呢？

我们说加锁单位是**next-key lock**，都是前开后闭区间，但是这里用到了优化2，即索引上的等值查询，向右遍历的时候**id=15**不满足条件，所以**next-key lock**退化为了间隙锁 (10, 15)。

但是，我们的查询语句中**where**条件是大于号和小于号，这里的“等值查询”又是从哪里来的呢？

要知道，加锁动作是发生在语句执行过程中的，所以你在分析加锁行为的时候，要从索引上的数据结构开始。这里，我再把这个过程拆解一下。

如图1所示，是这个表的索引**id**的示意图。



图1 索引id示意图

1. 首先这个查询语句的语义是**order by id desc**，要拿到满足条件的所有行，优化器必须先找到“第一个**id<12**的值”。
2. 这个过程是通过索引树的搜索过程得到的，在引擎内部，其实是要找到**id=12**的这个值，只是最终没找到，但找到了**(10,15)**这个间隙。
3. 然后向左遍历，在遍历过程中，就不是等值查询了，会扫描到**id=5**这一行，所以会加一个 **next-key lock (0,5]**。

也就是说，在执行过程中，通过树搜索的方式定位记录的时候，用的是“等值查询”的方法。

等值查询的过程

与上面这个例子对应的，是@发条橙子同学提出的问题：下面这个语句的加锁范围是什么？

```
begin;  
select id from t where c in(5,20,10) lock in share mode;
```

这条查询语句里用的是**in**，我们先来看这条语句的**explain**结果。

```
mysql> explain select id from t where c in(5,20,10) lock in share mode;
```

id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	SIMPLE	t	NULL	range	c	c	5	NULL	3	100.00	Using where; Using index

图2 in语句的explain结果

可以看到，这条in语句使用了索引c并且rows=3，说明这三个值都是通过B+树搜索定位的。

在查找c=5的时候，先锁住了(0,5]。但是因为c不是唯一索引，为了确认还有没有别的记录c=5，就要向右遍历，找到c=10才确认没有了，这个过程满足优化2，所以加了间隙锁(5,10)。

同样的，执行c=10这个逻辑的时候，加锁的范围是(5,10]和(10,15)；执行c=20这个逻辑的时候，加锁的范围是(15,20]和(20,25)。

通过这个分析，我们可以知道，这条语句在索引c上加的三个记录锁的顺序是：先加c=5的记录锁，再加c=10的记录锁，最后加c=20的记录锁。

你可能会说，这个加锁范围，不就是从(5,25)中去掉c=15的行锁吗？为什么这么麻烦地分段说呢？

因为我要跟你强调这个过程：这些锁是“在执行过程中一个一个加的”，而不是一次性加上去的。

理解了加锁过程之后，我们就可以来分析下面例子中的死锁问题了。

如果同时有另外一个语句，是这么写的：

```
select id from t where c in(5,20,10) order by c desc for update;
```

此时的加锁范围，又是什么呢？

我们现在都知道间隙锁是不互锁的，但是这两条语句都会在索引c上的c=5、10、20这三行记录上加记录锁。

这里你需要注意一下，由于语句里面是order by c desc，这三个记录锁的加锁顺序，是先锁c=20，然后c=10，最后是c=5。

也就是说，这两条语句要加锁相同的资源，但是加锁顺序相反。当这两条语句并发执行的时候，就可能出现死锁。

关于死锁的信息，MySQL只保留了最后一个死锁的现场，但这个现场还是不完备的。

有同学在评论区留言到，希望我能展开一下怎么看死锁。现在，我就来简单分析一下上面这个例子的死锁现场。

怎么看死锁？

图3是在出现死锁后，执行show engine innodb status命令得到的部分输出。这个命令会输出很多信息，有一节LATESTDETECTED DEADLOCK，就是记录的最后一次死锁信息。

```
2019-01-09 19:21:11 0x7feb98d47700
*** (1) TRANSACTION:
TRANSACTION 422127109356256, ACTIVE 0 sec starting index read
mysql tables in use 1, locked 1
LOCK WAIT 4 lock struct(s), heap size 1136, 3 row lock(s)
MySQL thread id 98, OS thread handle 140649857836800, query id 119190 localhost 127.0.0.1 root Sending data
select id from t where c in(5,20,10) lock in share mode
*** (1) WAITING FOR THIS LOCK TO BE GRANTED:
RECORD LOCKS space id 24 page no 4 n bits 80 index c of table `test`.`t` trx id 422127109356256 lock mode S waiting
Record lock, heap no 4 PHYSICAL RECORD: n_fields 2; compact format; info bits 0
 0: len 4; hex 0000000a; asc      ;;
 1: len 4; hex 0000000a; asc      ;;

*** (2) TRANSACTION:
TRANSACTION 1315, ACTIVE 0 sec starting index read
mysql tables in use 1, locked 1
5 lock struct(s), heap size 1136, 7 row lock(s)
MySQL thread id 99, OS thread handle 140649858103040, query id 119189 localhost 127.0.0.1 root Sending data
select id from t where c in(5,20,10) order by c desc for update
*** (2) HOLDS THE LOCK(S):
RECORD LOCKS space id 24 page no 4 n bits 80 index c of table `test`.`t` trx id 1315 lock_mode X
Record lock, heap no 4 PHYSICAL RECORD: n_fields 2; compact format; info bits 0
 0: len 4; hex 0000000a; asc      ;;
 1: len 4; hex 0000000a; asc      ;;

Record lock, heap no 6 PHYSICAL RECORD: n_fields 2; compact format; info bits 0
 0: len 4; hex 00000014; asc      ;;
 1: len 4; hex 00000014; asc      ;;

*** (2) WAITING FOR THIS LOCK TO BE GRANTED:
RECORD LOCKS space id 24 page no 4 n bits 80 index c of table `test`.`t` trx id 1315 lock_mode X waiting
Record lock, heap no 3 PHYSICAL RECORD: n_fields 2; compact format; info bits 0
 0: len 4; hex 00000005; asc      ;;
 1: len 4; hex 00000005; asc      ;;

*** WE ROLL BACK TRANSACTION (1)
```

图3 死锁现场

我们来看看这图中的几个关键信息。

1. 这个结果分成三部分：

- (1) TRANSACTION，是第一个事务的信息；
- (2) TRANSACTION，是第二个事务的信息；
- WE ROLL BACK TRANSACTION (1)，是最终的处理结果，表示回滚了第一个事务。

2. 第一个事务的信息中：

- WAITING FOR THIS LOCK TO BE GRANTED，表示的是这个事务在等待的锁信息；
- index c of table `test`.`t`，说明在等的是表t的索引c上面的锁；
- lock mode S waiting 表示这个语句要自己加一个读锁，当前的状态是等待中；
- Record lock说明这是一个记录锁；
- n_fields 2表示这个记录是两列，也就是字段c和主键字段id；
- 0: len 4; hex 0000000a; asc ;;是第一个字段，也就是c。值是十六进制a，也就是10；
- 1: len 4; hex 0000000a; asc ;;是第二个字段，也就是主键id，值也是10；
- 这两行里面的asc表示的是，接下来要打印出值里面的“可打印字符”，但10不是可打印

字符，因此就显示空格。

- 第一个事务信息就只显示出了等锁的状态，在等待(c=10,id=10)这一行的锁。
- 当然你是知道的，既然出现死锁了，就表示这个事务也占有别的锁，但是没有显示出来。别着急，我们从第二个事务的信息中推导出来。

3. 第二个事务显示的信息要多一些：

- “HOLDS THE LOCK(S)”用来显示这个事务持有哪些锁；
- index c of table `test`.`t` 表示锁是在表t的索引c上；
- hex 0000000a和hex 00000014表示这个事务持有c=10和c=20这两个记录锁；
- WAITING FOR THIS LOCK TO BE GRANTED，表示在等(c=5,id=5)这个记录锁。

从上面这些信息中，我们就知道：

1. “lock in share mode”的这条语句，持有c=5的记录锁，在等c=10的锁；
2. “for update”这个语句，持有c=20和c=10的记录锁，在等c=5的记录锁。

因此导致了死锁。这里，我们可以得到两个结论：

1. 由于锁是一个个加的，要避免死锁，对同一组资源，要按照尽量相同的顺序访问；
2. 在发生死锁的时刻，for update 这条语句占有的资源更多，回滚成本更大，所以InnoDB选择了回滚成本更小的lock in share mode语句，来回滚。

怎么看锁等待？

看完死锁，我们再来看一个锁等待的例子。

在第21篇文章的评论区，@Geek_9ca34e 同学做了一个有趣验证，我把复现步骤列出来：

session A	session B
begin; select * from t where id>10 and id<=15 for update;	
	delete from t where id=10; (Query OK) insert into t values(10,10,10); (blocked)

图4 delete导致间隙变化

可以看到，由于session A并没有锁住c=10这个记录，所以session B删除id=10这一行是可以的。但是之后，session B再想insert id=10这一行回去就不行了。

现在我们一起看一下此时show engine innodb status的结果，看看能不能给我们一些提示。锁信息是在这个命令输出结果的TRANSACTIONS这一节。你可以在文稿中看到这张图片

```
---TRANSACTION 1311, ACTIVE 4 sec inserting
mysql tables in use 1, locked 1
LOCK WAIT 2 lock struct(s), heap size 1136, 1 row lock(s)
MySQL thread id 11, OS thread handle 140504341464832, query id 20700 localhost 127.0.0.1 root update
insert into t values(10,10,10)
----- TRX HAS BEEN WAITING 4 SEC FOR THIS LOCK TO BE GRANTED:
RECORD LOCKS space id 24 page no 3 n bits 80 index PRIMARY of table `test`.`t` trx id 1311 lock_mode X locks gap before rec insert intention waiting
Record lock, heap no 5 PHYSICAL RECORD: n_fields 5; compact format; info bits 0
0: len 4; hex 0000000f; asc ;;
1: len 6; hex 000000000513; asc ;;
2: len 7; hex b0000001250134; asc % 4;;
3: len 4; hex 0000000f; asc ;;
4: len 4; hex 8000000f; asc ;;
```

图 5 锁等待信息

我们来看几个关键信息。

1. index PRIMARY of table `test`.`t`，表示这个语句被锁住是因为表t主键上的某个锁。
2. lock_mode X locks gap before rec insert intention waiting 这里有几个信息：
 - insert intention表示当前线程准备插入一个记录，这是一个插入意向锁。为了便于理解，你可以认为它就是这个插入动作本身。
 - gap before rec 表示这是一个间隙锁，而不是记录锁。
3. 那么这个gap是在哪个记录之前的呢？接下来的0~4这5行的内容就是这个记录的信息。
4. n_fields 5也表示了，这一个记录有5列：
 - 0: len 4; hex 0000000f; asc ;;第一列是主键id字段，十六进制f就是id=15。所以，这时我们就知道了，这个间隙就是id=15之前的，因为id=10已经不存在了，它表示的就是(5,15)。
 - 1: len 6; hex 000000000513; asc ;;第二列是长度为6字节的事务id，表示最后修改这一行的是trx id为1299的事务。
 - 2: len 7; hex b0000001250134; asc % 4;; 第三列长度为7字节的回滚段信息。可以看到，这里的acs后面有显示内容(%和4)，这是因为刚好这个字节是可打印字符。
 - 后面两列是c和d的值，都是15。

因此，我们就知道了，由于delete操作把id=10这一行删掉了，原来的两个间隙(5,10)、(10,15)变成了一个(5,15)。

说到这里，你可以联合起来再思考一下这两个现象之间的关联：

1. session A执行完select语句后，什么都没做，但它加锁的范围突然“变大”了；
2. 第21篇文章的课后思考题，当我们执行select * from t where c>=15 and c<=20 order by c desc lock in share mode; 向左扫描到c=10的时候，要把(5, 10]锁起来。

也就是说，所谓“间隙”，其实根本就是从“这个间隙右边的那个记录”定义的。

update的例子

看过了insert和delete的加锁例子，我们再来看一个update语句的案例。在留言区中@信信 同学做了这个试验：

session A	session B
begin; select c from t where c >5 lock in share mode;	
	update t set c = 1 where c = 5; (Query OK) update t set c = 5 where c = 1; (blocked)

图 6 update 的例子

你可以自己分析一下，session A的加锁范围是索引c上的 (5,10]、(10,15]、(15,20]、(20,25]和(25,supremum]。

注意：根据c>5查到的第一个记录是c=10，因此不会加(0,5]这个next-key lock。

之后session B的第一个update语句，要把c=5改成c=1，你可以理解为两步：

1. 插入(c=1, id=5)这个记录；
2. 删除(c=5, id=5)这个记录。

按照我们上一节说的，索引c上(5,10)间隙是由这个间隙右边的记录，也就是c=10定义的。所以通过这个操作，session A的加锁范围变成了图7所示的样子：

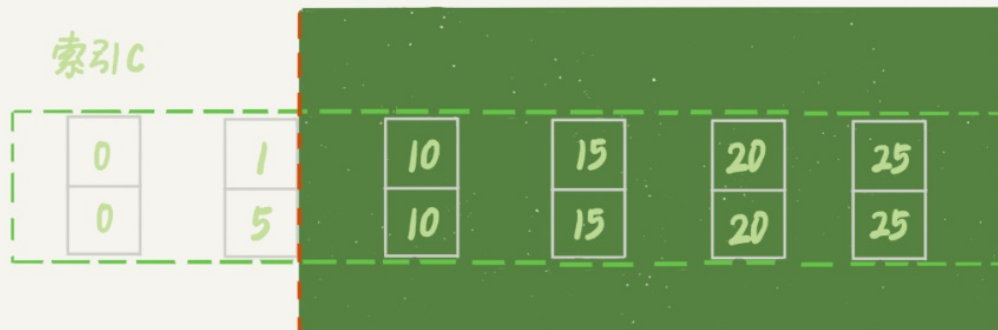


图 7 session B修改后， session A的加锁范围

好，接下来session B要执行 `update t set c = 5 where c = 1`这个语句了，一样地可以拆成两步：

1. 插入(c=5, id=5)这个记录；
2. 删除(c=1, id=5)这个记录。

第一步试图在已经加了间隙锁的(1,10)中插入数据，所以就被堵住了。

小结

今天这篇文章，我用前面[第20](#)和[第21篇](#)文章评论区的几个问题，再次跟你复习了加锁规则。并且，我和你重点说明了，分析加锁范围时，一定要配合语句执行逻辑来进行。

在我看来，每个想认真了解MySQL原理的同学，应该都要能够做到：通过explain的结果，就能够脑补出一个SQL语句的执行流程。达到这样的程度，才算是对索引组织表、索引、锁的概念有了比较清晰的认识。你同样也可以用这个方法，来验证自己对这些知识点的掌握程度。

在分析这些加锁规则的过程中，我也顺便跟你介绍了怎么看show engine innodb status输出结果中的事务信息和死锁信息，希望这些内容对你以后分析现场能有所帮助。

老规矩，即便是答疑文章，我也还是要留一个课后问题给你的。

上面我们提到一个很重要的点：所谓“间隙”，其实根本就是从“这个间隙右边的那个记录”定义的。

那么，一个空表有间隙吗？这个间隙是由谁定义的？你怎么验证这个结论呢？

你可以把你关于分析和验证方法写在留言区，我会在下一篇文章的末尾和你讨论这个问题。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

我在上一篇文章最后留给的问题，是分享一下你关于业务监控的处理经验。

在这篇文章的评论区，很多同学都分享了不错的经验。这里，我就选择几个比较典型的留言，和你分享吧：

- @老杨同志 回答得很详细。他的主要思路就是关于服务状态和服务质量的监控。其中，服务状态的监控，一般都可以用外部系统来实现；而服务的质量的监控，就要通过接口的响应时间来统计。
- @Ryoma 同学，提到服务中使用了healthCheck来检测，其实跟我们文中提到的select 1的模式类似。
- @强哥 同学，按照监控的对象，将监控分成了基础监控、服务监控和业务监控，并分享了每种监控需要关注的对象。

这些都是很好的经验，你也可以根据具体的业务场景借鉴适合自己的方案。



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。



令狐少侠

👍 2

有个问题想确认下，在死锁日志里，`lock_mode X waiting`是间隙锁+行锁，`lock_mode X locks rec but not gap`这种加`but not gap`才是行锁？

老师你后面能说下`group by`的原理吗，我看目录里面没有

2019-01-22

| 作者回复

对，好问题

`lock_mode X waiting`表示`next-key lock`；

`lock_mode X locks rec but not gap`是只有行锁；

还有一种“`locks gap before rec`”，就是只有间隙锁；

2019-01-23



Ryoma

👍 2

删除数据，导致锁扩大的描述：“因此，我们就知道了，由于 `delete` 操作把 `id=10` 这一行删掉了，原来的两个间隙 `(5,10)`、`(10,15)` 变成了一个 `(5,15)`。”

我觉得这个提到的`(5, 10)` 和 `(10, 15)`两个间隙会让人有点误解，实际上在删除之前间隙锁只有一个`(10, 15)`，删除了数据之后，导致间隙锁左侧扩张成了5，间隙锁成为了`(5, 15)`。

2019-01-22

| 作者回复

嗯 所以我这里特别小心地没有写“锁”这个字。

间隙 `(5,10)`、`(10,15)` 是客观存在的。

你提得也很对，“锁”是执行过程中才加的，是一个动态的概念。

这个问题也能够让大家更了解我们标题的意思，置顶了哈 ☺

2019-01-22



☺

👍 1

老师好：

`select * from t where c >= 15 and c <= 20 order by c desc for update;`

为什么这种`c=20`就是用来查数据的就不是向右遍历

`select * from t where c >= 15 and c <= 20` 这种就是向右遍历

怎么去判断合适是查找数据，何时又是遍历呢，是因为第一个有`order by desc`，然后反向向左遍历了吗？所以只需要`[20,25)`来判断已经是最后一个20就可以了是吧

2019-01-22

| 作者回复

索引搜索就是“找到第一个值，然后向左或向右遍历”，

`order by desc` 就是要用最大的值来找第一个；

order by就是要用做小的值来找第一个;

“所以只需要[20,25)来判断已经是最后一个20就可以了是吧”,

你描述的意思是对的,但是在MySQL里面不建议写这样的前闭后开区间哈,容易造成误解。

可以描述为:

“取第一个id=20后,向右遍历(25,25)这个间隙”^_^

2019-01-22



老杨同志

👍 1

先说结论: 空表锁 (-supernum, supernum],老师提到过mysql的正无穷是supernum,在没有数据的情况下, next-key lock 应该是supernum前面的间隙加 supernum的行锁。但是前开后闭的区间,前面的值是什么我也不知道,就写了一个-supernum。

稍微验证一下

session 1)

begin;

select * from t where id>9 for update;

session 2)

begin;

insert into t values(0,0,0),(5,5,5);

(block)

2019-01-21

作者回复

赞

show engine innodb status 有惊喜👀

2019-01-21



Long

👍 0

感觉这篇文章以及前面加锁的文章,提升了自己的认知。还有,谢谢老师讲解了日志的对应细节.....还愿了

2019-01-28

作者回复

👍👍

2019-01-28



滔滔

👍 0

老师,有个疑问, select * from t where c>=15 and c<=20 order by c desc lock in share mode; 向左扫描到 c=10 的时候,为什么要把 (5, 10] 锁起来? 不锁也不会出现幻读或者逻辑上的不一致吧👀

2019-01-23

作者回复

会加锁, insert into t values (6,6,6) 被堵住了

2019-01-23

尘封

0

老师，咨询个问题，本来想在后面分区表的文章问，发现大纲里没有分区表这一讲。

1, **timestamp**类型为什么不支持分区？

2, 前面的文章讲过分区不要太多，这个多了会怎么样？比如一个表一千多个分区

谢谢

2019-01-23

作者回复

会讲的哈~

新春快乐~

2019-02-04



长杰

0

老师，还是**select * from t where c>=15 and c<=20 order by c desc in share mode**与**select * from t where id>10 and id<=15 for update**的问题，为何**select * from t where id>10 and id<=15 for update**不能解释为：根据**id=15**来查数据，加锁**(15, 20]**的时候，可以使用优化2，

这个等值查询是根据什么规则来定的？如果**select * from t where id>10 and id<=15 for update**加上**order by id desc**是否可以按照**id=15**等值查询，利用优化2？多谢指教。

2019-01-22

作者回复

1. 代码实现上，传入的就是**id>10**里面的这个**10**

2. 可以的，不过因为**id**是主键，而且**id=15**这一行存在，我觉得用优化1解释更好哦

2019-01-23



堕落天使

0

老师，您好：

我执行“**explain select id from t where c in(5,20,10) lock in share mode;**”时，显示的**rows**对应的值是**4**。为什么啊？

我的mysql版本是：5.7.23-0ubuntu0.16.04.1，具体sql语句如下：

```
mysql> select * from t;
```

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

```
| id | c | d |
```

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

```
| 0 | 0 | 0 |
```

```
| 5 | 5 | 5 |
```

```
| 10 | 10 | 10 |
```

```
| 15 | 15 | 15 |
```

```
| 20 | 20 | 20 |
```

```
| 25 | 25 | 25 |
```

```
| 30 | 10 | 30 |
```

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

```
7 rows in set (0.00 sec)
```

```
mysql> explain select id from t where c in(5,20,10) lock in share mode;
```

```

+---+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
-----+
| id | select_type | table | partitions | type | possible_keys | key | key_len | ref | rows | filtered |
Extra |
+---+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
-----+
| 1 | SIMPLE | t | NULL | range | c | c | 5 | NULL | 4 | 100.00 | Using where; Using index |
+---+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
-----+

1 row in set, 1 warning (0.00 sec)

```

2019-01-22

作者回复

你这个例子里面有两行c=10

2019-01-23



Ivan

0

Jan 17 23:52:27 prod-mysql-01 kernel: [pid] uid tgid total_vm rss cpu oom_adj oom_score_adj name

Jan 17 23:52:27 prod-mysql-01 kernel: [125254] 0 125254 27087 5 0 0 0 mysqld_safe

Jan 17 23:52:27 prod-mysql-01 kernel: [126004] 498 126004 24974389 22439356 5 0 0 mysqld

Jan 17 23:52:27 prod-mysql-01 kernel: [5733] 0 5733 7606586 6077037 7 0 0 mysql

-----系统日志-----

老师你好，请教一个问题，我在mysql服务器上本地登录，执行了一个SQL（select b.id,b.status from rb_bak b where id not in (select id from rb);该语句问了找不同数据，rb和rb_bak数据量均为500万左右），SQL很慢，30分钟也没结果；

在SQL语句执行期间，发生了OOM，mysql服务被kill。查看系统日志发现mysqld占用内存基本没有变，但是本机连接mysql的客户端进程（5733）却占用了内存近20G，这很让人费解，SQL没有执行完，客户端怎么会占用这么多内存？

用其他SQL查询查询不同数据，也就十几条数据，更不可能占用这么多内存呀。还请老师帮忙分析一下，谢谢。

2019-01-22

作者回复

好问题，第33篇会说到哈

你可以在mysql客户端参数增加--quick再试试

2019-01-23



PengfeiWang

0

老师，您好：

对文中以下语句感到有困惑：

我们说加锁单位是next-key lock，都是前开后闭区，但是这里用到了优化2，即索引上的等值查询，向右遍历的时候id=15不满足条件，所以next-key lock退化为了间隙锁(10, 15)。

SQL语句中条件中使用的是id字段（唯一索引），那么根据加锁规则这里不应该用的是优化2，

而是优化 1，因为优化1中明确指出给唯一索引加锁，从而优化 2的字面意思来理解，它适用于普通索引。不知道是不是我理解的不到位？

2019-01-22

作者回复

主要是这里这一行不存在。。

如果能够明确找到一行锁住的话，使用优化1就更准确些

2019-01-23



Justin

0

想咨询一下 普通索引 如果索引中包括的元素都相同 在索引中顺序是怎么排解的呢 是按主键排列的吗 比如(name ,age) 索引 name age都一样 那索引中会按照主键排序吗？

2019-01-22

作者回复

会的

2019-01-23



ServerCoder

0

林老师我有个问题想请教一下，描述如下，望给予指点，先谢谢了！

环境：虚拟机，CPU 4核，内存8G，系统CentOS7.4，MySQL版本5.6.40

数据库配置：

`bulk_insert_buffer_size = 256M`

`sql_mode=NO_ENGINE_SUBSTITUTION,STRICT_TRANS_TABLES`

`secure_file_priv=""`

`default-storage-engine=MYISAM`

测试场景修改过的参数(以下这些参数得调整对加载效率没有实质的提升)：

`myisam_repair_threads=3`

`myisam_sort_buffer_size=256M`

`net_buffer_length=1M`

`myisam_use_mmap=ON`

`key_buffer_size=256M`

测试场景：测试程序多线程，通过客户端API，执行load data infile语句加载数据文件

三个线程，三个文件(每个文件100万条数据、150MB)，三张表(表结构相同，字段类型均为整形，没有定义主键，有一个字段加了非唯一索引)，一一对应进行数据加载，数据库没有使用多核，而是把一个核心的利用率均分给了三个线程。

单个线程加载一个文件大约耗时3秒

单线程加载三个文件到三张表大约耗时9秒

三个线程分别加载三个文件到三张表，则每个线程均耗时大约9秒。从这个效果看，单线程顺序加载和三线程并发加载耗时相同，没有提升效果。

三线程加载过程中查看processlist发现时间主要耗费在了网络读取上。

问题：为啥这种场景下MySQL不利用多核？这种并行加载的情况要如何才能让其利用多核，提

升加载速度

2019-01-22

作者回复

可以用到多核呀，你是怎么得到“时间主要耗费在了网络读取上。”这个结论的？

另外，把这三个文件先拷贝到数据库本地，然后本地执行load看看什么效果？

2019-01-23



慕塔

0

是这样的 假设只有一主一从 1)是集群只有一个sysbench实例，产生的数据流通过中间件，主机分全部写，和30%的读，另外70%的读全部分给从机。2)有两个sysbench，一个读写加压到主机，另一个只有加压到从机。主从复制之间通过binlog。问题在1)的QPS累加与2)QPS累加意义一样吗 1)的一条事务有读写，而2)的情况，主机与1)一样，从机的读事务与主机里的读不一样吧

2019-01-22

作者回复

我觉得这两个对比不太公平^_^

1) 的测试可能会出现中间件瓶颈，

a)网络环节中间增加了一跳；

b) 如果是小查询，可能proxy先打到瓶颈

2)的测试结论一般会比1)好些

但是有这个架构，你肯定是从中间件访问数据库的，所以应该以1的测试结果为准

2019-01-23



Jason_鹏

0

最后一个update的例子，为没有加（0，5）的间隙呢？我理解应该是先拿c=5去b+树搜索，按照间隙最右原则，应该会加（0，5]的间隙，然后c=5不满足大于5条件，根据优化2原则退化成（0，5）的间隙索，我是这样理解的

2019-01-22

作者回复

根据c>5查到的第一个记录是c=10，因此不会加(0,5]这个next-key lock。

你提醒得对，我应该多说明这句， 我加到文稿中啦

2019-01-22



长杰

0

老师，之前讲这个例子时，`select * from t where c>=15 and c<=20 order by c desc in share mode;`

最右边加的是 (20, 25)的间隙锁，

而这个例子`select * from t where id>10 and id<=15 for update`中，最右边加的是(15,20]的next-k

ey锁,

这两个查询为何最后边一个加的gap锁, 一个加的next-key锁, 他们都是<=的等值范围查询, 区别在哪里?

2019-01-22

作者回复

```
select * from t where c>=15 and c<=20 order by c desc in share mode;
```

这个语句是根据 c=20 来查数据的, 所以加锁(20,25]的时候, 可以使用优化2;

```
select * from t where id>10 and id<=15 for update;
```

这里的id=20, 是用“向右遍历”的方式得到的, 没有优化, 按照“以next-key lock”为加锁单位来执行

2019-01-22



库淘淘

0

对于问题 我理解是这样

session 1:

```
delete from t;
```

```
begin; select * from t for update;
```

session 2:

```
insert into t values(1,1,1);发生等待
```

```
show engine innodb status\G;
```

.....

----- TRX HAS BEEN WAITING 5 SEC FOR THIS LOCK TO BE GRANTED:

RECORD LOCKS space id 75 page no 3 n bits 72 index PRIMARY of table `test`.`t` trx id 75209
0 lock_mode X insert intention waiting

Record lock, heap no 1 PHYSICAL RECORD: n_fields 1; compact format; info bits 0

0: len 8; hex 737570726556d756d; asc supremum;;

其中申请插入意向锁与间隙锁 冲突, supremum这个能否理解为 间隙右边的那个记录

2019-01-21

作者回复

发现了

2019-01-22



慕塔

0

大佬 请教下一主多从集群性能测试性能计算问题 如果使用基准测试工具sysbench。数据流有两种

1)

sysbench---mycat---mysql主机(读写) TPS QPS1

||binlog

mysql从机(只读)QPS2

那性能指标 TPS QPS=QPS1+QPS2

2)

sysbench---mysql主机(读写) TPS QPS1

| binlog

sysbench---mysql从机(只读)TPS QPS2

集群性能指标TPS QPS=QPS1+QPS2

这两种哪种严谨些啊？mycat的损失忽略。

生产中的集群性能怎么算的呢？？？(还是学生 谢谢！)

2019-01-21

作者回复

TPS就看主库的写入

QPS就看所有从库的读能力加和

不过没看懂你问题中1) 和2) 的区别

2019-01-22



HuaMax

0

删除导致锁范围扩大那个例子， $id > 10$ and $id \leq 15$ ，锁范围为什么没有10呢？不是应该 $(5, 10]$ 吗？

2019-01-21

作者回复

不是的，要找 $id > 10$ 的，并没有命中 $id = 10$ 哦，你可以理解成就是查到了 $(10, 15)$ 这个间隙

2019-01-21



llx

0

回复@往事随风，顺其自然

前面有解释为什么，这篇文章有更详细的解释。Gap lock 由右值指定的，由于 c 不是唯一键，需要到10，遍历到10的时候，就把 5-10 锁了

2019-01-21

作者回复

[]

2019-01-21