

10讲MySQL为什么有时候会选错索引



00:00

17:28

前面我们介绍过索引，你已经知道了在MySQL中一张表其实是可以支持多个索引的。但是，你写SQL语句的时候，并没有主动指定使用哪个索引。也就是说，使用哪个索引是由MySQL来确定的。

不知道你有没有碰到过这种情况，一条本来可以执行得很快的语句，却由于MySQL选错了索引，而导致执行速度变得很慢？

我们一起来看一个例子吧。

我们先建一个简单的表，表里有a、b两个字段，并分别建上索引：

```
CREATE TABLE `t` (  
  `id` int(11) NOT NULL,  
  `a` int(11) DEFAULT NULL,  
  `b` int(11) DEFAULT NULL,  
  PRIMARY KEY (`id`),  
  KEY `a` (`a`),
```

```
KEY `b` (`b`)
) ENGINE=InnoDB;
```

然后，我们往表t中插入10万行记录，取值按整数递增，即：(1,1,1)，(2,2,2)，(3,3,3) 直到 (100000,100000,100000)。

我是用存储过程来插入数据的，这里我贴出来方便你复现：

```
delimiter ;;
create procedure idata()
begin
  declare i int;
  set i=1;
  while(i<=100000)do
    insert into t values(i, i, i);
    set i=i+1;
  end while;
end;;
delimiter ;
call idata();
```

接下来，我们分析一条SQL语句：

```
mysql> select * from t where a between 10000 and 20000;
```

你一定会说，这个语句还用分析吗，很简单呀，a上有索引，肯定是要使用索引a的。

你说得没错，图1显示的就是使用explain命令看到的这条语句的执行情况。

```
mysql> explain select * from t where a between 10000 and 20000;
```

id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	SIMPLE	t	NULL	range	a	a	5	NULL	10001	100.00	Using index condition

图1 使用explain命令查看语句执行情况

从图1看上去，这条查询语句的执行也确实符合预期，key这个字段值是'a'，表示优化器选择了索引a。

不过别急，这个案例不会这么简单。在我们已经准备好的包含了10万行数据的表上，我们再做如下操作。

session A	session B
start transaction with consistent snapshot;	
	delete from t; call idata();
	explain select * from t where a between 10000 and 20000;
commit;	

图2 session A和session B的执行流程

这里，session A的操作你已经很熟悉了，它就是开启了一个事务。随后，session B把数据都删除后，又调用了 idata这个存储过程，插入了10万行数据。

这时候，session B的查询语句select * from t where a between 10000 and 20000就不会再选择索引a了。我们可以通过慢查询日志（slow log）来查看一下具体的执行情况。

为了说明优化器选择的结果是否正确，我增加了一个对照，即：使用force index(a)来让优化器强制使用索引a（这部分内容，我还会在这篇文章的后半部分中提到）。

下面的三条SQL语句，就是这个实验过程。

```
set long_query_time=0;
select * from t where a between 10000 and 20000; /*Q1*/
select * from t force index(a) where a between 10000 and 20000; /*Q2*/
```

- 第一句，是将慢查询日志的阈值设置为0，表示这个线程接下来的语句都会被记录入慢查

询日志中；

- 第二句，Q1是session B原来的查询；
- 第三句，Q2是加了force index(a)来和session B原来的查询语句执行情况对比。

如图3所示是这三条SQL语句执行完成后的慢查询日志。

```
# Time: 2018-12-03T10:26:35.711526Z
# User@Host: root[root] @ localhost [127.0.0.1] Id: 4
# Query_time: 0.040877 Lock_time: 0.000151 Rows_sent: 10001 Rows_examined: 100000
SET timestamp=1543832795;
select * from t where a between 10000 and 20000;

# Time: 2018-12-03T10:26:11.028703Z
# User@Host: root[root] @ localhost [127.0.0.1] Id: 4
# Query_time: 0.021076 Lock_time: 0.000163 Rows_sent: 10001 Rows_examined: 10001
SET timestamp=1543832771;
select * from t force index(a) where a between 10000 and 20000;
```

图3 slow log结果

可以看到，Q1扫描了10万行，显然是走了全表扫描，执行时间是40毫秒。Q2扫描了10001行，执行了21毫秒。也就是说，我们在没有使用force index的时候，MySQL用错了索引，导致了更长的执行时间。

这个例子对应的是我们平常不断地删除历史数据和新增数据的场景。这时，MySQL竟然会选错索引，是不是有点奇怪呢？今天，我们就从这个奇怪的结果说起吧。

优化器的逻辑

在第一篇文章中，我们就提到过，选择索引是优化器的工作。

而优化器选择索引的目的，是找到一个最优的执行方案，并用最小的代价去执行语句。在数据库里面，扫描行数是影响执行代价的因素之一。扫描的行数越少，意味着访问磁盘数据的次数越少，消耗的CPU资源越少。

当然，扫描行数并不是唯一的判断标准，优化器还会结合是否使用临时表、是否排序等因素进行综合判断。

我们这个简单的查询语句并没有涉及到临时表和排序，所以MySQL选错索引肯定是在判断扫描行数的时候出问题了。

那么，问题就是：**扫描行数是怎么判断的？**

MySQL在真正开始执行语句之前，并不能精确地知道满足这个条件的记录有多少条，而只能根据统计信息来估算记录数。

这个统计信息就是索引的“区分度”。显然，一个索引上不同的值越多，这个索引的区分度就越好。而一个索引上不同的值的个数，我们称之为“基数”（cardinality）。也就是说，这个基数越大，索引的区分度越好。

我们可以使用show index方法，看到一个索引的基数。如图4所示，就是表t的show index的结果。虽然这个表的每一行的三个字段值都是一样的，但是在统计信息中，这三个索引的基数值并不同，而且其实都不准确。

```
mysql> show index from t;
```

Table	Non_unique	Key_name	Seq_in_index	Column_name	Collation	Cardinality	Sub_part	Packed	Null	Index_type	Comment	Index_comment
t	0	PRIMARY	1	id	A	100256	NULL	NULL		BTREE		
t	1	a	1	a	A	98190	NULL	NULL	YES	BTREE		
t	1	b	1	b	A	100256	NULL	NULL	YES	BTREE		

图4 表t的show index 结果

那么，MySQL是怎样得到索引的基数的呢？这里，我给你简单介绍一下MySQL采样统计的方法。

为什么要采样统计呢？因为把整张表取出来一行行统计，虽然可以得到精确的结果，但是代价太高了，所以只能选择“采样统计”。

采样统计的时候，InnoDB默认会选择N个数据页，统计这些页面上的不同值，得到一个平均值，然后乘以这个索引的页面数，就得到了这个索引的基数。

而数据表是会持续更新的，索引统计信息也不会固定不变。所以，当变更的数据行数超过1/M的时候，会自动触发重新做一次索引统计。

在MySQL中，有两种存储索引统计的方式，可以通过设置参数innodb_stats_persistent的值来选择：

- 设置为on的时候，表示统计信息会持久化存储。这时，默认的N是20，M是10。
- 设置为off的时候，表示统计信息只存储在内存中。这时，默认的N是8，M是16。

由于是采样统计，所以不管N是20还是8，这个基数都是很容易不准的。

但，这还不是全部。

你可以从图4中看到，这次的索引统计值（cardinality列）虽然不够精确，但大体上还是差不多的，选错索引一定还有别的原因。

其实索引统计只是一个输入，对于一个具体的语句来说，优化器还要判断，执行这个语句本身要扫描多少行。

接下来，我们再一起看看优化器预估的，这两个语句的扫描行数是多少。

```
mysql> explain select * from t where a between 10000 and 20000;
```

id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	SIMPLE	t	NULL	ALL	a	NULL	NULL	NULL	104620	35.48	Using where

```
1 row in set, 1 warning (0.00 sec)
```

```
mysql> explain select * from t force index(a) where a between 10000 and 20000;
```

id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	SIMPLE	t	NULL	range	a	a	5	NULL	37116	100.00	Using index condition

```
1 row in set, 1 warning (0.00 sec)
```

图5 意外的explain结果

rows这个字段表示的是预计扫描行数。

其中，Q1的结果还是符合预期的，rows的值是104620；但是Q2的rows值是37116，偏差就大了。而图1中我们用explain命令看到的rows是只有10001行，是这个偏差误导了优化器的判断。

到这里，可能你的第一个疑问不是为什么不准，而是优化器为什么放着扫描37000行的执行计划不用，却选择了扫描行数是100000的执行计划呢？

这是因为，如果使用索引a，每次从索引a上拿到一个值，都要回到主键索引上查出整行数据，这个代价优化器也要算进去的。

而如果选择扫描10万行，是直接在主键索引上扫描的，没有额外的代价。

优化器会估算这两个选择的代价，从结果看来，优化器认为直接扫描主键索引更快。当然，从执行时间看来，这个选择并不是最优的。

使用普通索引需要把回表的代价算进去，在图1执行explain的时候，也考虑了这个策略的代价，但图1的选择是对的。也就是说，这个策略并没有问题。

所以冤有头债有主，MySQL选错索引，这件事儿还得归咎到没能准确地判断出扫描行数。

至于为什么会得到错误的扫描行数，这个原因就作为课后问题，留给你去分析了。

既然是统计信息不对，那就修正。analyze table t 命令，可以用来重新统计索引信息。我们来看一下执行效果。

```
mysql> analyze table t;
+-----+-----+-----+-----+
| Table | Op      | Msg_type | Msg_text |
+-----+-----+-----+-----+
| test.t | analyze | status   | OK       |
+-----+-----+-----+-----+
1 row in set (0.01 sec)

mysql> explain select * from t where a between 10000 and 20000;
+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
| id | select_type | table | partitions | type | possible_keys | key | key_len | ref | rows | filtered | Extra |
+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
| 1 | SIMPLE      | t     | NULL       | range | a              | a   | 5       | NULL | 10001 | 100.00 | Using index condition |
+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
1 row in set, 1 warning (0.00 sec)
```

图6 执行analyze table t 命令恢复的explain结果

这回对了。

所以在实践中，如果你发现explain的结果预估的rows值跟实际情况差距比较大，可以采用这个方法来处理。

其实，如果只是索引统计不准确，通过analyze命令可以解决很多问题，但是前面我们说了，优化器可不止是看扫描行数。

依然是基于这个表t，我们看看另外一个语句：

```
mysql> select * from t where (a between 1 and 1000) and (b between 50000 and 100000);
```

从条件上看，这个查询没有符合条件的记录，因此会返回空集合。

在开始执行这条语句之前，你可以先设想一下，如果你来选择索引，会选择哪一个呢？

为了便于分析，我们先来看一下a、b这两个索引的结构图。

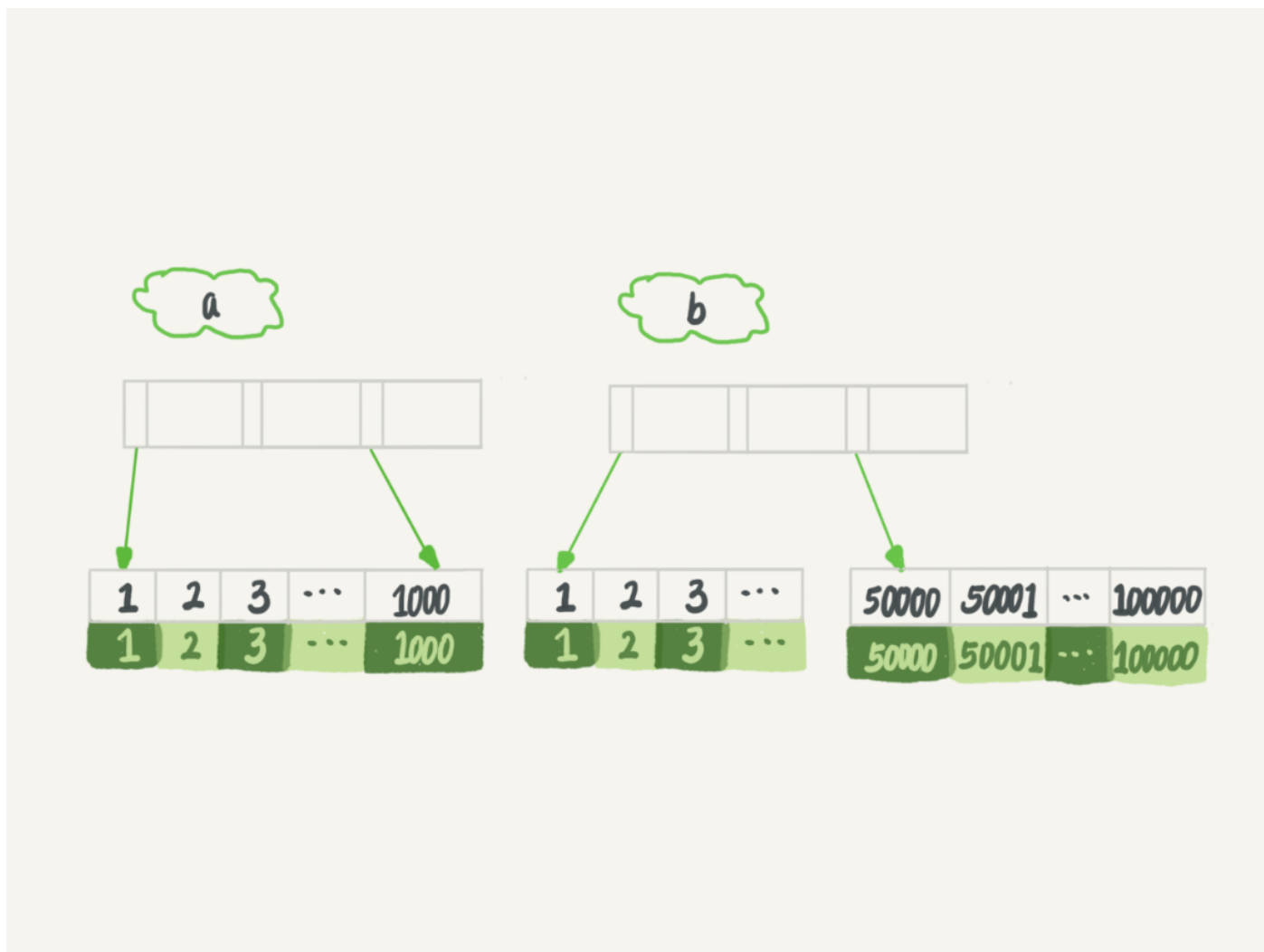


图7 a、b索引的结构图

如果使用索引a进行查询，那么就是扫描索引a的前1000个值，然后取到对应的id，再到主键索引上去查出每一行，然后根据字段b来过滤。显然这样需要扫描1000行。

如果使用索引b进行查询，那么就是扫描索引b的最后50001个值，与上面的执行过程相同，也是需要回到主键索引上取值再判断，所以需要扫描50001行。

所以你一定回想，如果使用索引a的话，执行速度明显会快很多。那么，下面我们就来看看到底是不是这么一回事儿。

图8是执行explain的结果。

```
mysql> explain select * from t where (a between 1 and 1000) and (b between 50000 ;
```



```
mysql> explain select * from t where (a between 1 and 1000) and (b between 50000 and 100000) order by b limit 1;
+----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
| id | select_type | table | partitions | type | possible_keys | key | key_len | ref | rows | filtered | Extra |
+----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
| 1 | SIMPLE | t | NULL | range | a,b | b | 5 | NULL | 50198 | 1.00 | Using index condition; Using where |
```

图8 使用explain方法查看执行计划 2

可以看到，返回结果中key字段显示，这次优化器选择了索引b，而rows字段显示需要扫描的行数是50198。

从这个结果中，你可以得到两个结论：

1. 扫描行数的估计值依然不准确；
2. 这个例子里MySQL又选错了索引。

索引选择异常和处理

其实大多数时候优化器都能找到正确的索引，但偶尔你还是会碰到我们上面举例的这两种情况：原本可以执行得很快的SQL语句，执行速度却比你预期的慢很多，你应该怎么办呢？

一种方法是，像我们第一个例子一样，采用**force index**强行选择一个索引。MySQL会根据词法解析的结果分析出可能可以使用的索引作为候选项，然后在候选列表中依次判断每个索引需要扫描多少行。如果force index指定的索引在候选索引列表中，就直接选择这个索引，不再评估其他索引的执行代价。

我们来看看第二个例子。刚开始分析时，我们认为选择索引a会更好。现在，我们就来看看执行效果：

```
mysql> select * from t where a between 1 and 1000 and b between 50000 and 100000 order by b limit 1;
Empty set (2.23 sec)

mysql> select * from t force index(a) where a between 1 and 1000 and b between 50000 and 100000 order by b limit 1;
Empty set (0.05 sec)
```

图9 使用不同索引的语句执行耗时

可以看到，原本语句需要执行2.23秒，而当你使用force index(a)的时候，只用了0.05秒，比优化器的选择快了40多倍。

也就是说，优化器没有选择正确的索引，force index起到了“矫正”的作用。

不过很多程序员不喜欢使用force index，一来这么写不优美，二来如果索引改了名字，这

个语句也得改，显得很麻烦。而且如果以后迁移到别的数据库的话，这个语法还可能会不兼容。

但其实使用force index最主要的问题还是变更的及时性。因为选错索引的情况还是比较少出现的，所以开发的时候通常不会先写上force index。而是等到线上出现问题的时候，你才会再去修改SQL语句、加上force index。但是修改之后还要测试和发布，对于生产系统来说，这个过程不够敏捷。

所以，数据库的问题最好还是在数据库内部来解决。那么，在数据库里面该怎样解决呢？

既然优化器放弃了使用索引a，说明a还不够合适，所以**第二种方法就是，我们可以考虑修改语句，引导MySQL使用我们期望的索引**。比如，在这个例子中，显然把“order by b limit 1”改成“order by b,a limit 1”，语义的逻辑是相同的。

我们来看看改之后的效果：

```
mysql> explain select * from t where a between 1 and 1000 and b between 50000 and 100000 order by b,a limit 1;
```

id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	SIMPLE	t	NULL	range	a,b	a	5	NULL	1000	50.00	Using index condition; Using where; Using filesort

1 row in set, 1 warning (0.00 sec)

图10 order by b,a limit 1 执行结果

之前优化器选择使用索引b，是因为它认为使用索引b可以避免排序（b本身是索引，已经是有序的了，如果选择索引b的话，不需要再做排序，只需要遍历），所以即使扫描行数多，也判定为代价更小。

现在order by b,a 这种写法，要求按照b,a排序，就意味着使用这两个索引都需要排序。因此，扫描行数成了影响决策的主要条件，于是此时优化器选了只需要扫描1000行的索引a。

当然，这种修改并不是通用的优化手段，只是刚好在这个语句里面有limit 1，因此如果有满足条件的记录，order by b limit 1和order by b,a limit 1 都会返回b是最小的那一行，逻辑上一致，才可以这么做。

如果你觉得修改语义这件事儿不太好，这里还有一种改法，图11是执行效果。

```
mysql> select * from (select * from t where (a between 1 and 1000) and (b between
```

```
mysql> explain select * from (select * from t where (a between 1 and 1000) and (b between 50000 and 100000) order by b limit 100) alias limit 1;
```

id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	PRIMARY	<derived2>	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	100	100.00	NULL
2	DERIVED	t	NULL	range	a,b	a	5	NULL	1000	50.00	Using index condition; Using where; Using filesort

图11 改写SQL的explain

在这个例子里，我们用limit 100让优化器意识到，使用b索引代价是很高的。其实是我们根据数据特征诱导了一下优化器，也不具备通用性。

第三种方法是，在有些场景下，我们可以新建一个更合适的索引，来提供给优化器做选择，或删掉误用的索引。

不过，在这个例子中，我没有找到通过新增索引来改变优化器行为的方法。这种情况其实比较少，尤其是经过DBA索引优化过的库，再碰到这个bug，找到一个更合适的索引一般比较难。

如果我说还有一个方法是删掉索引b，你可能会觉得好笑。但实际上我碰到过两次这样的例子，最终是DBA跟业务开发沟通后，发现这个优化器错误选择的索引其实根本没有必要存在，于是就删掉了这个索引，优化器也就重新选择到了正确的索引。

小结

今天我们一起聊了聊索引统计的更新机制，并提到了优化器存在选错索引的可能性。

对于由于索引统计信息不准确导致的问题，你可以用analyze table来解决。

而对于其他优化器误判的情况，你可以在应用端用force index来强行指定索引，也可以通过修改语句来引导优化器，还可以通过增加或者删除索引来绕过这个问题。

你可能会说，今天这篇文章后面的几个例子，怎么都没有展开说明其原理。我要告诉你的是，今天的话题，我们面对的是MySQL的bug，每一个展开都必须深入到一行行代码去量化，实在不是我们在这里应该做的事情。

所以，我把我用过的解决方法跟你分享，希望你在碰到类似情况的时候，能够有一些思路。

你平时在处理MySQL优化器bug的时候有什么别的方法，也发到评论区分享一下吧。

最后，我给你留下一个思考题。前面我们在构造第一个例子的过程中，通过session A的配合，让session B删除数据后又重新插入了一遍数据，然后就发现explain结果中，rows字

段从10001变成37000多。

而如果没有session A的配合，只是单独执行delete from t 、call idata()、explain这三句话，会看到rows字段其实还是10000左右。你可以自己验证一下这个结果。

这是什么原因呢？也请你分析一下吧。

你可以把你的分析结论写在留言区里，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你的问题是，如果某次写入使用了change buffer机制，之后主机异常重启，是否会丢失change buffer和数据。

这个问题的答案是不会丢失，留言区的很多同学都回答对了。虽然是只更新内存，但是在事务提交的时候，我们把change buffer的操作也记录到redo log里了，所以崩溃恢复的时候，change buffer也能找回来。

在评论区有同学问到，merge的过程是否会把数据直接写回磁盘，这是个好问题。这里，我再为你分析一下。

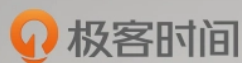
merge的执行流程是这样的：

1. 从磁盘读入数据页到内存（老版本的数据页）；
2. 从change buffer里找出这个数据页的change buffer 记录(可能有多个)，依次应用，得到新版数据页；
3. 写redo log。这个redo log包含了数据的变更和change buffer的变更。

到这里merge过程就结束了。这时候，数据页和内存中change buffer对应的磁盘位置都还没有修改，属于脏页，之后各自刷回自己的物理数据，就是另外一个过程了。

评论区留言点赞板：

@某、人 把02篇的redo log更新细节和change buffer的更新串了起来；
@Ivan 回复了其他同学的问题，并联系到Checkpoint机制；
@约书亚 问到了merge和redolog的关系。



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



精选留言



某、人

今天这个问题不是特别明白为什么。session A开启了一致性读,session B delete或者insert,之前记录都已经放进了undo了。二级索引的记录也写进了redo和change buffer,应该说删除了索引页也不影响session A的重复读。估计是开启了一致性读之后,在这个事务执行期间,不能释放空间,导致统计信息变大。还是需要老师解释下具体的细节

今天有两个问题,想请教下老师

1.我的理解是由于B是查找(50000,100000),由于B+树有序,通过二分查找找到b=50000的值,从50000往右扫描,一条一条回表查数据,在执行器上做where a(1,1000)的筛选,然后做判断是否够不够limit的数,够就结束循环。由于这里b(50000,100000)必然不存在a(1,1000),所以需要扫描5W行左右.但是如果把a改为(50001,51000),扫描行数没有变。那么是因为优化器给的扫描行数有问题还是执行器没有结束循环? 为什么不结束循环?

(好像rows能直观展示limit起作用,必须在执行器上过滤数据,不能在索引上过滤数据,不知道为什么这样设计)

2.假设b上数据是会有很多重复的数据,b的最大值也存在多行重复

```
select * from t where (a between 1 and 1000) and (b between 50000 and 100000)
order by b desc limit 1;
```

这里倒序去扫描b索引树,选取的是b值最大,id值为一个固定值(既不最大也不最小)

```
select * from t force index(a) where (a between 1 and 1000) and (b between 50000 and 100000)
order by b desc limit 1;
```

由于这里选取的是a索引,排序不能用到索引,只能用优化排序.选取的是b值最大,id值最小那

一行

这就是典型的两条相同的sql,但是索引选择的不同,出现的数据不一致。

所以如果是order by b,a就可以避免这种情况的引起的不一致,也可以避免堆排序造成的不一致

但是如果是asc没有出现这种情况。这里出现不一致,应该还不是由于堆排序造成的。这是什么原因造成的?

2018-12-05 20:54

作者回复

1. 好问题, 而且你做了个不错的对照实验。是的, 加了limit 1 能减少扫描多少行, 其实优化器也不确定, 【得执行才知道】, 所以显示的时候还是按照“最多可能扫多少行”来显示。

2. 你这个例子里, 如果确实是按照b扫描了, 应该肯定是ID最大值呀, 除非ID最大的那个记录, a条件不满足。但是一定是“满足a条件里面最大的那个ID的”, 你再验证下。

而如果是用了a, 那就有临时表排序, 临时表排序有三种算法, 还分内存还是磁盘临时表... 这里展开不了了, 后面《order by是怎么工作的》这篇会讲。

2018-12-05 22:22



bowenz

在5.7.21 percona 版本实验, 未出现案例1的情况。

```
dev02> select @@global.tx_isolation,@@tx_isolation,version(),"session A";
```

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

```
| @@global.tx_isolation | @@tx_isolation | version() | session A |
```

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

```
| REPEATABLE-READ | REPEATABLE-READ | 5.7.21-20-log | session A |
```

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

```
dev02> start transaction with consistent snapshot;
```

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

```
dev02> commit;
```

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

```
dev02> select now();
```

```
+-----+
| now() |
```

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


| 2018-12-04 22:03:48 |

+-----+

1 row in set (0.00 sec)

dev02> select @@global.tx_isolation,@@tx_isolation,version(),"session B";

+-----+-----+-----+-----

-----+

| @@global.tx_isolation | @@tx_isolation | version() | session B |

+-----+-----+-----+-----

-----+

| REPEATABLE-READ | REPEATABLE-READ | 5.7.21-20-log | session B |

+-----+-----+-----+-----

-----+

1 row in set, 2 warnings (0.00 sec)

dev02> delete from t;

Query OK, 100000 rows affected (0.51 sec)

dev02> call idata();

Query OK, 1 row affected (2 min 38.34 sec)

dev02> select now();

+-----+

| now() |

+-----+

| 2018-12-04 22:03:58 |

+-----+

1 row in set (0.00 sec)

dev02> explain select * from t where a between 10000 and 20000;

id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	SIMPLE	t	NULL	range	a	a	5	NULL	10001	100.00	Using index condition

2018-12-05 14:12

作者回复

Session A提交早了... 从上到下按照时间顺序执行哈

2018-12-05 20:14



路过

老师，关于本章中的“基数”（cardinality）问题。既然已经为列a创建了索引，即有专门的数据页存放索引。遍历索引是很快的，从而得到“基数”的值应该很快呀。为何要到原始的数据页中，找N页，统计上面不同的值呢？有点多此一举啊。如果这样操作，会导致信息不准确，比如本来一个页中有50条数据，后来其中20条数据被删除了，空间没有被释放，这导致统计的信息就发生偏差。基数信息就更不准确了。

从原始页中计算“基数”，是不是考虑到索引页中的数据具有滞后性，即更新了表中数据，要过一会才更新索引页？

请老师指正，谢谢！

2018-12-05 22:46

作者回复

啊，误会了，确实是哪个索引的基数就是在哪个索引树上拿的。

你的理解是对的，我文中也是这个意思哦😓

2018-12-06 00:21



某、人

趁着答案公布之前的最后时间,再来尝试性答一下这个题

1.为什么没有session A,session B扫描的行数是1W

由于mysql是使用标记删除来删除记录的,并不从索引和数据文件中真正的删除。如果delete和insert中间的间隔相对较小,purge线程还没有来得及清理该记录。如果主键相同的情况下,新插入的insert会沿用之前删除的delete的记录的空间。由于相同的数据量以及表大小,所以导致了统计信息没有变化

2.为什么开启了session A,session B扫描行数变成3W

由于session A开启了一致性读,目的为了保证session A的可重复读,insert只能另起炉灶,不能占用delete的空间。所以出现的情况就是delete虽然删除了,但是未释放空间,insert又增加了空间。导致统计信息有误

2018-12-06 23:34

作者回复



2018-12-07 00:05



斜面镜子 Bill

问题的思考：

我理解 session A 开启的事务对 session B的delete操作后的索引数据的统计时效产生了影响，因为需要保证事务A的重复读，在数据页没有实际删除，而索引的统计选择了N个数据页，这部分数据页不收到前台事务的影响，所以整体统计值会变大，直接影响了索引选择的准确性；

2018-12-05 10:59

作者回复



2018-12-05 12:07



Niko.

我试了几遍 也是没有复现选错索引

A会话

mysql> select @@tx_isolation;

+-----+

| @@tx_isolation |

+-----+

| REPEATABLE-READ |

+-----+

1 row in set, 1 warning (0.01 sec)

mysql> select @@version

-> ;

+-----+

| @@version |

+-----+

| 5.7.22-log |

+-----+

1 row in set (0.00 sec)

mysql> start transaction with consistent snapshot;

Query OK, 0 rows affected (0.00 sec)

B会话

mysql> delete from t;

Query OK, 100000 rows affected (2.58 sec)

mysql> call idata();

Query OK, 1 row affected (24.32 sec)

```
mysql> explain select * from t where a between 10000 and 20000;
```

```
+----+-----+-----+-----+-----+-----+
+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
---+
| id | select_type | table | partitions | type | possible_keys | key | key_len | ref | rows
| filtered | Extra |
+----+-----+-----+-----+-----+-----+
+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
---+
| 1 | SIMPLE | t | NULL | range | a | a | 5 | NULL | 10001 | 100.00 | Using index condition |
+----+-----+-----+-----+-----+-----+
+-----+-----+-----+-----+-----+-----+
---+
1 row in set, 1 warning (0.00 sec)
```

为啥呢?

2018-12-12 11:09



某、人

谢谢老师的回答.

1.确实有时候感觉虽然显示了扫描行数比较多,但是limit应该是起了作用的,从执行时间就能看出来。

2.失误,确实是应该满足a条件id最大的。

临时表排序之前了解过一点,1.常规排序。2.优化排序 3.优先队列排序(堆排序)

由于选取的字段没超过max_length_for_sort_data,所以选取的是优化排序,只需要进行一次I/O。

2018-12-05 23:00



沉浮

图十下面第二段

现在 limit b,a 这种写法，要求按照 b,a 排序，就意味着使用这两个索引都需要排序。

应该是order by b,a吧

另外有个问题请教林老师，根据经验大表增加索引的时候比较慢，这个是理解的，但是删除索引的时候能做到秒删，这个什么原理呢？

2018-12-05 09:20

作者回复

是，已经修改了，谢谢。

删除的时候是标记删除，所以很快。

建索引是要扫描数据和真正生成索引树，是会慢些

2018-12-05 12:43



Ying

现学现用 今天有个500万的表 分页查询特别慢。

select * from table where create_time and create_time>=时间戳 and create_time<=时间戳

and subtype='xx' and type='xx' and company_id =x order by create_time limited 90,30 ;

已经建立了组合索引 union_index包括字段 create_time subtype type company_id

但是 explain 发现竟然走了create_time 的索引

语句里加了一个use index(union_index) ，立马好了

真正的解决了客户的实际问题啊。感谢老师

2018-12-05 20:04

作者回复



而且发评论的时候还做了很细致地脱敏，赞

2018-12-05 21:27



Leon

公司测试机器IO性能太差，插十万条要27分钟，做这个文章的实验要1个小时以上

2018-12-05 16:01

作者回复

.....

不会吧，插入10万条27分钟... 你把innodb_flush_log_at_trx_commit 和 sync_binlog都设置成0试试

2018-12-05 23:13



曹龙飞

丁老师，按照图2的流程,还参考了老师下一篇文章末尾的视频,还是没有重现选错索引的情况；操作循序是没有问题，隔离级别和表的存储引擎类型我都检查了，我想问的是:这个是必现的吗？如果是必现，不出现的可能原因又有哪些呢？

2018-12-25 11:00



andy

create table #t

(

a int,

b int,

c int

)

insert into #t values(1,1,1)

declare @count int

set @count=1

while @count<=70000

begin

insert into #t select a+@count,b+@count,c+@count from #t

set @count= @count*2

end

插入测试数据，这种方法我试过很快，不过不能准确插入10万条，以上是SQL Server的语法

2018-12-10 09:49



J!

我想问下mysql dbname 的长度在源码中是在哪里定义的，为什么最大长度是64=？

2018-12-06 21:12



EAGLE

老师，看了一篇文章说innodb如果不加order by默认是按照主键排序的。也就是说如果不加order by，查询结果也是有一定次序的。那么如果没有业务需求，纯粹只是为了分页显示数据，不加order by也是可以的吗？

2018-12-06 16:35

作者回复

文章说错了... 🙄

默认按照“查询使用的索引”排序

2018-12-06 17:49



york

老师:

1. 我的机器也没复现图2所指的问题, MySQL版本5.7.24
2. set sql_long_query=0命令, 在我的MySQL执行报错
Unknown system variable 'sql_long_query'
3. 用虚拟机插入10万条数据耗时长的问题, 可能是因为创建虚拟机时, 磁盘选择的是动态增长容量的方式, 其他同学可以试试。

2018-12-06 15:11

作者回复

set sql_long_query=0; 改成 set long_query_time=0; 🥵

2018-12-06 16:22



做梦到天亮list

舒服了

2018-12-05 23:52



Ryoma

请问使用insert ... on duplicate key update对性能有什么影响呢

2018-12-05 20:25

作者回复

比分成两句快 😊

2018-12-05 22:29



萧若愚

请教个问题, 如果一个表的字段名中包含表情符号比如 a😄, 查询表的结果中字段名变为 a?, 该表的字符集已设为 utf8_mb4。查看 information_schema 表中字段名也是 a?, 发现 information_schema 表的默认字符集是 utf8。查询时若条件语句中用到该字段名时, 用`a?`, `a😄`, 以及 a😄 都可正确查询到结果, 这是为什么? 还有, 如何查询出正确的字段名, 即查询结果中为 a😄 而不是 a?。谢谢!

2018-12-05 11:32

作者回复

这个问题会在后面《乱码怎么办》中展开哈。

先简单回答一个, 字段名的乱码是改不了了, 返回结果的schema信息固定只能用utf8, utf8不认识表情符号...

2018-12-05 12:10



高枕

老师，您文中提到：“从 change buffer 里找出这个数据页的 change buffer 记录（可能有多个），依次应用，得到新版数据页；

写 redo log。这个 redo log 包含了数据的变更和 change buffer 的变更。”

您的意思是，这些新版的数据页后的数据，没有直接写回到磁盘（数据页），而是写进了 redo log？

写回数据页和更新系统表空间对应的change buffer是另外的一个过程？

写进

2018-12-05 10:17

作者回复

1. 是的

2018-12-05 12:48



高枕

老师，您文中最后写道：“这时候，数据页和内存中 change buffer 对应的磁盘位置都还没有修改，属于脏页，之后各自刷回自己的物理数据，就是另外一个过程了。”

能再给解释下change buffer和数据页对应的磁盘位置是哪里吗？

我理解change buffer 对应的磁盘位置是系统表空间，数据页所在的磁盘位置是表空间的位置，marge并没有把数据直接写道这个表空间的位置吗？

2018-12-05 10:07

作者回复

前面两句理解对应位置是对的哈，

最后一句问题：没有马上写

2018-12-05 11:08