第15章_锁

讲师：尚硅谷-宋红康（江湖人称：康师傅）

官网： http://www.atguigu.com

事务的隔离性由这章讲述的锁来实现。

1. 概述

在数据库中，除传统的计算资源（如CPU、RAM、I/O等）的争用以外，数据也是一种供许多用户共享的资源。为保证数据的一致性，需要对并发操作进行控制，因此产生了锁。同时锁机制也为实现MySQL的各个隔离级别提供了保证。锁冲突也是影响数据库并发访问性能的一个重要因素。所以锁对数据库而言显得尤其重要，也更加复杂。

2. MySQL并发事务访问相同记录

并发事务访问相同记录的情况大致可以划分为3种：

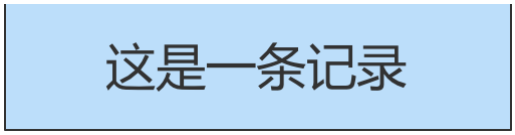
2.1 读-读情况

读-读情况，即并发事务相继读取相同的记录。读取操作本身不会对记录有任何影响，并不会引起什么问题，所以允许这种情况的发生。

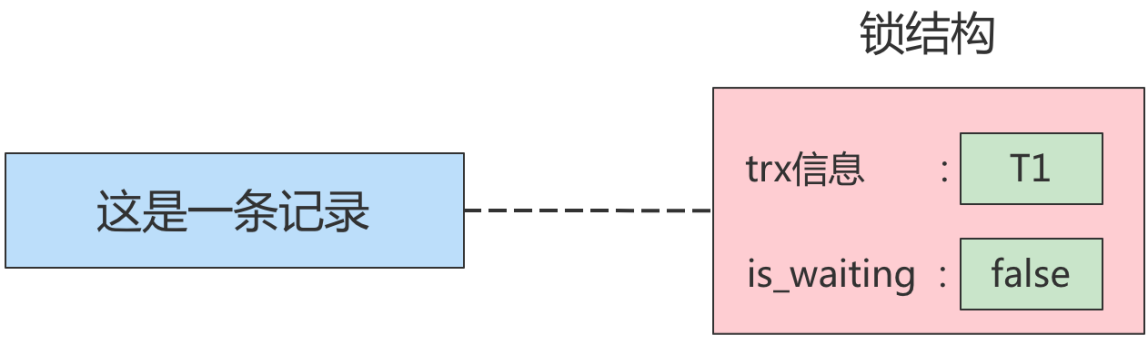
2.2 写-写情况

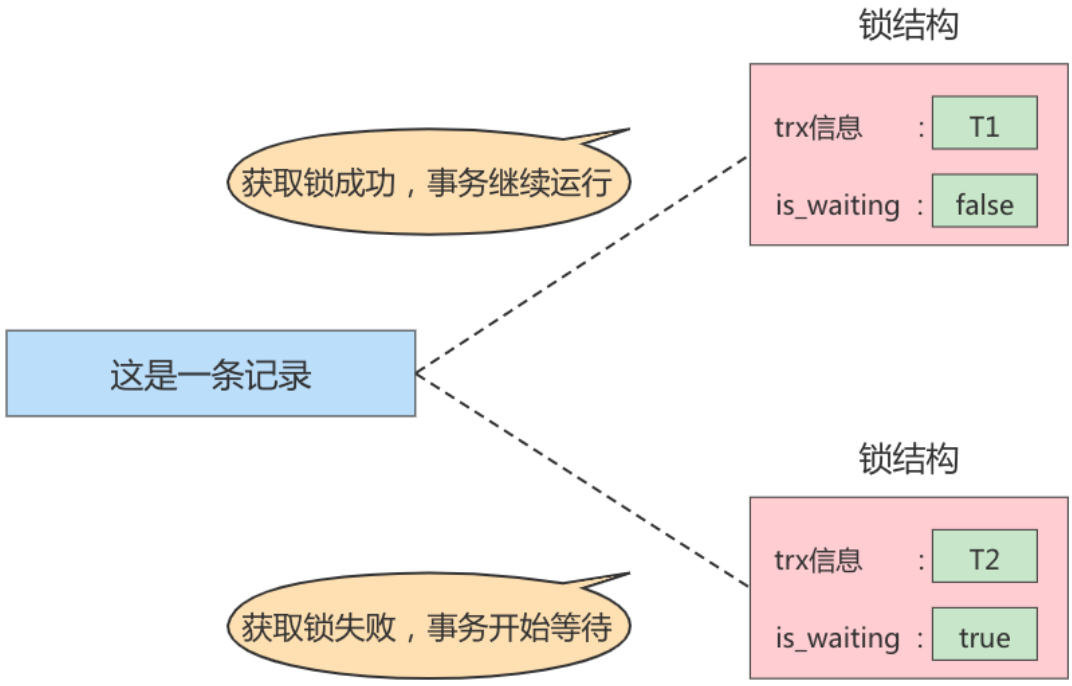
写-写情况，即并发事务相继对相同的记录做出改动。

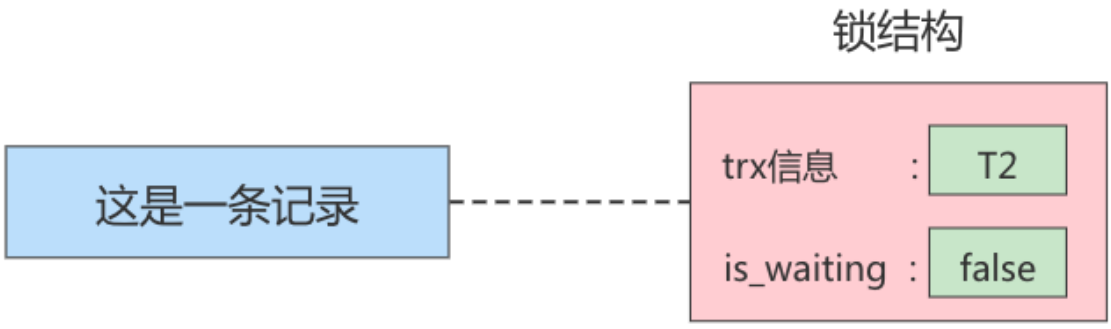
在这种情况下会发生脏写的问题，任何一种隔离级别都不允许这种问题的发生。所以在多个未提交事务相继对一条记录做改动时，需要让它们排队执行，这个排队的过程其实是通过锁来实现的。这个所谓的锁其实是一个内存中的结构，在事务执行前本来是没有锁的，也就是说一开始是没有锁结构和记录进行关联的，如图所示：



当一个事务想对这条记录做改动时，首先会看看内存中有没有与这条记录关联的锁结构，当没有的时候就会在内存中生成一个锁结构与之关联。比如，事务T1要对这条记录做改动，就需要生成一个锁结构与之关联：







小结几种说法：

- 不加锁

  意思就是不需要在内存中生成对应的 `锁结构` ，可以直接执行操作。

- 获取锁成功，或者加锁成功

  意思就是在内存中生成了对应的 `锁结构` ，而且锁结构的 `is_waiting` 属性为 `false` ，也就是事务可以继续执行操作。

- 获取锁失败，或者加锁失败，或者没有获取到锁

意思就是在内存中生成了对应的`锁结构`，不过锁结构的`is_waiting`属性为`true`，也就是事务需要等待，不可以继续执行操作。

2.3 读-写或写-读情况

`读-写`或`写-读`，即一个事务进行读取操作，另一个进行改动操作。这种情况下可能发生`脏读`、`不可重复读`、`幻读`的问题。

各个数据库厂商对`SQL标准`的支持都可能不一样。比如MySQL在`REPEATABLE READ`隔离级别上就已经解决了`幻读`问题。

2.4 并发问题的解决方案

怎么解决`脏读`、`不可重复读`、`幻读`这些问题呢？其实有两种可选的解决方案：

- 方案一：读操作利用多版本并发控制（`MVCC`，下章讲解），写操作进行`加锁`。

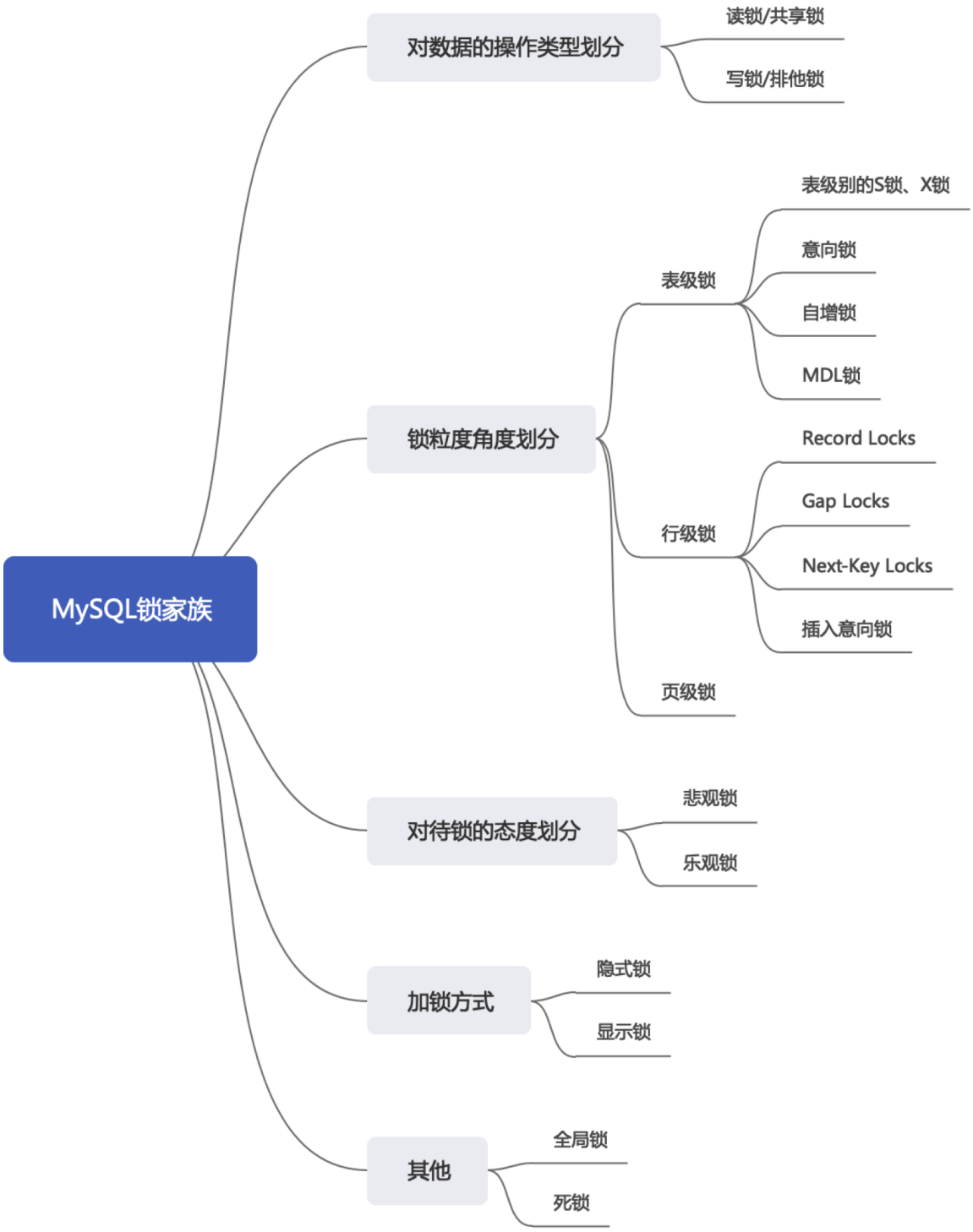
> 普通的SELECT语句在READ COMMITTED和REPEATABLE READ隔离级别下会使用到MVCC读取记录。
>
> - 在`READ COMMITTED`隔离级别下，一个事务在执行过程中每次执行SELECT操作时都会生成一个ReadView，ReadView的存在本身就保证了`事务不可以读取到未提交的事务所做的更改`，也就是避免了脏读现象；
> - 在`REPEATABLE READ`隔离级别下，一个事务在执行过程中只有`第一次执行SELECT操作`才会生成一个ReadView，之后的SELECT操作都`复用`这个ReadView，这样也就避免了不可重复读和幻读的问题。

- 方案二：读、写操作都采用`加锁`的方式。
- 小结对比发现：
  - 采用`MVCC`方式的话，`读-写`操作彼此并不冲突，`性能更高`。
  - 采用`加锁`方式的话，`读-写`操作彼此需要`排队执行`，影响性能。

  一般情况下我们当然愿意采用`MVCC`来解决`读-写`操作并发执行的问题，但是业务在某些特殊情况下，要求必须采用`加锁`的方式执行。下面就讲解下MySQL中不同类别的锁。

3. 锁的不同角度分类

锁的分类图，如下：



3.1 从数据操作的类型划分：读锁、写锁

- 读锁：也称为共享锁、英文用 S 表示。针对同一份数据，多个事务的读操作可以同时进行而不会互相影响，相互不阻塞的。
- 写锁：也称为排他锁、英文用 X 表示。当前写操作没有完成前，它会阻断其他写锁和读锁。这样就能确保在给定的时间里，只有一个事务能执行写入，并防止其他用户读取正在写入的同一资源。

需要注意的是对于 InnoDB 引擎来说，读锁和写锁可以加在表上，也可以加在行上。

3.2 从数据操作的粒度划分：表级锁、页级锁、行锁

1. 表锁（Table Lock）

① 表级别的S锁、X锁

在对某个表执行SELECT、INSERT、DELETE、UPDATE语句时，InnoDB存储引擎是不会为这个表添加表级别的 S锁 或者 X锁 的。在对某个表执行一些诸如 ALTER TABLE 、 DROP TABLE 这类的 DDL 语句时，其他事务对这个表并发执行诸如SELECT、INSERT、DELETE、UPDATE的语句会发生阻塞。同理，某个事务中对某个表执行SELECT、INSERT、DELETE、UPDATE语句时，在其他会话中对这个表执行 DDL 语句也会发生阻塞。这个过程其实是通过在 server层 使用一种称之为 元数据锁 （英文名： Metadata Locks ，简称 MDL ）结构来实现的。

一般情况下，不会使用InnoDB存储引擎提供的表级别的 S锁 和 X锁 。只会在一些特殊情况下，比方说 崩溃恢复 过程中用到。比如，在系统变量 autocommit=0，innodb_table_locks = 1 时， 手动 获取InnoDB存储引擎提供的表t 的 S锁 或者 X锁 可以这么写：

- LOCK TABLES t READ ：InnoDB存储引擎会对表 t 加表级别的 S锁 。
- LOCK TABLES t WRITE ：InnoDB存储引擎会对表 t 加表级别的 X锁 。

不过尽量避免在使用InnoDB存储引擎的表上使用 LOCK TABLES 这样的手动锁表语句，它们并不会提供什么额外的保护，只是会降低并发能力而已。InnoDB的厉害之处还是实现了更细粒度的 行锁 ，关于InnoDB表级别的 S锁 和 X锁 大家了解一下就可以了。

MySQL的表级锁有两种模式：（以MyISAM表进行操作的演示）

- 表共享读锁（Table Read Lock）
- 表独占写锁（Table Write Lock）

锁类型	自己可读	自己可写	自己可操作其他表	他人可读	他人可写
读锁	是	否	否	是	否，等
写锁	是	是	否	否，等	否，等

② 意向锁 （intention lock）

InnoDB 支持 多粒度锁（multiple granularity locking） ，它允许 行级锁 与 表级锁 共存，而**意向锁**就是其中的一种 表锁 。

意向锁分为两种：

- **意向共享锁**（intention shared lock, IS）：事务有意向对表中的某些行加**共享锁**（S锁）

```
-- 事务要获取某些行的 S 锁，必须先获得表的 IS 锁。
SELECT column FROM table ... LOCK IN SHARE MODE;
```

- **意向排他锁**（intention exclusive lock, IX）：事务有意向对表中的某些行加**排他锁**（X锁）

```
-- 事务要获取某些行的 X 锁，必须先获得表的 IX 锁。
SELECT column FROM table ... FOR UPDATE;
```

即：意向锁是由存储引擎 自己维护的 ，用户无法手动操作意向锁，在为数据行加共享 / 排他锁之前，InooDB 会先获取该数据行 所在数据表的对应意向锁 。

意向锁的并发性

意向锁不会与行级的共享 / 排他锁互斥！正因为如此，意向锁并不会影响到多个事务对不同数据行加排他锁时的并发性。（不然我们直接用普通的表锁就行了）

我们扩展一下上面 teacher表的例子来概括一下意向锁的作用（一条数据从被锁定到被释放的过程中，可能存在多种不同锁，但是这里我们只着重表现意向锁）。

从上面的案例可以得到如下结论：

1. InnoDB 支持 `多粒度锁`，特定场景下，行级锁可以与表级锁共存。
2. 意向锁之间互不排斥，但除了 IS 与 S 兼容外，`意向锁会与 共享锁 / 排他锁 互斥`。
3. IX，IS是表级锁，不会和行级的X，S锁发生冲突。只会和表级的X，S发生冲突。
4. 意向锁在保证并发性的前提下，实现了`行锁和表锁共存`且`满足事务隔离性`的要求。

③ 自增锁（AUTO-INC锁）

在使用MySQL过程中，我们可以为表的某个列添加`AUTO_INCREMENT`属性。举例：

```
CREATE TABLE `teacher` (
  `id` int NOT NULL AUTO_INCREMENT,
  `name` varchar(255) NOT NULL,
  PRIMARY KEY (`id`)
) ENGINE=InnoDB DEFAULT CHARSET=utf8mb4 COLLATE=utf8mb4_0900_ai_ci;
```

由于这个表的id字段声明了AUTO_INCREMENT，意味着在书写插入语句时不需要为其赋值，SQL语句修改如下所示。

```
INSERT INTO `teacher` (name) VALUES ('zhangsan'), ('lisi');
```

上边的插入语句并没有为id列显式赋值，所以系统会自动为它赋上递增的值，结果如下所示。

```
mysql> select * from teacher;
+----+----------+
| id | name     |
+----+----------+
| 1  | zhangsan |
| 2  | lisi     |
+----+----------+
2 rows in set (0.00 sec)
```

现在我们看到的上面插入数据只是一种简单的插入模式，所有插入数据的方式总共分为三类，分别是“`Simple inserts`”，“`Bulk inserts`”和“`Mixed-mode inserts`”。

1. “Simple inserts”（简单插入）

可以`预先确定要插入的行数`（当语句被初始处理时）的语句。包括没有嵌套子查询的单行和多行`INSERT...VALUES()`和`REPLACE`语句。比如我们上面举的例子就属于该类插入，已经确定要插入的行数。

2. “Bulk inserts”（批量插入）

`事先不知道要插入的行数`（和所需自动递增值的数量）的语句。比如`INSERT ... SELECT`，`REPLACE ... SELECT`和`LOAD DATA`语句，但不包括纯INSERT。 InnoDB在每处理一行，为AUTO_INCREMENT列分配一个新值。

3. “Mixed-mode inserts”（混合模式插入）

这些是“Simple inserts”语句但是指定部分新行的自动递增值。例如`INSERT INTO teacher (id,name) VALUES (1,'a'), (NULL,'b'), (5,'c'), (NULL,'d');`只是指定了部分id的值。另一种类型的“混合模式插入”是`INSERT ... ON DUPLICATE KEY UPDATE`。

innodb_autoinc_lock_mode有三种取值，分别对应与不同锁定模式：

`（1）innodb_autoinc_lock_mode = 0(“传统”锁定模式)`

在此锁定模式下，所有类型的insert语句都会获得一个特殊的表级AUTO-INC锁，用于插入具有AUTO_INCREMENT列的表。这种模式其实就如我们上面的例子，即每当执行insert的时候，都会得到一个表级锁(AUTO-INC锁)，使得语句中生成的auto_increment为顺序，且在binlog中重放的时候，可以保证master与slave中数据的auto_increment是相同的。因为是表级锁，当在同一时间多个事务中执行insert的时候，对于AUTO-INC锁的争夺会 `限制并发` 能力。

`（2）innodb_autoinc_lock_mode = 1(“连续”锁定模式)`

在 MySQL 8.0 之前，连续锁定模式是 `默认` 的。

在这个模式下，“bulk inserts”仍然使用AUTO-INC表级锁，并保持到语句结束。这适用于所有INSERT ... SELECT，REPLACE ... SELECT和LOAD DATA语句。同一时刻只有一个语句可以持有AUTO-INC锁。

对于“Simple inserts”（要插入的行数事先已知），则通过在 `mutex（轻量锁）` 的控制下获得所需数量的自动递增值来避免表级AUTO-INC锁， 它只在分配过程的持续时间内保持，而不是直到语句完成。不使用表级AUTO-INC锁，除非AUTO-INC锁由另一个事务保持。如果另一个事务保持AUTO-INC锁，则“Simple inserts”等待AUTO-INC锁，如同它是一个“bulk inserts”。

`（3）innodb_autoinc_lock_mode = 2(“交错”锁定模式)`

从 MySQL 8.0 开始，交错锁模式是 `默认` 设置。

在此锁定模式下，自动递增值 `保证` 在所有并发执行的所有类型的insert语句中是 `唯一` 且 `单调递增` 的。但是，由于多个语句可以同时生成数字（即，跨语句交叉编号），**为任何给定语句插入的行生成的值可能不是连续的。**

④ 元数据锁（MDL锁）

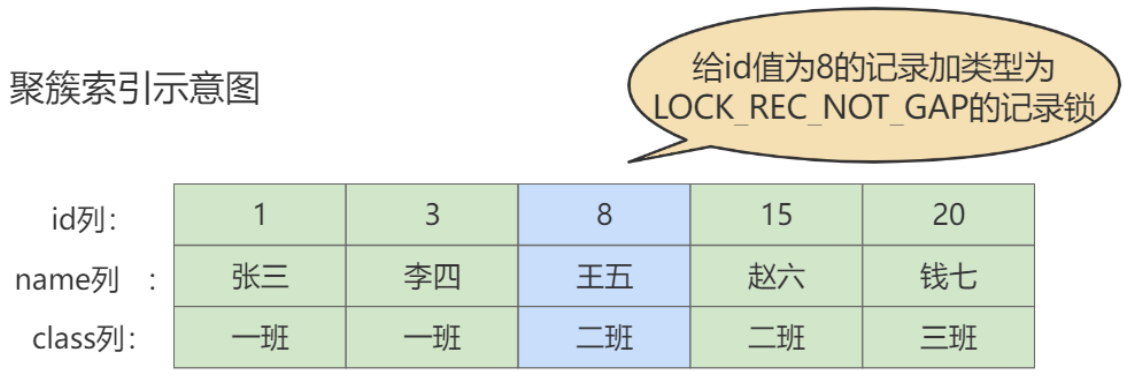
MySQL5.5引入了meta data lock，简称MDL锁，属于表锁范畴。MDL 的作用是，保证读写的正确性。比如，如果一个查询正在遍历一个表中的数据，而执行期间另一个线程对这个 `表结构做变更` ，增加了一列，那么查询线程拿到的结果跟表结构对不上，肯定是不行的。

因此，**当对一个表做增删改查操作的时候，加 MDL读锁；当要对表做结构变更操作的时候，加 MDL 写锁。**

2. InnoDB中的行锁

① 记录锁（Record Locks）

记录锁也就是仅仅把一条记录锁上，官方的类型名称为：`LOCK_REC_NOT_GAP`。比如我们把id值为8的那条记录加一个记录锁的示意图如图所示。仅仅是锁住了id值为8的记录，对周围的数据没有影响。



举例如下：

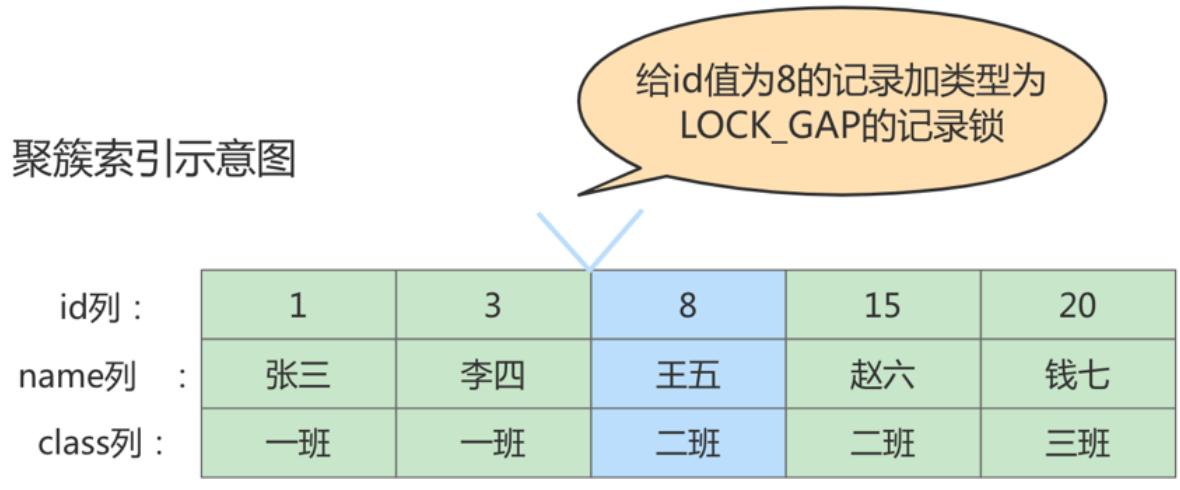
Session1	Session2
mysql>set autocommit=0;	mysql>set autocommit=0;
更新但是不提交，没有手写 commit; mysql>update student set name="张三 1" where id=1; Query OK,1 row affected(0.00 sec) Rows matched: 1 Changed: 1 Warnings:0 mysql>	Session2 被阻塞，只能等待 mysql>update student set name="李四 1" where id=3; Query OK, 1 rows affected (0.00 秒) mysql>update student set name="张三 1" where id=1; ERROR 1205(HY000): Lock wait timeout exceeded;try restarting transaction 再次进行更新请求 mysql>update student set name="张三 1" where id=1;
提交更新	解除阻塞，更新正常进行 mysql>update student set name="张三 1" where id=1; Query OK,1 row affected(5.36 sec) Rows matched: 1 Changed: 1 Warnings:0

记录锁是有S锁和X锁之分的，称之为 S型记录锁 和 X型记录锁 。

- 当一个事务获取了一条记录的S型记录锁后，其他事务也可以继续获取该记录的S型记录锁，但不可以继续获取X型记录锁；
- 当一个事务获取了一条记录的X型记录锁后，其他事务既不可以继续获取该记录的S型记录锁，也不可以继续获取X型记录锁。

② 间隙锁（Gap Locks）

MySQL 在 REPEATABLE READ 隔离级别下是可以解决幻读问题的，解决方案有两种，可以使用 MVCC 方案解决，也可以采用 加锁 方案解决。但是在使用加锁方案解决时有个大问题，就是事务在第一次执行读取操作时，那些幻影记录尚不存在，我们无法给这些 幻影记录 加上 记录锁 。InnoDB提出了一种称之为 Gap Locks 的锁，官方的类型名称为： LOCK_GAP ，我们可以简称为 gap锁 。比如，把id值为8的那条记录加一个gap锁的示意图如下。



图中id值为8的记录加了gap锁，意味着 不允许别的事务在id值为8的记录前边的间隙插入新记录 ，其实就是id列的值(3, 8)这个区间的新记录是不允许立即插入的。比如，有另外一个事务再想插入一条id值为4的新记录，它定位到该条新记录的下一条记录的id值为8，而这条记录上又有一个gap锁，所以就会阻塞插入操作，直到拥有这个gap锁的事务提交了之后，id列的值在区间(3, 8)中的新记录才可以被插入。

gap锁的提出仅仅是为了防止插入幻影记录而提出的。

③ 临键锁（Next-Key Locks）

有时候我们既想 锁住某条记录 ，又想 阻止 其他事务在该记录前边的 间隙插入新记录 ，所以InnoDB就提出了一种称之为 Next-Key Locks 的锁，官方的类型名称为： LOCK_ORDINARY ，我们也可以简称为 next-key锁 。Next-Key Locks是在存储引擎 innodb 、事务级别在 可重复读 的情况下使用的数据库锁，innodb默认的锁就是Next-Key locks。

```
begin;
select * from student where id <=8 and id > 3 for update;
```

④ 插入意向锁（Insert Intention Locks）

我们说一个事务在 插入 一条记录时需要判断一下插入位置是不是被别的事务加了 gap锁 （ next-key锁 也包含 gap锁 ），如果有的话，插入操作需要等待，直到拥有 gap锁 的那个事务提交。但是**InnoDB规定事务在等待的时候也需要在内存中生成一个锁结构**，表明有事务想在某个 间隙 中 插入 新记录，但是现在在等待。InnoDB就把这种类型的锁命名为 Insert Intention Locks ，官方的类型名称为： LOCK_INSERT_INTENTION ，我们称为 插入意向锁 。插入意向锁是一种 Gap锁 ，不是意向锁，在insert操作时产生。

插入意向锁是在插入一条记录行前，由 INSERT 操作产生的一种间隙锁 。

事实上**插入意向锁并不会阻止别的事务继续获取该记录上任何类型的锁。**

3. 页锁

页锁就是在 页的粒度 上进行锁定，锁定的数据资源比行锁要多，因为一个页中可以有多个行记录。当我们使用页锁的时候，会出现数据浪费的现象，但这样的浪费最多也就是一个页上的数据行。**页锁的开销介于表锁和行锁之间，会出现死锁。锁定粒度介于表锁和行锁之间，并发度一般。**

每个层级的锁数量是有限制的，因为锁会占用内存空间， 锁空间的大小是有限的 。当某个层级的锁数量超过了这个层级的阈值时，就会进行 锁升级 。锁升级就是用更大粒度的锁替代多个更小粒度的锁，比如InnoDB 中行锁升级为表锁，这样做的好处是占用的锁空间降低了，但同时数据的并发度也下降了。

3.3 从对待锁的态度划分:乐观锁、悲观锁

从对待锁的态度来看锁的话，可以将锁分成乐观锁和悲观锁，从名字中也可以看出这两种锁是两种看待 数据并发的思维方式 。需要注意的是，乐观锁和悲观锁并不是锁，而是锁的 设计思想 。

1. 悲观锁（Pessimistic Locking）

悲观锁是一种思想，顾名思义，就是很悲观，对数据被其他事务的修改持保守态度，会通过数据库自身的锁机制来实现，从而保证数据操作的排它性。

悲观锁总是假设最坏的情况，每次去拿数据的时候都认为别人会修改，所以每次在拿数据的时候都会上锁，这样别人想拿这个数据就会 阻塞 直到它拿到锁（**共享资源每次只给一个线程使用，其它线程阻塞，用完后再把资源转让给其它线程**）。比如行锁，表锁等，读锁，写锁等，都是在做操作之前先上锁，当其他线程想要访问数据时，都需要阻塞挂起。Java中 synchronized 和 ReentrantLock 等独占锁就是悲观锁思想的实现。

2. 乐观锁（Optimistic Locking）

乐观锁认为对同一数据的并发操作不会总发生，属于小概率事件，不用每次都对数据上锁，但是在更新的时候会判断一下在此期间别人有没有去更新这个数据，也就是**不采用数据库自身的锁机制，而是通过程序来实现**。在程序上，我们可以采用 版本号机制 或者 CAS机制 实现。**乐观锁适用于多读的应用类型，这样可以提高吞吐量**。在Java中 java.util.concurrent.atomic 包下的原子变量类就是使用了乐观锁

的一种实现方式：CAS实现的。

1. 乐观锁的版本号机制

在表中设计一个`版本字段 version`，第一次读的时候，会获取 version 字段的取值。然后对数据进行更新或删除操作时，会执行`UPDATE ... SET version=version+1 WHERE version=version`。此时如果已经有事务对这条数据进行了更改，修改就不会成功。

2. 乐观锁的时间戳机制

时间戳和版本号机制一样，也是在更新提交的时候，将当前数据的时间戳和更新之前取得的时间戳进行比较，如果两者一致则更新成功，否则就是版本冲突。

你能看到乐观锁就是程序员自己控制数据并发操作的权限，基本是通过给数据行增加一个戳（版本号或者时间戳），从而证明当前拿到的数据是否最新。

3. 两种锁的适用场景

从这两种锁的设计思想中，我们总结一下乐观锁和悲观锁的适用场景：

1. `乐观锁`适合`读操作多`的场景，相对来说写的操作比较少。它的优点在于`程序实现`，`不存在死锁`问题，不过适用场景也会相对乐观，因为它阻止不了除了程序以外的数据库操作。
2. `悲观锁`适合`写操作多`的场景，因为写的操作具有`排它性`。采用悲观锁的方式，可以在数据库层面阻止其他事务对该数据的操作权限，防止`读 - 写`和`写 - 写`的冲突。

3.4 按加锁的方式划分：显式锁、隐式锁

1. 隐式锁

- **情景一：**对于聚簇索引记录来说，有一个`trx_id`隐藏列，该隐藏列记录着最后改动该记录的`事务id`。那么如果在当前事务中新插入一条聚簇索引记录后，该记录的`trx_id`隐藏列代表的的就是当前事务的`事务id`，如果其他事务此时想对该记录添加`S锁`或者`X锁`时，首先会看一下该记录的`trx_id`隐藏列代表的事务是否是当前的活跃事务，如果是的话，那么就帮助当前事务创建一个`X锁`（也就是为当前事务创建一个锁结构，`is_waiting`属性是`false`），然后自己进入等待状态（也就是为自己也创建一个锁结构，`is_waiting`属性是`true`）。
- **情景二：**对于二级索引记录来说，本身并没有`trx_id`隐藏列，但是在二级索引页面的`Page Header`部分有一个`PAGE_MAX_TRX_ID`属性，该属性代表对该页面做改动的最大的`事务id`，如果`PAGE_MAX_TRX_ID`属性值小于当前最小的活跃`事务id`，那么说明对该页面做修改的事务都已经提交了，否则就需要在页面中定位到对应的二级索引记录，然后回表找到它对应的聚簇索引记录，然后再重复`情景一`的做法。

session 1:

```
mysql> begin;
Query OK, 0 rows affected (0.00 sec)

mysql> insert INTO student VALUES(34,"周八","二班");
Query OK, 1 row affected (0.00 sec)
```

session 2:

```
mysql> begin;
Query OK, 0 rows affected (0.00 sec)
mysql> select * from student lock in share mode; #执行完，当前事务被阻塞
```

执行下述语句，输出结果：

```
```

```
mysql> SELECT * FROM performance_schema.data_lock_waits\G;
*************************** 1. row ***************************
                            ENGINE: INNODB
          REQUESTING_ENGINE_LOCK_ID: 140562531358232:7:4:9:140562535668584
REQUESTING_ENGINE_TRANSACTION_ID: 422037508068888
               REQUESTING_THREAD_ID: 64
                REQUESTING_EVENT_ID: 6
REQUESTING_OBJECT_INSTANCE_BEGIN: 140562535668584
            BLOCKING_ENGINE_LOCK_ID: 140562531351768:7:4:9:140562535619104
  BLOCKING_ENGINE_TRANSACTION_ID: 15902
                BLOCKING_THREAD_ID: 64
                 BLOCKING_EVENT_ID: 6
  BLOCKING_OBJECT_INSTANCE_BEGIN: 140562535619104
1 row in set (0.00 sec)
```

隐式锁的逻辑过程如下：

A. InnoDB的每条记录中都一个隐含的trx_id字段，这个字段存在于聚簇索引的B+Tree中。

B. 在操作一条记录前，首先根据记录中的trx_id检查该事务是否是活动的事务(未提交或回滚)。如果是活动的事务，首先将`隐式锁`转换为`显式锁`(就是为该事务添加一个锁)。

C. 检查是否有锁冲突，如果有冲突，创建锁，并设置为waiting状态。如果没有冲突不加锁，跳到E。

D. 等待加锁成功，被唤醒，或者超时。

E. 写数据，并将自己的trx_id写入trx_id字段。

2. 显式锁

通过特定的语句进行加锁，我们一般称之为显示加锁，例如：

显示加共享锁：

```
select  ....  lock in share mode
```

显示加排它锁：

```
select  ....  for update
```

3.5 其它锁之：全局锁

全局锁就是对`整个数据库实例`加锁。当你需要让整个库处于`只读状态`的时候，可以使用这个命令，之后其他线程的以下语句会被阻塞：数据更新语句（数据的增删改）、数据定义语句（包括建表、修改表结构等）和更新类事务的提交语句。全局锁的典型使用`场景`是：做`全库逻辑备份`。

全局锁的命令：

```
Flush tables with read lock
```

3.6 其它锁之：死锁

死锁是指两个或多个事务在同一资源上相互占用，并请求锁定对方占用的资源，从而导致恶性循环。死锁示例：

	事务1	事务2
1	start transaction; update account set money=10 where id=1;	start transaction;
2		update account set money=10 where id=2;
3	update account set money=20 where id=2;	
4		update account set money=20 where id=1;

这时候，事务1在等待事务2释放id=2的行锁，而事务2在等待事务1释放id=1的行锁。 事务1和事务2在互相等待对方的资源释放，就是进入了死锁状态。当出现死锁以后，有`两种策略`：

- 一种策略是，直接进入等待，直到超时。这个超时时间可以通过参数`innodb_lock_wait_timeout`来设置。
- 另一种策略是，发起死锁检测，发现死锁后，主动回滚死锁链条中的某一个事务（将持有最少行级排他锁的事务进行回滚），让其他事务得以继续执行。将参数`innodb_deadlock_detect`设置为`on`，表示开启这个逻辑。

第二种策略的成本分析

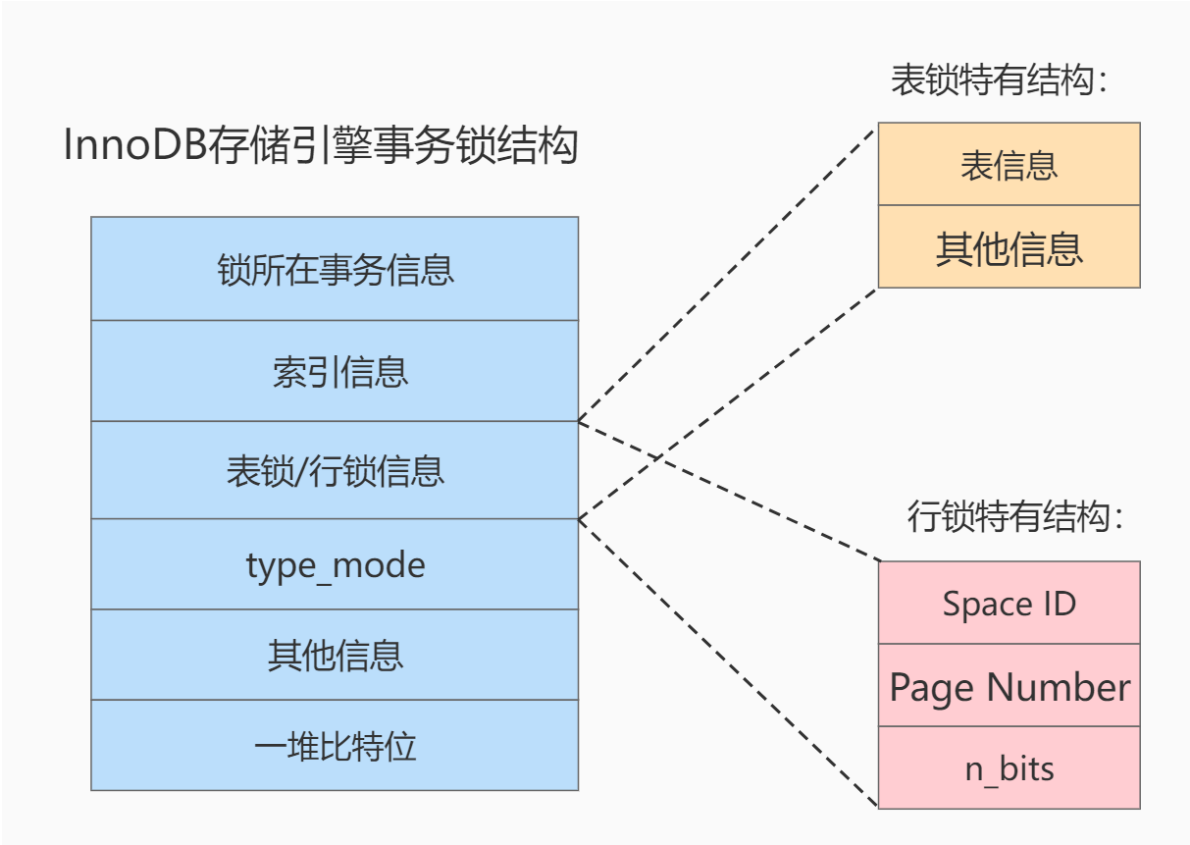
方法1：如果你能确保这个业务一定不会出现死锁，可以临时把死锁检测关掉。但是这种操作本身带有一定的风险，因为业务设计的时候一般不会把死锁当做一个严重错误，毕竟出现死锁了，就回滚，然后通过业务重试一般就没问题了，这是`业务无损`的。而关掉死锁检测意味着可能会出现大量的超时，这是`业务有损`的。

方法2：控制并发度。如果并发能够控制住，比如同一行同时最多只有10个线程在更新，那么死锁检测的成本很低，就不会出现这个问题。

这个并发控制要做在`数据库服务端`。如果你有中间件，可以考虑在`中间件实现`；甚至有能力修改MySQL源码的人，也可以做在MySQL里面。基本思路就是，对于相同行的更新，在进入引擎之前排队，这样在InnoDB内部就不会有大量的死锁检测工作了。

4. 锁的内存结构

`InnoDB`存储引擎中的`锁结构`如下：



结构解析：

`1. 锁所在的事务信息`：

不论是 `表锁` 还是 `行锁`，都是在事务执行过程中生成的，哪个事务生成了这个 `锁结构`，这里就记录这个事务的信息。

此 `锁所在的事务信息` 在内存结构中只是一个指针，通过指针可以找到内存中关于该事务的更多信息，比方说事务id等。

`2. 索引信息`：

对于 `行锁` 来说，需要记录一下加锁的记录是属于哪个索引的。这里也是一个指针。

`3. 表锁 / 行锁信息`：

`表锁结构` 和 `行锁结构` 在这个位置的内容是不同的：

- 表锁：

  记载着是对哪个表加的锁，还有其他的一些信息。

- 行锁：

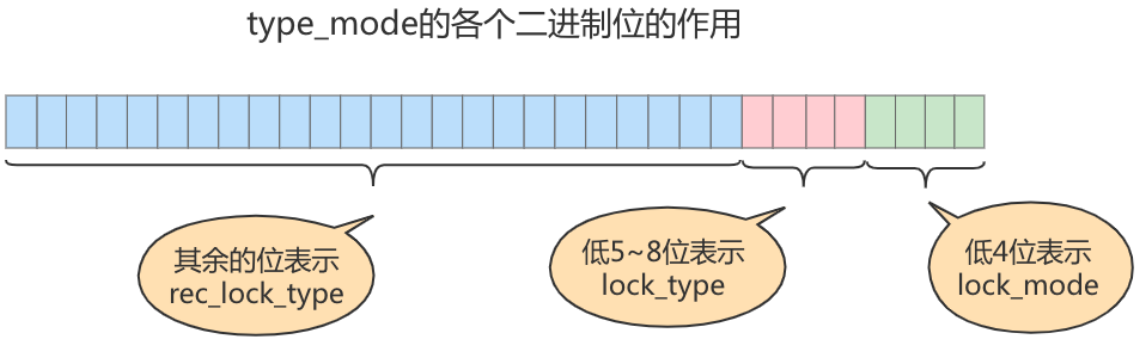
  记载了三个重要的信息：

  - `Space ID`：记录所在表空间。
  - `Page Number`：记录所在页号。
  - `n_bits`：对于行锁来说，一条记录就对应着一个比特位，一个页面中包含很多记录，用不同的比特位来区分到底是哪一条记录加了锁。为此在行锁结构的末尾放置了一堆比特位，这个 `n_bits` 属性代表使用了多少比特位。

    > n_bits的值一般都比页面中记录条数多一些。主要是为了之后在页面中插入了新记录后也不至于重新分配锁结构

4. type_mode：

这是一个32位的数，被分成了 lock_mode 、 lock_type 和 rec_lock_type 三个部分，如图所示：



- 锁的模式（ lock_mode ），占用低4位，可选的值如下：
  - LOCK_IS （十进制的 0 ）：表示共享意向锁，也就是 IS锁 。
  - LOCK_IX （十进制的 1 ）：表示独占意向锁，也就是 IX锁 。
  - LOCK_S （十进制的 2 ）：表示共享锁，也就是 S锁 。
  - LOCK_X （十进制的 3 ）：表示独占锁，也就是 X锁 。
  - LOCK_AUTO_INC （十进制的 4 ）：表示 AUTO-INC锁 。

  在InnoDB存储引擎中，LOCK_IS，LOCK_IX，LOCK_AUTO_INC都算是表级锁的模式，LOCK_S和LOCK_X既可以算是表级锁的模式，也可以是行级锁的模式。
- 锁的类型（ lock_type ），占用第5～8位，不过现阶段只有第5位和第6位被使用：
  - LOCK_TABLE （十进制的 16 ），也就是当第5个比特位置为1时，表示表级锁。
  - LOCK_REC （十进制的 32 ），也就是当第6个比特位置为1时，表示行级锁。
- 行锁的具体类型（ rec_lock_type ），使用其余的位来表示。只有在 lock_type 的值为 LOCK_REC 时，也就是只有在该锁为行级锁时，才会被细分为更多的类型：
  - LOCK_ORDINARY （十进制的 0 ）：表示 next-key锁 。
  - LOCK_GAP （十进制的 512 ）：也就是当第10个比特位置为1时，表示 gap锁 。
  - LOCK_REC_NOT_GAP （十进制的 1024 ）：也就是当第11个比特位置为1时，表示正经 记录锁 。
  - LOCK_INSERT_INTENTION （十进制的 2048 ）：也就是当第12个比特位置为1时，表示插入意向锁。其他的类型：还有一些不常用的类型我们就不多说了。
- is_waiting 属性呢？基于内存空间的节省，所以把 is_waiting 属性放到了 type_mode 这个32位的数字中：
  - LOCK_WAIT （十进制的 256 ）：当第9个比特位置为 1 时，表示 is_waiting 为 true ，也就是当前事务尚未获取到锁，处在等待状态；当这个比特位为 0 时，表示 is_waiting 为 false ，也就是当前事务获取锁成功。

5. 其他信息：

为了更好的管理系统运行过程中生成的各种锁结构而设计了各种哈希表和链表。

6. 一堆比特位：

如果是 行锁结构 的话，在该结构末尾还放置了一堆比特位，比特位的数量是由上边提到的 n_bits 属性表示的。InnoDB数据页中的每条记录在 记录头信息 中都包含一个 heap_no 属性，伪记录 Infimum 的 heap_no 值为 0 ， Supremum 的 heap_no 值为 1 ，之后每插入一条记录， heap_no 值就增1。 锁结构 最后的一堆比特位就对应着一个页面中的记录，一个比特位映射一个 heap_no ，即一个比特位映射到页内的一条记录。

5. 锁监控

关于MySQL锁的监控，我们一般可以通过检查 `InnoDB_row_lock` 等状态变量来分析系统上的行锁的争夺情况

```
mysql> show status like 'innodb_row_lock%';
+-------------------------------+-------+
| Variable_name                 | Value |
+-------------------------------+-------+
| Innodb_row_lock_current_waits | 0     |
| Innodb_row_lock_time          | 0     |
| Innodb_row_lock_time_avg      | 0     |
| Innodb_row_lock_time_max      | 0     |
| Innodb_row_lock_waits         | 0     |
+-------------------------------+-------+
5 rows in set (0.01 sec)
```

对各个状态量的说明如下：

- Innodb_row_lock_current_waits：当前正在等待锁定的数量；
- `Innodb_row_lock_time`：从系统启动到现在锁定总时间长度；（等待总时长）
- `Innodb_row_lock_time_avg`：每次等待所花平均时间；（等待平均时长）
- Innodb_row_lock_time_max：从系统启动到现在等待最常的一次所花的时间；
- `Innodb_row_lock_waits`：系统启动后到现在总共等待的次数；（等待总次数）

对于这5个状态变量，比较重要的3个见上面（橙色）。

其他监控方法：

MySQL把事务和锁的信息记录在了 `information_schema` 库中，涉及到的三张表分别是 `INNODB_TRX` 、 `INNODB_LOCKS` 和 `INNODB_LOCK_WAITS` 。

`MySQL5.7及之前`，可以通过information_schema.INNODB_LOCKS查看事务的锁情况，但只能看到阻塞事务的锁；如果事务并未被阻塞，则在该表中看不到该事务的锁情况。

MySQL8.0删除了information_schema.INNODB_LOCKS，添加了 `performance_schema.data_locks` ，可以通过performance_schema.data_locks查看事务的锁情况，和MySQL5.7及之前不同，performance_schema.data_locks不但可以看到阻塞该事务的锁，还可以看到该事务所持有的锁。

同时，information_schema.INNODB_LOCK_WAITS也被 `performance_schema.data_lock_waits` 所代替。

我们模拟一个锁等待的场景，以下是从这三张表收集的信息

锁等待场景，我们依然使用记录锁中的案例，当事务2进行等待时，查询情况如下：

（1）查询正在被锁阻塞的sql语句。

```
SELECT * FROM information_schema.INNODB_TRX\G;
```

重要属性代表含义已在上述中标注。

（2）查询锁等待情况

```
 SELECT * FROM data_lock_waits\G;
*************************** 1. row ***************************
                           ENGINE: INNODB
       REQUESTING_ENGINE_LOCK_ID: 139750145405624:7:4:7:139747028690608
REQUESTING_ENGINE_TRANSACTION_ID: 13845  #被阻塞的事务ID
```

```
            REQUESTING_THREAD_ID: 72
             REQUESTING_EVENT_ID: 26
REQUESTING_OBJECT_INSTANCE_BEGIN: 139747028690608
         BLOCKING_ENGINE_LOCK_ID: 139750145406432:7:4:7:139747028813248
  BLOCKING_ENGINE_TRANSACTION_ID: 13844 #正在执行的事务ID，阻塞了13845
              BLOCKING_THREAD_ID: 71
               BLOCKING_EVENT_ID: 24
  BLOCKING_OBJECT_INSTANCE_BEGIN: 139747028813248
1 row in set (0.00 sec)
```

(3) 查询锁的情况

```
mysql > SELECT * from performance_schema.data_locks\G;
*************************** 1. row ***************************
               ENGINE: INNODB
       ENGINE_LOCK_ID: 139750145405624:1068:139747028693520
ENGINE_TRANSACTION_ID: 13847
            THREAD_ID: 72
             EVENT_ID: 31
        OBJECT_SCHEMA: atguigu
          OBJECT_NAME: user
       PARTITION_NAME: NULL
    SUBPARTITION_NAME: NULL
           INDEX_NAME: NULL
OBJECT_INSTANCE_BEGIN: 139747028693520
            LOCK_TYPE: TABLE
            LOCK_MODE: IX
          LOCK_STATUS: GRANTED
            LOCK_DATA: NULL
*************************** 2. row ***************************
               ENGINE: INNODB
       ENGINE_LOCK_ID: 139750145405624:7:4:7:139747028690608
ENGINE_TRANSACTION_ID: 13847
            THREAD_ID: 72
             EVENT_ID: 31
        OBJECT_SCHEMA: atguigu
          OBJECT_NAME: user
       PARTITION_NAME: NULL
    SUBPARTITION_NAME: NULL
           INDEX_NAME: PRIMARY
OBJECT_INSTANCE_BEGIN: 139747028690608
            LOCK_TYPE: RECORD
            LOCK_MODE: X,REC_NOT_GAP
          LOCK_STATUS: WAITING
            LOCK_DATA: 1
*************************** 3. row ***************************
               ENGINE: INNODB
       ENGINE_LOCK_ID: 139750145406432:1068:139747028816304
ENGINE_TRANSACTION_ID: 13846
            THREAD_ID: 71
             EVENT_ID: 28
        OBJECT_SCHEMA: atguigu
          OBJECT_NAME: user
       PARTITION_NAME: NULL
    SUBPARTITION_NAME: NULL
           INDEX_NAME: NULL
OBJECT_INSTANCE_BEGIN: 139747028816304
            LOCK_TYPE: TABLE
```

```
            LOCK_MODE: IX
          LOCK_STATUS: GRANTED
            LOCK_DATA: NULL
*************************** 4. row ***************************
               ENGINE: INNODB
       ENGINE_LOCK_ID: 139750145406432:7:4:7:139747028813248
ENGINE_TRANSACTION_ID: 13846
            THREAD_ID: 71
             EVENT_ID: 28
        OBJECT_SCHEMA: atguigu
          OBJECT_NAME: user
       PARTITION_NAME: NULL
    SUBPARTITION_NAME: NULL
           INDEX_NAME: PRIMARY
OBJECT_INSTANCE_BEGIN: 139747028813248
            LOCK_TYPE: RECORD
            LOCK_MODE: X,REC_NOT_GAP
          LOCK_STATUS: GRANTED
            LOCK_DATA: 1
4 rows in set (0.00 sec)

ERROR:
No query specified
```

从锁的情况可以看出来，两个事务分别获取了IX锁，我们从意向锁章节可以知道，IX锁互相时兼容的。所以这里不会等待，但是事务1同样持有X锁，此时事务2也要去同一行记录获取X锁，他们之间不兼容，导致等待的情况发生。

6. 附录

间隙锁加锁规则（共11个案例）

间隙锁是在可重复读隔离级别下才会生效的： next-key lock 实际上是由间隙锁加行锁实现的，如果切换到读提交隔离级别 (read-committed) 的话，就好理解了，过程中去掉间隙锁的部分，也就是只剩下行锁的部分。而在读提交隔离级别下间隙锁就没有了，为了解决可能出现的数据和日志不一致问题，需要把 binlog 格式设置为 row 。也就是说，许多公司的配置为：读提交隔离级别加 binlog_format=row。业务不需要可重复读的保证，这样考虑到读提交下操作数据的锁范围更小（没有间隙锁），这个选择是合理的。

next-key lock的加锁规则

总结的加锁规则里面，包含了两个 “ “ 原则 ” ” 、两个 “ “ 优化 ” ” 和一个 “bug” 。

1. 原则 1： 加锁的基本单位是 next-key lock 。 next-key lock 是前开后闭区间。
2. 原则 2： 查找过程中访问到的对象才会加锁。任何辅助索引上的锁，或者非索引列上的锁，最终都要回溯到主键上，在主键上也要加一把锁。
3. 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。也就是说如果InnoDB扫描的是一个主键、或是一个唯一索引的话，那InnoDB只会采用行锁方式来加锁
4. 优化 2： 索引上（不一定是唯一索引）的等值查询，向右遍历时且最后一个值不满足等值条件的时候， next-keylock 退化为间隙锁。
5. 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。

我们以表test作为例子，建表语句和初始化语句如下：其中id为主键索引

```
CREATE TABLE `test` (
`id` int(11) NOT NULL,
`col1` int(11) DEFAULT NULL,
`col2` int(11) DEFAULT NULL,
PRIMARY KEY (`id`),
KEY `c` (`c`)
) ENGINE=InnoDB;
insert into test values(0,0,0),(5,5,5),
(10,10,10),(15,15,15),(20,20,20),(25,25,25);
```

案例一：唯一索引等值查询间隙锁

sessionA	sessionB	sessionC

begin;
update test set col2 = col2+1
where id=7;		

	insert into test values(8,8,8) (blocked)	
		update test set col2 = col2+1 where id=10; (Query OK)

由于表 test 中没有 id=7 的记录

根据原则 1 ， 加锁单位是 next-key lock ， session A 加锁范围就是 (5,10] ； 同时根据优化 2 ， 这是一个等值查询 (id=7) ， 而 id=10 不满足查询条件， next-key lock 退化成间隙锁，因此最终加锁的范围是 (5,10)

案例二：非唯一索引等值查询锁

sessionA	sessionB	sessionC
begin; select id from test where col1 = 5 lock in share mode;		
	update test col2 = col2+1 where id=5; (Query OK)	
		insert into test values(7,7,7) (blocked)

这里 session A 要给索引 col1 上 col1=5 的这一行加上读锁。

1. 根据原则 1 ， 加锁单位是 next-key lock ， 左开右闭，5是闭上的，因此会给 (0,5] 加上 next-key lock 。
2. 要注意 c 是普通索引，因此仅访问 c=5 这一条记录是不能马上停下来的（可能有col1=5的其他记录） ，需要向右遍历，查到c=10 才放弃。根据原则 2 ， 访问到的都要加锁，因此要给 (5,10] 加 next-key lock 。
3. 但是同时这个符合优化 2 ： 等值判断，向右遍历，最后一个值不满足 col1=5 这个等值条件，因此退化成间隙锁 (5,10) 。

4. 根据原则 2 ， 只有访问到的对象才会加锁，这个查询使用覆盖索引，并不需要访问主键索引，所以主键索引上没有加任何锁，这就是为什么 session B 的 update 语句可以执行完成。

但 session C 要插入一个 (7,7,7) 的记录，就会被 session A 的间隙锁 (5,10) 锁住 这个例子说明，锁是加在索引上的。

执行 for update 时，系统会认为你接下来要更新数据，因此会顺便给主键索引上满足条件的行加上行锁。

如果你要用 lock in share mode来给行加读锁避免数据被更新的话，就必须得绕过覆盖索引的优化，因为覆盖索引不会访问主键索引，不会给主键索引上加锁

案例三：主键索引范围查询锁

上面两个例子是等值查询的，这个例子是关于范围查询的，也就是说下面的语句

```
select * from test where id=10 for update
select * from tets where id>=10 and id<11 for update;
```

这两条查语句肯定是等价的，但是它们的加锁规则不太一样

sessionA	sessionB	sessionC
begin; select * from test where id>= 10 and id<11 for update;		
	insert into test values(8,8,8) (Query OK) insert into test values(13,13,13); (blocked)	
		update test set clo2=col2+1 where id=15; (blocked)

1. 开始执行的时候，要找到第一个 id=10 的行，因此本该是 next-key lock(5,10] 。 根据优化 1 ， 主键 id 上的等值条件，退化成行锁，只加了 id=10 这一行的行锁。
2. 它是范围查询， 范围查找就往后继续找，找到 id=15 这一行停下来，不满足条件，因此需要加 next-key lock(10,15] 。

session A 这时候锁的范围就是主键索引上，行锁 id=10 和 next-key lock(10,15] 。 **首次 session A 定位查找 id=10 的行的时候，是当做等值查询来判断的，而向右扫描到 id=15 的时候，用的是范围查询判断。**

案例四：非唯一索引范围查询锁

与案例三不同的是，案例四中查询语句的 where 部分用的是字段 c ， 它是普通索引

这两条查语句肯定是等价的，但是它们的加锁规则不太一样

sessionA	sessionB	sessionC
begin; select * from test where col1>= 10 and col1<11 for update;		
	insert into test values(8,8,8)(blocked)	
		update test set clo2=col2+1 where id=15; (blocked)

在第一次用 col1=10 定位记录的时候，索引 c 上加了 (5,10] 这个 next-key lock 后，由于索引 col1 是非唯一索引，没有优化规则，也就是 说不会蜕变为行锁，因此最终 sesion A 加的锁是，索引 c 上的 (5,10] 和 (10,15] 这两个 next-keylock 。

这里需要扫描到 col1=15 才停止扫描，是合理的，因为 InnoDB 要扫到 col1=15 ，才知道不需要继续往后找了。

案例五：唯一索引范围查询锁 bug

sessionA	sessionB	sessionC
begin; select * from test where id> 10 and id<=15 for update;		
	update test set clo2=col2+1 where id=20; (blocked)	
		insert into test values(16,16,16); (blocked)

session A 是一个范围查询，按照原则 1 的话，应该是索引 id 上只加 (10,15] 这个 next-key lock ，并且因为 id 是唯一键，所以循环判断到 id=15 这一行就应该停止了。

但是实现上， InnoDB 会往前扫描到第一个不满足条件的行为止，也就是 id=20 。而且由于这是个范围扫描，因此索引 id 上的 (15,20] 这个 next-key lock 也会被锁上。照理说，这里锁住 id=20 这一行的行为，其实是没有必要的。因为扫描到 id=15 ，就可以确定不用往后再找了。

案例六：非唯一索引上存在 " " 等值 " " 的例子

这里，我给表 t 插入一条新记录：insert into t values(30,10,30);也就是说，现在表里面有两个c=10的行

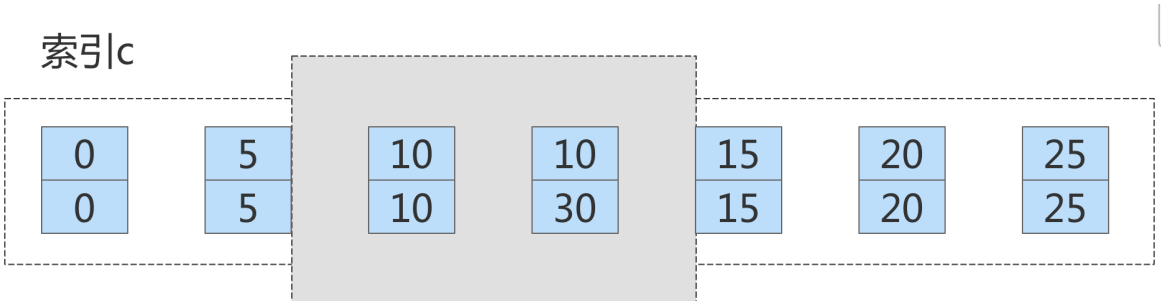
但是它们的主键值 id 是不同的（分别是 10 和 30 ），因此这两个c=10 的记录之间，也是有间隙的。

sessionA	sessionB	sessionC
begin; delete from test where col1=10;		
	insert into test values(12,12,12); (blocked)	
		update test set col2=col2+1where c=15; (blocked)

这次我们用 delete 语句来验证。注意， delete 语句加锁的逻辑，其实跟 select ... for update 是类似的，也就是我在文章开始总结的两个 “ 原则 ” 、两个 “ 优化 ” 和一个 “bug” 。

这时， session A 在遍历的时候，先访问第一个 col1=10 的记录。同样地，根据原则 1 ， 这里加的是 (col1=5,id=5) 到 (col1=10,id=10) 这个 next-key lock 。

由于c是普通索引，所以继续向右查找，直到碰到 (col1=15,id=15) 这一行循环才结束。根据优化 2 ， 这是一个等值查询，向右查找到了不满足条件的行，所以会退化成 (col1=10,id=10) 到 (col1=15,id=15) 的间隙锁。



这个 delete 语句在索引 c 上的加锁范围，就是上面图中蓝色区域覆盖的部分。这个蓝色区域左右两边都是虚线，表示开区间，即 (col1=5,id=5) 和 (col1=15,id=15) 这两行上都没有锁

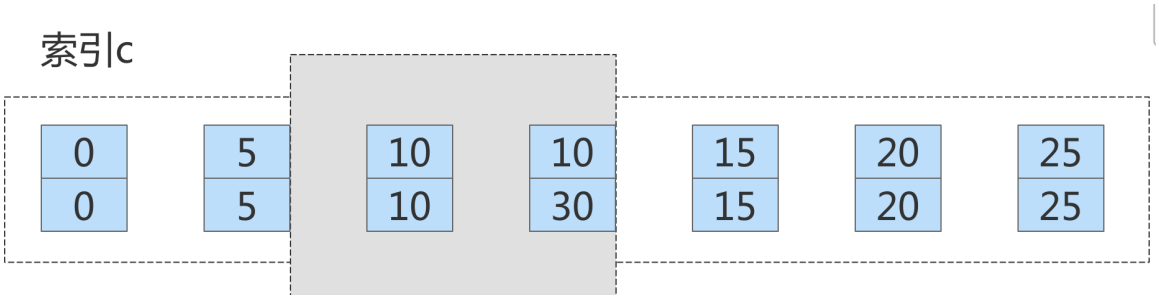
案例七： limit 语句加锁

例子 6 也有一个对照案例，场景如下所示：

sessionA	sessionB
begin; delete from test where col1=10 limit 2;	
	insert into test values(12,12,12); (Query OK)

session A 的 delete 语句加了 limit 2 。你知道表 t 里 c=10 的记录其实只有两条，因此加不加 limit 2 ， 删除的效果都是一样的。但是加锁效果却不一样

这是因为，案例七里的 delete 语句明确加了 limit 2 的限制，因此在遍历到 (col1=10, id=30) 这一行之后，满足条件的语句已经有两条，循环就结束了。因此，索引 col1 上的加锁范围就变成了从（col1=5,id=5) 到（col1=10,id=30) 这个前开后闭区间，如下图所示：



这个例子对我们实践的指导意义就是， 在删除数据的时候尽量加 limit 。

这样不仅可以**控制删除数据的条数，让操作更安全，还可以减小加锁的范围。**

案例八：一个死锁的例子

sessionA	sessionB
begin; select id from test where col1=10 lock in share mode;	
	update test set col2=col2+1 where c=10; (blocked)
insert into test values(8,8,8);	
	ERROR 1213(40001):Deadlock found when trying to getlock;try restarting transaction

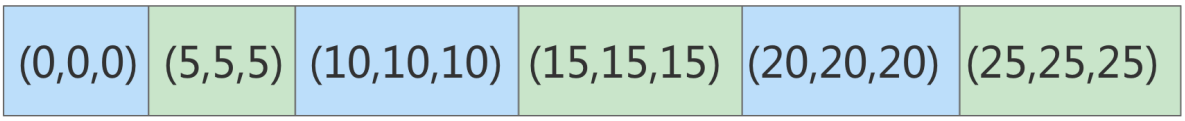
1. session A 启动事务后执行查询语句加 lock in share mode，在索引 col1 上加了 next-keylock(5,10] 和间隙锁 (10,15)（索引向右遍历退化为间隙锁）；
2. session B 的 update 语句也要在索引 c 上加 next-key lock(5,10]，进入锁等待； 实际上分成了两步，先是加 (5,10) 的间隙锁，加锁成功；然后加 col1=10 的行锁，因为sessionA上已经给这行加上了读锁，此时申请死锁时会被阻塞
3. 然后 session A 要再插入 (8,8,8) 这一行，被 session B 的间隙锁锁住。由于出现了死锁， InnoDB 让 session B 回滚

案例九：order by索引排序的间隙锁1

如下面一条语句

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

下图为这个表的索引id的示意图。



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。（id=15 不满足条件，所以 next-key lock 退化为了间隙锁 (10,

15) 。)

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，又因为区间是左开右闭的，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。

案例十：order by索引排序的间隙锁2

sessionA	sessionB
begin; select * from test where col1>=15 and c<=20 order by col1 desc lock in share mode;	
	insert into test values(6,6,6); (blocked)

1. 由于是 order by col1 desc ， 第一个要定位的是索引 col1 上 “ 最右边的 ”col1=20 的行。这是一个非唯一索引的等值查询：

左开右闭区间，首先加上 next-key lock (15,20] 。 向右遍历，col1=25不满足条件，退化为间隙锁 所以会加上间隙锁(20,25) 和 next-key lock (15,20] 。

2. 在索引 col1 上向左遍历，要扫描到 col1=10 才停下来。同时又因为左开右闭区间，所以 next-key lock 会加到 (5,10] ， 这正是阻塞session B 的 insert 语句的原因。
3. 在扫描过程中， col1=20 、 col1=15 、 col1=10 这三行都存在值，由于是 select * ， 所以会在主键 id 上加三个行锁。 因此， session A 的 select 语句锁的范围就是：
    1. 索引 col1 上 (5, 25) ；
    2. 主键索引上 id=15 、 20 两个行锁。

案例十一：update修改数据的例子-先插入后删除

sessionA	sessionB
begin; select col1 from test where col1>5 lock in share mode;	
	update test set col1=1 where col1=5 (Query OK) update test set col1=5 where col1=1; (blocked)

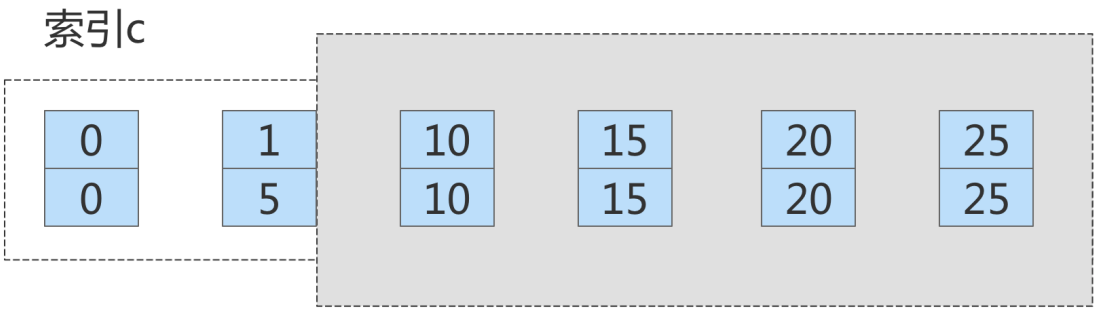
注意：根据 col1>5 查到的第一个记录是 col1=10 ， 因此不会加 (0,5] 这个 next-key lock 。

session A 的加锁范围是索引 col1 上的 (5,10] 、 (10,15] 、 (15,20] 、 (20,25] 和(25,supremum] 。

之后 session B 的第一个 update 语句，要把 col1=5 改成 col1=1 ， 你可以理解为两步：

1. 插入 (col1=1, id=5) 这个记录；
2. 删除 (col1=5, id=5) 这个记录。

通过这个操作， session A 的加锁范围变成了图 7 所示的样子：



好，接下来 session B 要执行 update t set col1 = 5 where col1 = 1 这个语句了，一样地可以拆成两步：

1. 插入 (col1=5, id=5) 这个记录；
2. 删除 (col1=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。