MYSQL 事务/事务ACID特性/事务隔离级别/锁/MVCC

1.事务

1.1什么是事务:

> 数据库操作的最小工作单元，是作为单个逻辑工作单元执行的一系列操作;
>
> 事务是一组不可再分割的操作集合（工作逻辑单元）;

1.2典型事务场景(转账):

```
update user_account set balance = balance - 1000 where userID = 3;
update user_account set balance = balance +1000 where userID = 1;
```

1.3mysql中如何开启事务:

```
begin / start transaction       -- 手工
commit / rollback                  -- 事务提交或回滚
set session autocommit = on/off; -- 设定事务是否自动开启
```

1.4mysql默认事务级别为：自动提交

> ```
> select VARIABLES like 'autocommit';
> ```
>
> 结果为：on，表示自动提交。

1.5JDBC 编程:

connection.setAutoCommit（boolean）;

1.6Spring 事务AOP编程:

expression=execution（com.gpedu.dao..(..)）

2.事务ACID特性

> - 原子性（Atomicity）
>   - 最小的工作单元，整个工作单元要么一起提交成功，要么全部失败回滚
> - 一致性（Consistency）
>   - 事务中操作的数据及状态改变是一致的，即写入资料的结果必须完全符合预设的规则，不会因为出现系统意外等原因导致状态的不一致
> - 隔离性（Isolation）
>   - 一个事务所操作的数据在提交之前，对其他事务的可见性设定（一般设定为不可见）持久性（Durability） 事务所做的修改就会永久保存，不会因为系统意外导致数据的丢失

3.事务隔离级别

SQL92 ANSI/ISO标准：

事务隔离界别：

- Read Uncommitted（未提交读） --未解决并发问题

  事务未提交对其他事务也是可见的，脏读（dirty read）

- Read Committed（提交读） --解决脏读问题

  一个事务开始之后，只能看到自己提交的事务所做的修改，不可重复读（nonrepeatable read）

- Repeatable Read (可重复读) --解决不可重复读问题

  在同一个事务中多次读取同样的数据结果是一样的，这种隔离级别未定义解决幻读的问题

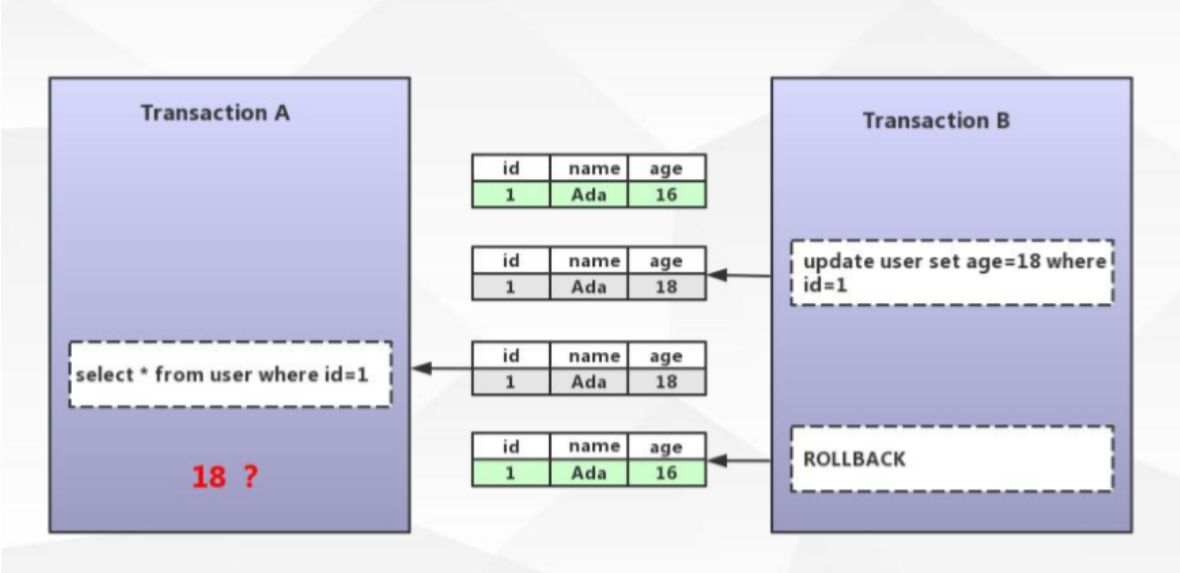
- Serializable（串行化） --解决所有问题

  最高的隔离级别，通过强制事务的串行执行

> 事务并发带来了哪些问题

3.1 Read Uncommitted（未提交读）

图一



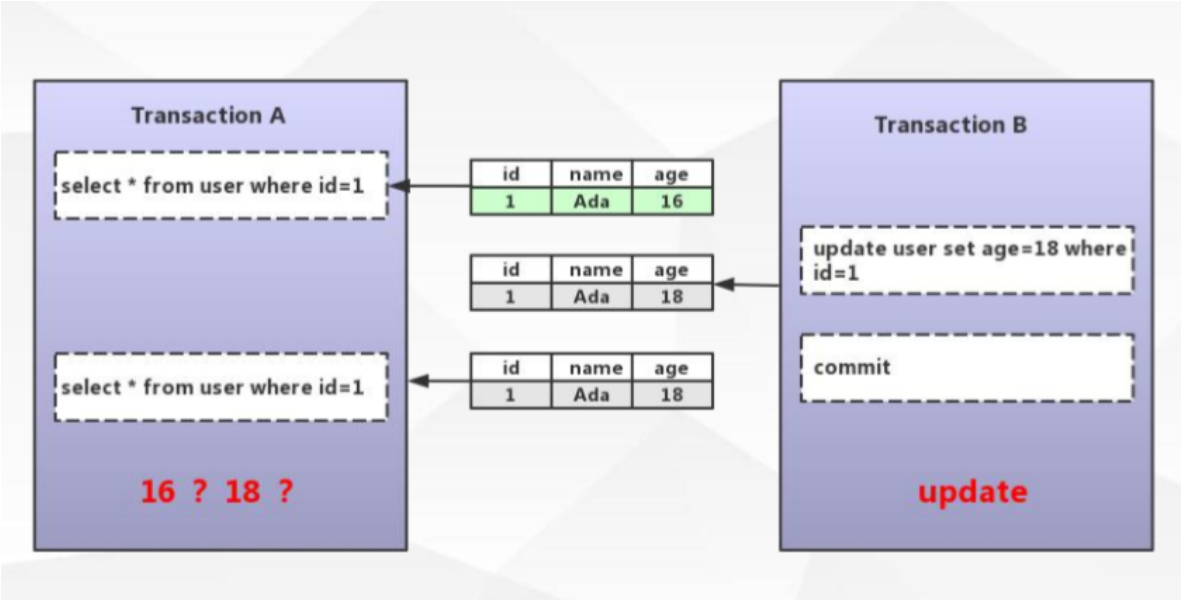
> **事务B先update，接着事务A select ， 然后事务B roolaback。事务A产生脏读现象。**

解决：

> **通过将事务隔离级别【Read Uncommitted(为提交读)】 --> Read Committed（提交读），即可解决图一的问题。**

3.2Read Committed（提交读）

图二



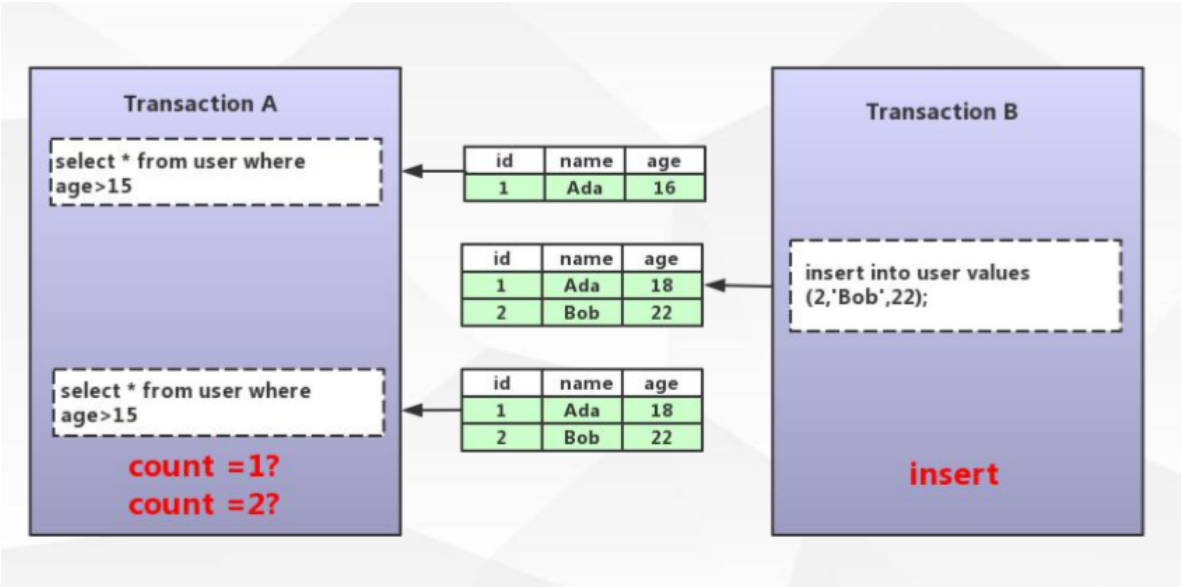
> 事务A先select，接着事务B update ，然后事务B commit，然后事务A select。事务A在一次开启事务的过程中，两次查询，得到两次不同的数据，产生 可重复度 的问题。

解决：

> 通过将事务隔离级别： Read Committed（提交读） --> Repeatable Read (可重复读)
>
> 即可解决图二的问题。

3.3Repeatable Read (可重复读)

> 图三



> 事务A先select，接着事务B insert 但未commit，然后事务A select。事务A在一次开启事务的过程中，两次查询的结果集不同，产生 幻读 的问题。

解决：

> 通过将事务隔离级别： Repeatable Read (可重复读) -->Serializable（串行化）
>
> 即可解决图三的问题。

3.4 InnoDB引擎对隔离级别的支持程度

> 事务隔离级别的并发能力由串行化-->未提交读 越来越高

事务隔离级别	脏读	不可重复读	幻读
未提交读（Read Uncommitted）	可能	可能	可能
已提交读（Read Committed）	不可能	可能	可能
可重复读（Repeatable Read）	不可能	不可能	对 InnoDB 不可能
串行化（Serializable）	不可能	不可能	不可能

4.锁

> 锁是用于管理不同事务对共享资源的并发访问

表锁与行锁的区别：

> 锁定粒度：表锁 > 行锁
>
> 加锁效率：表锁 > 行锁
>
> 冲突概率：表锁 > 行锁
>
> 并发性能：表锁 < 行锁

4.1MySQL InnoDB锁类型

- 共享锁（行锁）： Shared Locks
- 排它锁（行锁）： Exclusive Locks
- 意向锁共享锁（表锁）： Intention Shared Locks
- 意向锁排它锁（表锁）： Intention Exclusive Locks
- 自增锁：AUTO-INC Locks

行锁的算法

- 记录锁 Record Locks
- 间隙锁 Gap Locks
- 临键锁 Next-key Locks 行锁的算法

4.1.1 共享锁（Shared Locks）vs 排它锁（Exclusive Lock）

共享锁:

> - 又称为读锁，简称S锁，顾名思义，共享锁就是多个事务对于同一数据可以共享一把锁， 都能访问到数据，但是只能读不能修改;
> - 加锁释锁方式：
>   - select * from users WHERE id=1 LOCK IN SHARE MODE;
>   - commit/rollback

排他锁:

> - 又称为写锁，简称X锁，排他锁不能与其他锁并存，如一个事务获取了一个数据行的排他锁，其他事务就不能再获取该行的锁（共享锁、排他锁），只有该获取了排他锁的事务是可以对 数据行进行读取和修改，（其他事务要读取数据可来自于快照）

`排它锁，不影响另一个事务的select * from table 。但影响另一个事务的操作： delete / update / insert /SELECT * FROM table_name WHERE ... FOR UPDATE ，不能同时执行。`

加锁释放锁方式：

> delete / update / insert 默认加上X锁
>
> SELECT * FROM table_name WHERE ... FOR UPDATE 也相当于加上X锁
>
> commit/rollback

InnoDB 行锁到底锁了什么

- **InnoDB的行锁是通过给索引上的索引项加锁来实现的。**
- **只有通过索引条件进行数据检索，InnoDB才使用行级锁，否则，InnoDB 将使用表锁（锁住索引的所有记录）（另类的行锁）**

如上述两点，我们在删除/修改数据时，一定要让where条件命中我们的索引，否则，会锁表，影响别的事务对此表的操作。

表锁：lock tables xx read/write；

4.1.2意向锁共享锁（IS）&意向锁排它锁（IX）

> **意向锁(IS、IX) 是（表锁）**

- 意向共享锁(IS)
  - 表示事务准备给数据行加入共享锁，即一个数据行加共享锁前必须先取得该表的IS锁， 意向共享锁之间是可以相互兼容的
- 意向排它锁(IX)
  - 表示事务准备给数据行加入排他锁，即一个数据行加排他锁前必须先取得该表的IX锁， 意向排它锁之间是可以相互兼容的

> 意向锁(IS、IX)是InnoDB数据操作之前自动加的，不需要用户干预。

意向锁(IS、IX)意义：

> 当事务想去进行锁表时，可以先判断意向锁是否存在，存在时则 可快速返回该表不能 启用表锁

4.1.3自增锁AUTO-INC Locks

针对自增列自增长的一个特殊的表级别锁

```
show variables like  'innodb_autoinc_lock_mode';
```

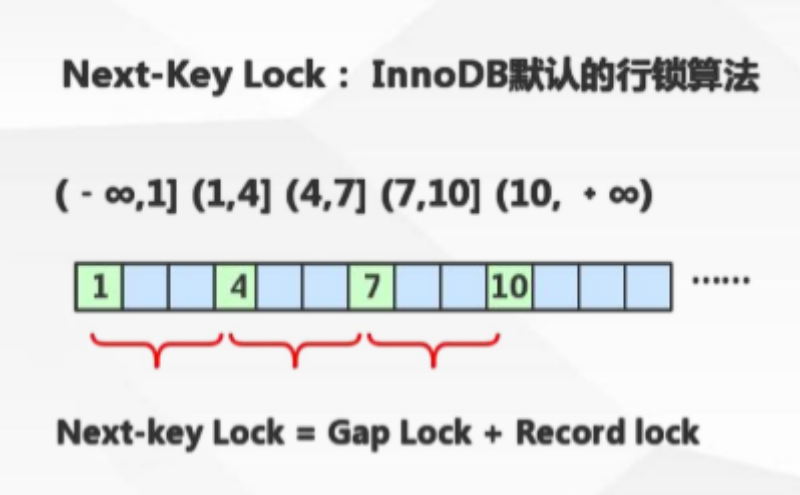
默认取值1，代表连续，事务未提交ID永久丢失。

4.1.4记录锁（Record）&间隙锁（Gap）&临建锁（Next-key）

- **Next-key locks：**
  - 锁住记录+区间（左开右闭）

当sql执行按照索引进行数据的检索时,查询条件为范围查找（between and、<、>等）并有数 据命中则此时SQL语句加上的锁为Next-key locks，锁住索引的记录+区间（左开右闭）

【将表中数据每行之间当作一个区间，如果有4条数据，则会生成5个区间，如下图】



- **Gap locks：**
  - 锁住数据不存在的区间（左开右开）

  当sql执行按照索引进行数据的检索时，查询条件的数据不存在，这时SQL语句加上的锁即为 Gap locks，锁住索引不存在的区间（左开右开）
- **Record locks：**
  - 锁住具体的索引项

  当sql执行按照唯一性（Primary key、Unique key）索引进行数据的检索时，查询条件等值匹 配且查询的数据是存在，这时SQL语句加上的锁即为记录锁Record locks，锁住具体的索引项

4.1.5临建锁（Next-key）

> 上图，表结构： id，name；且id无自增，id为主键。
>
> 表中只有四条数据：

id	name
1	1
4	4
7	7
10	10

如上图，将表中数据每行之间当作一个区间，如果有4条数据，则会生成5个区间：(-∞，1] (1，4] (4，7] (7，10] (10，+∞]

临建锁 大致含义：

操作：

1.事务A 执行 begin；开启事务，

2.事务A select * from t where id>5 and id<9 for update ; 添加X锁（排它锁），**锁住了(4，7] (7，10] 两个区间。**

此时，事务A会锁住id为7的行，以及 4<id<=7区间范围，如果另外一个事务B要写这个范围，事务B是阻塞无法执行的。

同时，事务A还会锁住7<id<=10区间范围，这个范围的id对应的行的数据，其他事务B也是无法进行写，直到事务A commit后才能写。

3.事务B 执行 begin；开启事务，

4.select * from t where id=4 for update ,表示事务B 要加排它锁，执行结果：事务B 可以执行。【符合左开右闭原则】

5.select * from t where id=7 for update ,表示事务B 要加排它锁，执行结果：事务B 阻塞，不可以执行。【符合左开右闭原则】

6.select * from t where id=10 for update ,表示事务B 要加排它锁，执行结果：事务B 阻塞，不可以执行。【符合左开右闭原则】

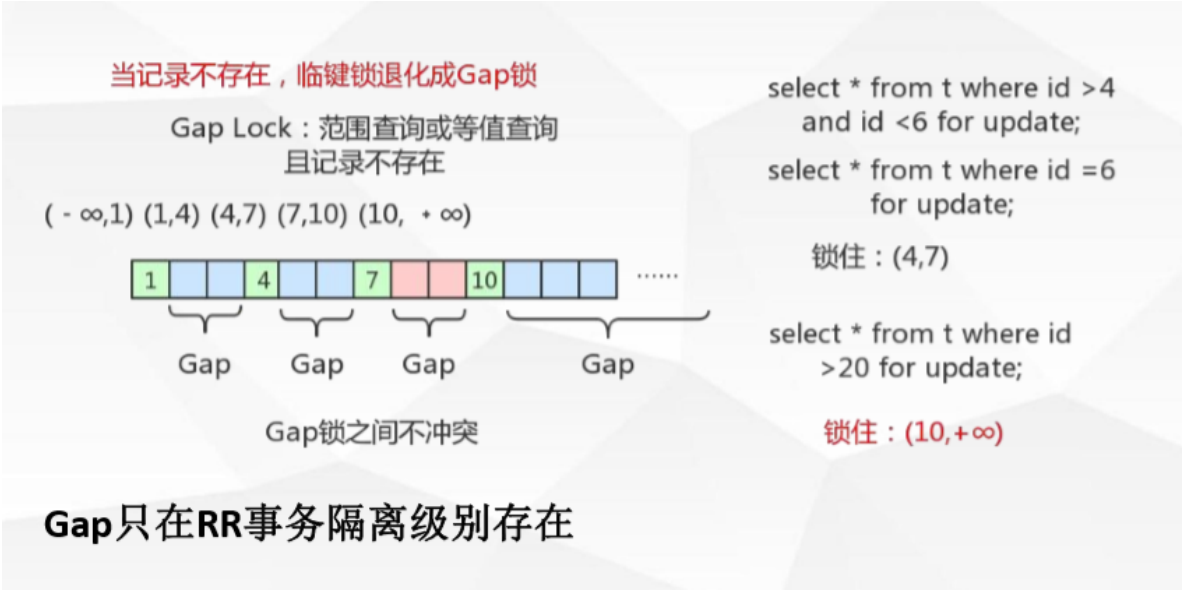
6.select * from t where id=11 for update ,表示事务B 要加排它锁，执行结果：事务B 执行成功。【符合左开右闭原则】

为什么innodb选择临建锁Next-key作为行锁的默认算法?

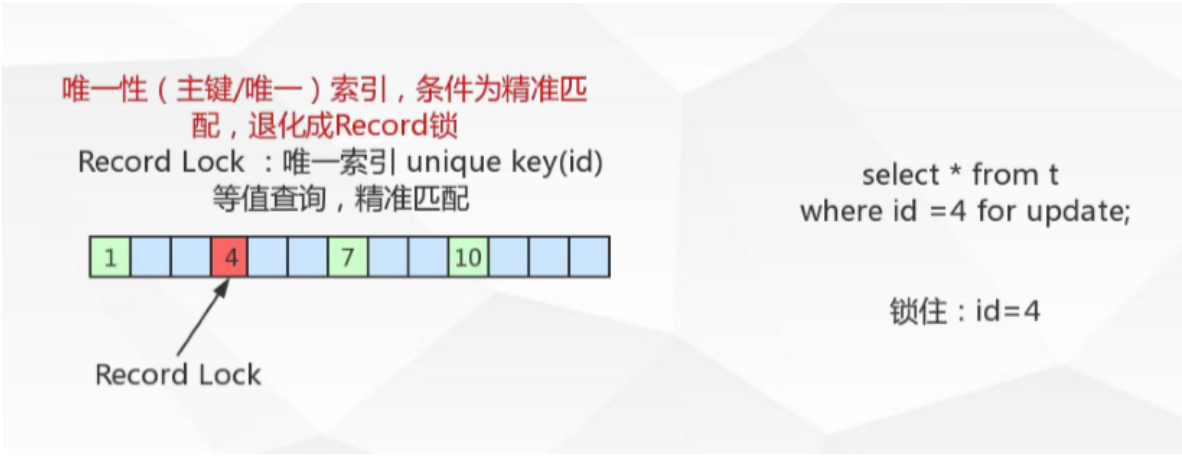
答：防止幻读，因为临建锁锁住了查询记录的左右两条数据的区间id，所以，在同一时间其他的事务则无法插入当前记录的临近数据（因为innodb叶子节点中的数据都是顺序性的，查询记录的临界区间肯定也是自增的，就避免了另外事务进行insert临近数据了）

4.1.6间隙锁（Gap）

当sql执行按照索引进行数据的检索时，查询条件的数据不存在，这时SQL语句加上的锁即为 Gap locks，锁住索引不存在的区间（左开右开）



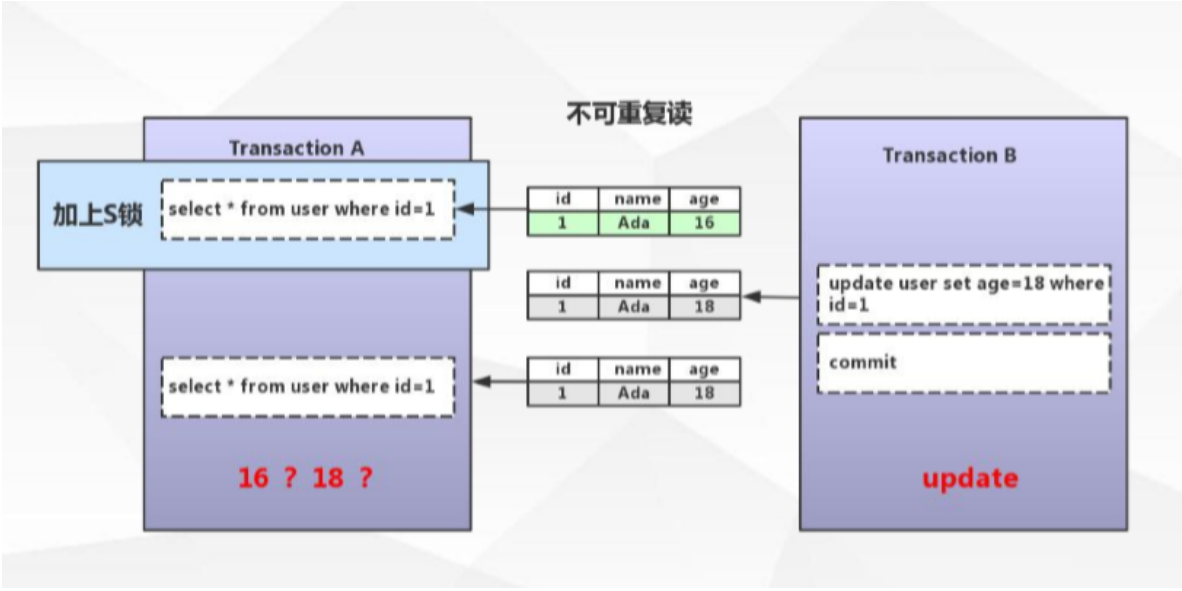
4.1.7记录锁（Record）



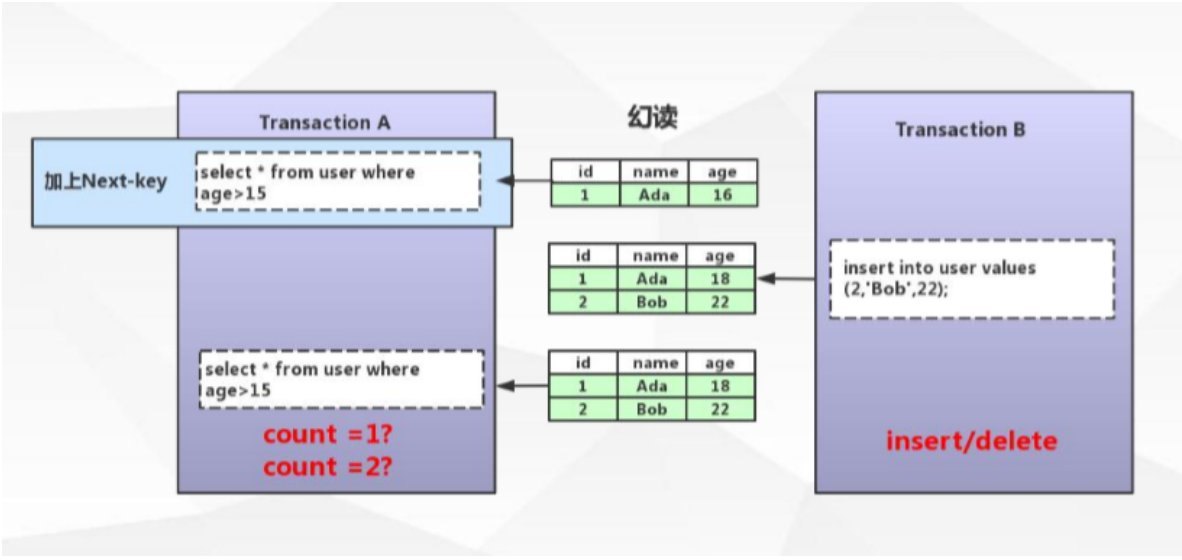
1.可重复的普通索引，查询条件命中4时，锁住的是查询记录的左右两个区间的数据；

2.只有在唯一性索引当作查询条件命中的时候，才会用到record记录锁，且锁定的行数为当前的唯一记录；

4.2利用锁怎么解决不可重复读



4.3利用锁怎么解决幻读



4.4死锁介绍

- 多个并发事务（2个或者以上）；
- 每个事务都持有锁（或者是已经在等待锁）；
- 每个事务都需要再继续持有锁；
- 事务之间产生加锁的循环等待，形成死锁。

4.5 死锁避免

- 1）类似的业务逻辑以固定的顺序访问表和行。
- 2）大事务拆小。大事务更倾向于死锁，如果业务允许，将大事务拆小。
- 3）在同一个事务中，尽可能做到一次锁定所需要的所有资源，减少死锁概 率。
- 4）降低隔离级别，如果业务允许，将隔离级别调低也是较好的选择
- 5）为表添加合理的索引。可以看到如果不走索引将会为表的每一行记录添 加上锁（或者说是表锁）

4.6 思考引申出MVCC

查看mysql的设置的事务隔离级别

```
select global.@@tx_isolation;   select @@tx_isolation;
```

ex1：

tx1: set session autocommit=off;

update users set lastUpdate=now() where id =1;

在未做commit/rollback操作之前

在其他的事务我们能不能进行对应数据的查询（特别是加上了X锁的数据）

tx2: select * from users where id > 1;

select * from users where id = 1;

ex2：

tx1: begin

select * from users where id =1 ;

tx2: begin

update users set lastUpdate=now() where id =1;

tx1:

select * from users where id =1;

这两个案例从结果上来看是一致的！

底层实现是怎样的呢？是一样的吗？

他们的底层实现跟MVCC有什么关系么？

MVCC