一、事务

概念

ACID

1. 原子性（Atomicity）
2. 一致性（Consistency）
3. 隔离性（Isolation）
4. 持久性（Durability）

ACID是由什么保证的

AUTOCOMMIT

二、并发一致性问题(破坏隔离性)

丢失更新

读脏数据

不可重复读

幻影读

幻读和不可重复读的区别:

三、封锁

封锁粒度

封锁类型

1. 读写锁
2. 意向锁

例如:

意向锁的并发性

总结

封锁协议

1. 三级封锁协议
2. 两段锁协议

MySQL 隐式与显示锁定

四、隔离级别

未提交读（READ UNCOMMITTED）

提交读（READ COMMITTED）

可重复读（REPEATABLE READ）

可串行化（SERIALIZABLE）

五、多版本并发控制

基本思想

版本号

Undo 日志

ReadView

快照读与当前读

1. 快照读
2. 当前读

六、Next-Key Locks

Record Locks 记录锁

Gap Locks 间隙锁

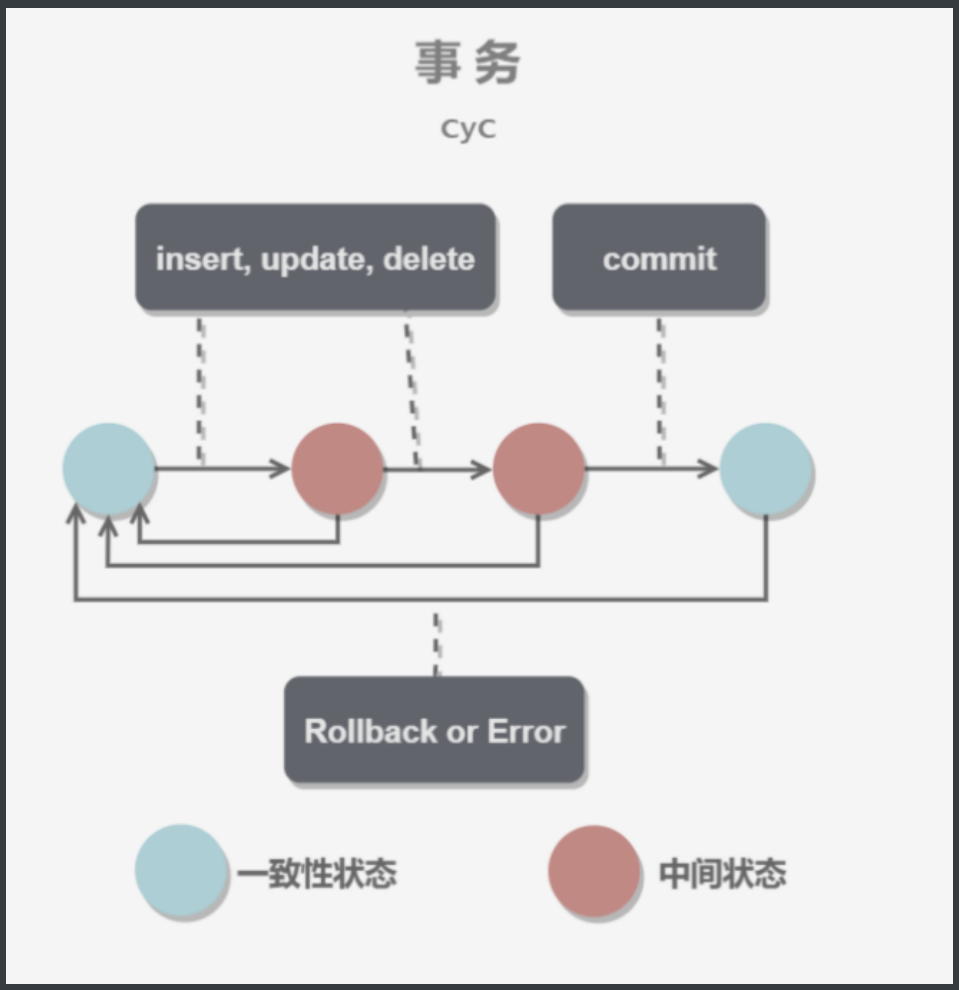
Next-Key Locks 临键锁

一、事务

概念

事务指的是满足 ACID 特性的**一组操作**，可以通过 Commit 提交一个事务，也可以使用 Rollback 进行回滚。

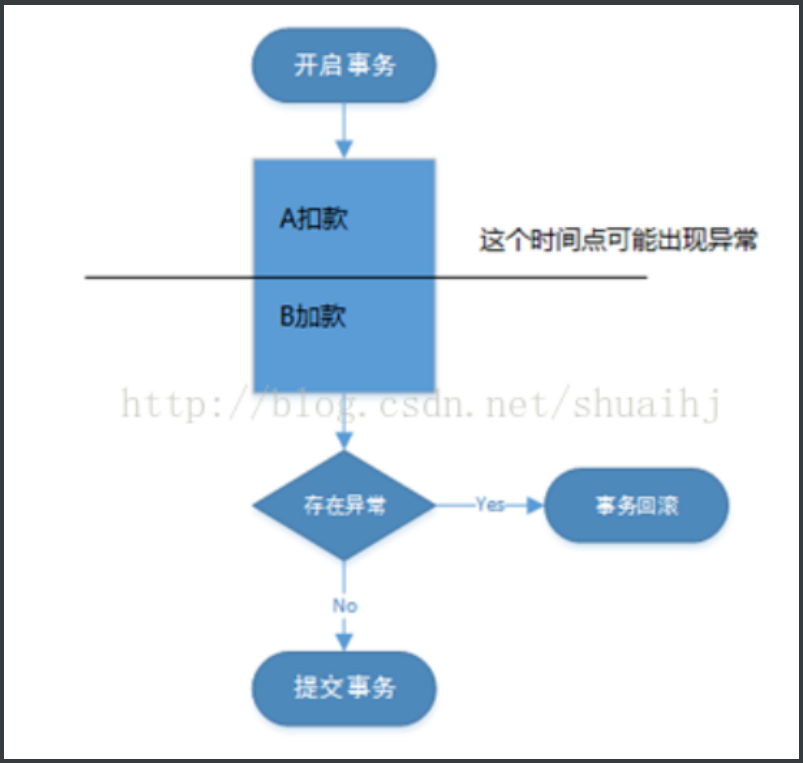
ACID



1. 原子性（Atomicity）

事务被视为不可分割的最小单元，事务的所有操作要么全部提交成功，要么全部失败回滚。

回滚可以用回滚日志（Undo Log）来实现，回滚日志记录着事务所执行的修改操作，在回滚时反向执行这些修改操作即可。



在事务中的**扣款和加款两条语句，要么都执行，要么就都不执行。**否则如果只执行了扣款语句，就提交了，此时如果突然断电，A账号已经发生了扣款，B账号却没收到加款，就会引起纠纷。

在数据库管理系统（DBMS）中，默认情况下一条SQL就是一个单独事务，事务是自动提交的。**只有显式的使用start transaction开启一个事务，才能将一个代码块放在事务中执行。**保障事务的原子性是数据库管理系统的责任，为此许多数据源采用日志机制

2. 一致性（Consistency）

数据库在事务执行前后都保持一致性状态，数据库的完整性约束没有被破坏。在一致性状态下，**所有事务对同一个数据的读取结果都是相同的。**

例如: 对银行转帐事务，不管事务成功还是失败，应该保证事务结束后ACCOUNT表中aaa和bbb的存款总额为2000元。

保障事务的一致性，可以从以下两个层面入手

2.1 数据库机制层面

使用约束: 数据库层面的一致性是，在一个事务执行之前和之后，**数据会符合你设置的约束**（唯一约束，外键约束,Check约束等)和触发器设置。比如转账，则可以使用CHECK约束两个账户之和等于2000来达到一致性目的

2.2业务层面

对于业务层面来说，一致性是保持业务的一致性。这个业务一致性需要由开发人员进行保证。当然，很多业务方面的一致性，也可以通过转移到数据库机制层面进行保证。

3. 隔离性（Isolation）

一个事务所做的修改在最终提交以前，对其它事务是不可见的。多个事务并发访问时，事务之间是隔离的，一个事务不应该影响其它事务运行效果。

事务之间的相互影响分为几种，分别为：**脏读，不可重复读，幻读，丢失更新**,这些问题可以通过不同的隔离级别和**MVCC**来保证

4. 持久性（Durability）

一旦事务提交，则其所做的修改将会永远保存到数据库中。**即使系统发生崩溃，事务执行的结果也不能丢失。**

系统发生奔溃可以用重做日志（Redo Log）进行恢复，从而实现持久性。与回滚日志记录数据的逻辑修改不同，重做日志记录的是数据页的物理修改。

事务的 ACID 特性概念简单，但不是很好理解，主要是因为这几个特性不是一种平级关系：

- 只有满足一致性，事务的执行结果才是正确的。
- 在无并发的情况下，事务串行执行，隔离性一定能够满足。此时只要能满足原子性，就一定能满足一致性。
- 在并发的情况下，多个事务并行执行，事务不仅要满足原子性，还需要满足隔离性，才能满足一致性。
- 事务满足持久化是为了能应对系统崩溃的情况。

ACID是由什么保证的

- A原子性由undo log日志保证，它记录了需要回滚的日志信息，事务回滚时撤销已经执行成功的sql
- C一致性一般由代码层面来保证
- I隔离性由MVCC来保证
- D持久性由内存+redolog来保证，mysql修改数据同时 在内存和redo log记录这次操作，事务提交的时候通过redo log刷盘，宕机的时候可以从redo log恢复

AUTOCOMMIT

MySQL 默认采用自动提交模式。也就是说，如果不显式使用 `START TRANSACTION` 语句来开始一个事务，那么每个查询操作都会被当做一个事务并自动提交。

二、并发一致性问题(破坏隔离性)

在并发环境下，事务的隔离性很难保证，因此会出现很多并发一致性问题。

丢失更新

丢失更新指**一个事务的更新操作被另外一个事务的更新操作替换。**一般在现实生活中常会遇到，例如：T_1 和 T_2 两个事务都对一个数据进行修改，**T_1 先修改并提交生效，T_2 随后修改，T_2 的修改覆盖了 T_1 的修改**。

读脏数据

读脏数据指在不同的事务下，**当前事务可以读到另外事务未提交的数据。**例如：T_1 修改一个数据但未提交，T_2 随后读取这个数据。如果 T_1 撤销了这次修改，那么 T_2 读取的数据是脏数据。

不可重复读

不可重复读指在一个事务内多次读取同一数据集合。在这一事务还未结束前，另一事务也访问了该同一数据集合并做了修改，由于第二个事务的修改，**第一次事务的两次读取的数据可能不一致。**例如：T_2 读取一个数据，T_1 对该数据做了修改。如果 T_2 再次读取这个数据，此时读取的结果和第一次读取的结果不同。

幻影读

幻读也是指一个事务两次读取的结果不一致，例如T_1 读取某个范围的数据，T_2 在这个范围内**插入**新的数据，T_1 再次读取这个范围的数据，此时读取的结果和和第一次读取的结果不同。

幻读和不可重复读的区别:

- 不可重复读是针对一个事务对一条记录的**更新(UPDATE),** 导致另外一个事务两次这个数据的结果不一致.
- 而幻读是一个事务新**插入了一条记录(INSERT)**, 导致另一个事务读到了以前没有的数据

产生并发不一致性问题的主要原因是**破坏了事务的隔离性**，解决方法是通过**并发控制**来保证隔离性。并发控制可以通过封锁来实现，但是封锁操作需要用户自己控制，相当复杂。数据库管理系统提供了**事务的隔离级别**，让用户以一种更轻松的方式处理并发一致性问题。

三、封锁

封锁粒度

MySQL 中提供了两种封锁粒度：**行级锁以及表级锁。**(MyISAM则只有表级锁)

应该尽量只锁定需要修改的那部分数据，而不是所有的资源。锁定的数据量越少，发生锁争用的可能就越小，系统的并发程度就越高。

但是加锁需要消耗资源，锁的各种操作（包括获取锁、释放锁、以及检查锁状态）都会增加系统开销。因此封锁粒度越小，系统吞吐量就越大。

在选择封锁粒度时，需要在**锁开销和并发程度之间做一个权衡。**

封锁类型

1. 读写锁

- 互斥锁（Exclusive），简写为 X 锁，又称写锁。
- 共享锁（Shared），简写为 S 锁，又称读锁。

有以下两个规定：

- 一个事务对数据对象 A 加了 X 锁，就可以对 A 进行读取和更新。加锁期间**其它事务不能对 A 加任何锁**。
- 一个事务对数据对象 A 加了 S 锁，可以对 A 进行读取操作，但是不能进行更新操作。**加锁期间其它事务能对 A 加 S 锁，但是不能加 X 锁。**

锁的兼容关系如下：

2. 意向锁

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` 。

在存在行级锁和表级锁的情况下，事务 T 想要对表 A 加 X 锁，就需要先检测是否有其它事务对表 A 或者表 A 中的任意一行加了锁，那么就需要对表 A 的每一行都检测一次，这是非常耗时的。

意向锁在原来的 X/S 锁之上引入了 IX/IS，IX/IS 都是**表锁**，用来表示一个事务想要在表中的某个数据行上加 X 锁或 S 锁。

- 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;
复制代码
```

- 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;
复制代码
```

即：`意向锁是有数据引擎自己维护的，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在数据表的对应意向锁。**

如果另一个任务试图在该表级别上应用共享或排它锁，则**受到由第一个任务控制的表级别意向锁的阻塞**。第二个任务在锁定该表前不必检查各个页或行锁，而只需检查表上的意向锁。

通过引入意向锁，事务 T 想要对表 A 加 X 锁，只需要先检测是否有其它事务对表 A 加了 X/IX/S/IS 锁，如果加了就表示有其它事务正在使用这个表或者表中某一行的锁，因此事务 T 加 X 锁失败。

各种锁的兼容关系如下：

这里的排他X / 共享S锁指的都是表锁！！！意向锁不会与行级的共享S / 排他X锁互斥！！！

解释如下：

- **任意 IS/IX 锁之间都是兼容的，因为它们只表示想要对表加锁，而不是真正加锁；**
- 这里兼容关系针对的是表级锁，而表级的 IX 锁和行级的 X 锁兼容，两个事务可以对两个数据行加 X 锁。（事务 T_1 想要对数据行 R_1 加 X 锁，事务 T_2 想要对同一个表的数据行 R_2 加 X 锁，两个事务都需要对该表加 IX 锁，但是 IX 锁是兼容的，并且 IX 锁与行级的 X 锁也是兼容的，因此两个事务都能加锁成功，对同一个表中的两个数据行做修改。）

例如:

事务 A 获取了表中某一行的排他锁,事务 B 想要获取表的共享锁：

因为**共享锁与排他锁** `互斥`，所以事务 B 在视图对表加共享锁的时候，必须保证：

- 当前没有其他事务持有表的排他锁。
- 当前没有其他事务持有表中**任意一行的排他锁** 。

为了检测是否满足第二个条件，事务 B 必须在确保表不存在任何排他锁的前提下，**去检测表中的每一行是否存在排他锁**。很明显这是一个效率很差的做法，但是有了**意向锁**之后，情况就不一样了：

在事务A获取排它锁后, 表中存在两把锁：表上的**意向排他锁**IX与数据行上的**排他锁**X，此时，事务 B 想要获取表的共享锁，事务B检测到事务 A 持有 表的**IX锁**，就可以得知事务A 必然持有该表中某些数据行的**排他锁**，那么事务 B 对表的加锁请求就会被排斥（阻塞），而**无需去检测表中的每一行数据是否存在排他锁。**

意向锁的并发性

意向锁不会与行级的共享 S/ 排他锁X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）。

在事务B因为检测到IX锁而被排斥后，事务C也想获取表中某一行的**排他锁**：

1. `事务 C` 申请表的**意向排他锁**。
2. `事务 C` 检测到 `事务 A` 持有表的**意向排他IX锁**。
3. 因为**意向锁之间并不互斥**，所以 `事务 C` 获取到了表的**意向排他锁**。
4. 因为C要修改的数据行上不存在任何**排他锁**，最终事务 C成功获取到了该数据行上的**排他锁**。

总结

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。

封锁协议

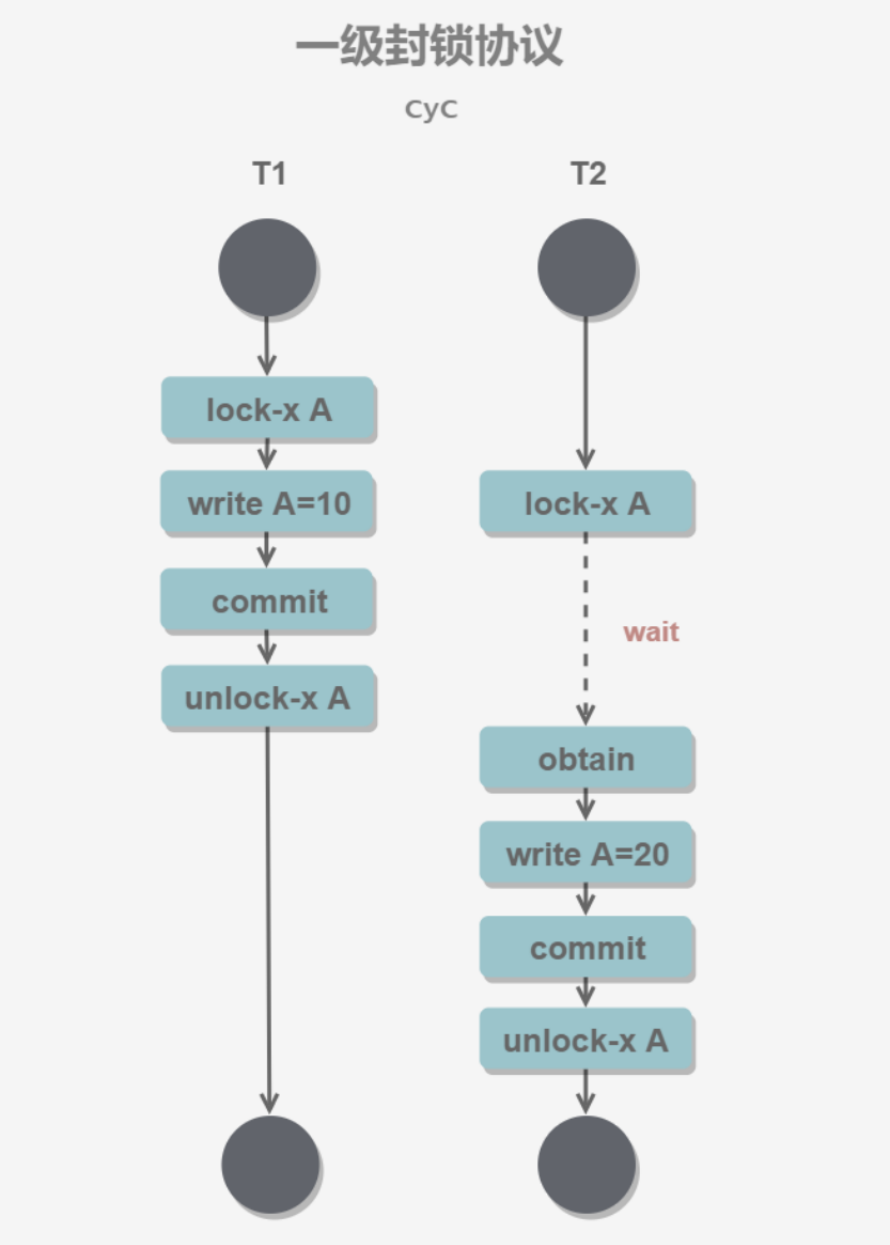
1. 三级封锁协议

一级封锁协议

事务 T 要修改数据 A 时必须加 X 锁，直到 T 结束才释放锁。

可以**解决丢失修改问题**，因为不能同时有两个事务对同一个数据进行修改，那么事务的修改就不会被覆盖。

但是由于没有对读做任何限制,仍然会出现读脏,不可重复读,幻读等问题

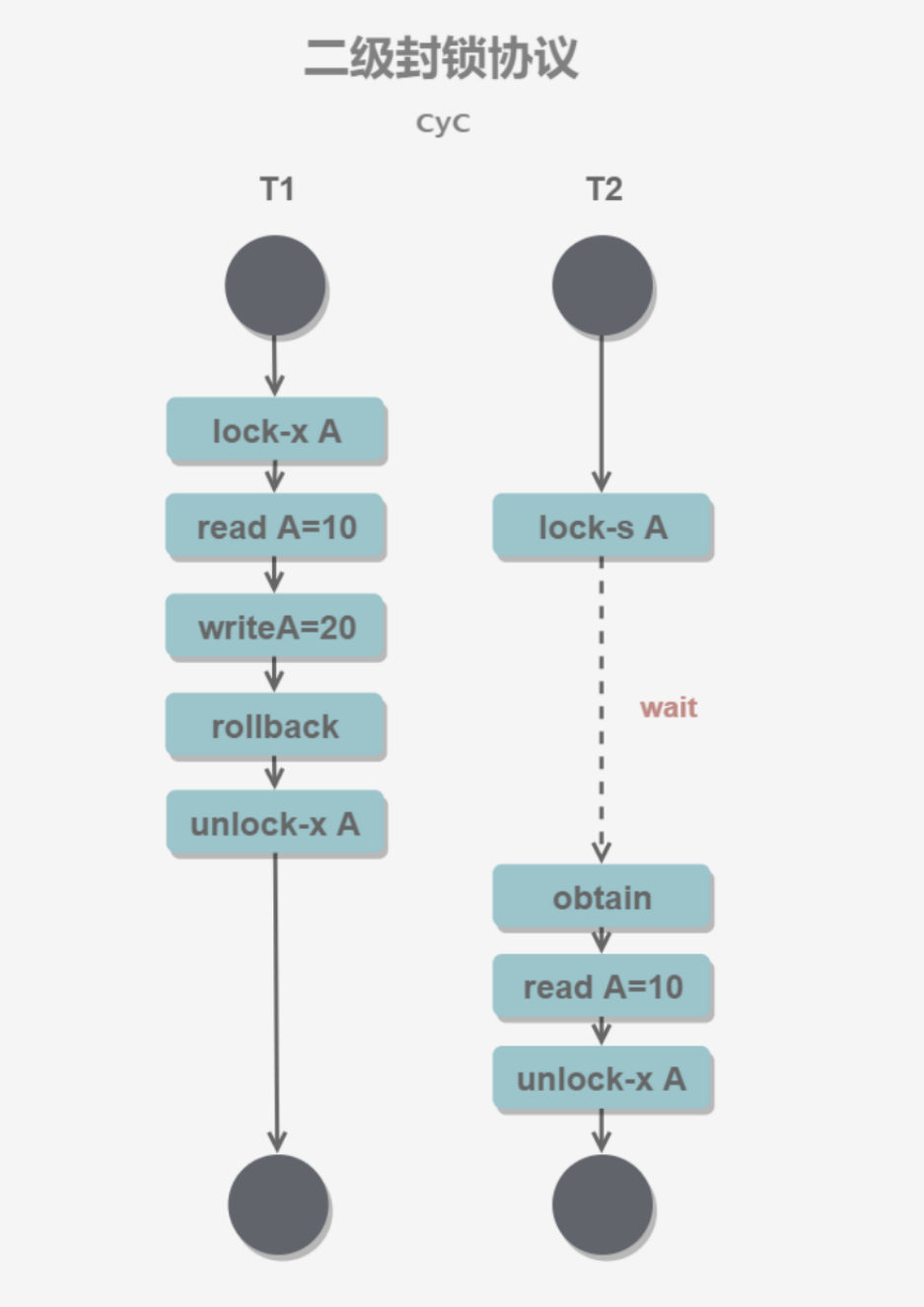


二级封锁协议

在一级的基础上，要求读取数据 A 时必须加 S 锁，读取完马上释放 S 锁。

可以解决读脏数据问题，因为如果一个事务在对数据 A 进行修改，根据 1 级封锁协议，会加 X 锁，那么就不能再加 S 锁了，也就是不会读入数据。

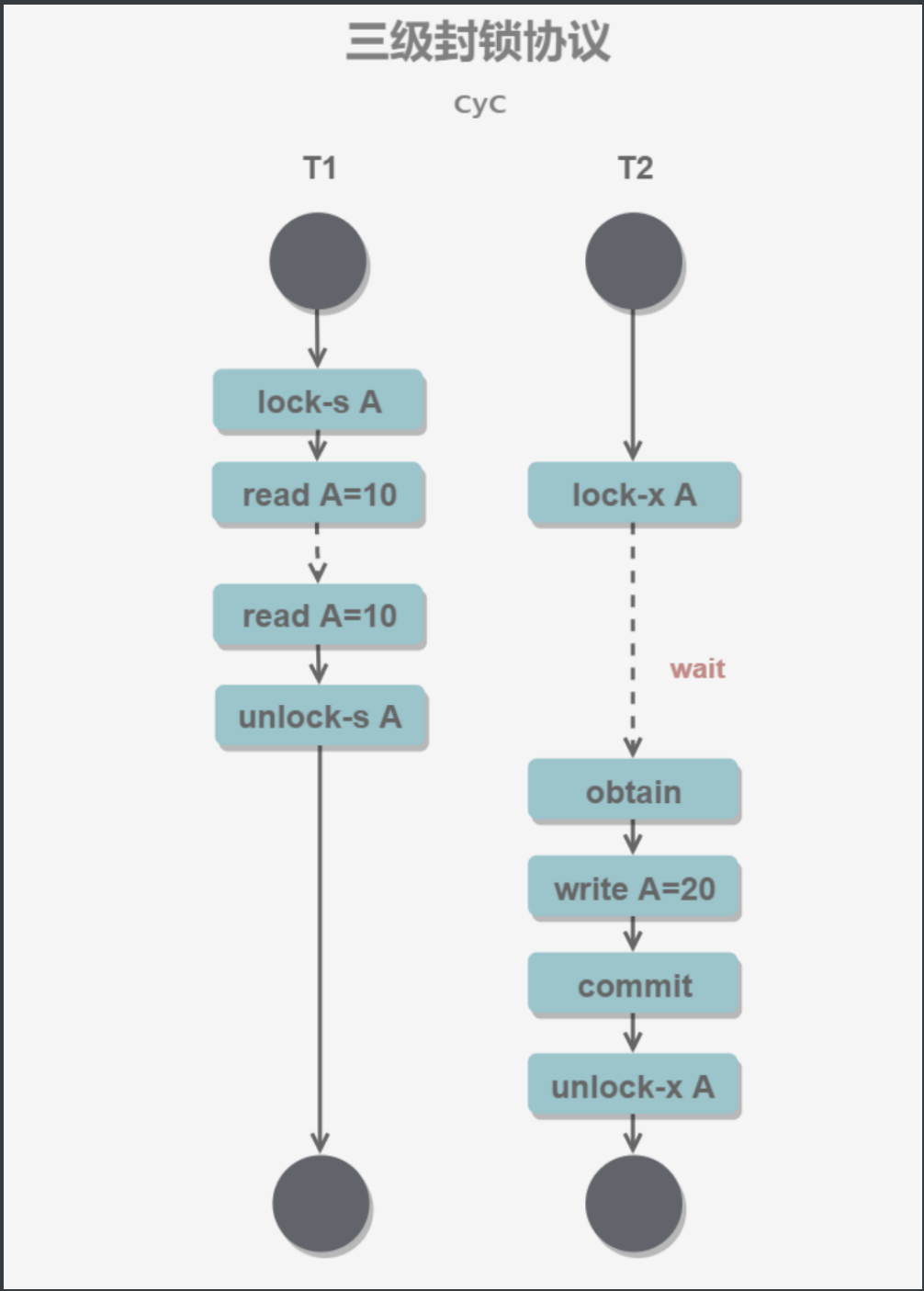
由于读之后马上就释放S锁,所以仍然会有不可重复读和幻读问题



三级封锁协议

在二级的基础上，要求读取数据 A 时必须加 S 锁，**直到事务结束了才能释放 S 锁。**

可以解决不可重复读的问题，因为读 A 时，其它事务不能对 A 加 X 锁，从而避免了在读的期间数据发生改变。



2. 两段锁协议

加锁和解锁分为两个阶段进行。

可串行化调度是指，**通过并发控制，使得并发执行的事务结果与某个串行执行的事务结果相同。**串行执行的事务互不干扰，不会出现并发一致性问题。

事务遵循两段锁协议是保证可串行化调度的充分条件。例如以下操作满足两段锁协议，它是可串行化调度。

```
lock-x(A)...lock-s(B)...lock-s(C)...unlock(A)...unlock(C)...unlock(B)
```

但不是必要条件，例如以下操作不满足两段锁协议，但它还是可串行化调度。

```
lock-x(A)...unlock(A)...lock-s(B)...unlock(B)...lock-s(C)...unlock(C)
```

MySQL 隐式与显示锁定

MySQL 的 InnoDB 存储引擎采用两段锁协议，会根据隔离级别在需要的时候自动加锁，并且所有的锁都是在同一时刻被释放，这被称为隐式锁定。

InnoDB 也可以使用特定的语句进行显示锁定：

```
SELECT ... LOCK In SHARE MODE;
SELECT ... FOR UPDATE;
```

四、隔离级别

并发控制可以通过封锁来实现，但是封锁操作需要用户自己控制，相当复杂。数据库管理系统提供了**事务的隔离级别**，让用户以一种更轻松的方式处理并发一致性问题。

未提交读（READ UNCOMMITTED）

事务中的修改，即使没有提交，对其它事务也是可见的。

提交读（READ COMMITTED）

一个事务**只能读取已经提交的事务所做的修改**。换句话说，一个事务所做的修改在提交之前对其它事务是不可见的。**解决读脏问题**

可重复读（REPEATABLE READ）

保证在同一个事务中多次读取同一数据的结果是一样的。解决不可重复读问题

可串行化（SERIALIZABLE）

强制事务串行执行，这样多个事务互不干扰，不会出现并发一致性问题。**解决幻读问题**

该隔离级别需要加锁实现，因为要使用加锁机制保证同一时间只有一个事务执行，也就是保证事务串行执行。

五、多版本并发控制

多版本并发控制（Multi-Version Concurrency Control, MVCC）是 MySQL 的 InnoDB 存储引擎实现隔离级别的一种具体方式，**用于实现提交读和可重复读这两种隔离级别。**而未提交读隔离级别总是读取最新的数据行，要求很低，无需使用 MVCC。可串行化隔离级别需要对所有读取的行都加锁，单纯使用 MVCC 无法实现。

基本思想

在封锁一节中提到，加锁能解决多个事务同时执行时出现的并发一致性问题。在实际场景中读操作往往多于写操作，因此又引入了读写锁来避免不必要的加锁操作，例如读和读没有互斥关系。读写锁中读和写操作仍然是互斥的，而 MVCC **利用了多版本的思想，写操作更新最新的版本快照，而读操作去读旧版本快照，没有互斥关系，这一点和 CopyOnWrite 类似。**

在 MVCC 中事务的**修改操作（DELETE、INSERT、UPDATE）会为数据行新增一个版本快照。**

脏读和不可重复读最根本的原因是**事务读取到其它事务未提交的修改**。在事务进行读取操作时，为了解决脏读和不可重复读问题，MVCC 规定**只能读取已经提交的快照**。当然一个事务可以读取自身未提交的快照，这不算是脏读。

版本号

- 系统版本号 SYS_ID：是一个递增的数字，每开始一个新的事务，系统版本号就会自动递增。
- 事务版本号 TRX_ID ： 事务开始时的系统版本号。

Undo 日志

MVCC 的多版本指的是多个版本的快照，快照存储在 Undo 日志中，该日志通过回滚指针 ROLL_PTR 把一个数据行的所有快照连接起来。

例如在 MySQL 创建一个表 t，包含主键 id 和一个字段 x。我们先插入一个数据行，然后对该数据行执行两次更新操作。

```
INSERT INTO t(id, x) VALUES(1, "a");
UPDATE t SET x="b" WHERE id=1;
UPDATE t SET x="c" WHERE id=1;
```

因为没有使用 `START TRANSACTION` 将上面的操作当成一个事务来执行，根据 MySQL 的 AUTOCOMMIT 机制，每个操作都会被当成一个事务来执行，所以上面的操作总共涉及到三个事务。快照中除了记录事务版本号 TRX_ID 和操作之外，还记录了一个 bit 的 DEL 字段，用于标记是否被删除。

INSERT、UPDATE、DELETE 操作会创建一个日志，并将事务版本号 TRX_ID 写入。DELETE 可以看成是一个特殊的 UPDATE，还会额外将 DEL 字段设置为 1。

ReadView

MVCC 维护了一个 ReadView 结构，主要包含了**当前系统未提交的事务列表 TRX_IDs {TRX_ID_1, TRX_ID_2, ...}**，还有该列表的最小值 TRX_ID_MIN 和 TRX_ID_MAX。

在进行 SELECT 操作时，根据数据行快照的 TRX_ID 与 TRX_ID_MIN 和 TRX_ID_MAX 之间的关系，从而判断数据行快照是否可以使用：

- TRX_ID < TRX_ID_MIN，表示该数据行快照是在当前所有未提交事务之前进行更改的，因此可以使用。
- TRX_ID > TRX_ID_MAX，表示该数据行快照是在事务启动之后被更改的，因此不可使用。
- TRX_ID_MIN <= TRX_ID <= TRX_ID_MAX，需要根据隔离级别再进行判断：
  - 提交读：如果 TRX_ID 在 TRX_IDs 列表中，表示该数据行快照对应的事务还未提交，则该快照不可使用。否则表示已经提交，可以使用。
  - 可重复读：都不可以使用。因为如果可以使用的话，那么其它事务也可以读到这个数据行快照并进行修改，那么当前事务再去读这个数据行得到的值就会发生改变，也就是出现了不可重复读问题。

在数据行快照不可使用的情况下，需要沿着 Undo Log 的回滚指针 ROLL_PTR 找到下一个快照，再进行上面的判断。

快照读与当前读

1. 快照读

MVCC 的 SELECT 操作是快照中的数据，不需要进行加锁操作。

```
SELECT * FROM table ...;
```

2. 当前读

MVCC 其它会对数据库进行修改的操作（INSERT、UPDATE、DELETE）需要进行加锁操作，从而读取最新的数据。可以看到 MVCC 并不是完全不用加锁，而只是避免了 SELECT 的加锁操作。

```
INSERT;
UPDATE;
DELETE;
```

在进行 SELECT 操作时，可以强制指定进行加锁操作。以下第一个语句需要加 S 锁，第二个需要加 X 锁。

```
SELECT * FROM table WHERE ? lock in share mode;
SELECT * FROM table WHERE ? for update;
```

六、Next-Key Locks

Next-Key Locks 是 MySQL 的 InnoDB 存储引擎的一种锁实现。

MVCC 不能解决幻影读问题，Next-Key Locks 就是为了解决这个问题而存在的。在可重复读（REPEATABLE READ）隔离级别下，使用 MVCC + Next-Key Locks 可以解决幻读问题。

行锁在 InnoDB 中是基于**索引**实现的，所以一旦某个加锁操作没有使用索引，那么该锁就会退化为**表锁**。

Record Locks 记录锁

顾名思义，记录锁就是为**某行**记录加锁，它 `封锁该行的索引记录` (**锁定一个记录上的索引，而不是记录本身**)

如果表没有设置索引，InnoDB 会自动在主键上创建隐藏的聚簇索引，因此 Record Locks 依然可以使用。

Gap Locks 间隙锁

间隙锁基于 `非唯一索引` ，**它 `锁定一段范围内的索引记录`** 。**间隙锁**基于下面将会提到的 `Next-Key Locking` 算法，请务必牢记：**使用间隙锁锁住的是一个区间，而不仅仅是这个区间中的每一条数据**。

锁定索引之间的间隙，但是不包含索引本身。例如当一个事务执行以下语句，其它事务就不能在 t.c 中插入 15,因为10-20之间的记录都会被锁住,但是10和20两条记录并不会被锁住。

```
SELECT c FROM t WHERE c BETWEEN 10 and 20 FOR UPDATE;
```

Next-Key Locks 临键锁

Next-Key 可以理解为一种特殊的**间隙锁**，也可以理解为一种特殊的**算法**。通过**临建锁**可以解决**幻读**的问题。 每个数据行上的 `非唯一索引列` 上都会存在一把**临键锁**，当某个事务持有该数据行的**临键锁**时，会锁住一段**左开右闭区间**的数据。需要强调的一点是， `InnoDB` 中 `行级锁` 是基于索引实现的，**临键锁**只与 `非唯一索引列` 有关，在 `唯一索引列`（包括 `主键列` ）上不存在**临键锁**。

它是 Record Locks 和 Gap Locks 的结合，**不仅锁定一个记录上的索引，也锁定索引之间的间隙**。它锁定一个前开后闭区间，例如一个索引包含以下值：10, 11, 13, and 20，那么就需要锁定以下区间：

```
(-∞, 10]
(10, 11]
(11, 13]
(13, 20]
(20, +∞)
```

七、关系数据库设计理论

函数依赖

记 `A->B` 表示 A 函数决定 B，也可以说 B 函数依赖于 A。

如果 `{A1，A2，... ，An}` 是关系的一个或多个属性的集合，该集合函数决定了关系的其它所有属性并且是**最小**的，那么该集合就称为键码(也就是联合主键-)。

对于 `A->B`，如果能找到 `A` 的真子集 `A'`，使得 `A'-> B`，那么 `A->B` 就是部分函数依赖，否则就是完全函数依赖。

对于 `A->B，B->C，则 A->C` 是一个传递函数依赖。

异常

以下的学生课程关系的函数依赖为 {Sno, Cname} -> {Sname, Sdept, Mname, Grade}，键码为 {Sno, Cname}。也就是说，**确定学生和课程之后，就能确定其它信息。**

StuNo	StuName	StuDept	ManagerName	CourseName	Grade
1	学生-1	学院-1	院长-1	课程-1	90
2	学生-2	学院-2	院长-2	课程-2	80
2	学生-2	学院-2	院长-2	课程-1	100
3	学生-3	学院-2	院长-2	课程-2	95

不符合范式的关系，会产生很多异常，主要有以下四种异常：

- 冗余数据：例如 `学生-2` 出现了两次。
- 修改异常：修改了一个记录中的信息，但是另一个记录中相同的信息却没有被修改。
- 删除异常：删除一个信息，那么也会丢失其它信息。例如删除了 `课程-1` 需要删除第一行和第三行，那么 `学生-1` 的信息就会丢失。
- 插入异常：例如想要插入一个学生的信息，如果这个学生还没选课，那么就无法插入。

范式

范式理论是为了解决以上提到四种异常。

高级别范式的依赖于低级别的范式，1NF 是最低级别的范式。

1. 第一范式 (1NF)

属性不可分。

2. 第二范式 (2NF)

每个非主属性完全函数依赖(也包括传递依赖)于键码。

可以通过分解来满足。

分解前

Sno	Sname	Sdept	Mname	Cname	Grade
1	学生-1	学院-1	院长-1	课程-1	90
2	学生-2	学院-2	院长-2	课程-2	80
2	学生-2	学院-2	院长-2	课程-1	100
3	学生-3	学院-2	院长-2	课程-2	95

以上学生课程关系中，{Sno, Cname} 为键码，有如下函数依赖：

- `Sno -> Sname, Sdept`
- `Sdept -> Mname`
- `Sno, Cname-> Grade`

Grade 完全函数依赖于键码，它没有任何冗余数据，每个学生的每门课都有特定的成绩。

`Sname, Sdept 和 Mname` 都**部分依赖于键码，当一个学生选修了多门课时，这些数据就会出现多次**(例如上表中的Sno为2的学生)，造成大量冗余数据。

分解后

关系-1

Sno	Sname	Sdept	Mname
1	学生-1	学院-1	院长-1
2	学生-2	学院-2	院长-2
3	学生-3	学院-2	院长-2

有以下函数依赖：

- `Sno -> Sname, Sdept`
- `Sdept -> Mname`

关系-2

Sno	Cname	Grade
1	课程-1	90
2	课程-2	80
2	课程-1	100
3	课程-2	95

有以下函数依赖：

- `Sno, Cname ->  Grade`

3. 第三范式 (3NF)

非主属性**不传递函数依赖**于键码。

上面的 关系-1 中存在以下传递函数依赖：

- `Sno -> Sdept -> Mname`

可以进行以下分解：

关系-11

Sno	Sname	Sdept
1	学生-1	学院-1
2	学生-2	学院-2
3	学生-3	学院-2

关系-12

Sdept	Mname
学院-1	院长-1
学院-2	院长-2

八、ER 图

Entity-Relationship，有三个组成部分：实体、属性、联系。

用来进行关系型数据库系统的概念设计。

实体的三种联系

包含一对一，一对多，多对多三种。

- 如果 A 到 B 是一对多关系，那么画个带箭头的线段指向 B；
- 如果是一对一，画两个带箭头的线段；
- 如果是多对多，画两个不带箭头的线段。

下图的 Course 和 Student 是一对多的关系。

表示出现多次的关系

一个实体在联系出现几次，就要用几条线连接。

下图表示一个课程的先修关系，先修关系出现两个 Course 实体，第一个是先修课程，后一个是后修课程，因此需要用两条线来表示这种关系。

联系的多向性

虽然老师可以开设多门课，并且可以教授多名学生，但是对于特定的学生和课程，只有一个老师教授，这就构成了一个三元联系。

表示子类

用一个三角形和两条线来连接类和子类，与子类有关的属性和联系都连到子类上，而与父类和子类都有关的连到父类上。

参考资料

- AbrahamSilberschatz, HenryF.Korth, S.Sudarshan, 等. 数据库系统概念 [M]. 机械工业出版社, 2006.
- 施瓦茨. 高性能 MYSQL(第3版)[M]. 电子工业出版社, 2013.
- 史嘉权. 数据库系统概论[M]. 清华大学出版社有限公司, 2006.
- The InnoDB Storage Engine
- Transaction isolation levels
- Concurrency Control
- The Nightmare of Locking, Blocking and Isolation Levels!
- Database Normalization and Normal Forms with an Example
- The basics of the InnoDB undo logging and history system
- MySQL locking for the busy web developer
- 浅入浅出 MySQL 和 InnoDB
- Innodb 中的事务隔离级别和锁的关系