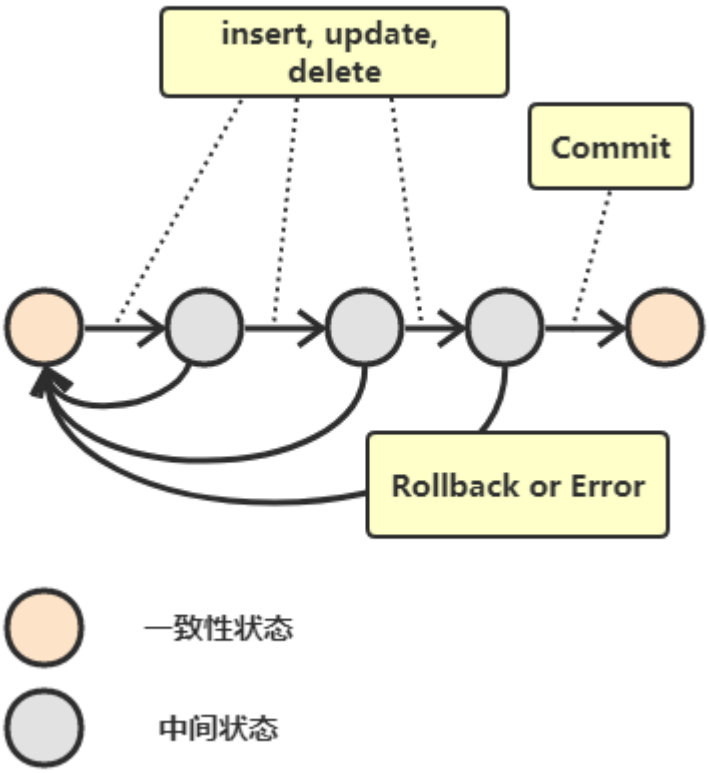
一、事务

概念



事务指的是满足 ACID 特性的一系列操作。在数据库中，可以通过 Commit 提交一个事务，也可以使用 Rollback 进行回滚。

四大特性

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。

2. 一致性（Consistency）

数据库在事务执行前后都保持一致性状态。在一致性状态下，所有事务对一个数据的读取结果都是相同的。

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。

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。可以通过数据库备份和恢复来保证持久性。

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，那么每个查询都会被当做一个事务自动提交。

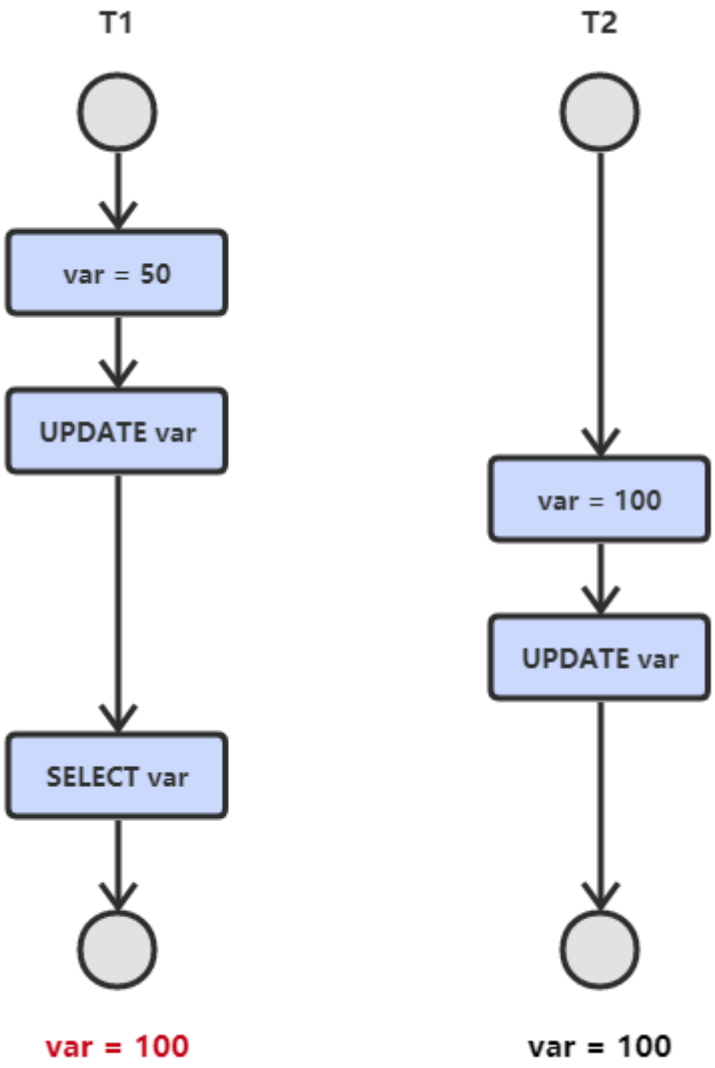
二、并发一致性问题

在并发环境下，一个事务如果受到另一个事务的影响，那么事务操作就无法满足一致性条件。

问题

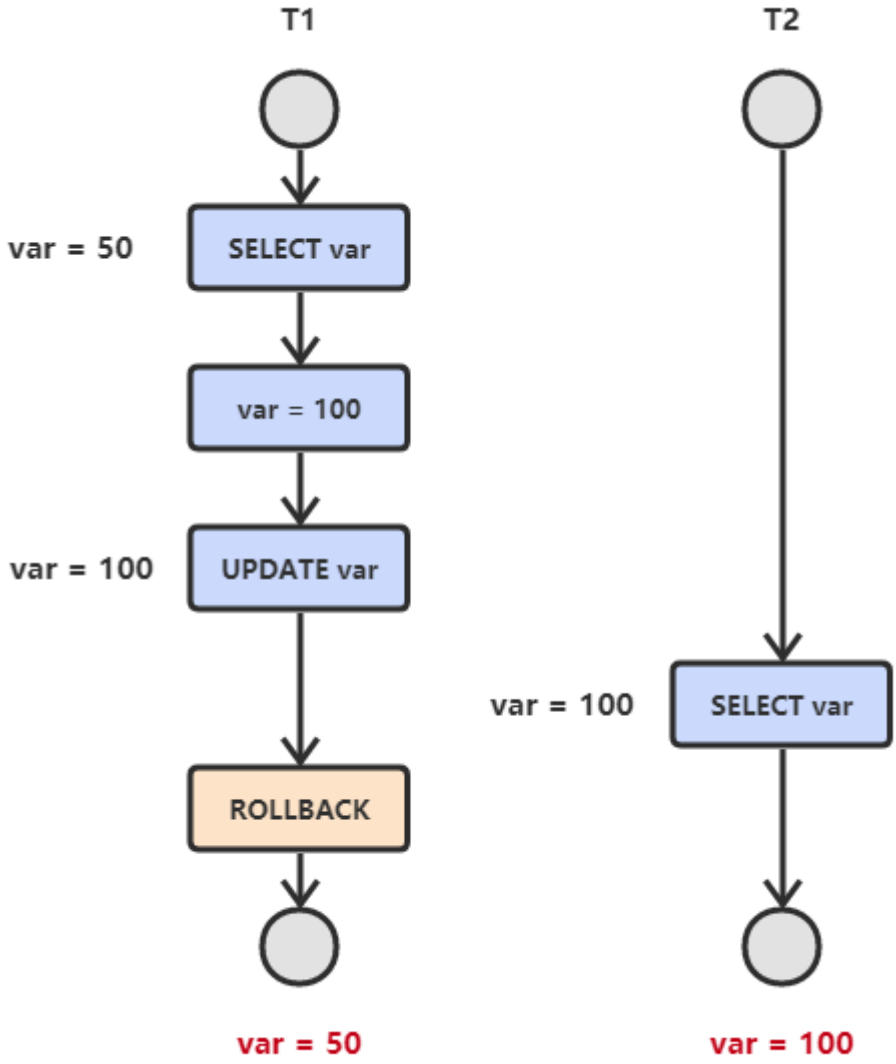
1. 丢失修改

T_1 和 T_2 两个事务都对一个数据进行修改，T_1 先修改，T_2 随后修改，T_2 的修改覆盖了 T_1 的修改。



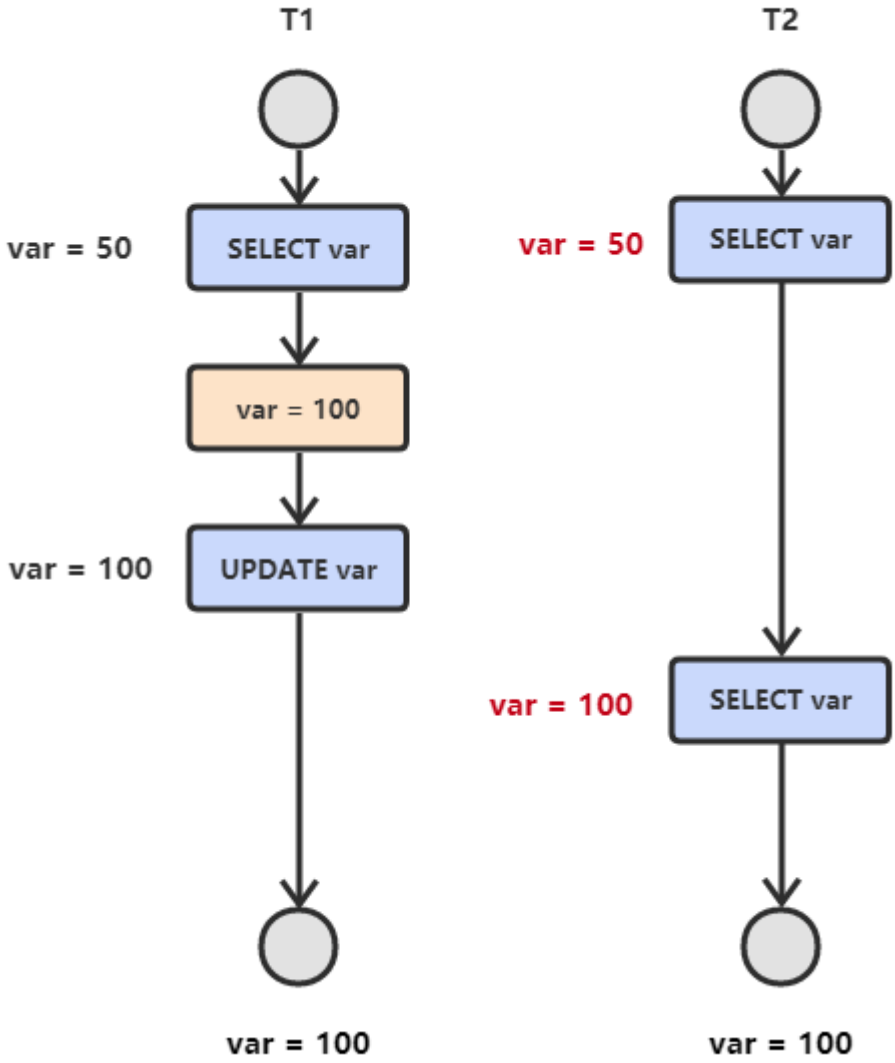
2. 读脏数据

T_1 修改一个数据，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。



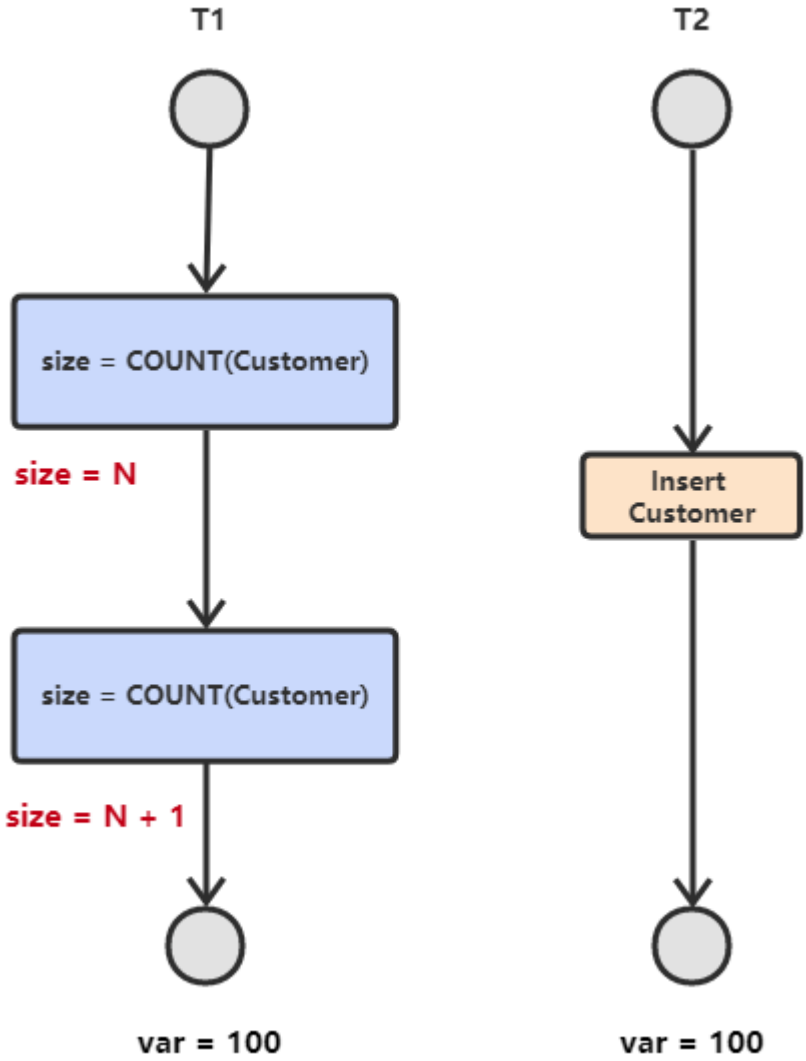
3. 不可重复读

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。



4. 幻影读

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。



解决方法

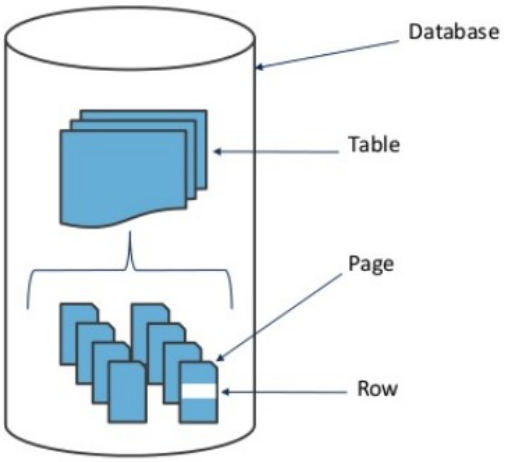
产生并发不一致性问题主要原因是破坏了事务的隔离性，解决方法是通过并发控制来保证隔离性。

在没有并发的情况下，事务以串行的方式执行，互不干扰，因此可以保证隔离性。在并发的情况下，如果能通过并发控制，让事务的执行结果和某一个串行执行的结果相同，就认为事务的执行结果满足隔离性要求，也就是说是正确的。把这种事务执行方式称为 可串行化调度 。

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。

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，检查锁是否已经解除、释放锁，都会增加系统开销。因此封锁粒度越小，系统开销就越大。

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

- 排它锁（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：

-	X	S
X	NO	NO
S	NO	YES

2. 意向锁

使用意向锁（Intention Locks）可以更容易地支持多粒度封锁。

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。有以下两个规定：

- 一个事务在获得某个数据行对象的 S 锁之前，必须先获得表的 IS 锁或者更强的锁；
- 一个事务在获得某个数据行对象的 X 锁之前，必须先获得表的 IX 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：

-	X	IX	S	IS
X	NO	NO	NO	NO
IX	NO	YES	NO	YES
S	NO	NO	YES	YES
IS	NO	YES	YES	YES

解释如下：

- 任意 IS/IX 锁之间都是兼容的，因为它们只是表示想要对表加锁，而不是真正加锁；
- S 锁只与 S 锁和 IS 锁兼容，也就是说事务 T 想要对数据行加 S 锁，其它事务可以已经获得对表或者表中的行的 S 锁。

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，那么一个事务的修改就不会被覆盖。

T_1	T_1
lock-x(A)	
read A=20	
	lock-x(A)
	wait
write A=19	.
commit	.
unlock-x(A)	.
	obtain
	read A=19
	write A=21
	commit
	unlock-x(A)

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。

T_1	T_1
lock-x(A)	
read A=20	
write A=19	
	lock-s(A)
	wait
rollback	.
A=20	.
unlock-x(A)	.
	obtain
	read A=20
	commit
	unlock-s(A)

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。

T_1	T_1
lock-s(A)	
read A=20	
	lock-x(A)
	wait
read A=20	.
commit	.
unlock-s(A)	.
	obtain
	read A=20
	write A=19
	commit
	unlock-X(A)

2. 两段锁协议

加锁和解锁分为两个阶段进行。事务 T 对数据 A 进行读或者写操作之前，必须先获得对 A 的封锁，并且在释放一个封锁之后，T 不能再获得任何的其它锁。

事务遵循两段锁协议是保证并发操作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，但是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

1. 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。

2. 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。

3. 可重复读（REPEATABLE READ）

保证在同一个事务中多次读取同样数据的结果是一样的。

4. 可串行化（SERIALIXABLE）

强制事务串行执行。

四个隔离级别的对比

隔离级别	脏读	不可重复读	幻影读
未提交读	YES	YES	YES
提交读	NO	YES	YES
可重复读	NO	NO	YES
可串行化	NO	NO	NO

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，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。

版本号

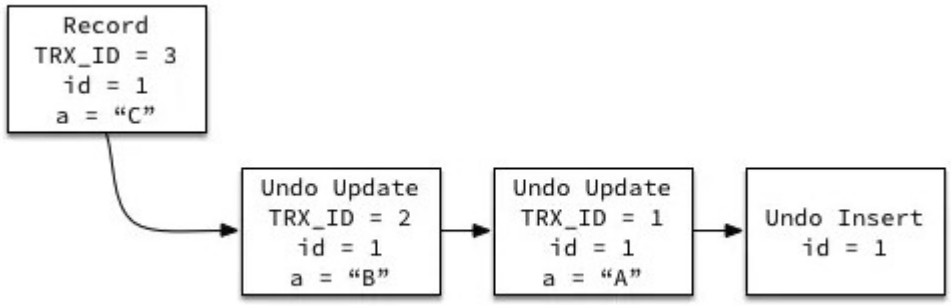
- 系统版本号：是一个递增的数字，每开始一个新的事务，系统版本号就会自动递增。
- 事务版本号：事务开始时的系统版本号。

InooDB 的 MVCC 在每行记录后面都保存着两个隐藏的列，用来存储两个版本号：

- 创建版本号：指示创建一个数据行的快照时的系统版本号；
- 删除版本号：如果该快照的删除版本号大于当前事务版本号表示该快照有效，否则表示该快照已经被删除了。

Undo 日志

InnoDB 的 MVCC 使用到的快照存储在 Undo 日志中，该日志通过回滚指针把一个数据行（Record）的所有快照连接起来。



实现过程

以下过程针对可重复读（REPEATABLE READ）隔离级别。

1. SELECT

当开始新一个事务时，该事务的版本号肯定会大于当前所有数据行快照的创建版本号，理解这一点很关键。

多个事务必须读取到同一个数据行的快照，并且这个快照是距离现在最近的一个有效快照。但是也有例外，如果有一个事务正在修改该数据行，那么它可以读取事务本身所做的修改，而不用和其它事务的读取结果一致。

把没有对一个数据行做修改的事务称为 T，T 所要读取的数据行快照的创建版本号必须小于 T 的版本号，因为如果大于或者等于 T 的版本号，那么表示该数据行快照是其它事务的最新修改，因此不能去读取它。

除了上面的要求，T 所要读取的数据行快照的删除版本号必须大于 T 的版本号，因为如果小于等于 T 的版本号，那么表示该数据行快照是已经被删除的，不应该去读取它。

2. INSERT

将当前系统版本号作为数据行快照的创建版本号。

3. DELETE

将当前系统版本号作为数据行快照的删除版本号。

4. UPDATE

将当前系统版本号作为更新后的数据行快照的创建版本号，同时将当前系统版本号作为更新前的数据行快照的删除版本号。可以理解为先执行 DELETE 后执行 INSERT。

快照读与当前读

1. 快照读

使用 MVCC 读取的是快照中的数据，这样可以减少加锁所带来的开销。

```
select * from table ...;
```

2. 当前读

读取的是最新的数据，需要加锁。以下第一个语句需要加 S 锁，其它都需要加 X 锁。

```
select * from table where ? lock in share mode;
select * from table where ? for update;
insert;
update;
delete;
```

六、Next-Key Locks

Next-Key Locks 也是 MySQL 的 InnoDB 存储引擎的一种锁实现。MVCC 不能解决幻读的问题，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。

Record Locks

锁定的对象是索引，而不是数据。如果表没有设置索引，InnoDB 会自动在主键上创建隐藏的聚集索引，因此 Record Locks 依然可以使用。

Grap Locks

锁定一个范围内的索引，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。

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

Next-Key Locks

它是 Record Locks 和 Gap Locks 的结合。在 user 中有以下记录：

```
|   id | last_name   | first_name   |   age |
|------|-------------|--------------|-------|
|    4 | stark       | tony         |    21 |
|    1 | tom         | hiddleston   |    30 |
|    3 | morgan      | freeman      |    40 |
|    5 | jeff        | dean         |    50 |
|    2 | donald      | trump        |    80 |
+------|-------------|--------------|-------+
```

那么就需要锁定以下范围：

```
(-∞, 21]
(21, 30]
(30, 40]
(40, 50]
(50, 80]
(80, ∞)
```

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。

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

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。

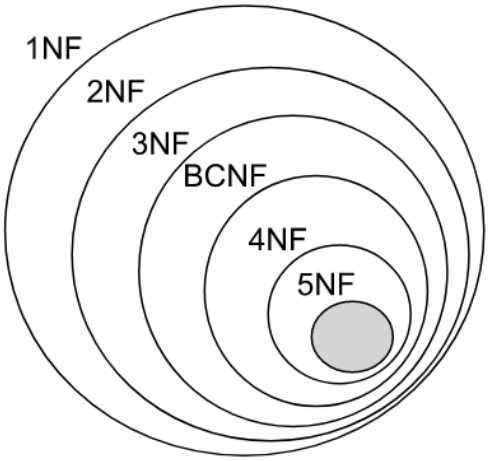
Sno	Sname	Sdept	Mname	Cname	Grade
1	学生-1	学院-1	院长-1	课程-1	90
2	学生-2	学院-2	院长-2	课程-2	80
2	学生-2	学院-2	院长-2	课程-1	100
3	学生-3	学院-2	院长-2	课程-2	95

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。例如如果删除了 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。



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，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, Mname
- 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)

非主属性不传递依赖于键码。

上面的 关系-1 中存在以下传递依赖：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

4. BC 范式（BCNF）

所有属性不传递依赖于键码。

关系 STC(Sname, Tname, Cname, Grade) 的四个属性分别为学生姓名、教师姓名、课程名和成绩，它的键码为 (Sname, Cname, Tname)，有以下函数依赖：

- Sname, Cname -> Tname
- Sname, Cname -> Grade
- Sname, Tname -> Cname
- Sname, Tname -> Grade
- Tname -> Cname

存在着以下函数传递依赖：

- Sname -> Tname -> Cname

可以分解成 SC(Sname, Cname, Grade) 和 ST(Sname, Tname)，对于 ST，属性之间是多对多关系，无函数依赖。

八、数据库系统概述

基本术语

1. 数据模型

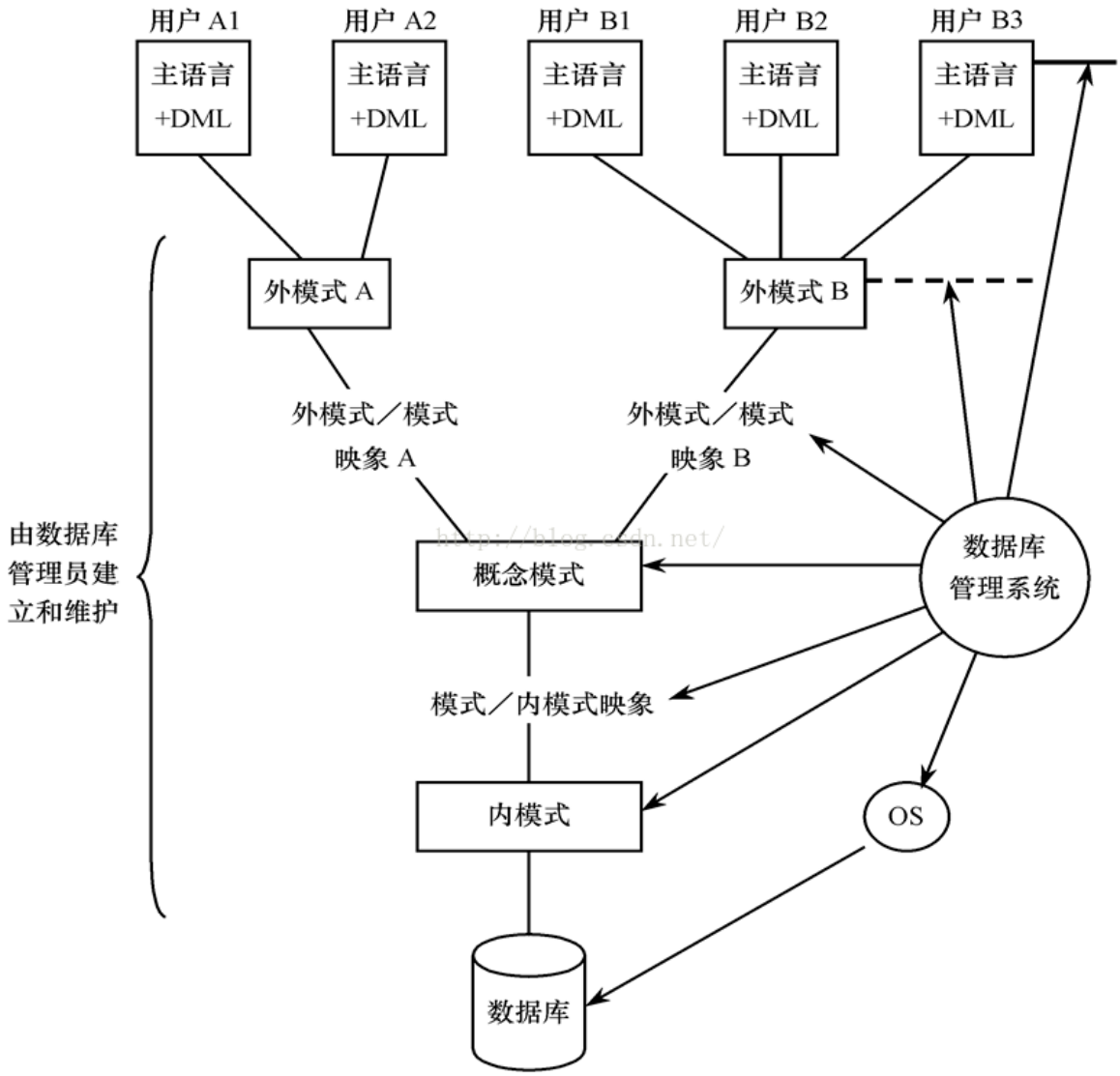
由数据结构、数据操作和完整性三个要素组成。

2. 数据库系统

数据库系统包含所有与数据库相关的内容，包括数据库、数据库管理系统、应用程序以及数据库管理员和用户，还包括相关的硬件和软件。

数据库的三层模式和两层映像

- 外模式：局部逻辑结构
- 模式：全局逻辑结构
- 内模式：物理结构



1. 外模式

又称用户模式，是用户和数据库系统的接口，特定的用户只能访问数据库系统提供给他的外模式中的数据。例如不同的用户创建了不同数据库，那么一个用户只能访问他有权限访问的数据库。

一个数据库可以有多个外模式，一个用户只能有一个外模式，但是一个外模式可以给多个用户使用。

2. 模式

可以分为概念模式和逻辑模式，概念模式可以用概念-关系来描述；逻辑模式使用特定的数据模式（比如关系模型）来描述数据的逻辑结构，这种逻辑结构包括数据的组成、数据项的名称、类型、取值范围。不仅如此，逻辑模式还要描述数据之间的关系、数据的完整性与安全性要求。

3. 内模式

又称为存储模式，描述记录的存储方式，例如索引的组织方式、数据是否压缩以及是否加密等等。

4. 外模式/模式映像

把外模式的局部逻辑结构和模式的全局逻辑结构联系起来。该映像可以保证数据和应用程序的逻辑独立性。

5. 模式/内模式映像

把模式的全局逻辑结构和内模式的物理结构联系起来，该映像可以保证数据和应用程序的物理独立性。

九、关系数据库建模

ER 图

Entity-Relationship，有三个组成部分：实体、属性、联系。

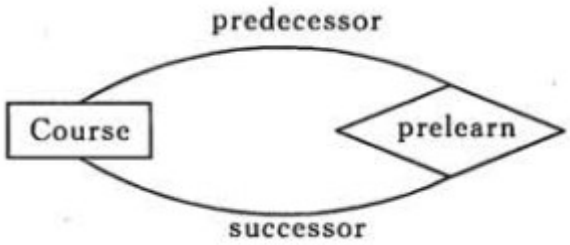
1. 实体的三种联系

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。

2. 表示出现多次的关系

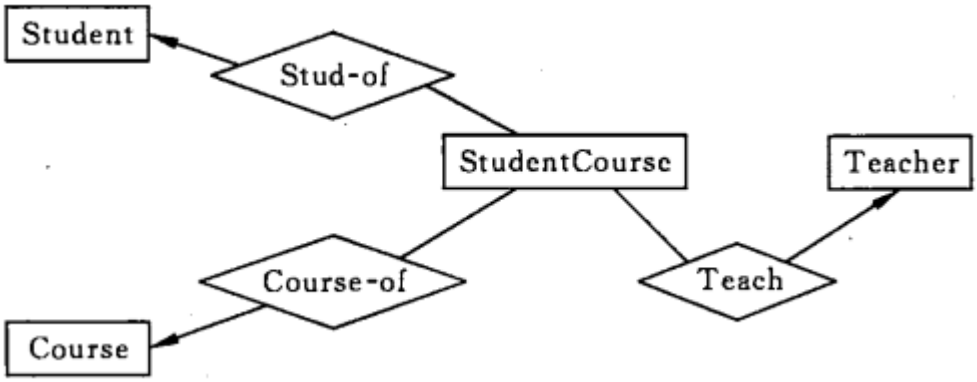
一个实体在联系出现几次，就要用几条线连接。下图表示一个课程的先修关系，先修关系出现两个 Course 实体，第一个是先修课程，后一个是后修课程，因此需要用两条线来表示这种关系。



3. 联系的多向性

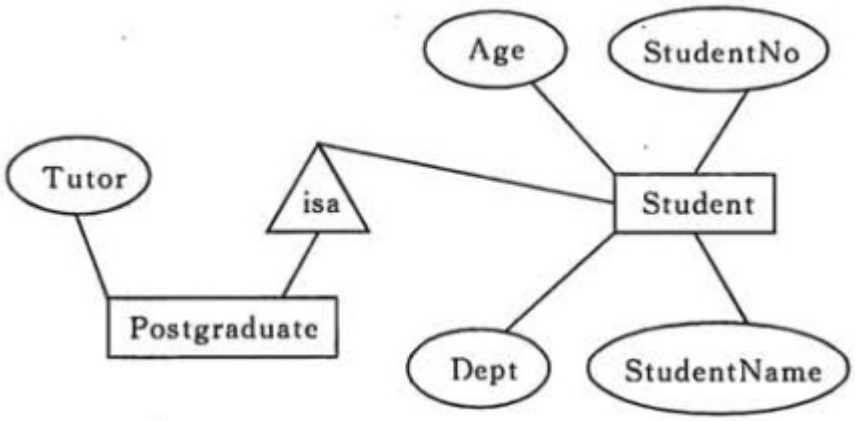
虽然老师可以开设多门课，并且可以教授多名学生，但是对于特定的学生和课程，只有一个老师教授，这就构成了一个三元联系。

一般只使用二元联系，可以把多元关系转换为二元关系。



4. 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。



十、约束

1. 键码

用于唯一表示一个实体。

键码可以由多个属性构成，每个构成键码的属性称为码。

2. 单值约束

某个属性的值是唯一的。

3. 引用完整性约束

一个实体的属性引用的值在另一个实体的某个属性中存在。

4. 域约束

某个属性的值在特定范围之内。

5. 一般约束

比如大小约束，数量约束。

参考资料

- 史嘉权. 数据库系统概论[M]. 清华大学出版社有限公司, 2006.
- 施瓦茨. 高性能 MYSQL(第3版)[M]. 电子工业出版社, 2013.
- The InnoDB Storage Engine
- Transaction isolation levels
- Concurrency Control
- The Nightmare of Locking, Blocking and Isolation Levels!
- 三级模式与两级映像
- 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