1 mysql架构

```
MYSQL架构：
*  1 客户端（navicate\mysql客户端\jdbc）
*  2 服务器端
     （连接器（连接池）-show full processlist、
     解析器（语法解析、词法解析）、
     优化器（cbo成本优化\rbo规则优化）-可进行相关优化、
     执行器、
     查询缓存）
*  3 存储引擎层(myisam\innodb\memory)
*  4 文件层
```

2 mysql存储引擎

```
*  myisam和innodb区别
*  1 myisam .frm .myi .myd   innodb .frm .idb
*  2 myisam不支持事务  innodb支持事务
*  3 myisam不支持行锁  innodb支持行锁（行锁锁定的是索引，如果没有索引，锁定的是表）
*  4 myisam不支持外键  innodb支持外间
*  5 myisam只缓存索引  innodb缓存索引和数据，所以innodb需要的内存空间更大，效率更高
*  6 有主键的情况下，myisam查询顺序就是插入顺序，而innodb的查询循序是根据主键排序的
  *  myisam在执行select语句时会给表加读锁，在执行更新语句时加写锁。
 *  lock tables table_name read;
 *  lock tables table_name write;
 *  unlock tables;
 *  show open tables;--查看表锁的情况
   *  innodb-insert语句是间隙（有主键的情况下，如果没有主键，锁表）
```

3 mysql事务

```
*  事务的隔离级别--数据库所有
*  事务的传播属性--spring才有
*  只有innodb才有事务
*  InnoDB中虽然是repeatable read隔离级别，但是解决了幻读问题，通过Next-key Locks+MVCC的
方式
*  a(undo-log)
  i(lock+mvcc)
  d(redo-log)
  c(aid)
  *  wal日志（write ahead log）
 *  redo(innodb)：可以实现事务持久性，（在事务提交前，只要将redo-log持久化即可，不需要将数据
持久化）。当系统崩溃时，虽然数据没有持久化，但是
 *  redo已经持久化了，可以进行数据恢复。(两阶段提交、0-copy)   ib_logfile(饭店记账的问题)
 *  磁盘->kernel space->user space
 *  0 commit->log buffer(每秒写入)->os buffer(fsync)->磁盘
 *  1 commit(每个操作)->os buffer->磁盘（默认是这个）
 *  2 commit(每个操作)->os buffer(每秒调用fsync)->磁盘
 *  undo(innodb):可以实现事务原子性和mvcc，在操作任何数据之前，先将数据备份到一个地方（存储备
份数据的地方叫undolog），
 *  然后再对数据进行修改。如果执行了rollback，则利用undolog进行数据的恢复
  *  binlog：主从复制
 *
```

```
 *   事务更新的流程
 *   获取数据->是否在内存中(存在直接返回，不存在从磁盘中读取内存)->更改数据(内存中)->写入redo
处于prepare->写入bin->提交事务,commit
```

4 mysql锁

```
表锁
*       行锁
*       排他锁 for update,
*           delete 删除一条记录，先对记录加排他锁，再执行删除
*           update 如果被更新的列，修改前后没有导致存储空间发生变化，那么会先给记录加排他锁，
然后再进行修改
*                   如果被更新的列，修改前后导致了存储空间发生了变化，那么会先给记录加排他锁，
然后删除记录，再insert
*           insert 插入一条记录时，会增加间隙锁
*       共享锁（S锁）-select * from user where id = 1 lock in share mode
*       间隙锁
*       next-key lock
*       意向共享锁（innodb）
*       意向排他锁（innodb）
*       自增锁
*       select语句默认不加锁
*
*
*       rc:锁定的只有行(mvcc+行锁)
*       rr:锁定的是间隙锁-锁定的索引（mvcc+next-key lock）
```

5 mysql索引

```
*  mysql调优
*  1 打开慢日志开关，观察一段时间，会把慢日志写入指定慢日志文件
*  2 explain 查看sql情况
*  3 show profile查看具体的资源消耗情况
*  4 mysql参数调优（dba做）
*
*
*  排序有两种形式:索引排序using index和文件排序 using filesort
*  排序调优--可以调大排序内存参数
  * mysql从以下几点梳理
 *  1 存储引擎（存储方式）
 *  2 事务（acid）-a(redo\lock\undo) binlog
 *  3 索引
 *  4 优化
 *  5 explain
 *      id select_type table type possible_keys key ke_len ref rows extra
 *      id
 *          表示执行的顺序，规则如下：
 *          1 id相同：执行顺序从上到下
 *          2 id不同：值越大，越先执行
 *      select_type :
 *          simple:简单的查询、查询中不包含自查询或者union
 *          primary: 子查询中，最外层的查询
 *          subquery:在select或where列表中包含了子查询
 *          derived:在from列表中包含的子查询被标记为derived（衍生），MySQL会递归执行这些子
查询，把结果放到临时表中
```

```
 *           union:如果第二个select出现在UNION之后，则被标记为UNION，如果union包含在from
子句的子查询中，外层select被标记为derived
 *           union result：UNION 的结果
 *       type:
 *           system:表只有一条记录
 *           const：只有一个匹配行，用于主键或者唯一索引
 *           eq_ref：多表连接中使用primary key或者 unique key作为关联条件
 *           ref:非唯一索引扫描，返回匹配某个单独值的所有行（查询条件使用了普通索引），一般用于
=查询
 *           rang：检索给定范围的行，一般用在between < > in等查询
 *           index：遍历整个索引树
 *           all：遍历整个表
 *       possible_keys:可能使用到的索引，一个或者多个（但不一定实际被使用）
 *       key:实际使用的索引，如果为null，则没有使用索引，查询中若使用了覆盖索引，则该索引仅出现
在key列表中
 *       key_len:索引中使用的字节数
 *       ref:显示索引的那一列被使用，如果可能的话，是一个常数。那些列或者常量被用于查找索引列上
的值（组合索引中，有那些列被真正使用）
 *       rows:MySQL根据表统计信息及索引选用情况，估算的找到所需的记录所需要读取的行数
 *       extra:
 *           using filesort：MySQL中无法利用索引完成排序操作称为“文件排序”
 *           using index：使用索引覆盖
 *           using temporary：mysql使用临时表来处理查询，常见于排序、子查询、分组查询,查询
返回的数据量太大需要建立一个临时表存储数据,出现这个sql应该优化
 *           using where：mysql服务器层使用where过滤数据
```

6 mysql命令

```
* SQL命令
*  1 mysql -h 127.0.0.1 -P 3306 -u root -p(链接数据库)
*  2 show databases(查看所有数据库)
*  3 use test(切换至test库)
*  4 show tables(查看所有表)
*  5 desc a(查看a表的字段)
*  6 show index from a(查看a表中的索引)
*  7 truncate table a(清空表数据)
*  8 drop table a(删除表)
*  9 create table a(id int not null auto_increment, name varchar(10), primary
key (id))(创建表)
*  10 ALTER TABLE a ADD INDEX idx_name(name(5))（创建索引）
*      CREATE INDEX idx_name ON a(name(5))
*  11 alter table a drop index idx_name（删除索引）
*      drop index inx_name on a
*  12 show variables like '%buffer%' (查看变量)
*  13 show profiles(没有开启,返回空)
*  +----------+------------+-----------------+
* | Query_ID | Duration   | Query           |
* +----------+------------+-----------------+
* |        1 | 0.00102925 | select * from a |
* +----------+------------+-----------------+
*  14 set profiling =1(开启) set profiling =0(关闭)
*  15 show profile [all|cpu|默认是duration] for query 1（查看13中返回的查询列表中的操作
耗时详情）
*  +----------------------+----------+
* | Status               | Duration |
* +----------------------+----------+
* | starting             | 0.000036 |
```

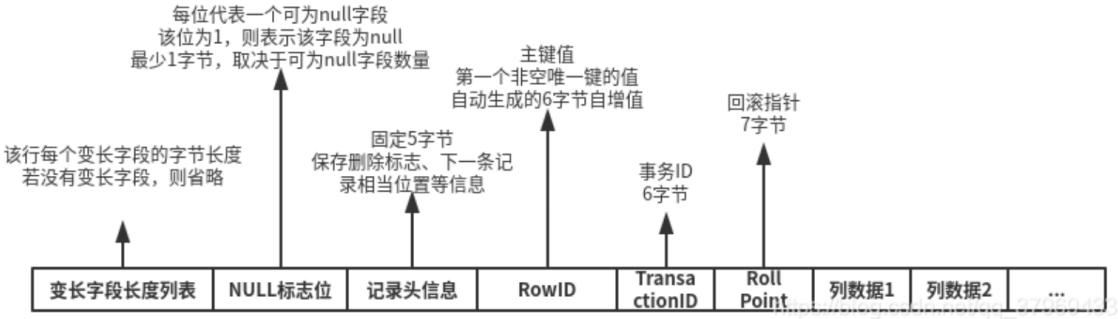
```
* | checking permissions | 0.000011 |
* | Opening tables       | 0.000783 |
* | init                 | 0.000014 |
* | System lock          | 0.000012 |
* | optimizing           | 0.000004 |
* | statistics           | 0.000011 |
* | preparing            | 0.000009 |
* | executing            | 0.000002 |
* | Sending data         | 0.000021 |
* | end                  | 0.000002 |
* | query end            | 0.000004 |
* | closing tables       | 0.000005 |
* | freeing items        | 0.000087 |
* | cleaning up          | 0.000030 |
* +----------------------+----------+
* 16 show processlist(查看该数据库有多少个连接，以及连接情况)
* +--------+------+-----------------+------+---------+------+-------+-----------
-------+
* | Id     | User | Host            | db   | Command | Time | State | Info
      |
* +--------+------+-----------------+------+---------+------+-------+-----------
-------+
* | 303612 | root | localhost:63631 | NULL | Sleep   | 3592 |       | NULL
      |
* | 303623 | root | localhost:63659 | test | Query   |    0 | init  | show
processlist |
* | 304005 | root | localhost:64953 | test | Sleep   | 2812 |       | NULL
      |
* | 305822 | root | localhost:54144 | NULL | Sleep   |    8 |       | NULL
      |
* | 305823 | root | localhost:54147 | test | Sleep   |    5 |       | NULL
      |
* +--------+------+-----------------+------+---------+------+-------+-----------
-------+
* 17 select version();查看MYSQL版本
* 18 help show;查看show的所有情况
*
* 19 begin(后面不需要跟transaction)/start transaction
* 20 set session autocommit=on/off
* 21 commit/rollback
*
* 22 show golbal status like 'Innodb_page_size';(查看innodb存储引擎页的大小)
```

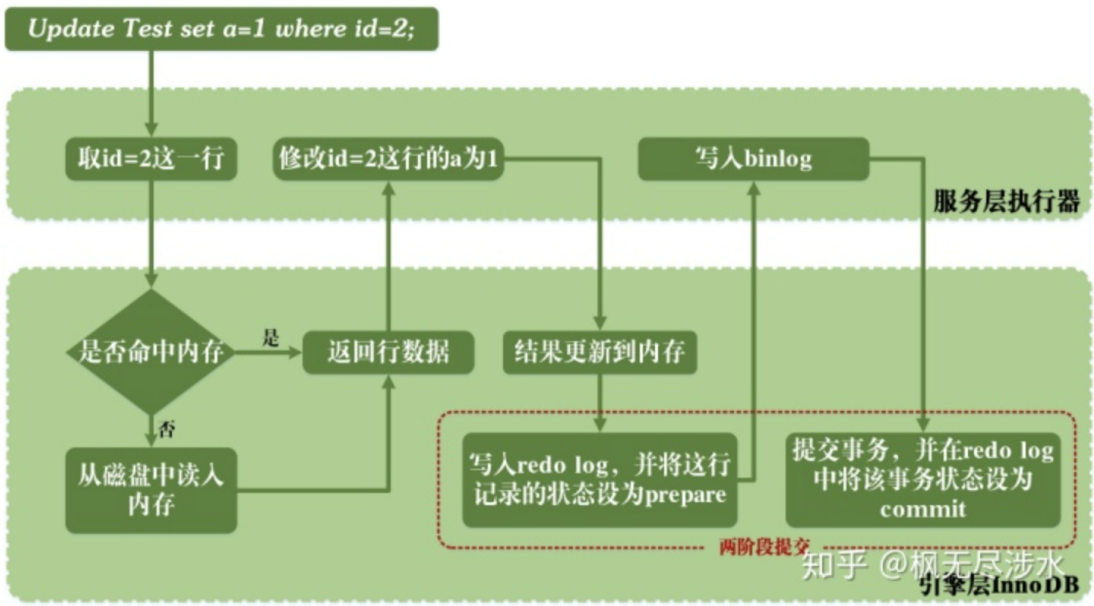
7 innodb行格式和页格式

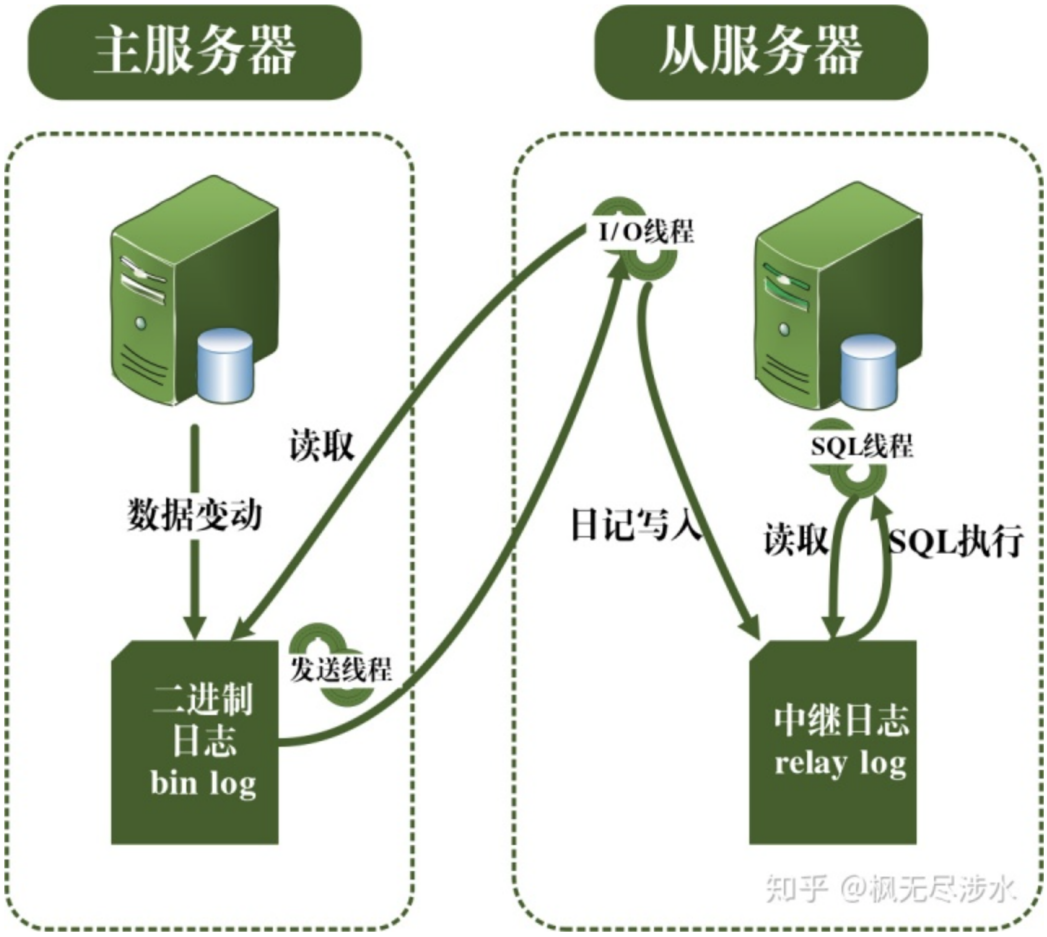
```
* 局部性原理：空间局部性和时间局部性
* 内存和磁盘：页为单位进行数据交换的，一页大小是4k或者8K（根据操作系统不一样），innodb存储引
擎，一次读取16k的数据
* 内存和cpu：缓存行，缓存行的大小是64个字节，8个long型
*
*
*  innodb行格式
*  一行记录可以以不同的格式存储在innodb中，行格式分别是compact redundant dynamic
compressed
*  compact行格式
*  变长字段长度列表|null标志位|记录头信息|列1|列2|....
*  innodb的行记录，除了blobs之外，大小是65535个字节。
```

```
*   记录头信息中有下一个记录的指针
*
*   记录的真实数据除了我们自定义的列的数据外，还有三个隐藏列
*   row_id   非必须   6个字节 唯一记录id
*   transaction_id 必须 6个字节 事务id--最近一次修改这个记录的事务id是那个
*   roll_pointer 必须 7个字节 回滚指针
*   版本链
*   readview(m_ids,min_trx_id,max_trx_id,creator_id)
*
*
*   m_ids：表示在生成ReadView时当前系统中活跃的读写事务的事务id列表，说白了就是已经开启还没有提交或者回滚的事务id列表。
* min_trx_id：表示在生成ReadView时当前系统中活跃的读写事务中最小的事务id，也就是m_ids中的最小值。
* max_trx_id：表示生成ReadView时系统中应该分配给下一个事务的id值。
* creator_trx_id：表示生成该ReadView的事务的事务id。
* 有了这部分知识，上面Session1在生成查询语句的时候就会附带生成一个ReadView{ m_ids[100]}对象，当查询的时候就把最新的事务id拿去和m_ids里面的内容对比，如果发现存在100，那么就跟随这roll_pointer走到第99次事务继续对比，发现99号事务已经不是活跃的，说明99号已经提交，那么就读取99号的数据显示出来。
*   有了这个ReadView，这样在访问某条记录时，只需要按照下边的步骤判断记录的某个版本是否可见：
*
* 如果被访问版本的transaction_id属性值与ReadView中的creator_trx_id值相同，意味着当前事务在访问它自己修改过的记录，所以该版本可以被当前事务访问。
* 如果被访问版本的transaction_id属性值小于ReadView中的min_trx_id值，表明生成该版本的事务在当前事 务生成ReadView前已经提交，所以该版本可以被当前事务访问。
* 如果被访问版本的transaction_id属性值大于ReadView中的max_trx_id值，表明生成该版本的事务在当前事 务生成ReadView后才开启，所以该版本不可以被当前事务访问。
* 如果被访问版本的transaction_id属性值在ReadView的min_trx_id和max_trx_id之间，那就需要判断一下 transaction_id属性值是不是在m_ids列表中，如果在，说明创建ReadView时生成该版本的事务还是活跃 的，该版本不可以被访问；如果不在，说明创建ReadView时生成该版本的事务已经被提交，该版本可以被访问。
*
*   如果一行数据65536个字节，会出现行溢出（一行数据超过一页大小）
*   mvcc：
*   在使用rc、rr两种隔离级别的事务在执行普通的select操作时访问记录的版本链的过程中，可以使不同事务的读-写操作并发执行，从而提升系统性能。
*   rc rr这两个隔离级别的最大不通时，生成readview的实际不通，rc在每一次进行select操作前都会生成readview，而rr只在第一次进行select
*   操作前生成一个readview，之后的查询操作都重复使用这个readview
```

名称	中文名	占用空间	简单描述
File Header	文件头部	38字节	页的一些通用信息
Page Header	页面头部	56字节	数据页专有的一些信息
Infimum + Supremum	最小记录和最大记录	26字节	两个虚拟的行记录
User Records	用户记录	不确定	实际存储的行记录内容
Free Space	空闲空间	不确定	页中尚未使用的空间
Page Directory	页面目录	不确定	页中的某些记录的相对位置
File Trailer	文件尾部	8字节	校验页是否完整







之所以需要实现主从复制，实际上是由实际应用场景所决定的。主从复制能够带来的好处有：

参考文章：https://blog.csdn.net/xiewenfeng520/article/details/99715680

mvcc参考文章：https://blog.csdn.net/qq_31821675/article/details/71135933

主从复制、undo\redo\binlog：https://blog.csdn.net/weixin_42513602/article/details/112270444

关于MySQL的InnoDB的MVCC原理，很多朋友都能说个大概：

> 每行记录都含有两个隐藏列，分别是记录的创建时间与删除时间
>
> 每次开启事务都会产生一个全局自增ID
>
> 在RR隔离级别下
>
> INSERT -> 记录的创建时间 = 当前事务ID，删除时间 = NULL
>
> DELETE -> 记录的创建时间不动，删除时间 = 当前事务ID
>
> UPDATE -> 将记录复制一次
>
> 老记录的创建时间不动，删除时间 = 当前事务ID
>
> 新记录的创建时间 = 当前事务ID，删除时间 = NULL
>
> SELECT -> 返回的记录需要满足两个条件：
>
> 创建时间 <= 当前事务ID (记录是在当前事务之前或者由当前事务创建的）
>
> 删除时间 == NULL || 删除时间 > 当前事务ID （记录是在当前事务之后被删除的）

但实际上，这个描述是很不严格的，问题有以下几点：

1. 每条记录含有的隐藏列不是两个而是三个

它们分别是：

DB_TRX_ID, 6byte, 创建这条记录/最后一次更新这条记录的事务ID

DB_ROLL_PTR, 7byte，回滚指针，指向这条记录的上一个版本（存储于rollback segment里）

DB_ROW_ID, 6byte，隐含的自增ID，如果数据表没有主键，InnoDB会自动以DB_ROW_ID产生一个聚簇索引

另外，每条记录的头信息（record header）里都有一个专门的bit（**deleted_flag**）来表示当前记录是否已经被删除

2. 记录的历史版本是放在专门的rollback segment里（undo log）

UPDATE非主键语句的效果是

老记录被复制到rollback segment中形成undo log，DB_TRX_ID和DB_ROLL_PTR不动

新记录的DB_TRX_ID = 当前事务ID，DB_ROLL_PTR指向老记录形成的undo log

这样就能通过DB_ROLL_PTR找到这条记录的历史版本。如果对同一行记录执行连续的update操作，新记录与undo log会组成一个链表，遍历这个链表可以看到这条记录的变迁）

3. MySQL的一致性读，是通过一个叫做read view的结构来实现的

read_view中维护了系统中活跃事务集合的快照，这些活跃事务ID的**最小值为up_limit_id，*最大值为low_limit_id***（不要搞反了！！！）

附上源码注释以便于理解

> trx_id_t low_limit_id; // The read should not see any transaction with trx id >= this value. In other words, this is the "high water mark". trx_id_t up_limit_id; // The read should see all trx ids which are strictly smaller (<) than this value. In other words, this is the "low water mark".

SELECT操作返回结果的可见性是由以下规则决定的：

DB_TRX_ID < up_limit_id -> 此记录的最后一次修改在read_view创建之前，可见

DB_TRX_ID > low_limit_id -> 此记录的最后一次修改在read_view创建之后，不可见 -> 需要用DB_ROLL_PTR查找undo log(此记录的上一次修改)，然后根据undo log的DB_TRX_ID再计算一次可见性

up_limit_id <= DB_TRX_ID <= low_limit_id -> 需要进一步检查read_view中是否含有DB_TRX_ID

DB_TRX_ID ∉ read_view -> 此记录的最后一次修改在read_view创建之前，可见

DB_TRX_ID ∈ read_view -> 此记录的最后一次修改在read_view创建时尚未保存，不可见 -> 需要用DB_ROLL_PTR查找undo log(此记录的上一次修改)，然后根据undo log的DB_TRX_ID再从头计算一次可见性

经过上述规则的决议，我们得到了这条记录相对read_view来说，可见的结果。

此时，如果这条记录的delete_flag为true，说明这条记录已被删除，不返回。

如果delete_flag为false，说明此记录可以安全返回给客户端

4. 用MVCC这一种手段可以同时实现RR与RC隔离级别

它们的不同之处在于：

RR：read view是在**first touch read**时创建的，也就是执行事务中的第一条SELECT语句的瞬间，后续所有的SELECT都是复用这个read view，所以能保证每次读取的一致性（可重复读的语义）

RC：每次读取，都会创建一个新的read view。这样就能读取到其他事务已经COMMIT的内容。

所以对于InnoDB来说，RR虽然比RC隔离级别高，但是开销反而相对少。

补充：RU的实现就简单多了，不使用read view，也不需要管什么DB_TRX_ID和DB_ROLL_PTR，直接读取最新的record即可。

- InnoDb存储引擎中，每行数据包含了一些隐藏字段 DATA_TRX_ID，DATA_ROLL_PTR，DB_ROW_ID，DELETE BIT
- DATA_TRX_ID 字段记录了数据的创建和删除时间，这个时间指的是对数据进行操作的事务的id
- DATA_ROLL_PTR 指向当前数据的undo log记录，回滚数据就是通过这个指针
- DELETE BIT位用于标识该记录是否被删除，这里的不是真正的删除数据，而是标志出来的删除。真正意义的删除是在mysql进行数据的GC，清理历史版本数据的时候。