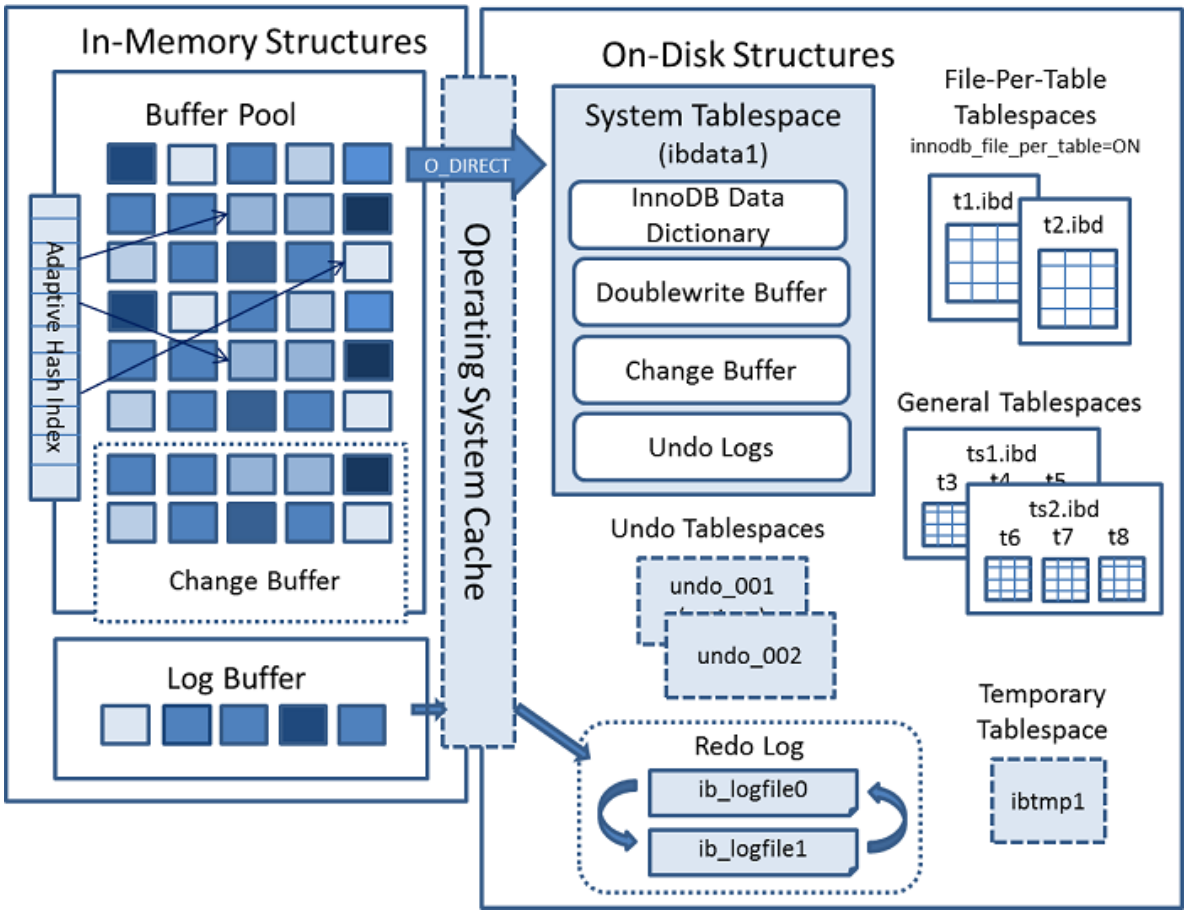
3.2 InnoDB存储结构

从MySQL 5.5版本开始默认使用InnoDB作为引擎，它擅长处理事务，具有自动崩溃恢复的特性，在日常开发中使用非常广泛。下面是官方的InnoDB引擎架构图，主要分为内存结构和磁盘结构两大部分。



- **一、InnoDB内存结构**

内存结构主要包括Buffer Pool、Change Buffer、Adaptive Hash Index和Log Buffer四大组件。

- Buffer Pool：缓冲池，简称BP。BP以Page页为单位，默认大小16K，BP的底层采用链表数据结构管理Page。在InnoDB访问表记录和索引时会在Page页中缓存，以后使用可以减少磁盘IO操作，提升效率。
  - Page管理机制

    Page根据状态可以分为三种类型：

    - free page ： 空闲page，未被使用
    - clean page：被使用page，数据没有被修改过
    - dirty page：脏页，被使用page，数据被修改过，页中数据和磁盘的数据产生了不一致

    针对上述三种page类型，InnoDB通过三种链表结构来维护和管理

    - free list ：表示空闲缓冲区，管理free page
    - flush list：表示需要刷新到磁盘的缓冲区，管理dirty page，内部page按修改时间排序。脏页即存在于flush链表，也在LRU链表中，但是两种互不影响，LRU链表负责管理page的可用性和释放，而flush链表负责管理脏页的刷盘操作。
    - lru list：表示正在使用的缓冲区，管理clean page和dirty page，缓冲区以midpoint为基点，前面链表称为new列表区，存放经常访问的数据，占63%；后面的链表称为old列表区，存放使用较少数据，占37%。
  - 改进型LRU算法维护

    普通LRU：末尾淘汰法，新数据从链表头部加入，释放空间时从末尾淘汰

    改性LRU：链表分为new和old两个部分，加入元素时并不是从表头插入，而是从中间midpoint位置插入，如果数据很快被访问，那么page就会向new列表头部移动，如果数据没有被访问，会逐步向old尾部移动，等待淘汰。

    每当有新的page数据读取到buffer pool时，InnoDb引擎会判断是否有空闲页，是否足够，如果有就将free page从free list列表删除，放入到LRU列表中。没有空闲页，就会根据LRU算法淘汰LRU链表默认的页，将内存空间释放分配给新的页。
  - Buffer Pool配置参数

    show variables like '%innodb_page_size%'; //查看page页大小

    show variables like '%innodb_old%'; //查看lru list中old列表参数

    show variables like '%innodb_buffer%'; //查看buffer pool参数

    建议：将innodb_buffer_pool_size设置为总内存大小的60%-80%，innodb_buffer_pool_instances可以设置为多个，这样可以避免缓存争夺。
- Change Buffer：写缓冲区，简称CB。在进行DML操作时，如果BP没有其相应的Page数据，并不会立刻将磁盘页加载到缓冲池，而是在CB记录缓冲变更，等未来数据被读取时，再将数据合并恢复到BP中。

  ChangeBuffer占用BufferPool空间，默认占25%，最大允许占50%，可以根据读写业务量来进行调整。参数innodb_change_buffer_max_size;

  当更新一条记录时，该记录在BufferPool存在，直接在BufferPool修改，一次内存操作。如果该记录在BufferPool不存在（没有命中），会直接在ChangeBuffer进行一次内存操作，不用再去磁盘查询数据，避免一次磁盘IO。当下次查询记录时，会先进性磁盘读取，然后再从ChangeBuffer中读取信息合并，最终载入BufferPool中。

  写缓冲区，仅适用于非唯一普通索引页，为什么？

  如果在索引设置唯一性，在进行修改时，InnoDB必须要做唯一性校验，因此必须查询磁盘，做一次IO操作。会直接将记录查询到BufferPool中，然后在缓冲池修改，不会在ChangeBuffer操作。

- Adaptive Hash Index：自适应哈希索引，用于优化对BP数据的查询。InnoDB存储引擎会监控对表索引的查找，如果观察到建立哈希索引可以带来速度的提升，则建立哈希索引，所以称之为自适应。InnoDB存储引擎会自动根据访问的频率和模式来为某些页建立哈希索引。
- Log Buffer：日志缓冲区，用来保存要写入磁盘上log文件（Redo/Undo）的数据，日志缓冲区的内容定期刷新到磁盘log文件中。日志缓冲区满时会自动将其刷新到磁盘，当遇到BLOB或多行更新的大事务操作时，增加日志缓冲区可以节省磁盘I/O。

  LogBuffer主要是用于记录InnoDB引擎日志，在DML操作时会产生Redo和Undo日志。

  LogBuffer空间满了，会自动写入磁盘。可以通过将innodb_log_buffer_size参数调大，减少磁盘IO频率

  innodb_flush_log_at_trx_commit参数控制日志刷新行为，默认为1

  - 0 ： 每隔1秒写日志文件和刷盘操作（写日志文件LogBuffer-->OS cache，刷盘OS cache-->磁盘文件），最多丢失1秒数据
  - 1：事务提交，立刻写日志文件和刷盘，数据不丢失，但是会频繁IO操作
  - 2：事务提交，立刻写日志文件，每隔1秒钟进行刷盘操作

- 二、**InnoDB磁盘结构**

  InnoDB磁盘主要包含Tablespaces，InnoDB Data Dictionary，Doublewrite Buffer、Redo Log和Undo Logs。

  - 表空间（Tablespaces）：用于存储表结构和数据。表空间又分为系统表空间、独立表空间、通用表空间、临时表空间、Undo表空间等多种类型；
    - 系统表空间（The System Tablespace）

      包含InnoDB数据字典，Doublewrite Buffer，Change Buffer，Undo Logs的存储区域。系统表空间也默认包含任何用户在系统表空间创建的表数据和索引数据。系统表空间是一个共享的表空间因为它是被多个表共享的。该空间的数据文件通过参数innodb_data_file_path控制，默认值是ibdata1:12M:autoextend(文件名为ibdata1、12MB、自动扩展)。
    - 独立表空间（File-Per-Table Tablespaces）

      默认开启，独立表空间是一个单表表空间，该表创建于自己的数据文件中，而非创建于系统表空间中。当innodb_file_per_table选项开启时，表将被创建于表空间中。否则，innodb将被创建于系统表空间中。每个表文件表空间由一个.ibd数据文件代表，该文件默认被创建于数据库目录中。表空间的表文件支持动态（dynamic）和压缩（commpressed）行格式。
    - 通用表空间（General Tablespaces）

      通用表空间为通过create tablespace语法创建的共享表空间。通用表空间可以创建于mysql数据目录外的其他表空间，其可以容纳多张表，且其支持所有的行格式。

      ```
      CREATE TABLESPACE ts1 ADD DATAFILE ts1.ibd Engine=InnoDB; //创建表空间ts1
      CREATE TABLE t1 (c1 INT PRIMARY KEY) TABLESPACE ts1; //将表添加到ts1表空间
      ```

    - 撤销表空间（Undo Tablespaces）

      撤销表空间由一个或多个包含Undo日志文件组成。在MySQL 5.7版本之前Undo占用的是System Tablespace共享区，从5.7开始将Undo从System Tablespace分离了出来。InnoDB使用的undo表空间由innodb_undo_tablespaces配置选项控制，默认为0。参数值为0表示使用系统表空间ibdata1;大于0表示使用undo表空间undo_001、undo_002等。
    - 临时表空间（Temporary Tablespaces）

分为session temporary tablespaces 和global temporary tablespace两种。session temporary tablespaces 存储的是用户创建的临时表和磁盘内部的临时表。global temporary tablespace储存用户临时表的回滚段（rollback segments ）。mysql服务器正常关闭或异常终止时，临时表空间将被移除，每次启动时会被重新创建。

- 数据字典（InnoDB Data Dictionary）

  InnoDB数据字典由内部系统表组成，这些表包含用于查找表、索引和表字段等对象的元数据。元数据物理上位于InnoDB系统表空间中。由于历史原因，数据字典元数据在一定程度上与InnoDB表元数据文件（.frm文件）中存储的信息重叠。

- 双写缓冲区（Doublewrite Buffer）

  位于系统表空间，是一个存储区域。在BufferPage的page页刷新到磁盘真正的位置前，会先将数据存在Doublewrite 缓冲区。如果在page页写入过程中出现操作系统、存储子系统或mysqld进程崩溃，InnoDB可以在崩溃恢复期间从Doublewrite 缓冲区中找到页面的一个好备份。在大多数情况下，默认情况下启用双写缓冲区，要禁用Doublewrite 缓冲区，可以将innodb_doublewrite设置为0。使用Doublewrite 缓冲区时建议将innodb_flush_method设置为O_DIRECT。

  > MySQL的innodb_flush_method这个参数控制着innodb数据文件及redo log的打开、刷写模式。有三个值：fdatasync(默认)，O_DSYNC，O_DIRECT。设置O_DIRECT表示数据文件写入操作会通知操作系统不要缓存数据，也不要用预读，直接从Innodb Buffer写到磁盘文件。
  >
  > 默认的fdatasync意思是先写入操作系统缓存，然后再调用fsync()函数去异步刷数据文件与redo log的缓存信息。

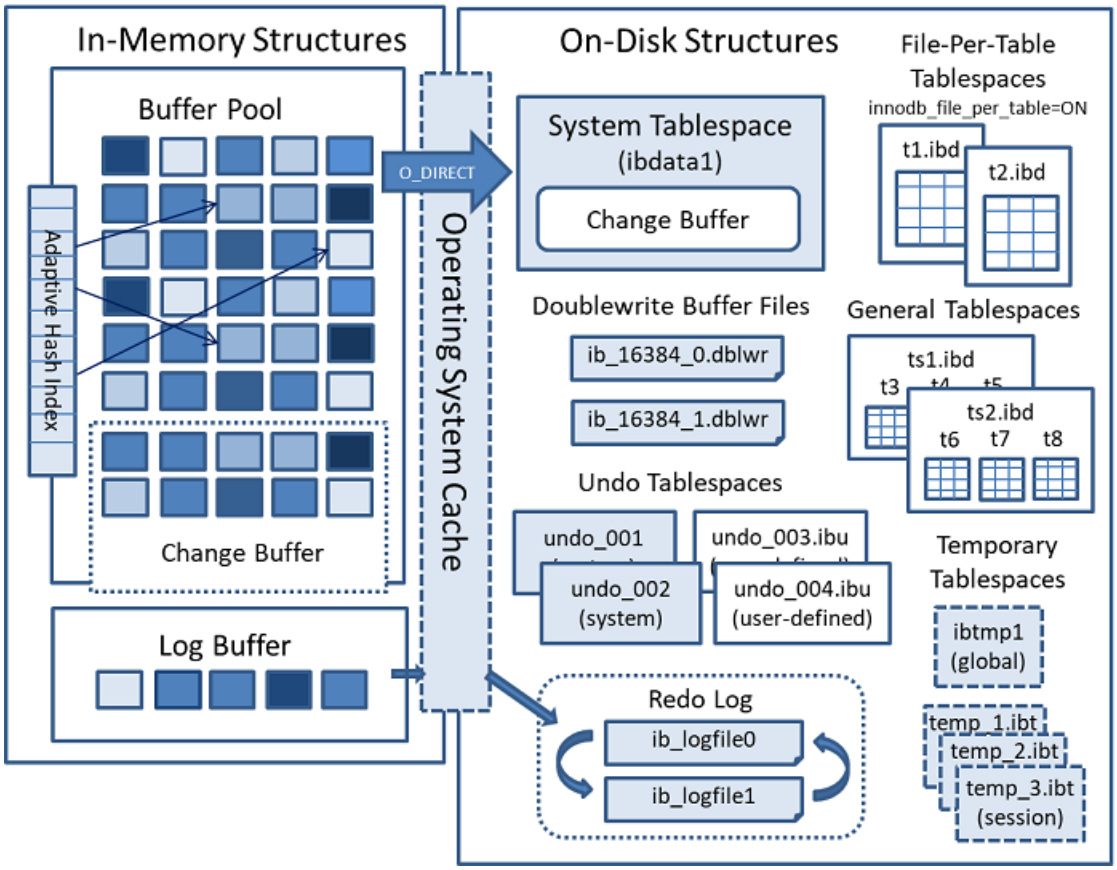
- 重做日志（Redo Log）

  重做日志是一种基于磁盘的数据结构，用于在崩溃恢复期间更正不完整事务写入的数据。MySQL以循环方式写入重做日志文件，记录InnoDB中所有对Buffer Pool修改的日志。当出现实例故障（像断电），导致数据未能更新到数据文件，则数据库重启时须redo，重新把数据更新到数据文件。读写事务在执行的过程中，都会不断的产生redo log。默认情况下，重做日志在磁盘上由两个名为ib_logfile0和ib_logfile1的文件物理表示。

- 撤销日志（Undo Logs）

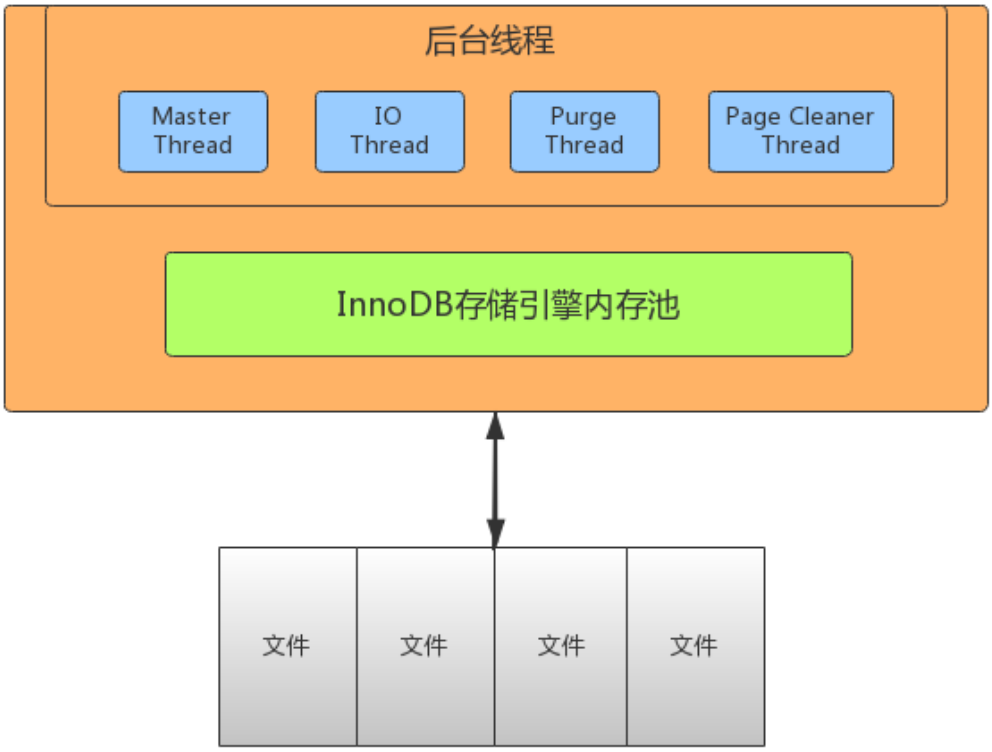
  撤消日志是在事务开始之前保存的被修改数据的备份，用于例外情况时回滚事务。撤消日志属于逻辑日志，根据每行记录进行记录。撤消日志存在于系统表空间、撤消表空间和临时表空间中。

- **三、新版本结构演变**



- MySQL 5.7 版本
  - 将 Undo日志表空间从共享表空间 ibdata 文件中分离出来，可以在安装 MySQL 时由用户自行指定文件大小和数量。
  - 增加了 temporary 临时表空间，里面存储着临时表或临时查询结果集的数据。
  - Buffer Pool 大小可以动态修改，无需重启数据库实例。
- MySQL 8.0 版本
  - 将InnoDB表的数据字典和Undo都从共享表空间ibdata中彻底分离出来了，以前需要ibdata中数据字典与独立表空间ibd文件中数据字典一致才行，8.0版本就不需要了。
  - temporary 临时表空间也可以配置多个物理文件，而且均为 InnoDB 存储引擎并能创建索引，这样加快了处理的速度。
  - 用户可以像 Oracle 数据库那样设置一些表空间，每个表空间对应多个物理文件，每个表空间可以给多个表使用，但一个表只能存储在一个表空间中。
  - 将Doublewrite Buffer从共享表空间ibdata中也分离出来了。

3.3 InnoDB线程模型



- **IO Thread**

  在InnoDB中使用了大量的AIO（Async IO）来做读写处理，这样可以极大提高数据库的性能。在InnoDB1.0版本之前共有4个IO Thread，分别是write，read，insert buffer和log thread，后来版本将read thread和write thread分别增大到了4个，一共有10个了。

  - read thread ： 负责读取操作，将数据从磁盘加载到缓存page页。4个
- write thread：负责写操作，将缓存脏页刷新到磁盘。4个
  - log thread：负责将日志缓冲区内容刷新到磁盘。1个
  - insert buffer thread ：负责将写缓冲内容刷新到磁盘。1个
- **Purge Thread**

  事务提交之后，其使用的undo日志将不再需要，因此需要Purge Thread回收已经分配的undo页。

  show variables like '%innodb_purge_threads%';

- **Page Cleaner Thread**

  作用是将脏数据刷新到磁盘，脏数据刷盘后相应的redo log也就可以覆盖，即可以同步数据，又能达到redo log循环使用的目的。会调用write thread线程处理。

  show variables like '%innodb_page_cleaners%';

- **Master Thread**

  Master thread是InnoDB的主线程，负责调度其他各线程，优先级最高。作用是将缓冲池中的数据异步刷新到磁盘 ，保证数据的一致性。包含：脏页的刷新（page cleaner thread）、undo页回收（purge thread）、redo日志刷新（log thread）、合并写缓冲等。内部有两个主处理，分别是每隔1秒和10秒处理。

  每1秒的操作：

  - 刷新日志缓冲区，刷到磁盘
  - 合并写缓冲区数据，根据IO读写压力来决定是否操作

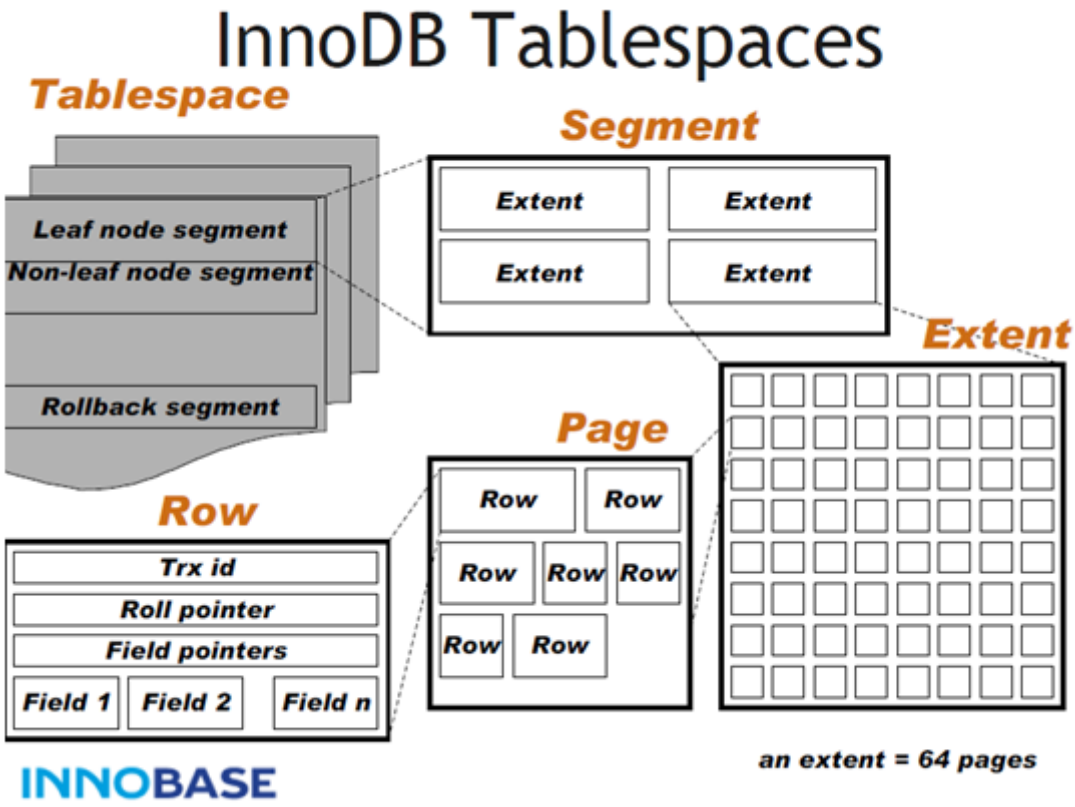
- 刷新脏页数据到磁盘，根据脏页比例达到75%才操作（innodb_max_dirty_pages_pct，innodb_io_capacity）

每10秒的操作：

- 刷新脏页数据到磁盘
- 合并写缓冲区数据
- 刷新日志缓冲区
- 删除无用的undo页

3.4 InnoDB数据文件

- **一、InnoDB文件存储结构**



InnoDB数据文件存储结构：

分为一个ibd数据文件-->Segment（段）-->Extent（区）-->Page（页）-->Row（行）

- Tablesapce

  表空间，用于存储多个ibd数据文件，用于存储表的记录和索引。一个文件包含多个段。

- Segment

  段，用于管理多个Extent，分为数据段（Leaf node segment）、索引段（Non-leaf node segment）、回滚段（Rollback segment）。一个表至少会有两个segment，一个管理数据，一个管理索引。每多创建一个索引，会多两个segment。

- Extent

  区，一个区固定包含64个连续的页，大小为1M。当表空间不足，需要分配新的页资源，不会一页一页分，直接分配一个区。

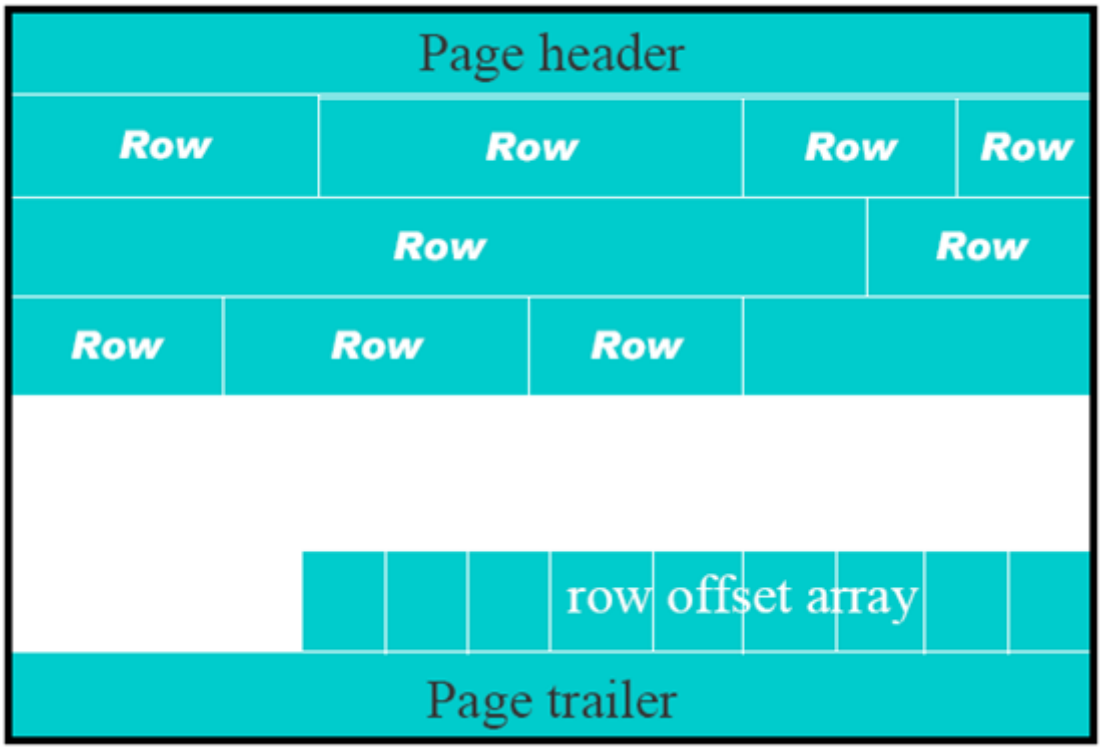
- Page

  页，用于存储多个Row行记录，大小为16K。包含很多种页类型，比如数据页，undo页，系统页，事务数据页，大的BLOB对象页。

- Row

  行，包含了记录的字段值，事务ID（Trx id）、滚动指针（Roll pointer）、字段指针（Field pointers）等信息。

Page是文件最基本的单位，无论何种类型的page，都是由page header，page trailer和page body组成。如下图所示，



- **二、InnoDB文件存储格式**
  - **通过 SHOW TABLE STATUS 命令**

```
           Name: dept1
         Engine: InnoDB
        Version: 10
     Row_format: Dynamic
           Rows: 3
 Avg_row_length: 5461
    Data_length: 16384
Max_data_length: 0
   Index_length: 0
      Data_free: 0
 Auto_increment: NULL
    Create_time: 2020-04-18 11:59:24
    Update_time: 2020-04-23 10:48:58
     Check_time: NULL
      Collation: latin1_swedish_ci
       Checksum: NULL
 Create_options:
        Comment:
```

一般情况下，如果row_format为REDUNDANT、COMPACT，文件格式为Antelope；如果row_format为DYNAMIC和COMPRESSED，文件格式为Barracuda。

- **通过 information_schema 查看指定表的文件格式**

```
select * from information_schema.innodb_sys_tables;
```

- **三、File文件格式（File-Format）**

  在早期的InnoDB版本中，文件格式只有一种，随着InnoDB引擎的发展，出现了新文件格式，用于支持新的功能。目前InnoDB只支持两种文件格式：Antelope 和 Barracuda。

  - Antelope: 先前未命名的，最原始的InnoDB文件格式，它支持两种行格式：COMPACT和REDUNDANT，MySQL 5.6及其以前版本默认格式为Antelope。
  - Barracuda: 新的文件格式。它支持InnoDB的所有行格式，包括新的行格式：COMPRESSED和 DYNAMIC。

  通过innodb_file_format 配置参数可以设置InnoDB文件格式，之前默认值为Antelope，5.7版本开始改为Barracuda。

- **四、Row行格式（Row_format）**

  表的行格式决定了它的行是如何物理存储的，这反过来又会影响查询和DML操作的性能。如果在单个page页中容纳更多行，查询和索引查找可以更快地工作，缓冲池中所需的内存更少，写入更新时所需的I/O更少。

  InnoDB存储引擎支持四种行格式：REDUNDANT、COMPACT、DYNAMIC和COMPRESSED。

Row Format	Compact Storage Characteristics	Enhanced Variable-Length Column Storage	Large Index Key Prefix Support	Compression Support	Supported Tablespace Types	Required File Format
REDUNDANT	No	No	No	No	system, file-per-table	Antelope or Barracuda
COMPACT	Yes	No	No	No	system, file-per-table	Antelope or Barracuda
DYNAMIC	Yes	Yes	Yes	No	file-per-table	Barracuda
COMPRESSED	Yes	Yes	Yes	Yes	file-per-table	Barracuda

  DYNAMIC和COMPRESSED新格式引入的功能有：数据压缩、增强型长列数据的页外存储和大索引前缀。

  每个表的数据分成若干页来存储，每个页中采用B树结构存储；

  如果某些字段信息过长，无法存储在B树节点中，这时候会被单独分配空间，此时被称为溢出页，该字段被称为页外列。

  - REDUNDANT 行格式

    使用REDUNDANT行格式，表会将变长列值的前768字节存储在B树节点的索引记录中，其余的存储在溢出页上。对于大于等于786字节的固定长度字段InnoDB会转换为变长字段，以便能够在页外存储。

  - COMPACT 行格式

    与REDUNDANT行格式相比，COMPACT行格式减少了约20%的行存储空间，但代价是增加了某些操作的CPU使用量。如果系统负载是受缓存命中率和磁盘速度限制，那么COMPACT格式可能更快。如果系统负载受到CPU速度的限制，那么COMPACT格式可能会慢一些。

  - DYNAMIC 行格式

    使用DYNAMIC行格式，InnoDB会将表中长可变长度的列值完全存储在页外，而索引记录只包含指向溢出页的20字节指针。大于或等于768字节的固定长度字段编码为可变长度字段。DYNAMIC行格式支持大索引前缀，最多可以为3072字节，可通过innodb_large_prefix参数控制。

  - COMPRESSED 行格式

    COMPRESSED行格式提供与DYNAMIC行格式相同的存储特性和功能，但增加了对表和索引数据压缩的支持。

  在创建表和索引时，文件格式都被用于每个InnoDB表数据文件（其名称与*.ibd匹配）。修改文件格式的方法是重新创建表及其索引，最简单方法是对要修改的每个表使用以下命令：

```
ALTER TABLE 表名 ROW_FORMAT=格式类型;
```

3.5 Undo Log

- **3.5.1 Undo Log介绍**

  Undo：意为撤销或取消，以撤销操作为目的，返回指定某个状态的操作。

  Undo Log：数据库事务开始之前，会将要修改的记录存放到 Undo 日志里，当事务回滚时或者数据库崩溃时，可以利用 Undo 日志，撤销未提交事务对数据库产生的影响。

  Undo Log产生和销毁：Undo Log在事务开始前产生；事务在提交时，并不会立刻删除undo log，innodb会将该事务对应的undo log放入到删除列表中，后面会通过后台线程purge thread进行回收处理。Undo Log属于逻辑日志，记录一个变化过程。例如执行一个delete，undolog会记录一个insert；执行一个update，undolog会记录一个相反的update。

  Undo Log存储：undo log采用段的方式管理和记录。在innodb数据文件中包含一种rollback segment回滚段，内部包含1024个undo log segment。可以通过下面一组参数来控制Undo log存储。

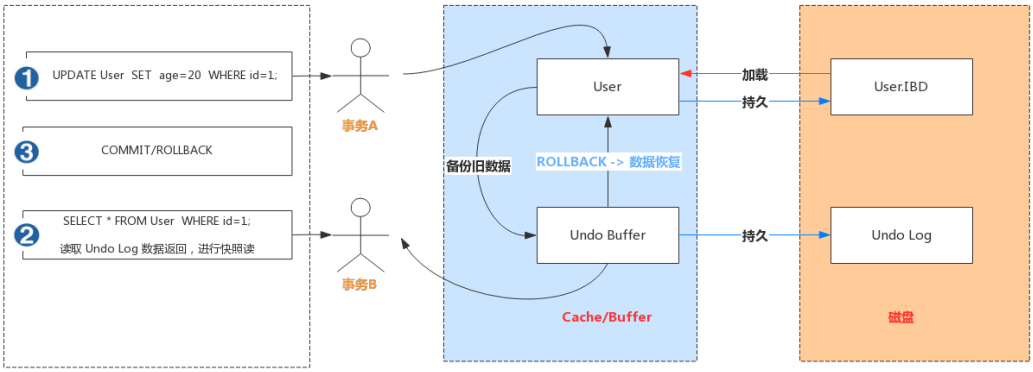
```
show variables like '%innodb_undo%';
```

- **3.5.2 Undo Log作用**
- 实现事务的原子性

  Undo Log 是为了实现事务的原子性而出现的产物。事务处理过程中，如果出现了错误或者用户执行了 ROLLBACK 语句，MySQL 可以利用 Undo Log 中的备份将数据恢复到事务开始之前的状态。

- 实现多版本并发控制（MVCC）

  Undo Log 在 MySQL InnoDB 存储引擎中用来实现多版本并发控制。事务未提交之前，Undo Log 保存了未提交之前的版本数据，Undo Log 中的数据可作为数据旧版本快照供其他并发事务进行快照读。



事务A手动开启事务，执行更新操作，首先会把更新命中的数据备份到 Undo Buffer 中。

事务B手动开启事务，执行查询操作，会读取 Undo 日志数据返回，进行快照读

3.6 Redo Log和Binlog

Redo Log和Binlog是MySQL日志系统中非常重要的两种机制，也有很多相似之处，下面介绍下两者细节和区别。

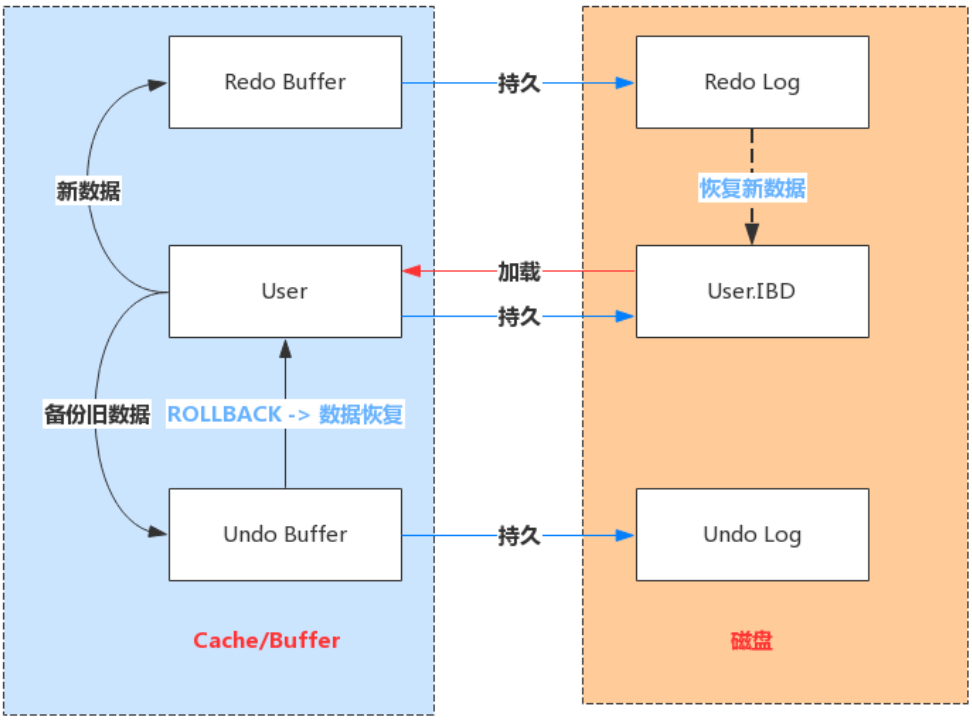
3.6.1 Redo Log日志

- Redo Log介绍

Redo：顾名思义就是重做。以恢复操作为目的，在数据库发生意外时重现操作。
Redo Log：指事务中修改的任何数据，将最新的数据备份存储的位置（Redo Log），被称为重做日志。
Redo Log 的生成和释放：随着事务操作的执行，就会生成Redo Log，在事务提交时会将产生Redo Log写入Log Buffer，并不是随着事务的提交就立刻写入磁盘文件。等事务操作的脏页写入到磁盘之后，Redo Log 的使命也就完成了，Redo Log占用的空间就可以重用（被覆盖写入）。

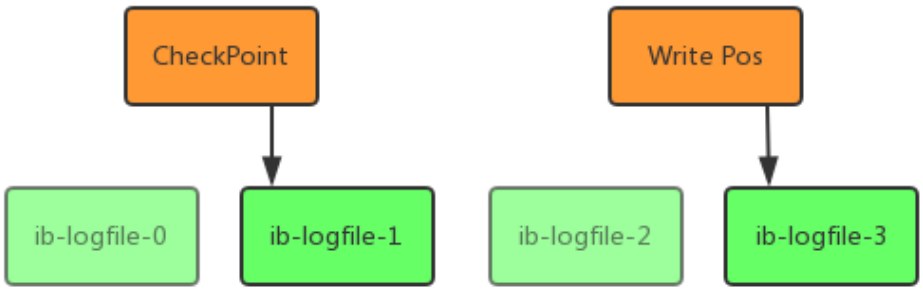
- Redo Log工作原理

  Redo Log 是为了实现事务的持久性而出现的产物。防止在发生故障的时间点，尚有脏页未写入表的 IBD 文件中，在重启 MySQL 服务的时候，根据 Redo Log 进行重做，从而达到事务的未入磁盘数据进行持久化这一特性。



- Redo Log写入机制

  Redo Log 文件内容是以顺序循环的方式写入文件，写满时则回溯到第一个文件，进行覆盖写。



  如图所示：

  - write pos 是当前记录的位置，一边写一边后移，写到最后一个文件末尾后就回到 0 号文件开头；

- checkpoint 是当前要擦除的位置，也是往后推移并且循环的，擦除记录前要把记录更新到数据文件；

write pos 和 checkpoint 之间还空着的部分，可以用来记录新的操作。如果 write pos 追上 checkpoint，表示写满，这时候不能再执行新的更新，得停下来先擦掉一些记录，把 checkpoint 推进一下。

- Redo Log相关配置参数

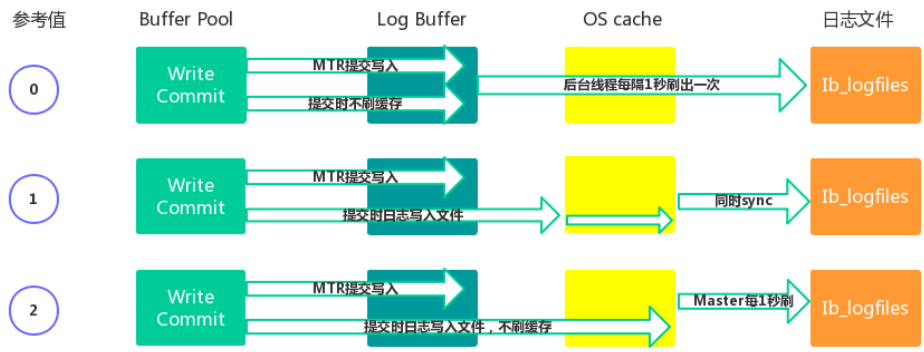
每个InnoDB存储引擎至少有1个重做日志文件组（group），每个文件组至少有2个重做日志文件，默认为ib_logfile0和ib_logfile1。可以通过下面一组参数控制Redo Log存储：

```
show variables like '%innodb_log%';
```

Redo Buffer 持久化到 Redo Log 的策略，可通过 Innodb_flush_log_at_trx_commit 设置：

- 0：每秒提交 Redo buffer ->OS cache -> flush cache to disk，可能丢失一秒内的事务数据。由后台Master线程每隔 1秒执行一次操作。
- 1（默认值）：每次事务提交执行 Redo Buffer -> OS cache -> flush cache to disk，最安全，性能最差的方式。
- 2：每次事务提交执行 Redo Buffer -> OS cache，然后由后台Master线程再每隔1秒执行OS cache -> flush cache to disk 的操作。

一般建议选择取值2，因为 MySQL 挂了数据没有损失，整个服务器挂了才会损失1秒的事务提交数据。



3.6.2 Binlog日志

- Binlog记录模式

Redo Log 是属于InnoDB引擎所特有的日志，而MySQL Server也有自己的日志，即 Binary log（二进制日志），简称Binlog。Binlog是记录所有数据库表结构变更以及表数据修改的二进制日志，不会记录SELECT和SHOW这类操作。Binlog日志是以事件形式记录，还包含语句所执行的消耗时间。开启Binlog日志有以下两个最重要的使用场景。

- 主从复制：在主库中开启Binlog功能，这样主库就可以把Binlog传递给从库，从库拿到Binlog后实现数据恢复达到主从数据一致性。
- 数据恢复：通过mysqlbinlog工具来恢复数据。

Binlog文件名默认为“主机名_binlog-序列号”格式，例如oak_binlog-000001，也可以在配置文件中指定名称。文件记录模式有STATEMENT、ROW和MIXED三种，具体含义如下。

- ROW（row-based replication, RBR）：日志中会记录每一行数据被修改的情况，然后在slave端对相同的数据进行修改。

  优点：能清楚记录每一个行数据的修改细节，能完全实现主从数据同步和数据的恢复。

  缺点：批量操作，会产生大量的日志，尤其是alter table会让日志暴涨。

- STATMENT（statement-based replication, SBR）：每一条被修改数据的SQL都会记录到master的Binlog中，slave在复制的时候SQL进程会解析成和原来master端执行过的相同的SQL再次执行。简称SQL语句复制。

  优点：日志量小，减少磁盘IO，提升存储和恢复速度

  缺点：在某些情况下会导致主从数据不一致，比如last_insert_id()、now()等函数。

- MIXED（mixed-based replication, MBR）：以上两种模式的混合使用，一般会使用STATEMENT模式保存binlog，对于STATEMENT模式无法复制的操作使用ROW模式保存binlog，MySQL会根据执行的SQL语句选择写入模式。

- Binlog文件结构

  MySQL的binlog文件中记录的是对数据库的各种修改操作，用来表示修改操作的数据结构是Log event。不同的修改操作对应的不同的log event。比较常用的log event有：Query event、Row event、Xid event等。binlog文件的内容就是各种Log event的集合。

  Binlog文件中Log event结构如下图所示：

- Binlog写入机制
  - 根据记录模式和操作触发event事件生成log event（事件触发执行机制）
  - 将事务执行过程中产生log event写入缓冲区，每个事务线程都有一个缓冲区

    Log Event保存在一个binlog_cache_mngr数据结构中，在该结构中有两个缓冲区，一个是stmt_cache，用于存放不支持事务的信息；另一个是trx_cache，用于存放支持事务的信息。
  - 事务在提交阶段会将产生的log event写入到外部binlog文件中。

    不同事务以串行方式将log event写入binlog文件中，所以一个事务包含的log event信息在binlog文件中是连续的，中间不会插入其他事务的log event。

- Binlog文件操作
  - Binlog状态查看

```
show variables like 'log_bin';
```

- 开启Binlog功能

```
mysql> set global log_bin=mysqllogbin;
ERROR 1238 (HY000): Variable 'log_bin' is a read only variable
```

需要修改my.cnf或my.ini配置文件，在[mysqld]下面增加log_bin=mysql_bin_log，重启MySQL服务。

```
#log-bin=ON
#log-bin-basename=mysqlbinlog
binlog-format=ROW
log-bin=mysqlbinlog
```

- 使用show binlog events命令

```
show binary logs; //等价于show master logs;
show master status;
show binlog events;
show binlog events in 'mysqlbinlog.000001';
```

- 使用mysqlbinlog 命令

```
mysqlbinlog "文件名"
mysqlbinlog "文件名" > "test.sql"
```

- 使用 binlog 恢复数据

```
//按指定时间恢复
mysqlbinlog --start-datetime="2020-04-25 18:00:00" --stop-
datetime="2020-04-26 00:00:00" mysqlbinlog.000002 | mysql -uroot -p1234
//按事件位置号恢复
mysqlbinlog --start-position=154 --stop-position=957 mysqlbinlog.000002
| mysql -uroot -p1234
```

mysqldump：定期全部备份数据库数据。mysqlbinlog可以做增量备份和恢复操作。

- 删除Binlog文件

```
purge binary logs to 'mysqlbinlog.000001'; //删除指定文件
purge binary logs before '2020-04-28 00:00:00'; //删除指定时间之前的文件
reset master; //清除所有文件
```

可以通过设置expire_logs_days参数来启动自动清理功能。默认值为0表示没启用。设置为1表示超出1天binlog文件会自动删除掉。

- Redo Log和Binlog区别
  - Redo Log是属于InnoDB引擎功能，Binlog是属于MySQL Server自带功能，并且是以二进制文件记录。
  - Redo Log属于物理日志，记录该数据页更新状态内容，Binlog是逻辑日志，记录更新过程。
  - Redo Log日志是循环写，日志空间大小是固定，Binlog是追加写入，写完一个写下一个，不会覆盖使用。

- Redo Log作为服务器异常宕机后事务数据自动恢复使用，Binlog可以作为主从复制和数据恢复使用。Binlog没有自动crash-safe能力。

第二部分 MySQL索引原理

第1节 索引类型

索引可以提升查询速度，会影响where查询，以及order by排序。MySQL索引类型如下：

- 从索引存储结构划分：B Tree索引、Hash索引、FULLTEXT全文索引、R Tree索引
- 从应用层次划分：普通索引、唯一索引、主键索引、复合索引
- 从索引键值类型划分：主键索引、辅助索引（二级索引）
- 从数据存储和索引键值逻辑关系划分：聚集索引（聚簇索引）、非聚集索引（非聚簇索引）

1.1 普通索引

这是最基本的索引类型，基于普通字段建立的索引，没有任何限制。

创建普通索引的方法如下：

- CREATE INDEX <索引的名字> ON tablename (字段名);
- ALTER TABLE tablename ADD INDEX [索引的名字] (字段名);
- CREATE TABLE tablename ([...], INDEX [索引的名字] (字段名));

1.2 唯一索引

与"普通索引"类似，不同的就是：索引字段的值必须唯一，但允许有空值 。在创建或修改表时追加唯一约束，就会自动创建对应的唯一索引。

创建唯一索引的方法如下：

- CREATE UNIQUE INDEX <索引的名字> ON tablename (字段名);
- ALTER TABLE tablename ADD UNIQUE INDEX [索引的名字] (字段名);
- CREATE TABLE tablename ([...], UNIQUE [索引的名字] (字段名) ;

1.3 主键索引

它是一种特殊的唯一索引，不允许有空值。在创建或修改表时追加主键约束即可，每个表只能有一个主键。

创建主键索引的方法如下：

- CREATE TABLE tablename ([...], PRIMARY KEY (字段名));
- ALTER TABLE tablename ADD PRIMARY KEY (字段名);

1.4 复合索引

单一索引是指索引列为一列的情况，即新建索引的语句只实施在一列上；用户可以在多个列上建立索引，这种索引叫做组复合索引（组合索引）。复合索引可以代替多个单一索引，相比多个单一索引复合索引所需的开销更小。

索引同时有两个概念叫做窄索引和宽索引，窄索引是指索引列为1-2列的索引，宽索引也就是索引列超过2列的索引，设计索引的一个重要原则就是能用窄索引不用宽索引，因为窄索引往往比组合索引更有效。

创建组合索引的方法如下：

- CREATE INDEX <索引的名字> ON tablename (字段名1，字段名2...);
- ALTER TABLE tablename ADD INDEX [索引的名字] (字段名1，字段名2...);

- CREATE TABLE tablename ([...], INDEX [索引的名字] (字段名1，字段名2...));

复合索引使用注意事项：

- 何时使用复合索引，要根据where条件建索引，注意不要过多使用索引，过多使用会对更新操作效率有很大影响。
- 如果表已经建立了(col1，col2)，就没有必要再单独建立（col1）；如果现在有(col1)索引，如果查询需要col1和col2条件，可以建立(col1,col2)复合索引，对于查询有一定提高。

1.5 全文索引

查询操作在数据量比较少时，可以使用like模糊查询，但是对于大量的文本数据检索，效率很低。如果使用全文索引，查询速度会比like快很多倍。在MySQL 5.6 以前的版本，只有MyISAM存储引擎支持全文索引，从MySQL 5.6开始MyISAM和InnoDB存储引擎均支持。

创建全文索引的方法如下：

- CREATE FULLTEXT INDEX <索引的名字> ON tablename (字段名);
- ALTER TABLE tablename ADD FULLTEXT [索引的名字] (字段名);
- CREATE TABLE tablename ([...], FULLTEXT KEY [索引的名字] (字段名) ;

和常用的like模糊查询不同，全文索引有自己的语法格式，使用 match 和 against 关键字，比如

```
select * from user
 where match(name) against('aaa');
```

全文索引使用注意事项：

- 全文索引必须在字符串、文本字段上建立。
- 全文索引字段值必须在最小字符和最大字符之间的才会有效。（innodb：3-84；myisam：4-84）
- 全文索引字段值要进行切词处理，按syntax字符进行切割，例如b+aaa，切分成b和aaa
- 全文索引匹配查询，默认使用的是等值匹配，例如a匹配a，不会匹配ab,ac。如果想匹配可以在布尔模式下搜索a*

  ```
  select * from user
   where match(name) against('a*' in boolean mode);
  ```

第2节 索引原理

MySQL官方对索引定义：是存储引擎用于快速查找记录的一种数据结构。需要额外开辟空间和数据维护工作。

- 索引是物理数据页存储，在数据文件中（InnoDB，ibd文件），利用数据页(page)存储。
- 索引可以加快检索速度，但是同时也会降低增删改操作速度，索引维护需要代价。

索引涉及的理论知识：二分查找法、Hash和B+Tree。

2.1 二分查找法

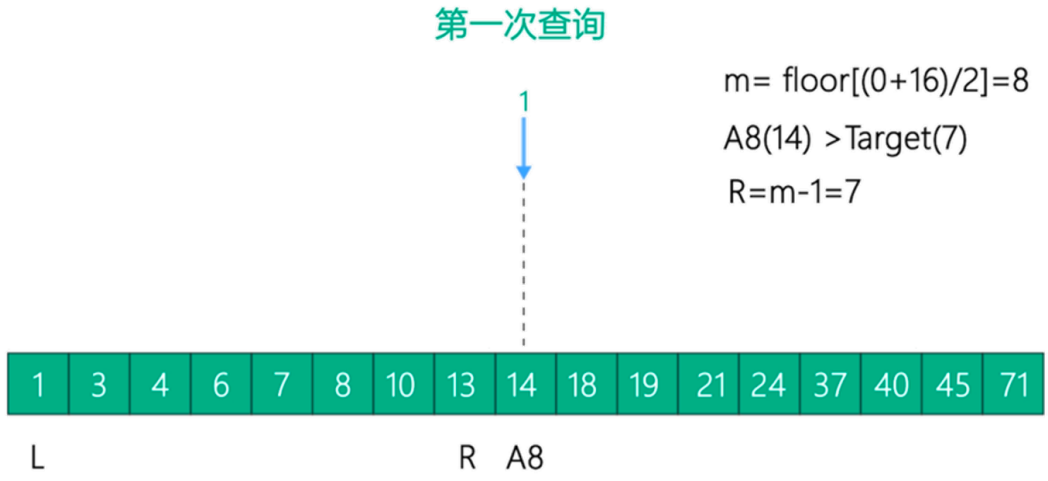
二分查找法也叫作折半查找法，它是在有序数组中查找指定数据的搜索算法。它的优点是等值查询、范围查询性能优秀，缺点是更新数据、新增数据、删除数据维护成本高。

- 首先定位left和right两个指针

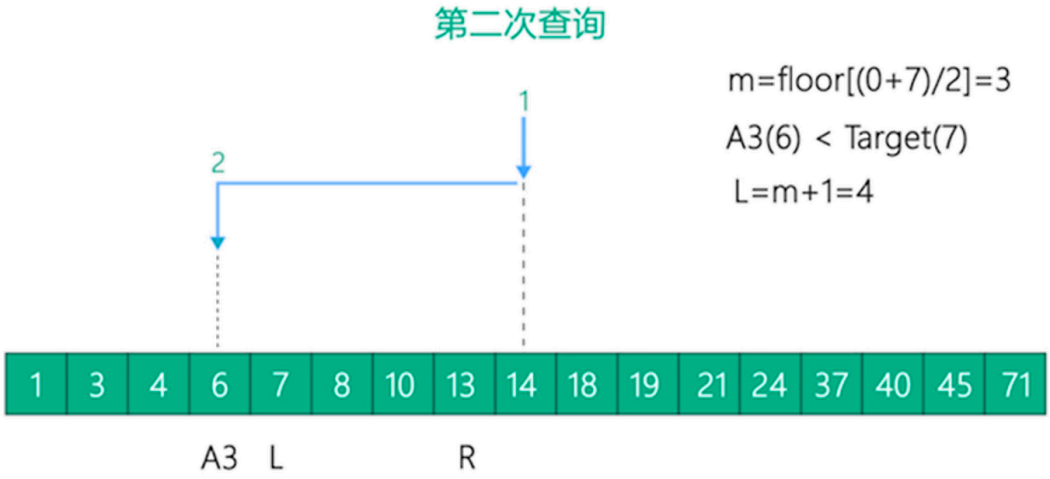
- 计算(left+right)/2
- 判断除2后索引位置值与目标值的大小比对
- 索引位置值大于目标值就-1，right移动；如果小于目标值就+1，left移动

举个例子，下面的有序数组有17 个值，查找的目标值是7，过程如下：

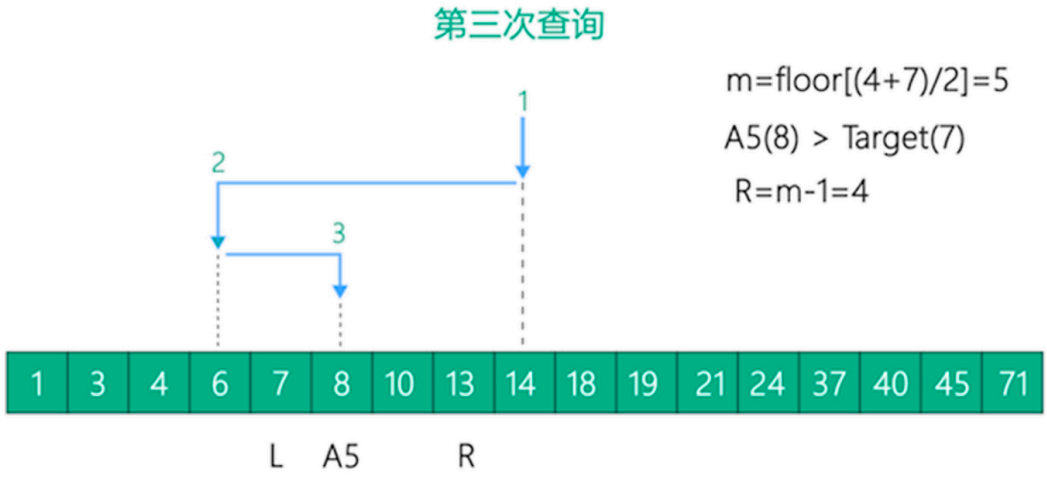
- 第一次查找



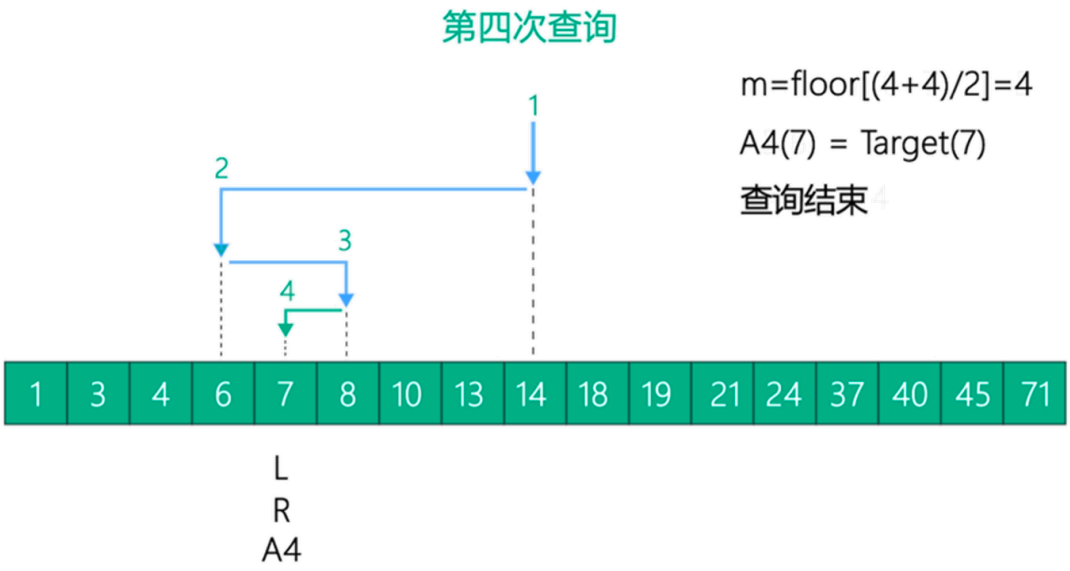
- 第二次查找



- 第三次查找

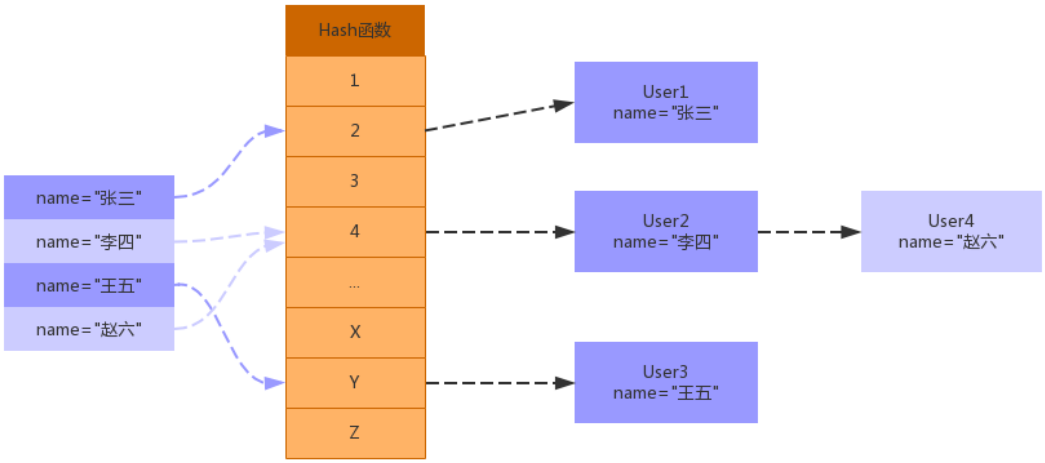


- 第四次查找



2.2 Hash结构

Hash底层实现是由Hash表来实现的，是根据键值 <key,value> 存储数据的结构。非常适合根据key查找value值，也就是单个key查询，或者说等值查询。其结构如下所示：



从上面结构可以看出，Hash索引可以方便的提供等值查询，但是对于范围查询就需要全表扫描了。Hash索引在MySQL 中Hash结构主要应用在Memory原生的Hash索引 、InnoDB 自适应哈希索引。

InnoDB提供的自适应哈希索引功能强大，接下来重点描述下InnoDB 自适应哈希索引。

InnoDB自适应哈希索引是为了提升查询效率，InnoDB存储引擎会监控表上各个索引页的查询，当InnoDB注意到某些索引值访问非常频繁时，会在内存中基于B+Tree索引再创建一个哈希索引，使得内存中的 B+Tree 索引具备哈希索引的功能，即能够快速定值访问频繁访问的索引页。

InnoDB自适应哈希索引：在使用Hash索引访问时，一次性查找就能定位数据，等值查询效率要优于B+Tree。

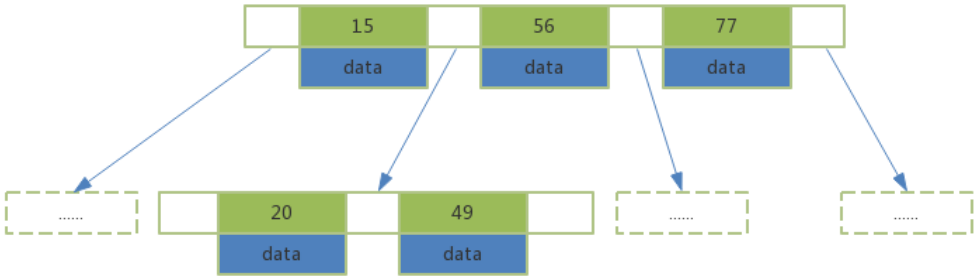
自适应哈希索引的建立使得InnoDB存储引擎能自动根据索引页访问的频率和模式自动地为某些热点页建立哈希索引来加速访问。另外InnoDB自适应哈希索引的功能，用户只能选择开启或关闭功能，无法进行人工干涉。

```
show engine innodb status \G;
show variables like '%innodb_adaptive%';
```

2.3 B+Tree结构

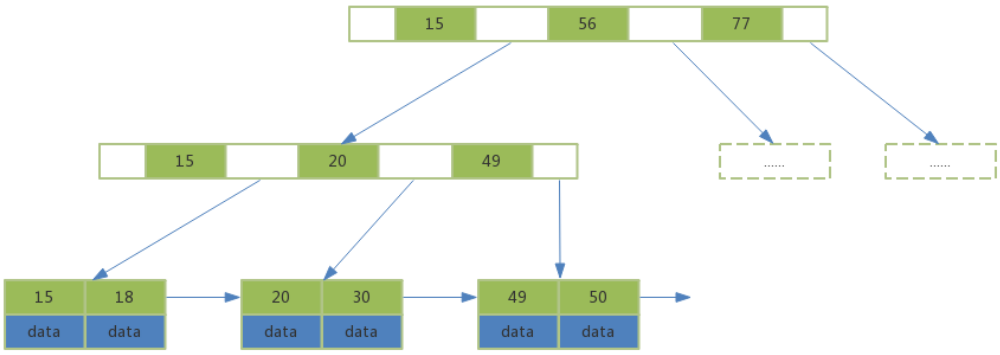
MySQL数据库索引采用的是B+Tree结构，在B-Tree结构上做了优化改造。

- B-Tree结构
  - 索引值和data数据分布在整棵树结构中
  - 每个节点可以存放多个索引值及对应的data数据
  - 树节点中的多个索引值从左到右升序排列



B树的搜索：从根节点开始，对节点内的索引值序列采用二分法查找，如果命中就结束查找。没有命中会进入子节点重复查找过程，直到所对应的的节点指针为空，或已经是叶子节点了才结束。

- B+Tree结构
  - 非叶子节点不存储data数据，只存储索引值，这样便于存储更多的索引值
  - 叶子节点包含了所有的索引值和data数据
  - 叶子节点用指针连接，提高区间的访问性能



相比B树，B+树进行范围查找时，只需要查找定位两个节点的索引值，然后利用叶子节点的指针进行遍历即可。而B树需要遍历范围内所有的节点和数据，显然B+Tree效率高。

2.4 聚簇索引和辅助索引

聚簇索引和非聚簇索引：B+Tree的叶子节点存放主键索引值和行记录就属于聚簇索引；如果索引值和行记录分开存放就属于非聚簇索引。

主键索引和辅助索引：B+Tree的叶子节点存放的是主键字段值就属于主键索引；如果存放的是非主键值就属于辅助索引（二级索引）。

在InnoDB引擎中，主键索引采用的就是聚簇索引结构存储。

- 聚簇索引（聚集索引）

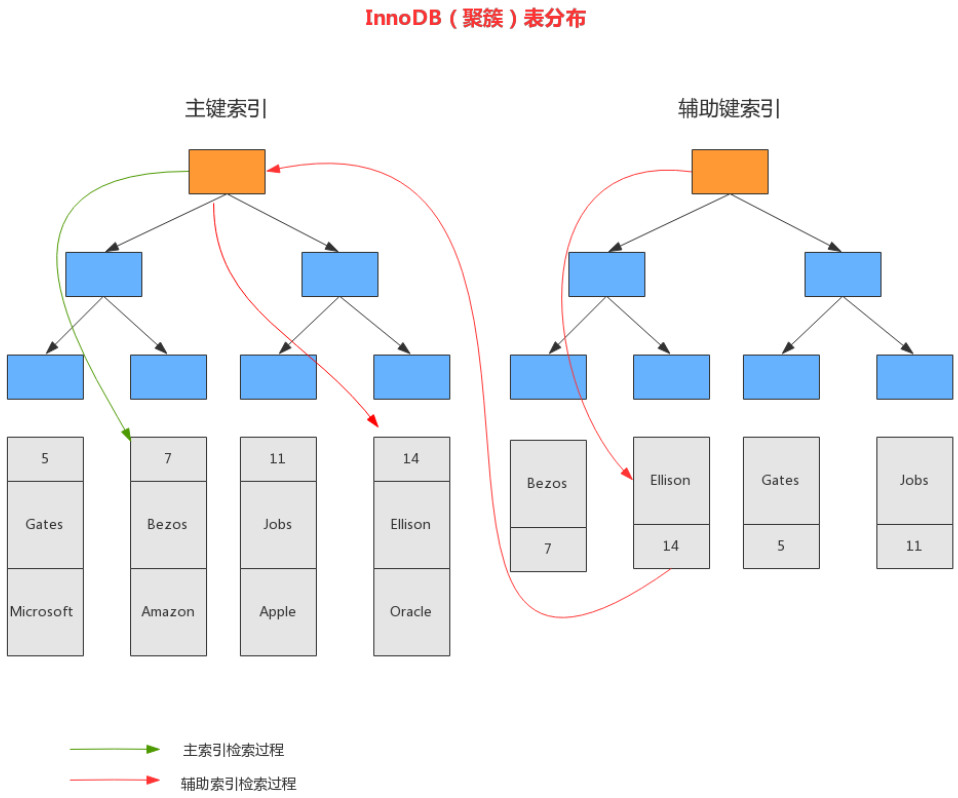
聚簇索引是一种数据存储方式，InnoDB的聚簇索引就是按照主键顺序构建 B+Tree结构。B+Tree 的叶子节点就是行记录，行记录和主键值紧凑地存储在一起。 这也意味着 InnoDB 的主键索引就是数据表本身，它按主键顺序存放了整张表的数据，占用的空间就是整个表数据量的大小。通常说的**主键索引**就是聚集索引。

InnoDB的表要求必须要有聚簇索引：

- 如果表定义了主键，则主键索引就是聚簇索引
- 如果表没有定义主键，则第一个非空unique列作为聚簇索引
- 否则InnoDB会从建一个隐藏的row-id作为聚簇索引

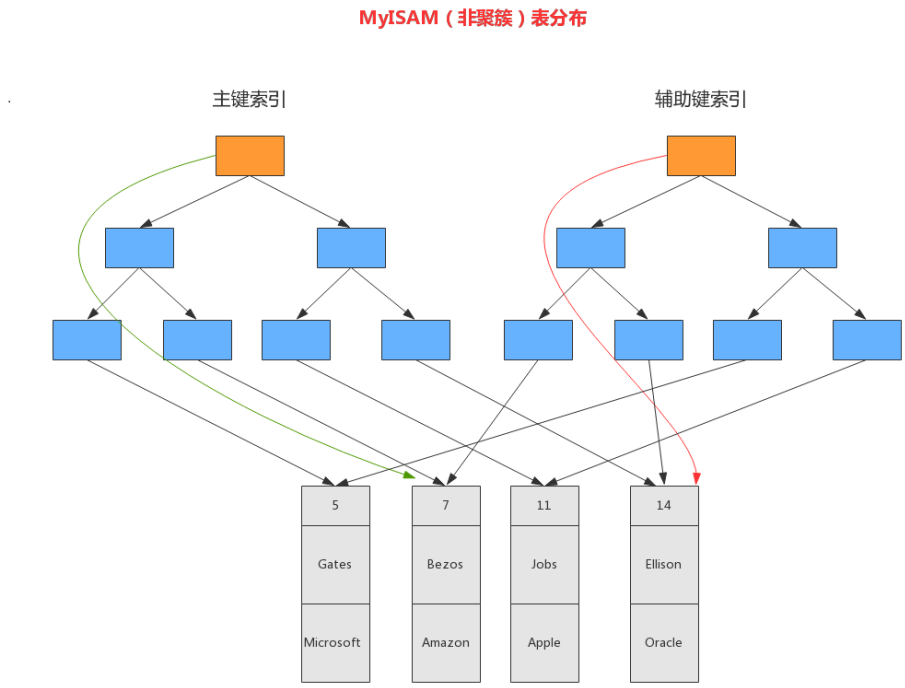
- 辅助索引

InnoDB辅助索引，也叫作二级索引，是根据索引列构建 B+Tree结构。但在 B+Tree 的叶子节点中只存了索引列和主键的信息。二级索引占用的空间会比聚簇索引小很多， 通常创建辅助索引就是为了提升查询效率。一个表InnoDB只能创建一个聚簇索引，但可以创建多个辅助索引。



- 非聚簇索引

与InnoDB表存储不同，MyISAM数据表的索引文件和数据文件是分开的，被称为非聚簇索引结构。



第3节 索引分析与优化

3.1 EXPLAIN

MySQL 提供了一个 EXPLAIN 命令，它可以对 SELECT 语句进行分析，并输出 SELECT 执行的详细信息，供开发人员有针对性的优化。例如：

```
EXPLAIN SELECT * from user WHERE id < 3;
```

EXPLAIN 命令的输出内容大致如下：

```
mysql> explain select * from user where id<3 \G;
*************************** 1. row ***************************
           id: 1
  select_type: SIMPLE
        table: user
   partitions: NULL
         type: range
possible_keys: PRIMARY
          key: PRIMARY
      key_len: 4
          ref: NULL
         rows: 2
     filtered: 100.00
        Extra: Using where
1 row in set, 1 warning (0.00 sec)
```

- select_type

  表示查询的类型。常用的值如下：

  - SIMPLE ： 表示查询语句不包含子查询或union
  - PRIMARY：表示此查询是最外层的查询
  - UNION：表示此查询是UNION的第二个或后续的查询

    - DEPENDENT UNION：UNION中的第二个或后续的查询语句，使用了外面查询结果
    - UNION RESULT：UNION的结果
    - SUBQUERY：SELECT子查询语句
    - DEPENDENT SUBQUERY：SELECT子查询语句依赖外层查询的结果。

  最常见的查询类型是SIMPLE，表示我们的查询没有子查询也没用到UNION查询。

- type

  表示存储引擎查询数据时采用的方式。比较重要的一个属性，通过它可以判断出查询是全表扫描还是基于索引的部分扫描。常用属性值如下，从上至下效率依次增强。

    - ALL：表示全表扫描，性能最差。
    - index：表示基于索引的全表扫描，先扫描索引再扫描全表数据。
    - range：表示使用索引范围查询。使用>、>=、<、<=、in等等。
    - ref：表示使用非唯一索引进行单值查询。
    - eq_ref：一般情况下出现在多表join查询，表示前面表的每一个记录，都只能匹配后面表的一行结果。
    - const：表示使用主键或唯一索引做等值查询，常量查询。
    - NULL：表示不用访问表，速度最快。
- possible_keys

  表示查询时能够使用到的索引。注意并不一定会真正使用，显示的是索引名称。

- key

  表示查询时真正使用到的索引，显示的是索引名称。

- rows

  MySQL查询优化器会根据统计信息，估算SQL要查询到结果需要扫描多少行记录。原则上rows是越少效率越高，可以直观的了解到SQL效率高低。

- key_len

  表示查询使用了索引的字节数量。可以判断是否全部使用了组合索引。

  key_len的计算规则如下：

    - 字符串类型

      字符串长度跟字符集有关：latin1=1、gbk=2、utf8=3、utf8mb4=4

      char(n)：n*字符集长度

      varchar(n)：n * 字符集长度 + 2字节

    - 数值类型

      TINYINT：1个字节

      SMALLINT：2个字节

      MEDIUMINT：3个字节

      INT、FLOAT：4个字节

      BIGINT、DOUBLE：8个字节

    - 时间类型

      DATE：3个字节

      TIMESTAMP：4个字节

      DATETIME：8个字节

    - 字段属性

      NULL属性占用1个字节，如果一个字段设置了NOT NULL，则没有此项。

- Extra

  Extra表示很多额外的信息，各种操作会在Extra提示相关信息，常见几种如下：

  - Using where

    表示查询需要通过索引回表查询数据。

  - Using index

    表示查询需要通过索引，索引就可以满足所需数据。

  - Using filesort

    表示查询出来的结果需要额外排序，数据量小在内存，大的话在磁盘，因此有Using filesort建议优化。

  - Using temprorary

    查询使用到了临时表，一般出现于去重、分组等操作。

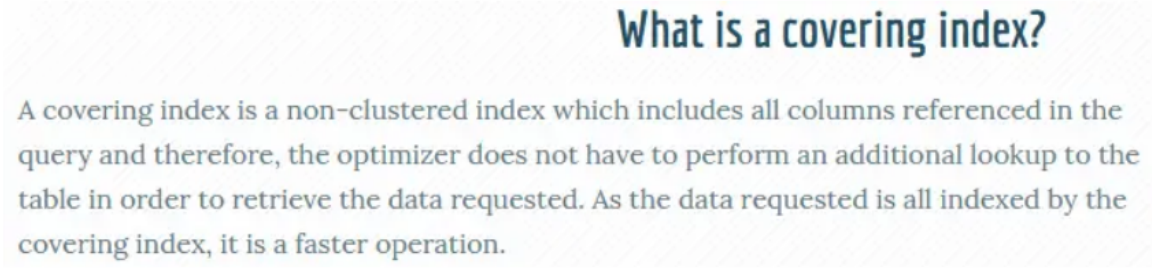
3.2 回表查询

在之前介绍过，InnoDB索引有聚簇索引和辅助索引。聚簇索引的叶子节点存储行记录，InnoDB必须要有，且只有一个。辅助索引的叶子节点存储的是主键值和索引字段值，通过辅助索引无法直接定位行记录，通常情况下，需要扫码两遍索引树。先通过辅助索引定位主键值，然后再通过聚簇索引定位行记录，这就叫做**回表查询**，它的性能比扫一遍索引树低。

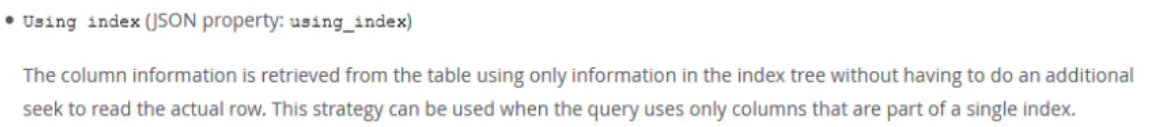
总结：通过索引查询主键值，然后再去聚簇索引查询记录信息

3.3 覆盖索引

在SQL-Server官网的介绍如下：



在MySQL官网，类似的说法出现在explain查询计划优化章节，即explain的输出结果Extra字段为Using index时，能够触发索引覆盖。



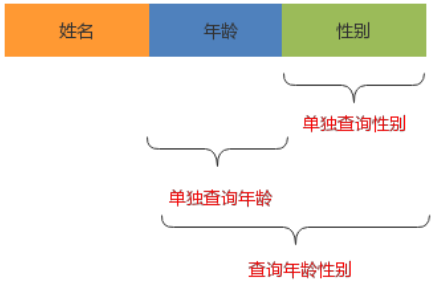
不管是SQL-Server官网，还是MySQL官网，都表达了：**只需要在一棵索引树上就能获取SQL所需的所有列数据，无需回表，速度更快，这就叫做索引覆盖。**

实现索引覆盖最常见的方法就是：将被查询的字段，建立到组合索引。

3.4 最左前缀原则

复合索引使用时遵循最左前缀原则，最左前缀顾名思义，就是最左优先，即查询中使用到最左边的列，那么查询就会使用到索引，如果从索引的第二列开始查找，索引将失效。

复合索引起作用



复合索引不起作用

3.5 LIKE查询

面试题：MySQL在使用like模糊查询时，索引能不能起作用？

回答：MySQL在使用Like模糊查询时，索引是可以被使用的，只有把%字符写在后面才会使用到索引。

select * from user where name like '%o%'; //不起作用

select * from user where name like 'o%'; //起作用

select * from user where name like '%o'; //不起作用

3.6 NULL查询

面试题：如果MySQL表的某一列含有NULL值，那么包含该列的索引是否有效？

对MySQL来说，NULL是一个特殊的值，从概念上讲，NULL意味着“一个未知值”，它的处理方式与其他值有些不同。比如：不能使用=，<，>这样的运算符，对NULL做算术运算的结果都是NULL，count时不会包括NULL行等，NULL比空字符串需要更多的存储空间等。

```
“NULL columns require additional space in the row to record whether their values are NULL. For MyISAM tables, each NULL column takes one bit extra, rounded up to the nearest byte.”
```

NULL列需要增加额外空间来记录其值是否为NULL。对于MyISAM表，每一个空列额外占用一位，四舍五入到最接近的字节。

8.2.1.13 IS NULL Optimization

MySQL can perform the same optimization on *col_name* IS NULL that it can use for *col_name* = *constant_value*. For example, MySQL can use indexes and ranges to search for NULL with IS NULL.

Examples:

```
SELECT * FROM tbl_name WHERE key_col IS NULL;

SELECT * FROM tbl_name WHERE key_col <=> NULL;

SELECT * FROM tbl_name
  WHERE key_col=const1 OR key_col=const2 OR key_col IS NULL;
```

虽然MySQL可以在含有NULL的列上使用索引，但NULL和其他数据还是有区别的，不建议列上允许为NULL。最好设置NOT NULL，并给一个默认值，比如0和“ 空字符串等，如果是datetime类型，也可以设置系统当前时间或某个固定的特殊值，例如'1970-01-01 00:00:00'。

3.7 索引与排序

MySQL查询支持filesort和index两种方式的排序，filesort是先把结果查出，然后在缓存或磁盘进行排序操作，效率较低。使用index是指利用索引自动实现排序，不需另做排序操作，效率会比较高。

filesort有两种排序算法：双路排序和单路排序。

双路排序：需要两次磁盘扫描读取，最终得到用户数据。第一次将排序字段读取出来，然后排序；第二次去读取其他字段数据。

单路排序：从磁盘查询所需的所有列数据，然后在内存排序将结果返回。如果查询数据超出缓存sort_buffer，会导致多次磁盘读取操作，并创建临时表，最后产生了多次IO，反而会增加负担。解决方案：少使用select *；增加sort_buffer_size容量和max_length_for_sort_data容量。

如果我们Explain分析SQL，结果中Extra属性显示Using filesort，表示使用了filesort排序方式，需要优化。如果Extra属性显示Using index时，表示覆盖索引，也表示所有操作在索引上完成，也可以使用index排序方式，建议大家尽可能采用覆盖索引。

- 以下几种情况，会使用index方式的排序。
  - ORDER BY 子句索引列组合满足索引最左前列

    ```
    explain select id from user order by id;  //对应(id)、(id,name)索引有效
    ```

  - WHERE子句+ORDER BY子句索引列组合满足索引最左前列

    ```
    explain select id from user where age=18 order by name;  //对应
    (age,name)索引
    ```

- 以下几种情况，会使用filesort方式的排序。
  - 对索引列同时使用了ASC和DESC

    ```
    explain select id from user order by age asc,name desc;  //对应
    (age,name)索引
    ```

  - WHERE子句和ORDER BY子句满足最左前缀，但where子句使用了范围查询（例如>、<、in等）

    ```
    explain select id from user where age>10 order by name;  //对应
    (age,name)索引
    ```

  - ORDER BY或者WHERE+ORDER BY索引列没有满足索引最左前列

    ```
    explain select id from user order by name;   //对应(age,name)索引
    ```

  - 使用了不同的索引，MySQL每次只采用一个索引，ORDER BY涉及了两个索引

    ```
    explain select id from user order by name,age;  //对应(name)、(age)两个索
    引
    ```

  - WHERE子句与ORDER BY子句，使用了不同的索引

    ```
    explain select id from user where name='tom' order by age; //对应
    (name)、(age)索引
    ```

- WHERE子句或者ORDER BY子句中索引列使用了表达式，包括函数表达式

```
explain select id from user order by abs(age);  //对应(age)索引
```

第4节 查询优化

4.1 慢查询定位

- **开启慢查询日志**

  查看 MySQL 数据库是否开启了慢查询日志和慢查询日志文件的存储位置的命令如下：

```
SHOW VARIABLES LIKE 'slow_query_log%'
```

  通过如下命令开启慢查询日志：

```
SET global slow_query_log = ON;
SET global slow_query_log_file = 'OAK-slow.log';
SET global log_queries_not_using_indexes = ON;
SET long_query_time = 10;
```

  - long_query_time：指定慢查询的阀值，单位秒。如果SQL执行时间超过阀值，就属于慢查询记录到日志文件中。
- log_queries_not_using_indexes：表示会记录没有使用索引的查询SQL。前提是slow_query_log的值为ON，否则不会奏效。
- **查看慢查询日志**
  - 文本方式查看

    直接使用文本编辑器打开slow.log日志即可。

```
Time                 Id Command    Argument
# Time: 2020-03-10T14:18:02.145102Z
# User@Host: root[root] @ localhost [::1]  Id:     5
# Query_time: 1316.989328  Lock_time: 0.000000 Rows_sent: 0  Rows_examined: 0
use oak;
SET timestamp=1583849882;
select * from dept;
```

    - time：日志记录的时间
    - User@Host：执行的用户及主机
    - Query_time：执行的时间
    - Lock_time：锁表时间
    - Rows_sent：发送给请求方的记录数，结果数量
    - Rows_examined：语句扫描的记录条数
    - SET timestamp：语句执行的时间点
    - select....：执行的具体的SQL语句
  - 使用mysqldumpslow查看

    MySQL 提供了一个慢查询日志分析工具mysqldumpslow，可以通过该工具分析慢查询日志内容。

    在 MySQL bin目录下执行下面命令可以查看该使用格式。

```
perl mysqldumpslow.pl --help
```

    运行如下命令查看慢查询日志信息：

```
perl mysqldumpslow.pl -t 5 -s at C:\ProgramData\MySQL\Data\OAK-slow.log
```

除了使用mysqldumpslow工具，也可以使用第三方分析工具，比如pt-query-digest、mysqlsla等。

4.2 慢查询优化

- **索引和慢查询**
  - 如何判断是否为慢查询？

    MySQL判断一条语句是否为慢查询语句，主要依据SQL语句的执行时间，它把当前语句的执行时间跟 long_query_time 参数做比较，如果语句的执行时间 > long_query_time，就会把这条执行语句记录到慢查询日志里面。long_query_time 参数的默认值是 10s，该参数值可以根据自己的业务需要进行调整。
  - 如何判断是否应用了索引？

    SQL语句是否使用了索引，可根据SQL语句执行过程中有没有用到表的索引，可通过 explain 命令分析查看，检查结果中的 key 值，是否为NULL。
  - 应用了索引是否一定快？

    下面我们来看看下面语句的 explain 的结果，你觉得这条语句有用上索引吗？比如

    ```
    select * from user where id>0;
    ```

    虽然使用了索引，但是还是从主键索引的最左边的叶节点开始向右扫描整个索引树，进行了全表扫描，此时索引就失去了意义。

    而像 select * from user where id = 2; 这样的语句，才是我们平时说的使用了索引。它表示的意思是，我们使用了索引的快速搜索功能，并且有效地减少了扫描行数。

  查询是否使用索引，只是表示一个SQL语句的执行过程；而是否为慢查询，是由它执行的时间决定的，也就是说是否使用了索引和是否是慢查询两者之间没有必然的联系。

  我们在使用索引时，不要只关注是否起作用，应该关心索引是否减少了查询扫描的数据行数，如果扫描行数减少了，效率才会得到提升。对于一个大表，不止要创建索引，还要考虑索引过滤性，过滤性好，执行速度才会快。
- **提高索引过滤性**

  假如有一个5000万记录的用户表，通过sex='男'索引过滤后，还需要定位3000万，SQL执行速度也不会很快。其实这个问题涉及到索引的过滤性，比如1万条记录利用索引过滤后定位10条、100条、1000条，那他们过滤性是不同的。索引过滤性与索引字段、表的数据量、表设计结构都有关系。
  - 下面我们看一个案例：

    ```
    表：student
    字段：id,name,sex,age
    造数据：insert into student (name,sex,age) select name,sex,age from student;
    SQL案例：select * from student where  age=18 and name like '张%';（全表扫描）
    ```
  - 优化1

    ```
    alter table student add index(name); //追加name索引
    ```

```
- 优化2
```

```
alter table student add index(age,name); //追加age,name索引
```

```

```

- 优化3

```
可以看到，index condition pushdown 优化的效果还是很不错的。再进一步优化，我们可以把名字的第一个字和年龄做一个联合索引，这里可以使用 MySQL 5.7 引入的虚拟列来实现。
```

```
    //为user表添加first_name虚拟列，以及联合索引(first_name,age)
alter table student add first_name varchar(2) generated always as
    (left(name, 1)), add index(first_name, age);

    explain select * from student where first_name='张' and age=18;
```

- 慢查询原因总结
  - 全表扫描：explain分析type属性all
  - 全索引扫描：explain分析type属性index
  - 索引过滤性不好：靠索引字段选型、数据量和状态、表设计
  - 频繁的回表查询开销：尽量少用select *，使用覆盖索引

4.3 分页查询优化

- 一般性分页

  般的分页查询使用简单的 limit 子句就可以实现。limit格式如下：

```
SELECT * FROM 表名 LIMIT [offset,] rows
```

  - 第一个参数指定第一个返回记录行的偏移量，注意从0开始；
  - 第二个参数指定返回记录行的最大数目；
  - 如果只给定一个参数，它表示返回最大的记录行数目；

  思考1：如果偏移量固定，返回记录量对执行时间有什么影响？

```
select * from user limit 10000,1;
select * from user limit 10000,10;
select * from user limit 10000,100;
select * from user limit 10000,1000;
select * from user limit 10000,10000;
```

  结果：在查询记录时，返回记录量低于100条，查询时间基本没有变化，差距不大。随着查询记录量越大，所花费的时间也会越来越多。

  思考2：如果查询偏移量变化，返回记录数固定对执行时间有什么影响？

```
select * from user limit 1,100;
select * from user limit 10,100;
select * from user limit 100,100;
select * from user limit 1000,100;
select * from user limit 10000,100;
```

结果：在查询记录时，如果查询记录量相同，偏移量超过100后就开始随着偏移量增大，查询时间急剧的增加。（这种分页查询机制，每次都会从数据库第一条记录开始扫描，越往后查询越慢，而且查询的数据越多，也会拖慢总查询速度。）

- 分页优化方案

  第一步：利用覆盖索引优化

  ```
  select * from user limit 10000,100;
  select id from user limit 10000,100;
  ```

  第二步：利用子查询优化

  ```
  select * from user limit 10000,100;
  select * from user where id>= (select id from user limit 10000,1) limit 100;
  ```

  原因：使用了id做主键比较(id>=)，并且子查询使用了覆盖索引进行优化。

第三部分 MySQL事务和锁

第1节 ACID 特性

在关系型数据库管理系统中，一个逻辑工作单元要成为事务，必须满足这 4 个特性，即所谓的 ACID：原子性（Atomicity）、一致性（Consistency）、隔离性（Isolation）和持久性（Durability）。

1.1 原子性

原子性：事务是一个原子操作单元，其对数据的修改，要么全都执行，要么全都不执行。

修改---》Buffer Pool修改---》刷盘。可能会有下面两种情况：

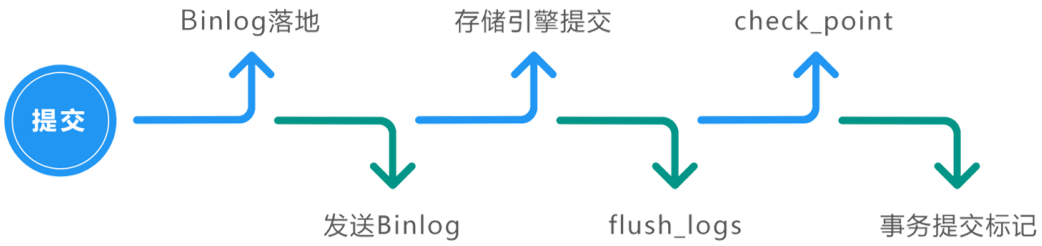
- 事务提交了，如果此时Buffer Pool的脏页没有刷盘，如何保证修改的数据生效？ Redo
- 如果事务没提交，但是Buffer Pool的脏页刷盘了，如何保证不该存在的数据撤销？Undo

每一个写事务，都会修改BufferPool，从而产生相应的Redo/Undo日志，在Buffer Pool 中的页被刷到磁盘之前，这些日志信息都会先写入到日志文件中，如果 Buffer Pool 中的脏页没有刷成功，此时数据库挂了，那在数据库再次启动之后，可以通过 Redo 日志将其恢复出来，以保证脏页写的数据不会丢失。如果脏页刷新成功，此时数据库挂了，就需要通过Undo来实现了。

1.2 持久性

持久性：指的是一个事务一旦提交，它对数据库中数据的改变就应该是永久性的，后续的操作或故障不应该对其有任何影响，不会丢失。

如下图所示，一个“提交”动作触发的操作有：binlog落地、发送binlog、存储引擎提交、flush_logs，check_point、事务提交标记等。这些都是数据库保证其数据完整性、持久性的手段。



MySQL的持久性也与WAL技术相关，redo log在系统Crash重启之类的情况时，可以修复数据，从而保障事务的持久性。通过原子性可以保证逻辑上的持久性，通过存储引擎的数据刷盘可以保证物理上的持久性。

1.3 隔离性

隔离性：指的是一个事务的执行不能被其他事务干扰，即一个事务内部的操作及使用的数据对其他的并发事务是隔离的。

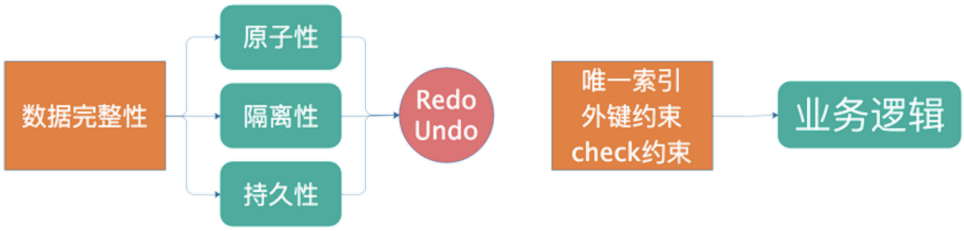
InnoDB 支持的隔离性有 4 种，隔离性从低到高分别为：读未提交、读提交、可重复读、可串行化。锁和多版本控制（MVCC）技术就是用于保障隔离性的（后面课程详解）。

1.4 一致性

一致性：指的是事务开始之前和事务结束之后，数据库的完整性限制未被破坏。一致性包括两方面的内容，分别是约束一致性和数据一致性。

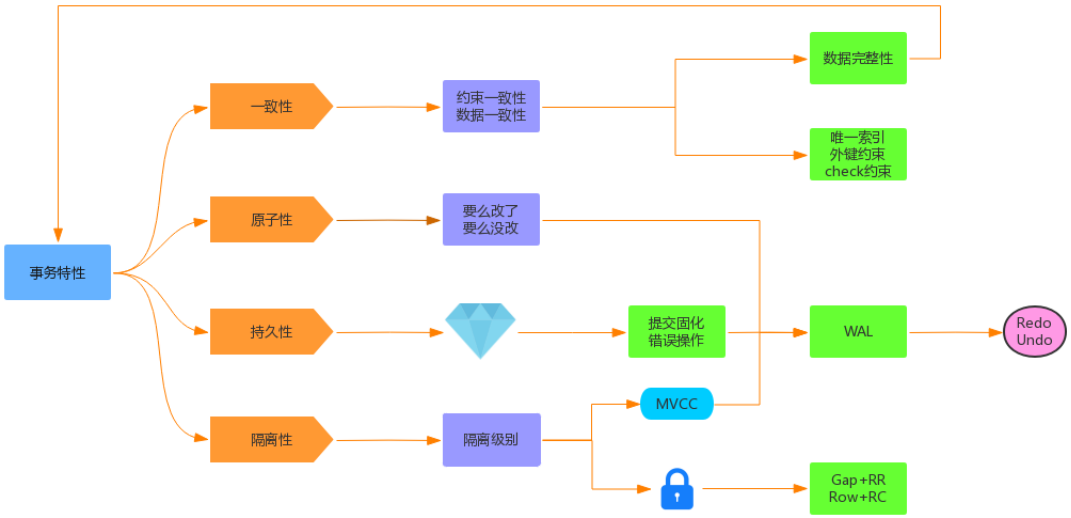
- 约束一致性：创建表结构时所指定的外键、Check、唯一索引等约束，可惜在 MySQL 中不支持 Check 。
- 数据一致性：是一个综合性的规定，因为它是由原子性、持久性、隔离性共同保证的结果，而不是单单依赖于某一种技术。

一致性也可以理解为数据的完整性。数据的完整性是通过原子性、隔离性、持久性来保证的，而这3个特性又是通过 Redo/Undo 来保证的。逻辑上的一致性，包括唯一索引、外键约束、check 约束，这属于业务逻辑范畴。



ACID 及它们之间的关系如下图所示，4个特性中有3个与 WAL 有关系，都需要通过 Redo、Undo 日志来保证等。

WAL的全称为Write-Ahead Logging，先写日志，再写磁盘。


事务特性
一致性
约束一致性
数据一致性
数据完整性
唯一索引
外键约束
check约束
原子性
要么改了
要么没改
持久性
提交固化
错误操作
WAL
Redo
Undo
MVCC
隔离性
隔离级别
Gap+RR
Row+RC