# 背景

RocksDB是FaceBook起初作为实验性质开发的，旨在充分实现快存上存储数据的服务能力。由Facebook的Dhruba Borthakur于2012年4月创建的LevelDB的分支，最初的目标是提高服务工作负载的性能，最大限度的发挥闪存和RAM的高度率读写性能。

Key和value是任意大小的字节流支持原子的读和写。除此外，RocksDB深度支持各种配置，可以在不同的生产环境（纯内存、Flash、hard disks or HDFS）中调优，RocksDB针对多核CPU、高效快速存储（SSD)、I/O bound workload做了优化，支持不同的数据压缩算法、和生产环境debug的完善工具。

RocksDB的主要设计点是在快存和高服务压力下性能表现优越，所以该db需要充分挖掘Flash和RAM的读写速率。 例如360开源的Pika， 是由360 DBA 和基础架构组联合开发的类 Redis 存储系统，完全支持 Redis 协议，用户不需要修改任何代码，就可以将服务迁移至 Pika，Pika底层存储引擎用的就是Rocksdb。

RocksDB需要支持高效的point lookup和range scan操作，需要支持配置各种参数在高压力的随机读、随机写或者二者流量都很大时性能调优，基于LSM树数据结构( log-structured merge-tree)，由C++编写并官方提供C、C++、Java(官方提供的称为RocksJava)三种语言的API，社区提供了不少第三方API，如python、go等。

尽管RocksDB不是一个SQL 数据库，但是有facebook有修改了代码的MyRocks存储引擎作为MySQL的存储引擎。和其他的NoSQL类似，RocksDB不提供关系型数据模型、不支持SQL查询，没有直接对辅助索引(secondary indexes)支持。

## 写多读少

## 原地写/追加写

在基于磁盘的 kv 型存储组件中，针对于写操作的实现方案包括原地写和追加写两种，其区别主要体现在更新数据的操作流程当中：

* 原地写：

倘若要针对一组 kv 数据执行更新操作，首先要找到 kv 老数据的所在位置，再在其基础之上执行进行更新。这个过程涉及到磁盘的随机IO，因此性能较差。

与之相对，在执行读操作时，可以根据 k 寻找到 kv 数据所在位置并直接拿到查询结果，因此读操作效率相对较高，且具有着不错的空间利用率。

* 追加写：

追加写类型的写操作中，无须区分本次写操作是插入还是更新，而是选择将 kv 对以追加的形式直接插入到文件的末尾位置。因此不涉及磁盘的随机 IO，只需要执行顺序 IO 操作，在写流程中的执行性能相较于原地写而言有较大的提升。

然而大家应该也注意到了，追加写策略在提升写操作效率的同时，所付出的代价是导致同一组 kv 对可能产生多份冗余数据，而除了最新记录外，此前的数据记录实际上都是无用的，因此会存在空间浪费的情况。

也正是因为这一原因，追加写策略下的读流程性能是比较差的。每次根据 k 查询数据时，都需要沿文件末尾向前反向遍历追溯，直到找到第一笔满足条件的 kv 对数据为止。在这种模式下，查询操作变成了线性时间复杂度，是无法接受的。

# 概述

参考：

<https://blog.csdn.net/weixin_43618070/article/details/102317769>

<https://www.cnblogs.com/xueqiuqiu/articles/9700198.html>

<https://www.jianshu.com/nb/48664459>

mongorocks引擎原理解析：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/04/02/>

WAL介绍：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/04/09/>

RocksDB原理：<https://zhuanlan.zhihu.com/p/616209332?utm_id=0>

## 简介

[RocksDB](https://github.com/facebook/rocksdb) 是由Facebook基于LevelDB开发的一款提供键值存储与读写功能的LSM-tree架构引擎（嵌入式存储引擎）。用户写入的键值对会先写入磁盘上的WAL (Write Ahead Log)，然后再写入内存中的跳表（SkipList，这部分结构又被称作MemTable）。LSM-tree引擎由于将用户的随机修改（插入）转化为了对WAL文件的顺序写，因此具有比B树类存储引擎更高的写吞吐。

内存中的数据达到一定阈值后，会刷到磁盘上生成SST文件（Sorted String Table），SST又分为多层（默认至多6层），每一层的数据达到一定阈值后会挑选一部分SST合并到下一层，每一层的数据是上一层的10倍（因此90%的数据存储在最后一层）。

Rocksdb目前已经运用在许多知名的项目中，例如TiKV，MyRocks，CrockRoach等。

RocksDB使用了许多技术来实现其高性能和可靠性，下面是一些主要的技术：

1、LSM树：LSM树（Log-Structured Merge Tree）是一种基于日志结构的数据结构，能够高效地存储和更新键值数据。它将数据分为多个层，每一层都是一个有序的键值存储文件，其中较旧的数据位于较低的层，较新的数据位于较高的层。当数据被写入时，它首先被写入到一个内存中的结构，称为内存表（MemTable），然后在后台异步地将内存表与磁盘上的某个层合并，最终生成新的文件。这种设计使得RocksDB能够高效地处理大量写入操作，并支持快速的范围查询。

2、压缩：RocksDB使用了多种压缩算法来压缩数据文件，减小了磁盘空间的占用，提高了存储效率。压缩算法包括LZ4、Snappy、Zlib等。

3、并发控制：RocksDB使用多种技术来实现并发控制，以支持高并发读写操作。例如，它使用锁、读写锁、CAS等机制来保证多线程并发的正确性和一致性。

4、内存管理：RocksDB使用了多种技术来管理内存，以保证高效的内存使用和低延迟的响应。例如，它使用了对象池、内存池等技术来减少内存分配和释放的开销，使用了缓存技术来缓存热点数据，使用了内存映射技术来快速加载数据文件等。

5、日志系统：RocksDB使用了可插拔的日志系统，可以将日志输出到不同的目标，例如文件、控制台、网络等，以支持不同的日志需求。

6、文件格式：RocksDB使用了一种自定义的文件格式，可以高效地存储键值数据，并支持快速的数据访问和查询。这种格式将数据划分为多个块，每个块包含多个键值对，每个块都有一个索引来支持快速的查找和范围查询。

## 功能特性

### ColumnFamily

参考：

ColumnFamily简介：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/06/09/>

RocksDB允许用户创建多个ColumnFamily ，这些ColumnFamily各自拥有独立的内存跳表以及SST文件，但是共享同一个WAL文件，这样的好处是可以根据应用特点为不同的ColumnFamily选择不同的配置，但是又没有增加对WAL的写次数。

写操作先写WAL，再写memtable，memtable达到一定阈值后切换为Immutable Memtable，只能读不能写。后台Flush线程负责按照时间顺序将Immu Memtable刷盘，生成level0层的有序文件（SST）。后台合并线程负责将上层的SST合并生成下层的SST。Manifest负责记录系统某个时刻SST文件的视图，Current文件记录当前最新的Manifest文件名。每个ColumnFamily有自己的Memtable，SST文件，所有ColumnFamily共享WAL、Current、Manifest文件，用户可以基于RocksDB构建自己的column families。很多应用程序把RocksDB当做库（libary），尽管他提供server或者CLI接口。

column family的具体使用场景，官方并没有给出非常好的说明，rocksdb支持跨column family的原子写操作，说明官方认为column family的数据之间还是有一定的关系的，而column family的数据文件是分割开的，包括sst文件和memtable都是不会共用的，所以官方还是希望不同column family的数据进行隔离。那么不同column family之间会怎样互相干涉呢？

Q：多column family的flush是怎么进行线程分布的？

A：可以共用一个线程池，所以写的多的会多占用线程。也可以分开配置线程池（指定不同的env），这样就会不互相干扰。

Q：多column family的内存是怎么分配的？

A：内存主要有两方面，第一方面是write buffer，第二方面是block cache。

write buffer是每个column family单独享有的，block cache可以配置成column family级别，也可以配置成整个db的column family共享一个block cache，也可以配置成多个db共享一个block cache。

参考：<https://www.cnblogs.com/xueqiuqiu/articles/10111070.html>

MANIFEST文件介绍：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/05/08/>

### Memtable

可插拔memtable，RocksDB的memtable的默认实现是一个skiplist。skiplist是一个有序集，当工作负载使用range-scans并且交织写入时，这是一个必要的结构。然而，一些应用程序不交织写入和扫描，而一些应用程序根本不执行范围扫描。对于这些应用程序，排序集可能无法提供最佳性能。因此，RocksDB支持可插拔的API，允许应用程序提供自己的memtable实现。

开发库提供了三个memtable：skiplist memtable，vector memtable和前缀散列（prefix-hash）memtable。Vector memtable适用于将数据批量加载到数据库中。每个写入在向量的末尾插入一个新元素; 当它是刷新memtable到存储的时候，向量中的元素被排序并写出到L0中的文件。前缀散列memtable允许对gets，puts和scans-within-a-key-prefix进行有效的处理。

### SSTFile/SSTTable

RocksDB在磁盘上的file结构sstfile由block作为基本单位组成，一个sstfile结构由多个data block和meta block组成，其中data block就是数据实体block，meta block为元数据block，其中data block就是数据实体block，meta block为元数据block。

sstfile组成的block有可能被压缩（compression），不同level也可能使用不同的compression方式。sstfile如果要遍历block，会逆序遍历，从footer开始。RocksDB是一个嵌入式的K-V（任意字节流）存储。所有的数据在引擎中是有序存储，可以支持Get(key)、Put（Key）、Delete（Key）和NewIterator()。RocksDB的基本组成是memtable、sstfile和logfile。memtable是一种内存数据结构，写请求会先将数据写到memtable中，然后可选地写入事务日志logfile。logfile是一个顺序写的文件。当内存表溢出的时候，数据会flush到sstfile中，然后这个memtable对应的logfile也会安全地被删除。sstfile中的数据也是有序存储以方便查找。

## 特点

<https://zhuanlan.zhihu.com/p/162052214>

### 优点

1. LevelDB是一个持久化存储的KV系统，和Redis这种内存型的KV系统不同，LevelDB不会像Redis一样狂吃内存，而是将大部分数据存储到磁盘上。
2. LevleDB在存储数据时，是根据记录的key值有序存储的，就是说相邻的key值在存储文件中是依次顺序存储的，而应用可以自定义key大小比较函数。
3. LevelDB支持数据快照（snapshot）功能，使得读取操作不受写操作影响，可以在读操作过程中始终看到一致的数据。
4. LevelDB还支持数据压缩等操作，这对于减小存储空间以及增快IO效率都有直接的帮助。

### 缺点

rocksdb是通过wal来保证数据的持久性的，当rocksdb出现问题当机后，可以通过重做wal来使rocksdb恢复到当机前的状态。但是这里存在两个问题：

1、当你为了读性能把memtable设置的足够大时，WAL也可能变得很大（Flush频率下降），此时如果发生当机，rocksdb需要足够长的时间来恢复。

2、如果机器硬盘出现损坏，wal被破坏，那么会出现数据损坏（这里没有double write机制？）。即使你做了Raid，也需要很长时间来恢复数据。

因此可用性是个大问题。

另外由于LSM架构，rocksdb的读性能存在问题。

怎么解决？

为了一致性，大部分的解决方案都是将一致性协议置于rocksdb之上，每份数据通过一致性协议提交到多个处于不同机器的rocksdb实例中，以保证数据的可靠性和服务的可用性。

## 对比/优化点

### RocksDB vs LevelDB

RocksDB与LevelDB对比：

1. 增加了column family，这样有利于多个不相关的数据集存储在同一个db中，因为不同column family的数据是存储在不同的sst和memtable中，所以一定程度上起到了隔离的作用。
2. 采用了多线程同时进行compaction的方法，优化了compact的速度。
3. 增加了merge operator，优化了modify的效率。
4. 将flush和compaction分开不同的线程池，能有效的加快flush，防止stall。
5. 增加了对write ahead log(WAL)的特殊管理机制，这样就能方便管理WAL文件，因为WAL是binlog文件。

### RocksDB vs MyRocks

# 架构

# 原理

<https://www.zhihu.com/question/270732348/answer/356254676>

## 数据库文件

主要有以下几种类型sst文件，CURRENT文件，manifest文件，log文件，LOG文件和LOCK文件

sst文件存储的是落地的数据，CURRENT文件存储的是当前最新的是哪个manifest文件，manifest文件存储的是Version的变化，log文件是rocksdb的write ahead log，就是在写db之前写的数据日志文件，LOG文件是一些日志信息，是供调试用的，LOCK是打开db锁，只允许同时有一个进程打开db。

## Memtable

参考：

Memtable写入逻辑：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/08/08/>

解析memtable、跳表和内存池Arena：

<https://www.cnblogs.com/JayL-zxl/p/15025932.html>

### SkipList/跳跃表

### Pipeline write

#### 概述

To enable pipelined write, simply set Options.enable\_pipelined\_write=true. db\_bench benchmark shows 20% write throughput improvement with concurrent writers and WAL enabled, when DB is stored in ramfs and compaction throughput is not the bottleneck.

要启用流水线写入，只需设置 Options.enable\_pipelined\_write = true。当DB存储在ramfs中并且压缩吞吐量不是瓶颈时，db\_benchbenchmark显示启用并发编写器和WAL可提高20%的写入吞吐量。

**pipeline write实现了哪些功能：**

流水线会负责把多个写请求打包成一个WriteGroup，把这些写请求的wal日志打包成连续的wal日志一起写下去，然后负责通过其它线程，把各自的数据插入到metmable当中。

流水线本身也实现了switch metmable与 metmable insert两种请求的barrier本身也兼顾了stalling write机制。

图示

描述已自动生成

这里pipeline的主要意思，就是上一轮的Group写入wal结束以后，下一轮新的Group又可以开始写wal。由不同的线程（Group）像流水线一样接替写wal日志。

图表, 箱线图

描述已自动生成

而pipeline的主要逻辑就是实现上述功能，如何在并发的写请求里面挑出来GroupLeader，GroupFollower，如何实现多个Group之间流水线一样的写入wal日志。

同时pipeline还要兼容 switchmemtable与写入metmable的并发。

#### 关键对象

WriteBatch 每一个写请求，都会带自己的WriteBatch，它里面记录了事务写入的key value数据。

WriteThread::Writer： 代码一个写请求，在并发纬度，也代表当前写请求所在的线程。多个Writer会形成一个双向链表。

WriteThread 每一个DB只有一个object，多线程（多个写请求）并发过程中如何实现pipeline写入的。

WriteThread ::WriteGroup 多个顺序的 WriteThread::Writer 的打包，顺序按照 WriteThread::Writer 调用 WriteThread::JoinBatchGroup 的先后顺序（严格意义上应该是指 WriteThread::Writer 链表的顺序）

#### 样例

下图展示了一个打包wal的样例， Writer1 把Writer1 Writer2 Writer3 打包成一个WriteGroup。

1、初使状态，当前的DB还没有任务一个写请求进来。

2、第一个写请求(Writer1)进来，因为 newest\_writer\_ 为空，Writer1（它所在的线程）被委派成了 STATE\_GROUP\_LEADER 角色，负责把多个writer的wal日志进行打包，并写入。 而 newest\_writer\_ 指向了 Writer1。

3、第二个写请求进来(Writer2)，直接通过link\_older指针挂到Writer1的后面，因为当前已经有STATE\_GROUP\_LEADER ，所以它不会成STATE\_GROUP\_LEADER ,等待被委派其它角色。

4、第三个写请求进来(Writer3)，直接通过link\_older指针挂到Writer1的后面，因为当前已经有STATE\_GROUP\_LEADER ，所以它不会成STATE\_GROUP\_LEADER ,等待被委派其它角色。

5、Wrtier1 所在EnterAsBatchGroupLeader，把Writer1 Writer2 Write3 要写入的数据打包成一个WriteGroup，叫做wal\_write\_group, WriteGroup的leader 指向 Writer1, WriteGroup的last\_writer\_ 指向Writer3。

6、Writer1 所在的线程，把wal\_write\_group写入wal 日志（rocksdb的流程，tdsql 3.0 不需要）

7、Writer1 ExitAsBatchGroupLeader

case1: 如果这个过程中，没有新来的write请求，也就是说 7.1 先于7.2 发生，那么 newest\_writer\_会被置为nullptr，Writer4 在linkOne的时候，发现newest\_writer\_为nullptr，也会像Writer1 一样，被委派成 STATE\_GROUP\_LEADER 角色

case2: 如果 7.2 先于 7.1发生，ExitAsBatchGroupLeader会把Writer4 置为 STATE\_GROUP\_LEADER

图形用户界面

中度可信度描述已自动生成

#### writer角色的转换

WriteThread::Writer 通过 WriteThread::JoinBatchGroup 后，会被赋予各种角色，下面是同一个writer在各个角色之间的转换

图示

描述已自动生成

#### 关键代码分析

##### EnterAsBatchGroupLeader

该函数是一个write抢到了GroupLeader的角色，开始设置Group的边界，把哪几个Write打包成一起。

这里有两个条件会限制group的大小：

1. 这个group包含所有的WriteBatch的大小
2. 找到了最后一个writer了

图示

描述已自动生成

##### WriteThread::LinkOne

尝试把当前writer的old\_linker 连接到 newest\_writer\_ 如果中间没有其它并发linkone，那么年上一次 newest\_writer\_ 是不是nullptr，如果是的话，返回true : link as leader

图示

描述已自动生成

/\*

\* 尝试把当前writer的old\_linker 连接到 newest\_writer\_

\* 如果中间没有其它并发linkone，那么年上一次 newest\_writer\_ 是不是nullptr，如果是的话，返回true : link as leader

如果它链接到已经有了 leader了，它就简单的连接到 newest\_writer\_ 的后面。

\*/

bool WriteThread::LinkOne(Writer\* w, std::atomic<Writer\*>\* newest\_writer) {

assert(newest\_writer != nullptr);

assert(w->state == STATE\_INIT);

Writer\* writers = newest\_writer->load(std::memory\_order\_relaxed);

// w（当前的writer） 来抢 newest\_writer 这个位置，如果抢占成功了。而且上一次 newest\_writer 是nullptr，

// 那么当就是 leader writer, return true

// 如果 newest\_writer 上个值有人了，那说明它没有抢到leder

while (true) {

// If write stall in effect, and w->no\_slowdown is not true,

// block here until stall is cleared. If its true, then return

// immediately

if (writers == &write\_stall\_dummy\_) {

if (w->no\_slowdown) {

w->status = Status::Incomplete("Write stall");

SetState(w, STATE\_COMPLETED);

return false;

}

// Since no\_slowdown is false, wait here to be notified of the write

// stall clearing

{

MutexLock lock(&stall\_mu\_);

writers = newest\_writer->load(std::memory\_order\_relaxed);

if (writers == &write\_stall\_dummy\_) {

stall\_cv\_.Wait();

// Load newest\_writers\_ again since it may have changed

writers = newest\_writer->load(std::memory\_order\_relaxed);

continue;

}

}

}

w->link\_older = writers;

if (newest\_writer->compare\_exchange\_weak(writers, w)) {

return (writers == nullptr);

}

}

}

#### memtable writer 与 memtable switch的barrier

写memtable 与 memtable switch是不能并发的，这里pipeline构造了它们的barrier。

case1: 如果在pipeline write中调用了switch memtable，那么只有GroupLeader可以调用switch memtable，然后再调用 WriteThread::WaitForMemTableWriters 函数，等上一个Group所有的memtable writer都退出，然后再switch memtable，作为当前的groupLeader，当前是不会写memtable，只要保证上一个Group的memtable writer都退出，就可以保证当前没有并发任务写memtable

waitForMemTableWriters 函数分析

图示

描述已自动生成

case2: 不在pipeline write调用switch metmable，通过WriteThread::EnterUnbatched 抢一个空的pipeline的GroupLeader，然后再等上一个Group的memtable writer退出，然后再switch memtable，然后调用WriteThread::ExitUnbatched 让出自己GroupLeader的位置。

static WriteThread::AdaptationContext eu\_ctx("EnterUnbatched");

void WriteThread::EnterUnbatched(Writer\* w, InstrumentedMutex\* mu) {

assert(w != nullptr && w->batch == nullptr);

mu->Unlock();

bool linked\_as\_leader = LinkOne(w, &newest\_writer\_);// 尝试去抢一个GroupLeader

if (!linked\_as\_leader) {//

STORAGE\_LOG\_INFO("linked\_as\_follower WriteThread::EnterUnbatched::Wait enable\_pipelined\_write:%d",

enable\_pipelined\_write\_);

TEST\_SYNC\_POINT("WriteThread::EnterUnbatched:Wait");

// Last leader will not pick us as a follower since our batch is nullptr

AwaitState(w, STATE\_GROUP\_LEADER, &eu\_ctx);//没有抢成功，就等自己被设置为GroupLeader

} else { // 抢GroupLeader 成功

STORAGE\_LOG\_INFO("linked\_as\_leader WriteThread::EnterUnbatched not wait enable\_pipelined\_write:%d",

enable\_pipelined\_write\_);

}

if (enable\_pipelined\_write\_) {

WaitForMemTableWriters();//等上一个Group的memtbale writer都退出

}

mu->Lock();

}

### Flush

参考：

Memtable flush分析：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/09/04/>

Flush是指将memtable的数据导入到sst中，变成持久化存储，就不怕数据丢失了。

1、首先在memtable的add的时候，会检测是否memtable的大小达到了max write buffer，如果是就将should\_flush\_置为true，并会在WriteBatch的Handler里面调用CheckMemtableFull，将当前column family加入flush\_scheduler。

2、在Write的时候，调用ScheduleFlushes，将需要flush的column family的memtable切换一个新的，同时将原来的memtable加入cfd的imm中，如果这个column family data的imm数量大于min\_write\_buffer\_number\_to\_merge，并启动一个新的线程调用BGWorkFlush。

由于真正的Flush过程是在另一个线程完成的，所以这个地方并不会block写过程。

另外，如果total\_log\_size大于max\_wal\_log\_size并且不是只有一个column family，也会触发flush，因为flush能将memtable持久化到磁盘上，同时对应的wal就可以删除了。

## WAL

### 概述

首先面对第一个问题，如何避免因宕机导致 memtable 数据丢失。

解决这个问题的手段就是WAL（write-ahead log）预写日志技术：在将数据写入memtable，先通过追加写的方式，将操作记录到处于磁盘的WAL当中，这样哪怕宕机导致内存数据丢失，也能通过重放 WAL 的方式，重新恢复 memtable 的数据。

此外，WAL和memtable可以建立对应关系，每当一个memtable被溢写到磁盘中成为disktable，其发生数据丢失问题的风险也就随之消除，因此对应的 WAL 也就可以删除了。并且，由于WAL中也是追加写的操作，属于磁盘顺序IO，因此性能不会成为瓶颈。

### 原理

1. 每次写操作，rocksdb会先写write ahead log，然后才会写db。
2. write ahead log可以配置到单独的空间，并且可以配置WAL文件的单独的删除机制。这种原因是为了保存WAL文件，达到特殊的目的，比如，其他sst文件放在不可靠存储里面，而WAL放到可靠存储里面。

## SSTable

### 版本管理

### Compaction

参考：

Level Compact 分析：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/10/08/>

#### Rocksdb CompactionIterator实现分析

#### Rocksdb compaction files的选取逻辑

##### 概述

RocksDB的Compaction流程可以保证不同sst文件之间key-value之间的有序性，数据的压缩存储，清理过时数据。以下内容主要介绍的是Compaction过程对于Compaction FileMetaData的文件选取逻辑。

下图所列出来的是Compaction的整体流程，包括三个阶段：Prepare key， Process key 以及 Write key.

图形用户界面

描述已自动生成

Prepare key： 主要是计算每一层的Score，确定需要参与Compaction的file， 然后将参与Compaction的文件分解为多个SubCompaction（SubCompaction主要是针对L0向其他层进行compaction时，也能够并行化）。

Process key:将SubCompaction中的file构建一个MergingIterator，MergingIterator实现逻辑是小顶堆，遍历小顶堆，根据不同的key\_type, 对key value 数据进行合并以及排序操作。

Write key: 将key-value数据写入对应的block 数据之中。

##### 实现

以下部分主要内容为Prepare key实现

图示

描述已自动生成

上图为Compaction prepare key 较详细的实现，主要内容为以下几部分

根据Function Score 计算每一层的Score， 这一步的计算方式因level\_compaction\_dynamic\_level\_bytes的值而不同。

遍历每一层level，取出该层参与Compaction的文件 （Score>1），根据Cleancut取出input\_level 以及 output\_level 需要参与此次Compaction 的FileMetaData.

将以上取出来的FileMetaData的key边界取出来，边界排序去重，计算SubCompaction的个数，确定最终Subcompaction key的边界范围。

为每一个SubCompaction创建一个线程，进入下一个阶段（Process key）

###### Compaction触发条件

Rocksdb的compaction的触发条件有两类：

1、某一个level的数据太多

VersionStorageInfo的compaction\_score\_的计算方法是level0的是当前文件数目/level0\_file\_num\_compaction\_trigger，其他层是该层当前文件大小总和/该层的配置的允许文件总和最大值。

基于level的存储的compaction总的来说，就是一次挑选某一个level的一个文件，然后将该文件和高level的多个相交文件merge，最后生成多个高level的文件。具体的细节是：每次会挑选compaction score最高的一个level，并在这个level中找到一个文件大小最大，并且上一个level的相交文件没有在compaction的一个文件。

2、seek太多

疑问：

如果option里面soft\_rate\_limit设置的为0.0和1之间，compaction并不会触发，但是会触发write delay，这是为什么？

以下是判断是否发生Compaction的主体函数：

1. 是否存在超时的sst
2. files\_marked\_for\_periodic\_compaction\_ 、return bottommost\_files\_marked\_for\_compaction\_ 以及files\_marked\_for\_compaction\_ 文件是否为空。
3. 遍历每一层，判断其Score 是否大于1

###### Compaction Score的计算

###### Comapaction每一层level大小的计算过程

###### 挑选参与Compaction的FileMetaData文件

###### Compaction job根据获取到数据分配compaction线程

#### Rocksdb compaction流程示意图

图示

描述已自动生成

### 写stall

在DBImpl也就是db的实例里面有一个WriteController，同时在ColumnFamilySet里面也有这个WriteController的指针，这个数据结构会控制db的写stall行为。

在ColumnFamily进行SuperVersion变更的时候（增加新memtable，flush增加sst，compaction）都会查看需不需要stall Write，stall的条件是：

1）imm的数量大于等于option允许的最大数目

2）level0的文件的数量大于option允许的数目

如果没有满足上面两项，但是compaction score比较大会delay写

## 读写放大

### 写放大

RocksDB的写会写WAL（Write Ahead Log），如果sync的话，会写一次磁盘，然后会写memtable，写rocksdb的时候有可能会卡住。

说明：即sync刷盘可能会拖慢写操作，导致写放大。

### 读放大

RocksDB的读，会首先读memtable，如果memtable没有找到的话，会读下面level的数据，由于level0的多个sst会有交叠，所以每个sst都会通过filemeta判断在不在最小和最大的范围内，如果在就需要读这个sst的文件内容，来查看，其他level的sst文件不会有数据交叠的情况，所以只会有一个文件可能含有这个数据。

可以看出来读放大还是比较严重的。rocksdb为了减少读放大，增加了cache。

#### cache

**读cache：**

rocksdb的读cache分为两部分：table cache和block cache。这两个都是LRUCache。

block cache存储的block，包括index block和filter block（通过options可以配置）。

table cache存储的是table，是整个文件的meta信息和Foot信息。table\_cache\_size的消耗内存的大小是有Options里面的max\_open\_files决定的。

#### Bloomfilter

**Bloomfilter：**

bloomfilter的增加并不能减少写放大，因为bloomfilter是table范围的或者block范围的，而且bloomfilter是存储在文件中的，那么必须把这些从文件里面读出来后才能起到作用。

## 操作接口

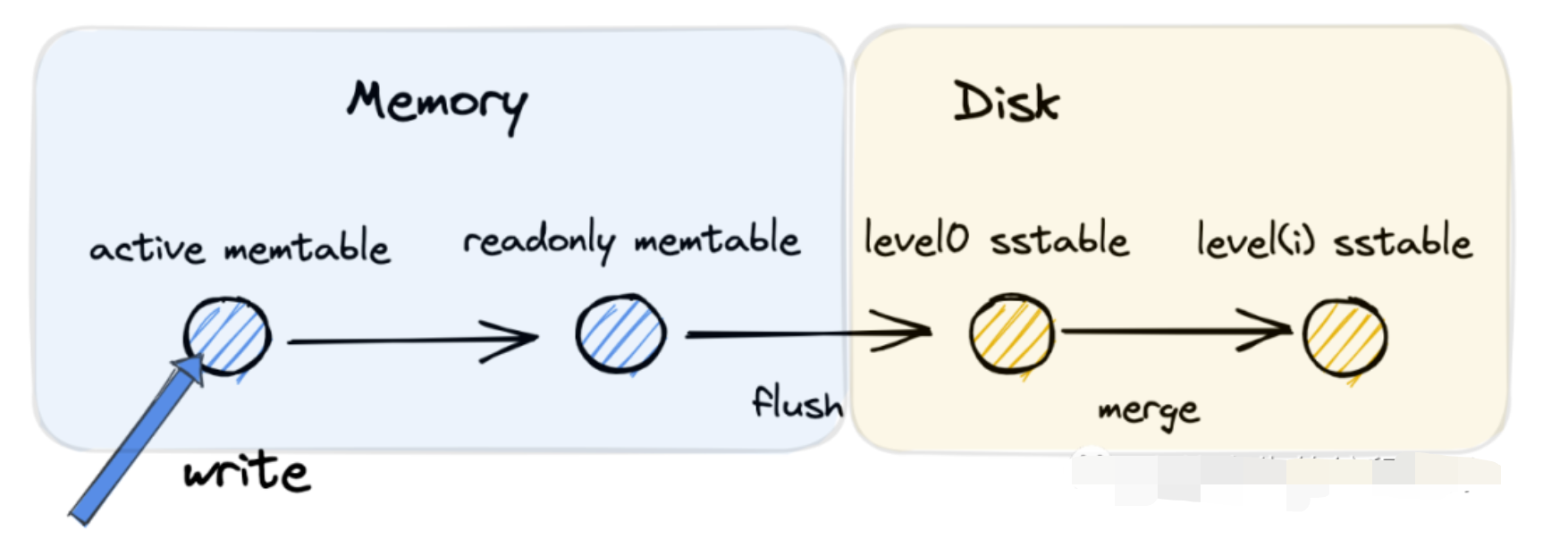
### 写流程

参考：

写入逻辑的实现：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/07/04/>

Write Prepared Policy：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/08/02/>

rocksdb写入时，直接以append方式写到log文件以及memtable，随即返回，因此非常快速。  
 memtable/immute memtable触发阈值后，flush到Level0 SST，Level0 SST触发阈值后，经合并操作(compaction)生成level 1 SST，level1 SST合并操作生成level 2 SST，以此类推，生成level n SST。



* 基于就地写模式（这里是优化为就地写而非顺序写，但是这里是基于内存而非磁盘的就地写，因此性能损耗非常小），写入内存中的active memtable
* active memtable达到阈值后转为只读的readonly memtable
* readonly memtable会flush到磁盘，成为level0的sstable
* level(i)层数据容量达到后，会基于归并的方式合并到level(i+1)，以此类推

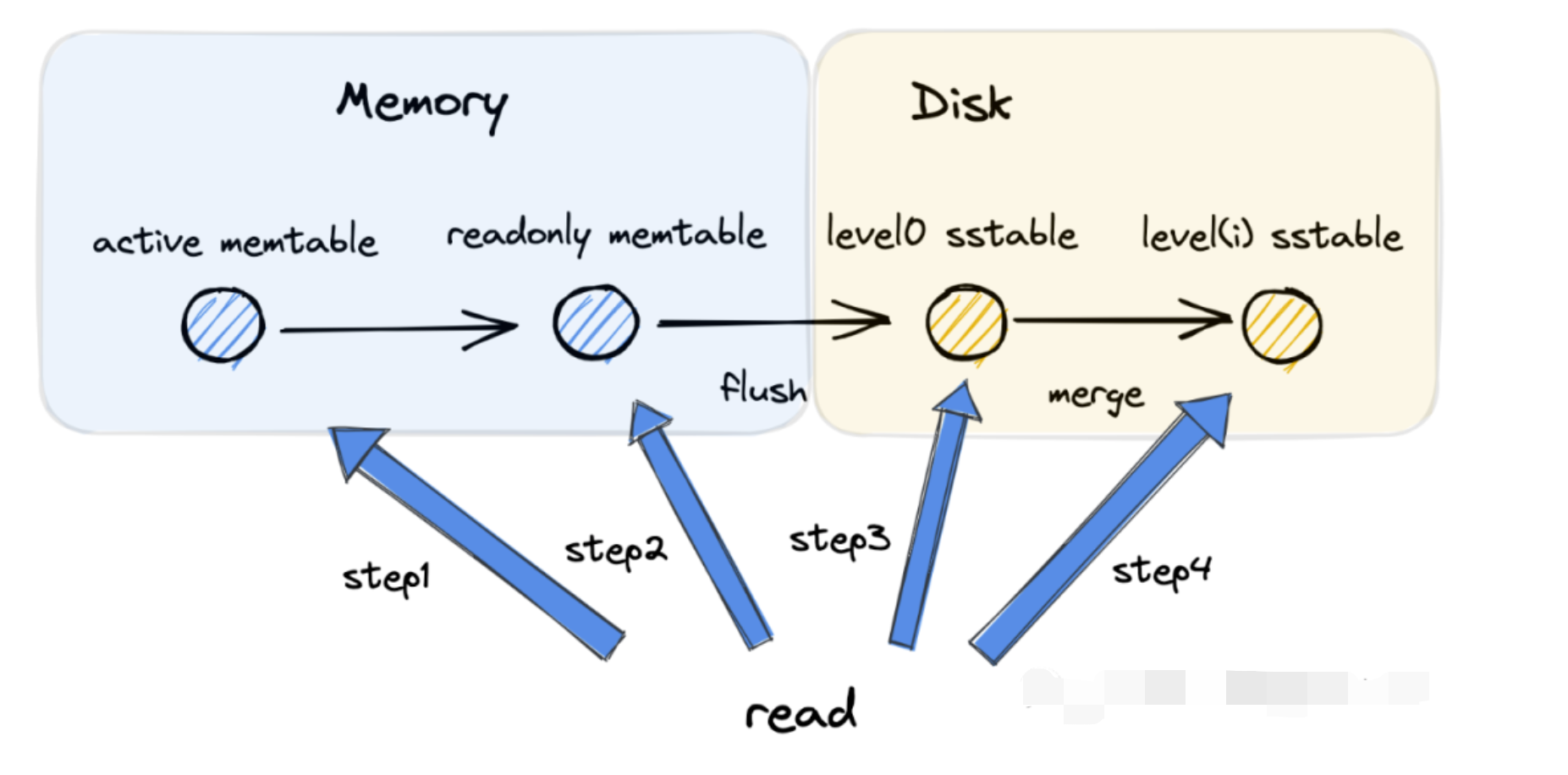
### 读流程

参考：

数据的读取：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/11/05/>

<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/12/08/>

按照memtable --> Level 0 SST–> Level 1 SST --> … -> Level n SST的顺序读取数据。这和记录的新旧顺序是一的。因此只要在当前级别找到记录，就可以返回。



* 尝试读 active memtable
* 尝试读 readonly memtable
* 尝试读 level0，需要按照溢写顺序进行倒序，依次读 level0 中的每个 sstable（level0 sstable间数据可能冗余）
* 根据全局的索引文件，依次读level1~levelk，每个level最多只需要读一个sstable
* 读一个sstable时，借助内部的bloom filter和索引，加速查询流程

综上所述，在lsm tree架构下，一次读操作可以在常数级别的IO次数下完成，同时每次 IO 操作中则需要承受对应 table 内数据量对数级别的查询时间复杂度.

# 事务

参考：

TransactionDB 介绍：<http://mysql.taobao.org/monthly/2018/10/09/>

# 应用场景

参考：

<https://www.jianshu.com/p/3302be5542c7>

RocksDB的典型场景（低延时访问）:

1. 需要存储用户的查阅历史记录和网站用户的应用
2. 需要快速访问数据的垃圾检测应用
3. 需要实时scan数据集的图搜索query
4. 需要实时请求Hadoop的应用
5. 支持大量写和删除操作的消息队列