# Redis

## 1、常用数据结构

string 最常见key-value结构。

常用命令：

SET key value

GET key

MSET key1 value1 key2 value2... 一次存储多个key-value

MGET key1 key2... 一次获取多个key-value

字符串类型值能存储最大的容量是512M。

hash 哈希表，会不有重复的field。

常用命令：

HGET key field

HSET key field value

HGETALL key

HDEL key field

HKEYS key

list 列表，并非传统先进先出的列表，是一个前后都可以插入数据的双端列表。类似于数据结构中的双向链表。

常用命令：

LPUSH key value 列表首部加入元素

RPUSH key value 列表尾部加入元素

LLEN key列表长度

LPOP key 弹出列表首部元素

RPOP key 弹出列表尾部元素

LRANGE key start end 输出列表中下标从start到end的元素，下标从0开始。

set 集合，成员是唯一的，集合本身无序。

常用命令：

SADD key value1 value2... 向集合中加入一个或者多个成员

SREM key value1 value2... 移除集合中的一个或者多个成员

SMEMBERS key 返回集合中的所有成员

SISMEMBER key value 判断value是不是集合成员

sorted set 有序集合，通过score字段进行排序。

常用命令：

ZADD key score1 value1 score2 value2... 向有序集合中加入一个或多个成员，或者更新成员分数

ZCOUNT key min max 获取有序集合中指定分数区间的成员个数

ZRANK key value 返回有序集合中指定成员的索引，索引从0开始

ZSCORE key value 返回有序集合中成员的分数值

ZREM key value1 value2... 移除有序集合中一个或者多个成员

## 事务

事务是一次性执行多个命令。事务具有原子性，即在事务执行完成之前不会执行其他的命令。

常用命令：

MULTI 开始事务

SET xxx xxx

GET xxx xxx

...（输入事务需要执行的命令）

EXEC 执行事务

事务执行出错的处理

EXEC之前出错：

MULTI

SET abc

GET abc

EXEC

这里SET命令存在语法错误，所以最后EXEC是不会执行之前任何命令的。

EXEC执行中出错

MULTI

SADD member 1 2 3 4

RPUSH user 5 6

SADD password 111 222

EXEC

这里RPUSH错误对user使用了列表命令。EXEC执行这条命令会出错，但不影响其他命令的执行。

WATCH命令监控了某个key，如果这个key在EXEC命令之前被修改，则整个事务会被取消，EXEC返回nil-reply，不论事务中包含多少个命令。

事务中的命令要求操作的对象必须在相同的slot（redis分区中的槽）之中，否则会按照上面第一种出错情况处理。

## 管道pipeline

pipeline的作用在于将多个命令一起发送到redis执行，节省RTT时间。

由于redis本身是单进程单线程，对于客户端发来的命令是顺序执行的。而客户端发送redis命令是阻塞式的，每发送一个命令要等这个命令执行结果返回之后才会发送下一个命令。

这种方式中间会消耗大量的RTT时间，而pipeline就是将多个命令合并成一个请求发送给redis，redis执行完成之后响应客户端。

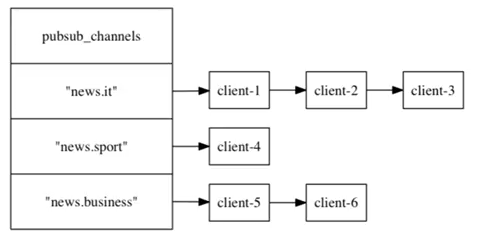
pipeline和事务的区别在于，pipeline不保证原子性，redis在执行pipeline发送的多条命令过程中可能执行其他客户端发来的命令。

hiredis的pipeline实现是redisAppendCommand，这个函数调用的时候实际上是缓存了要发送给redis的命令。函数执行完成命令并没有发送到redis上，而是在用户调用redisGetReply的时候才将命令发送给redis并等待应答。

## 发布订阅

客户端可以订阅一个或者多个频道，同一个频道也可以被多个客户端订阅。当redis向某个频道发消息的时候，该消息会被同步到所有订阅了这个频道的客户端。

redis中频道channel的是实现是一个哈希表，哈希表的成员是一个链表。哈希表表示了各个不同名称的频道，链表则存储了订阅某一个频道的所有客户。



常用命令：

PUBLISH chn message 返回接收到消息的客户端个数

SUBSCRIBE chn1 chn2... 订阅一个或者多个频道

UNSUBSCRIBE chn1 chn2... 取消订阅一个或者多个频道

PSUBSCRIBE pattern1 pattern2... 订阅符合某一种或多种模式的频道

支持的模式有? \* [abc] [^abc] [a-b]

h?llo ?表示任意一个字符

h\*llo \*表示任意数量（可以为0）的字符

h[abc]llo 表示a或者b或者c

h[^a]llo 表示不是a的任意一个字符

h[a-c]llo 表示一个a到c之间的字符

PUNSUBSCRIBE pattern1 pattern2... 取消订阅符合某一种或者多种模式的频道

PUBSUB CHANNELS [pattern] 返回所有符合某种模式的频道

PUBSUB NUMSUB chn1 chn2... 返回指定频道的订阅数

PUBSUB NUMPAT 返回服务器中被订阅的模式数目

## 数据持久化

两种方式：snapshotting和append-only file

snapshotting（快照）：设置n秒内超过m个key被修改就自动做快照。

append-only file（AOF）：redis每收到一条写命令都将修改的内容写入到文件中。

可以指定强制写入硬盘的时机：

appendfsync alway，收到写命令立即写入磁盘

appendfsync everysec，每秒写磁盘一次

appendfsync no，不强制，依赖操作系统策略

## 数据过期机制

定期删除+惰性删除

定期删除：redis默认100ms随机抽取一些key进行检查，发现过期就删除。

惰性删除：在get操作的时候判断key是否过期，如过期就删除。

定期清除的原理：

Redis配置指定了CPU空闲时每秒执行多少次清理操作。清理的时候依次遍历所有db从每个db中随机取20个key，判断是否过期，如过期则逐清除。如果某个db选中的20个key中有5个及以上的key过期，则会再次在当前db随机选择20个key进行判断。

如果清除操作的时间达到了CPU时间的25%，则停止清理操作。

EXPIRE命令设置key过期时间。

PERSIST命令设置key永久有效。

## 内存淘汰机制

6种内存淘汰机制：

no-envication 内存不足，写入操作报错。

allkeys-lru 内存不足，在key空间内移除使用最少的key。

allrandom-lru 随机删除几个key。

voliate-lru 在设置过期时间的key空间中，删除使用最少的key。

voliate-random 在设置过期时间的key空间中，随机删除key。

voliate-ttl 在设置过期时间的key空间中， 删除更早过期时间的key。

## 分区

优点：

1. 利用更多机器的内容构造更大的数据库。
2. 利用多核机器提升计算能力，以及多机器更大的带宽提升网络性能。

缺点：

1. 多个key的操作和事务都不能使用。
2. 分区中某个redis宕机，会导致这个分区不可用，不具备高可用性。

两种分区方法：

1. 范围分区

划分一定范围映射到对应的redis服务器，比如ID 0-10000对应redis1,ID 10001-20000对应redis2这样。

1. 哈希分区

对key进行hash计算之后，然后根据redis数量进行取模，这样就能找到对应的redis服务器。

三种分区实现：

1. 客户端分区：由客户端决定数据保存在哪一个redis上。
2. 代理分区：客户端将请求发送到代理服务器上，然后由代理决定去哪个redis读写数据。
3. 查询路由：客户端任意请求一个redis服务器，由redis自己决定将请求转发到正确的redis节点。这就是redis cluster的实现。

## 分布式锁

利用setnx实现分布式锁。

通过setnx设置一个key，同时设置该key的过期时间。防止客户端崩溃，锁无法被释放。

如果key不存在，setnx成功，客户端获取到锁，执行业务逻辑。如果key存在，setnx失败，表示锁被其他客户端获取了，只能等待一段时间之后再来获取锁。

客户端在释放锁的时候需要携带key对应的value，这样做的目的是为了将携带的value和redis中实际存储的value比对，只有相同的情况下才能释放锁。防止客户端A加的锁被客户端B释放了。value一般会使用随机数。

那么对于多redis实例，要如何实现分布式锁？

1）获取当前Unix时间，以毫秒为单位。

2）依次尝试从N个实例，使用相同的key和随机值获取锁。当向Redis设置锁时,客户端应该设置一个网络连接和响应超时时间，这个超时时间应该小于锁的失效时间。例如你的锁自动失效时间为10秒，则超时时间应该在5-50毫秒之间。这样可以避免服务器端Redis已经挂掉的情况下，客户端还在死死地等待响应结果。如果服务器端没有在规定时间内响应，客户端应该尽快尝试另外一个Redis实例。

3）客户端使用当前时间减去开始获取锁时间（步骤1记录的时间）就得到获取锁使用的时间。当且仅当从大多数（这里是3个节点）的Redis节点都取到锁，并且使用的时间小于锁失效时间时，锁才算获取成功。

4）如果取到了锁，key的真正有效时间等于有效时间减去获取锁所使用的时间（步骤3计算的结果）。

5）如果因为某些原因，获取锁失败（没有在至少N/2+1个Redis实例取到锁或者取锁时间已经超过了有效时间），客户端应该在所有的Redis实例上进行解锁（即便某些Redis实例根本就没有加锁成功）。

## 乐观锁

利用watch和事务机制实现乐观锁

# Redis-Sentinel

三个定时任务：

1. 每10秒每个sentinel节点对master/slave执行info操作。
2. 每2秒每个sentinel节点通过master的频道交换信息。
3. 每1秒每个sentinel节点对master/slave/其他sentinel节点ping探测。

主观下线：一个sentinel节点认为某个redis不可用。

客观下线：所有sentinel节点认为某个redis不可用。

关于投票，比如5个sentinel，票数设定为2(sentinel monitor配置里面quorum字段)，则需要有2个sentinel判定master为主观下线，才会开始failover流程。开始failover流程的sentinel会向其他sentinel发起投票，决定自己是否可以执行failover流程。至少有3个sentinel认为其可以执行failover时，该sentinel才会开始执行failover操作，即选择新master。

新master选择有三个标准：

1. 优先选择priority最高的sentinel。
2. priority一样，则选择复制偏移量最大的。
3. 都不满足，则选择最早启动的。

选择新master之后，sentinel需要将新master的配置同步给其他redis。

sentinel先要向被选为master的redis发送slave no one的命令，然后通过info命令获取新master的配置。

sentinel会通过一个版本号来管理master的配置，master变更之后版本号也会递增。sentinel会保证集群使用最新版本的配置。

项目中openresty通过get-master-addr-by-name从sentinel获取master节点的ip，然后向sentinel订阅switch-master消息，如果master发生变更，则sentinel会通知openresty新的master信息。如果没有变更，则sentinel返回空消息。openresty通过定时器机制定时向sentinel进行订阅。

# Redis Cluster

**优势**：

1. 自动分割数据到不同的节点上。
2. 整个集群的部分节点失败或者不可达的情况下能够继续处理命令。

Redis集群有16384个哈希槽，每个key通过crc16计算之后对16384取模来决定选择哪个槽位。集群每个节点负责一部分的槽位，增加节点的时候就将已有节点的部分槽位移动到新节点上。删除节点的时候就将待删除节点的槽位移动到其他节点上。

集群内的每个master节点都有个16384/8字节的位序列，通过位标志哪些槽位是自己拥有的。

Redis集群无法保证强一致性，客户端向masterA写数据，masterA返回OK，然后masterA通知slaveA1、slaveA2写数据。

**请求重定向：**

1. MOVE：

如果服务器发现key不在自己的槽内，则返回move并告知客户端正确的redis 节点。

1. ASK：
2. key在服务器负责的槽内，但槽处于MIGRATING状态，返回ask并告知客户端IMPORTING该key的节点。
3. 客户端向新节点发送ASKING，之后再次发起请求。
4. 新节点对发送过ASKING，且key存在的请求进行响应。

**槽迁移**过程，假设从masterA迁移至masterB：

1. MIGRATING状态是发生在masterA上的状态：

当客户端操作的某个key属于MIGRATING状态的槽时，按照如下策略进行操作：

1. 如果key存在，则操作成功。
2. 如果key不存在，返回客户端ASK，本次请求会转向其他节点，并不会刷新客户端中的映射关系。下次客户端同样key还是会请求当前同样的节点。
3. 如果请求包含多个命令。都存在则成功。都不存在则返回ASK。一部分存在，则返回TRYAGAIN。
4. IMPORTING状态是发生在masterB上的状态：
5. ASKING命令会被处理，并且已经迁移到当前节点的key可以被处理。
6. 如果key不存在，则新建。
7. 如果没有ASKING请求，则正常请求会被MOVE重定向。

集群中通过消息进行通信，有5种消息类型：

1. meet消息：这个消息是构建redis cluster集群的基础，收到该消息的redis服务器会将发送者加入集群中。
2. ping消息：每个节点每秒钟都会从已知节点列表选5个节点，然后对5个节点中最长时间没有发送ping消息的发送ping消息，来检测目标节点是否在线。ping消息还可以携带节点槽信息、故障信息等。
3. pong消息：作为meet消息和ping消息的应答。还可以用作信息刷新，比如某个主节点故障，其从节点会向集群发送pong消息，通知其他节点自己晋升为主节点。
4. fail消息：当节点1发现节点2下线，就会向集群发送fail消息，通知其他节点节点2下线。
5. publish消息：某个节点收到了publish命令之后会向集群发送publish消息。

**故障判定**

某个节点通过ping消息探测其他节点，如果没有收到回复，则认为对象节点疑似故障，标记为pfail。然后通过ping消息将标记为pfail的节点发送给集群其他的节点。如果集群里超过半数的节点都认定对象节点疑似故障，就会标记该节点为故障fail并通过fail消息通告整个集群。

1. 如果master节点故障且没有slave节点，则认为集群故障。
2. 如果超过半数以上的master节点故障，不管有没有slave节点都判定为集群故障。
3. 集群故障时，所有操作均不成功。

**故障恢复**

遵循raft协议。

1. 某个slave向集群发请求，要求选举自己为新master。
2. 其他节点收到请求，如果没有投过票，就会投票给该slave。如果投过票就不会再投票。
3. 有超过半数的节点投票，则slave成为新master。
4. 如果一次选举没有结果，那么过一段时间还会再次选举。

# RAFT一致性算法

redis sentinel是按照raft来设计的。

raft一致性协议中有三种状态，follower、candidate、leader。raft首先要从follower中选举一个leader。

raft有两个超时设置来控制leader选举过程：

1. 选举超时，follower经过这个超时时间之后变成candidate。该时间在150ms和300ms之间随机。  
   当某个follower超时后变成candidate，开始新一轮term的选举。该follower给自己投票的通知会发送投票请求Request Votes message去其他节点，其他节点如果没有投过票的话，则投票给candidate。如果投过票了，就不会再投票。同时重置自己的选举超时时间。

如果candidate获得了超过集群一半以上的票数的时候，就会成为leader节点。然后会发送心跳消息AppendEntries message去其他follower节点。

1. 心跳超时，心跳超时是控制leader节点发送心跳消息给其他follower节点，follower节点收到消息后会应答。leader会按一定的间隔不断的发送心跳消息，如果follower在心跳超时时间内都没有收到心跳消息，那么意味着这一期term的leader异常，需要重新开始选举。

term是不断增加的。如果选举过程中有两个或者多个follower获得了相同的票数，无法确认新的leader，则会重新开始选举。

除了选举机制以外，raft协议还通过log replication机制来保证系统内部数据的一致性。

以redis为例，master节点在收到客户端set请求的时候，并不会马上更新自己本地的数据，而是通过Append Entries消息将set命令内容发送给其他所有的slave节点，slave节点收到消息后会执行set命令改变本地数据，并告知master节点数据已改变。master节点在收到所有的slave节点的应答消息之后，才会执行set命令改变自己本地的数据。