一、数据类型

1.1 String

介绍

String 是最基本的 key-value 结构，key 是唯一标识是String类型，value 是具体的值，value其实不仅是字符串， 也可以是数字（整数或浮点数），value 最多可以容纳的数据长度是 512M。

内部实现

String 类型的底层的数据结构实现主要是 int 和 SDS（简单动态字符串）。

SDS 相比于 C 的原生字符串：

- **SDS 不仅可以保存文本数据，还可以保存二进制数据。**所以 SDS 不光能存放文本数据，而且能保存图片、音频、视频、压缩文件这样的二进制数据。
- **SDS 获取字符串长度的时间复杂度是 O(1)。** SDS 结构里用 len 属性记录了字符串长度，所以复杂度为 O(1)。
- **Redis 的 SDS API 是安全的，拼接字符串不会造成缓冲区溢出。**因为 SDS 在拼接字符串之前会检查 SDS 空间是否满足要求，如果空间不够会自动扩容，所以不会导致缓冲区溢出的问题。

字符串对象的内部编码（encoding）有 3 种 ：**int、raw和 embstr。**

如果一个字符串对象保存的是**整数值**，并且这个整数值可以用long类型来表示，那么字符串对象会将整数值保存在字符串对象结构的ptr属性里面（将void*转换成 long），并将字符串对象的编码设置为int。

如果字符串对象保存的是一个**字符串**，字符串对象将使用一个简单动态字符串（SDS）来保存这个字符串，如果这个字符申的长度小于等于某个边界值，那么，并将对象的编码设置为embstr否则使用raw

常用指令

```
#设置 key-value 类型的值
set name zs
#根据 key 获得对应的 value
get name
#批量设置 key-value 类型的值
mset name zs age 18
#批量获取多个 key 对应的 value
mget name age
```

```
#判断某个 key 是否存在
exists name
#返回 key 所储存的字符串值的长度
strlen name
#整数值自增
incr age

#删除某个 key 对应的值
del name

#设置key在60秒后过期
expire name 60
#设置 key-value 类型的值，并设置该key的过期时间(ex/px 秒/毫秒)
set name zs ex 60
#查看数据还有多久过期
ttl name
#插入数据时设置过期时间
set name 10 zs
```

应用场景

缓存对象

使用 String 来缓存对象有两种方式：

- 直接缓存整个对象的 JSON，命令例子： `SET user:1 '{"name":"xiaolin", "age":18}'`。
- 采用将 key 进行分离为 user:ID:属性，采用 MSET 存储，用 MGET 获取各属性值，命令例子： `MSET user:1:name xiaolin user:1:age 18 user:2:name xiaomei user:2:age 20`。

常规计数

因为 Redis 处理命令是单线程，所以执行命令的过程是原子的。因此 String 数据类型适合计数场景，比如计算访问次数、点赞、转发、库存数量等等。

```
#初始化文章的阅读量
> SET aritcle:readcount:1001 0
OK
#阅读量+1
> INCR aritcle:readcount:1001
1
# 获取对应文章的阅读量
> GET aritcle:readcount:1001
"2"
```

分布式锁

SET 命令有个 NX 参数可以实现「key不存在才插入」，可以用它来实现分布式锁：

- 如果 key 不存在，则显示插入成功，可以用来表示加锁成功；
- 如果 key 存在，则会显示插入失败，可以用来表示加锁失败。

一般而言，还会对分布式锁加上过期时间，分布式锁的命令如下：

```
SET lock_key unique_value NX PX 10000
```

- lock_key 就是 key 键；
- unique_value 是客户端生成的唯一的标识；
- NX 代表只在 lock_key 不存在时，才对 lock_key 进行设置操作；
- PX 10000 表示设置 lock_key 的过期时间为 10s，这是为了避免客户端发生异常而无法释放锁。

而解锁的过程就是将 lock_key 键删除，但不能乱删，要保证执行操作的客户端就是加锁的客户端。所以，解锁的时候，我们要先判断锁的 unique_value 是否为加锁客户端，是的话，才将 lock_key 键删除。

可以看到，解锁是有两个操作，这时就需要 Lua 脚本来保证解锁的原子性，因为 Redis 在执行 Lua 脚本时，可以以原子性的方式执行，保证了锁释放操作的原子性。

```
// 释放锁时，先比较 unique_value 是否相等，避免锁的误释放
if redis.call("get",KEYS[1]) == ARGV[1] then
    return redis.call("del",KEYS[1])
else
    return 0
end
```

这样一来，就通过使用 SET 命令和 Lua 脚本在 Redis 单节点上完成了分布式锁的加锁和解锁。

共享-session-信息共享 Session 信息

通常我们在开发后台管理系统时，会使用 Session 来保存用户的会话(登录)状态，这些 Session 信息会被保存在服务器端，但这只适用于单系统应用，如果是分布式系统此模式将不再适用。

例如用户一的 Session 信息被存储在服务器一，但第二次访问时用户一被分配到服务器二，这个时候服务器并没有用户一的 Session 信息，就会出现需要重复登录的问题，问题在于分布式系统每次会把请求随机分配到不同的服务器。

1.2 List

介绍

List 列表是简单的字符串列表，**按照插入顺序排序**，可以从头部或尾部向 List 列表添加元素。列表的最大长度为 2^32 - 1，也即每个列表支持超过 40 亿个元素。

内部实现

List 类型的底层数据结构是由**双向链表或压缩列表**实现的：

- 如果列表的元素个数小于 512 个（默认值，可由 list-max-ziplist-entries 配置），列表每个元素的值都小于 64 字节（默认值，可由 list-max-ziplist-value 配置），Redis 会使用**压缩列表**作为 List 类型的底层数据结构；
- 如果列表的元素不满足上面的条件，Redis 会使用**双向链表**作为 List 类型的底层数据结构；

但是**在 Redis 3.2 版本之后，List 数据类型底层数据结构就只由 quicklist 实现了，替代了双向链表和压缩列表。**

常用指令

```
#将多个值插入到key列表
lpush city a b c
rpush city d e f
#移除并返回key列表的头元素/尾元素
lpop city
rpop city

#返回列表指定区间内的元素
lrange city 0 -1

#删除列表
del city

# 从key列表表头弹出一个元素，没有就阻塞timeout秒，如果timeout=0则一直阻塞
BLPOP key [key ...] timeout
# 从key列表表尾弹出一个元素，没有就阻塞timeout秒，如果timeout=0则一直阻塞
BRPOP key [key ...] timeout
```

应用场景

消息队列

- **消息保序：使用 LPUSH + RPOP；**
- **阻塞读取：使用 BRPOP；**
- **重复消息处理：生产者自行实现全局唯一 ID；**
- **消息的可靠性：使用 BRPOPLPUSH**

消息队列在存取消息时，必须要满足三个需求，分别是**消息保序、处理重复的消息和保证消息可靠性。**

Redis 的 List 和 Stream 两种数据类型，就可以满足消息队列的这三个需求。我们先来了解下基于 List 的消息队列实现方法，后面在介绍 Stream 数据类型时候，在详细说说 Stream。

1、如何满足消息保序需求?

- 生产者使用 `LPUSH key value[value...]` 将消息插入到队列的头部，如果 key 不存在则会创建一个空的队列再插入消息。
- 消费者使用 `RPOP key` 依次读取队列的消息，先进先出。

不过，在消费者读取数据时，有一个潜在的性能风险点。

在生产者往 List 中写入数据时，List 并不会主动地通知消费者有新消息写入，如果消费者想要及时处理消息，就需要在程序中不停地调用 RPOP 命令（比如使用一个while(1)循环）。如果有新消息写入，RPOP命令就会返回结果，否则，RPOP命令返回空值，再继续循环。

所以，即使没有新消息写入List，消费者也要不停地调用 RPOP 命令，这就会导致消费者程序的 CPU 一直消耗在执行 RPOP 命令上，带来不必要的性能损失。

为了解决这个问题，Redis提供了 BRPOP 命令。**BRPOP命令也称为阻塞式读取，客户端在没有读到队列数据时，自动阻塞，直到有新的数据写入队列，再开始读取新数据。**和消费者程序自己不停地调用RPOP命令相比，这种方式能节省CPU开销。

2、如何处理重复的消息?

消费者要实现重复消息的判断，需要 2 个方面的要求：

- 每个消息都有一个全局的 ID。
- 消费者要记录已经处理过的消息的 ID。当收到一条消息后，消费者程序就可以对比收到的消息 ID 和记录的已处理过的消息 ID，来判断当前收到的消息有没有经过处理。如果已经处理过，那么，消费者程序就不再进行处理了。

但是 **List 并不会为每个消息生成 ID 号，所以我们需要自行为每个消息生成一个全局唯一ID**，生成之后，我们在用 LPUSH 命令把消息插入 List 时，需要在消息中包含这个全局唯一 ID。

例如，我们执行以下命令，就把一条全局 ID 为 111000102、库存量为 99 的消息插入了消息队列：

```
> LPUSH mq "111000102:stock:99"
(integer) 1
```

3、如何保证消息可靠性?

当消费者程序从 List 中读取一条消息后，List 就不会再留存这条消息了。所以，如果消费者程序在处理消息的过程出现了故障或宕机，就会导致消息没有处理完成，那么，消费者程序再次启动后，就没法再次从 List 中读取消息了。

为了留存消息，List 类型提供了 BRPOPLPUSH 命令，这个命令的**作用是让消费者程序从一个 List 中读取消息，同时，Redis 会把这个消息再插入到另一个 List（可以叫作备份 List）留存。**

这样一来，如果消费者程序读了消息但没能正常处理，等它重启后，就可以从备份 List 中重新读取消息并进行处理了。

好了，到这里可以知道基于 List 类型的消息队列，满足消息队列的三大需求（消息保序、处理重复的消息和保证消息可靠性）。

> List 作为消息队列有什么缺陷?

List 不支持多个消费者消费同一条消息，因为一旦消费者拉取一条消息后，这条消息就从 List 中删除了，无法被其它消费者再次消费。

要实现一条消息可以被多个消费者消费，那么就要将多个消费者组成一个消费组，使得多个消费者可以消费同一条消息，但是 **List 类型并不支持消费组的实现。**

这就要说起 Redis 从 5.0 版本开始提供的 Stream 数据类型了，Stream 同样能够满足消息队列的三大需求，而且它还支持「消费组」形式的消息读取。

1.3 Hash

介绍

Hash 是一个键值对（key - value）集合，其中 value 的形式如： value=[{field1, value1}, ...{fieldN, valueN}]。Hash 特别适合用于存储对象。

内部实现

Hash 类型的底层数据结构是由**压缩列表或哈希表**实现的：

- 如果哈希类型元素个数小于 512 个（默认值，可由 hash-max-ziplist-entries 配置），所有值小于 64 字节（默认值，可由 hash-max-ziplist-value 配置）的话，Redis 会使用**压缩列表**作为 Hash 类型的底层数据结构；

- 如果哈希类型元素不满足上面条件，Redis 会使用**哈希表**作为 Hash 类型的 底层数据结构。

在 Redis 7.0 中，压缩列表数据结构已经废弃了，交由 listpack 数据结构来实现了。

常用指令

```
#存储一个键值
hset user1 name zs
hset user1 age 10
hget user1 name
#存储多个键值
hmset user1 name zs age 10
hmget user1 name age
#获取所有键值
hgetall user1
#删除hash表
hdel user1

hlen user1
hexist user1 name
# 为哈希表key中field键的值加上增量n
HINCRBY key field n
```

应用场景

缓存对象

Hash 类型的 （key，field， value） 的结构与对象的（对象id， 属性， 值）的结构相似，也可以用来存储对象。

```
hmset uid:1 name zs age 10
hget all uid:1
"name"
"zs"
"age"
10
```

购物车

以用户 id 为 key，商品 id 为 field，商品数量为 value，恰好构成了购物车的3个要素

1.4 Set

介绍

Set 类型是一个无序并唯一的键值集合，它的存储顺序不会按照插入的先后顺序进行存储。

一个集合最多可以存储 2^32-1 个元素。概念和数学中个的集合基本类似，可以交集，并集，差集等等，所以 Set 类型除了支持集合内的增删改查，同时还支持多个集合取交集、并集、差集。

Set 类型和 List 类型的区别如下：

- List 可以存储重复元素，**Set 只能存储非重复元素；**
- List 是按照元素的先后顺序存储元素的，**而 Set 则是无序方式存储元素的。**

内部实现

Set 类型的底层数据结构是由**哈希表或整数集合**实现的：

- 如果集合中的元素都是整数且元素个数小于 512 （默认值，set-maxintset-entries配置）个，Redis 会使用**整数集合**作为 Set 类型的底层数据结构；
- 如果集合中的元素不满足上面条件，则 Redis 使用**哈希表**作为 Set 类型的底层数据结构。

常用指令

```
# 往集合key中存入元素，元素存在则忽略，若key不存在则新建
sadd list a b c
# 从集合key中删除元素
srem list a
# 获取集合key中所有元素
smembers list
# 获取集合key中的元素个数
scard list

# 判断member元素是否存在于集合key中
sismember list a

# 从集合key中随机选出count个元素，元素不从key中删除
srandmember key [count]
# 从集合key中随机选出count个元素，元素从key中删除
spop key [count]

# 交集运算
sinter key [key ...]
```

```
# 将交集结果存入新集合destination中
sinterstore destination key [key ...]

# 并集运算
sunion key [key ...]
# 将并集结果存入新集合destination中
sunionstore destination key [key ...]

# 差集运算
sdiff key [key ...]
# 将差集结果存入新集合destination中
sdiffstore destination key [key ...]
```

应用场景

集合的主要几个特性，无序、不可重复、支持并交差等操作。

因此 Set 类型比较适合用来数据去重和保障数据的唯一性，还可以用来统计多个集合的交集、错集和并集等，当我们存储的数据是无序并且需要去重的情况下，比较适合使用集合类型进行存储。

但是要提醒你一下，这里有一个潜在的风险。**Set 的差集、并集和交集的计算复杂度较高，在数据量较大的情况下，如果直接执行这些计算，会导致 Redis 实例阻塞。**

在主从集群中，为了避免主库因为 Set 做聚合计算（交集、差集、并集）时导致主库被阻塞，我们可以选择一个从库完成聚合统计，或者把数据返回给客户端，由客户端来完成聚合统计。

点赞（没有重复数据）

Set 类型可以保证一个用户只能点一个赞

```
SADD article:1 uid:1
SADD article:1 uid:2
SADD article:1 uid:3
```

共同关注（集合运算）

Set 类型支持交集运算，所以可以用来计算共同关注的好友、公众号等。

key 可以是用户id，value 则是已关注的公众号的id。

```
# uid:1 用户关注公众号 id 为 5、6、7、8、9
> SADD uid:1 5 6 7 8 9
# uid:2  用户关注公众号 id 为 7、8、9、10、11
> SADD uid:2 7 8 9 10 11
# 获取共同关注
> SINTER uid:1 uid:2
1) "7"
2) "8"
3) "9"
# 给uid:2 推荐uid:1关注的公众号
> SDIFF uid:1 uid:2
1) "5"
2) "6"
```

抽奖活动

存储某活动中中奖的用户名 ，Set 类型因为有去重功能，可以保证同一个用户不会中奖两次。

key为抽奖活动名，value为员工名称，把所有员工名称放入抽奖箱 ：

```
sadd lucky a b c d

#抽取一个人
srandmember lucky 1
```

1.5 Zset

介绍

Zset 类型（有序集合类型）相比于 Set 类型多了一个排序属性 score（分值），对于有序集合 ZSet 来说，**每个存储元素相当于有两个值组成的，一个是有序集合的元素值，一个是排序值。**

有序集合保留了集合不能有重复成员的特性（分值可以重复），但不同的是，有序集合中的元素可以排序。

内部实现

Zset 类型的底层数据结构是由**压缩列表或跳表**实现的：

- 如果有序集合的元素个数小于 128 个，并且每个元素的值小于 64 字节时，Redis 会使用**压缩列表**作为 Zset 类型的底层数据结构；

- 如果有序集合的元素不满足上面的条件，Redis 会使用**跳表**作为 Zset 类型的底层数据结构；

在 Redis 7.0 中，压缩列表数据结构已经废弃了，交由 listpack 数据结构来实现了。

常用指令

```
# 往有序集合key中加入带分值元素
zadd list 90 zs 98 wu 33 ll
# 往有序集合key中删除元素
zrem list zs
# 返回有序集合key中元素member的分值
zscore list zs
# 返回有序集合key中元素个数
zcard list

# 为有序集合key中元素member的分值加上increment
zincrby key increment member

# 正序获取有序集合key从start下标到stop下标的元素
zrange key start stop [WITHSCORES]
# 倒序获取有序集合key从start下标到stop下标的元素
zrevrange key start stop [WITHSCORES]

# 返回有序集合中指定分数区间内的成员，分数由低到高排序。
zrangebyscore key min max [WITHSCORES] [LIMIT offset count]

# 返回指定成员区间内的成员，按字典正序排列，分数必须相同。
zrangebylex key min max [LIMIT offset count]
# 返回指定成员区间内的成员，按字典倒序排列，分数必须相同
zrevrangebylex key max min [LIMIT offset count]

# 并集计算(相同元素分值相加)，numberkeys一共多少个key，WEIGHTS每个key对应的分值乘积
ZUNIONSTORE destkey numberkeys key [key...]
# 交集计算(相同元素分值相加)，numberkeys一共多少个key，WEIGHTS每个key对应的分值乘积
ZINTERSTORE destkey numberkeys key [key...]
```

应用场景

Zset 类型（Sorted Set，有序集合） 可以根据元素的权重来排序，我们可以自己来决定每个元素的权重值。比如说，我们可以根据元素插入 Sorted Set 的时间确定权重值，先插入的元素权重小，后插入的元素权重大。

在面对需要展示最新列表、排行榜等场景时，如果数据更新频繁或者需要分页显示，可以优先考虑使用 Sorted Set。

排行榜

小林发表了五篇博文，分别获得赞为 200、40、100、50、150。

```
# arcticle:1 文章获得了200个赞
> ZADD user:xiaolin:ranking 200 article:1
# arcticle:2 文章获得了40个赞
> ZADD user:xiaolin:ranking 40 article:2
# arcticle:3 文章获得了100个赞
> ZADD user:xiaolin:ranking 100 article:3
# arcticle:4 文章获得了50个赞
> ZADD user:xiaolin:ranking 50 article:4
# arcticle:5 文章获得了150个赞
> ZADD user:xiaolin:ranking 150 article:5
```

可以使用 ZINCRBY 命令为文章5点赞

```
zincrby user:xiaolin:ranking 1 article:5
```

查看某篇文章的赞数，可以使用 ZSCORE 命令

```
zscore user:xiaolin:ranking article:5
```

获取小林文章赞数最多的 3 篇文章，可以使用 ZREVRANGE 命令

```
zrevrange user:xiaolin:ranking 0 2
1) "arcticle:1"
2) "200"
3) "arcticle:5"
4) "150"
5) "arcticle:3"
6) "100"
```

获取小林 100 赞到 200 赞的文章，可以使用 ZRANGEBYSCORE 命令

```
zrangebyscore user:xiaolin:ranking 100 200 withscores
1) "arcticle:3"
2) "100"
3) "arcticle:5"
4) "150"
5) "arcticle:1"
6) "200"
```

电话、姓名排序

使用有序集合的 ZRANGEBYLEX 或 ZREVRANGEBYLEX 可以帮助我们实现电话号码或姓名的排序，我们以 ZRANGEBYLEX （返回指定成员区间内的成员，按 key 正序排列，分数必须相同）为例。

注意：不要在分数不一致的 SortSet 集合中去使用 ZRANGEBYLEX和 ZREVRANGEBYLEX 指令，因为获取的结果会不准确。

1、电话排序

我们可以将电话号码存储到 SortSet 中，然后根据需要来获取号段：

```
> ZADD phone 0 13100111100 0 13110114300 0 13132110901
(integer) 3
> ZADD phone 0 13200111100 0 13210414300 0 13252110901
(integer) 3
> ZADD phone 0 13300111100 0 13310414300 0 13352110901
(integer) 3
```

获取所有号码(按字典正序排列)

```
> ZRANGEBYLEX phone - +
1) "13100111100"
2) "13110114300"
3) "13132110901"
4) "13200111100"
5) "13210414300"
6) "13252110901"
7) "13300111100"
8) "13310414300"
9) "13352110901"
```

获取 132 号段的号码：

```
> ZRANGEBYLEX phone [132 (133
1) "13200111100"
2) "13210414300"
3) "13252110901"
```

获取132、133号段的号码：

```
> ZRANGEBYLEX phone [132 (134
1) "13200111100"
2) "13210414300"
3) "13252110901"
4) "13300111100"
5) "13310414300"
6) "13352110901"
```

2、姓名排序

```
> zadd names 0 Toumas 0 Jake 0 Bluetuo 0 Gaodeng 0 Aimini 0
Aidehua
(integer) 6
```

获取所有人的名字：

```
> ZRANGEBYLEX names - +
1) "Aidehua"
2) "Aimini"
3) "Bluetuo"
4) "Gaodeng"
5) "Jake"
6) "Toumas"
```

获取名字中大写字母A开头的所有人：

```
> ZRANGEBYLEX names [A (B
1) "Aidehua"
2) "Aimini"
```

获取名字中大写字母 C 到 Z 的所有人：

```
> ZRANGEBYLEX names [C [Z
1) "Gaodeng"
2) "Jake"
3) "Toumas"
```

1.6 BitMap

介绍

Bitmap，即位图，是一串连续的二进制数组（0和1），可以通过偏移量（offset）定位元素。BitMap通过最小的单位bit来进行0|1的设置，表示某个元素的值或者状态，时间复杂度为O(1)。

由于 bit 是计算机中最小的单位，使用它进行储存将非常节省空间，特别适合一些数据量大且使用**二值统计的场景**

内部实现

Bitmap 本身是用 String 类型作为底层数据结构实现的一种统计二值状态的数据类型。

String 类型是会保存为二进制的字节数组，所以，Redis 就把字节数组的每个 bit 位利用起来，用来表示一个元素的二值状态，你可以把 Bitmap 看作是一个 **bit 数组。**

常用指令

bitmap 基本操作：

```
# 设置值，其中value只能是 0 和 1
SETBIT key offset value

# 获取值
GETBIT key offset

# 获取指定范围内值为 1 的个数
# start 和 end 以字节为单位
BITCOUNT key start end
```

bitmap 运算操作：

```
# BitMap间的运算
# operations 位移操作符，枚举值
  AND 与运算 &
  OR 或运算 |
  XOR 异或 ^
  NOT 取反 ~
# result 计算的结果，会存储在该key中
# key1 … keyn 参与运算的key，可以有多个，空格分割，not运算只能一个key
# 当 BITOP 处理不同长度的字符串时，较短的那个字符串所缺少的部分会被看作0。返回值是保存到 destkey 的字符串的长度（以字节byte为单位），和输入 key 中最长的字符串长度相等。
BITOP [operations] [result] [key1] [keyn…]

# 返回指定key中第一次出现指定value(0/1)的位置
BITPOS [key] [value]
```

应用场景

Bitmap 类型非常适合二值状态统计的场景，这里的二值状态就是指集合元素的取值就只有 0 和 1 两种，在记录海量数据时，Bitmap 能够有效地节省内存空间。

签到统计

在签到打卡的场景中，我们只用记录签到（1）或未签到（0），所以它就是非常典型的二值状态。

签到统计时，每个用户一天的签到用 1 个 bit 位就能表示，一个月（假设是 31 天）的签到情况用 31 个 bit 位就可以，而一年的签到也只需要用 365 个 bit 位，根本不用太复杂的集合类型。

假设我们要统计 ID 100 的用户在 2022 年 6 月份的签到情况，就可以按照下面的步骤进行操作。

第一步，执行下面的命令，记录该用户 6 月 3 号已签到。

```
SETBIT uid:sign:100:202206 2 1
```

第二步，检查该用户 6 月 3 日是否签到。

```
GETBIT uid:sign:100:202206 2
```

第三步，统计该用户在 6 月份的签到次数。

```
BITCOUNT uid:sign:100:202206
```

这样，我们就知道该用户在 6 月份的签到情况了。

> 如何统计这个月首次打卡时间呢?

Redis 提供了 BITPOS key bitValue [start] [end]指令，返回数据表示 Bitmap 中第一个值为 bitValue 的 offset 位置。

在默认情况下， 命令将检测整个位图， 用户可以通过可选的 start 参数和 end 参数指定要检测的范围。所以我们可以通过执行这条命令来获取 userID = 100 在 2022 年 6 月份**首次打卡**日期:

```
BITPOS uid:sign:100:202206 1
```

需要注意的是，因为 offset 从 0 开始的，所以我们需要将返回的 value + 1 。

判断用户登陆状态

Bitmap 提供了 GETBIT、SETBIT 操作，通过一个偏移值 offset 对 bit 数组的 offset 位置的 bit 位进行读写操作，需要注意的是 offset 从 0 开始。

只需要一个 key = login_status 表示存储用户登陆状态集合数据， 将用户 ID 作为 offset，在线就设置为 1，下线设置 0。通过 GETBIT判断对应的用户是否在线。5000 万用户只需要 6 MB 的空间。

假如我们要判断 ID = 10086 的用户的登陆情况:

第一步，执行以下指令，表示用户已登录。

```
SETBIT login_status 10086 1
```

第二步，检查该用户是否登陆，返回值 1 表示已登录。

```
GETBIT login_status 10086
```

第三步，登出，将 offset 对应的 value 设置成 0。

```
SETBIT login_status 10086 0
```

连续签到用户总数

如何统计出这连续 7 天连续打卡用户总数呢?

我们把每天的日期作为 Bitmap 的 key，userId 作为 offset，若是打卡则将 offset 位置的 bit 设置成 1。

key 对应的集合的每个 bit 位的数据则是一个用户在该日期的打卡记录。

一共有 7 个这样的 Bitmap，如果我们能对这 7 个 Bitmap 的对应的 bit 位做『与』运算。同样的 UserID offset 都是一样的，当一个 userID 在 7 个 Bitmap 对应对应的 offset 位置的 bit = 1 就说明该用户 7 天连续打卡。

结果保存到一个新 Bitmap 中，我们再通过 BITCOUNT 统计 bit = 1 的个数便得到了连续打卡 7 天的用户总数了。

Redis 提供了 BITOP operation destkey key [key ...]这个指令用于对一个或者多个 key 的 Bitmap 进行位元操作。

- operation 可以是 and、OR、NOT、XOR。当 BITOP 处理不同长度的字符串时，较短的那个字符串所缺少的部分会被看作 0 。空的 key 也被看作是包含 0 的字符串序列。

假设要统计 3 天连续打卡的用户数，则是将三个 bitmap 进行 AND 操作，并将结果保存到 destmap 中，接着对 destmap 执行 BITCOUNT 统计，如下命令：

```
# 与操作
BITOP AND destmap bitmap:01 bitmap:02 bitmap:03
# 统计 bit 位 =  1 的个数
BITCOUNT destmap
```

即使一天产生一个亿的数据，Bitmap 占用的内存也不大，大约占 12 MB 的内存（10^8/8/1024/1024），7 天的 Bitmap 的内存开销约为 84 MB。同时我们最好给 Bitmap 设置过期时间，让 Redis 删除过期的打卡数据，节省内存。

1.7 HyperLogLog

介绍

Redis HyperLogLog 是 Redis 2.8.9 版本新增的数据类型，是一种用于「统计基数」的数据集合类型，**基数统计就是指统计一个集合中不重复的元素个数**。但要注意，HyperLogLog 是统计规则是基于概率完成的，不是非常准确，标准误算率是 0.81%。

所以，简单来说 HyperLogLog **提供不精确的去重计数。**

HyperLogLog 的优点是，在输入元素的数量或者体积非常非常大时，计算基数所需的内存空间总是固定的、并且是很小的。

在 Redis 里面，**每个 HyperLogLog 键只需要花费 12 KB 内存，就可以计算接近 2^64 个不同元素的基数**，和元素越多就越耗费内存的 Set 和 Hash 类型相比，HyperLogLog 就非常节省空间。

这什么概念？举个例子给大家对比一下。

用 Java 语言来说，一般 long 类型占用 8 字节，而 1 字节有 8 位，即：1 byte = 8 bit，即 long 数据类型最大可以表示的数是：2^63-1。对应上面的2^64个数，假设此时有2^63-1这么多个数，从 0 ~ 2^63-1，按照long以及1k = 1024 字节的规则来计算内存总数，就是：((2^63-1) * 8/1024)K，这是很庞大的一个数，存储空间远远超过12K，而 HyperLogLog 却可以用 12K 就能统计完。

常用指令

HyperLogLog 命令很少，就三个。

```
# 添加指定元素到 HyperLogLog 中
PFADD key element [element ...]

# 返回给定 HyperLogLog 的基数估算值。
PFCOUNT key [key ...]

# 将多个 HyperLogLog 合并为一个 HyperLogLog
PFMERGE destkey sourcekey [sourcekey ...]
```

应用场景

百万级网页 UV 计数

Redis HyperLogLog 优势在于只需要花费 12 KB 内存，就可以计算接近 2^64 个元素的基数，和元素越多就越耗费内存的 Set 和 Hash 类型相比，HyperLogLog 就非常节省空间。所以，非常适合统计百万级以上的网页 UV 的场景。

在统计 UV 时，你可以用 PFADD 命令（用于向 HyperLogLog 中添加新元素）把访问页面的每个用户都添加到 HyperLogLog 中。

```
PFADD page1:uv user1 user2 user3 user4 user5
```

接下来，就可以用 PFCOUNT 命令直接获得 page1 的 UV 值了，这个命令的作用就是返回 HyperLogLog 的统计结果。

```
PFCOUNT page1:uv
```

不过，有一点需要你注意一下，HyperLogLog 的统计规则是基于概率完成的，所以它给出的统计结果是有一定误差的，标准误算率是 0.81%。

这也就意味着，你使用 HyperLogLog 统计的 UV 是 100 万，但实际的 UV 可能是 101 万。虽然误差率不算大，但是，如果你需要精确统计结果的话，最好还是继续用 Set 或 Hash 类型。

1.8 GEO

介绍

Redis GEO 是 Redis 3.2 版本新增的数据类型，主要用于存储地理位置信息，并对存储的信息进行操作。

在日常生活中，我们越来越依赖搜索“附近的餐馆”、在打车软件上叫车，这些都离不开基于位置信息服务（Location-Based Service，LBS）的应用。LBS 应用访问的数据是和人或物关联的一组经纬度信息，而且要能查询相邻的经纬度范围，GEO 就非常适合应用在 LBS 服务的场景中。

内部实现

GEO 本身并没有设计新的底层数据结构，而是直接使用了 Sorted Set 集合类型。

GEO 类型使用 GeoHash 编码方法实现了经纬度到 Sorted Set 中元素权重分数的转换，这其中的两个关键机制就是「对二维地图做区间划分」和「对区间进行编码」。一组经纬度落在某个区间后，就用区间的编码值来表示，并把编码值作为 Sorted Set 元素的权重分数。

这样一来，我们就可以把经纬度保存到 Sorted Set 中，利用 Sorted Set 提供的“按权重进行有序范围查找”的特性，实现 LBS 服务中频繁使用的“搜索附近”的需求。

常用指令

```
# 存储指定的地理空间位置，可以将一个或多个经度(longitude)、纬度(latitude)、位置名称(member)添加到指定的 key 中。
GEOADD key longitude latitude member [longitude latitude member ...]

# 从给定的 key 里返回所有指定名称(member)的位置（经度和纬度），不存在的返回 nil。
GEOPOS key member [member ...]

# 返回两个给定位置之间的距离。
GEODIST key member1 member2 [m|km|ft|mi]

# 根据用户给定的经纬度坐标来获取指定范围内的地理位置集合。
GEORADIUS key longitude latitude radius m|km|ft|mi [WITHCOORD] [WITHDIST] [WITHHASH] [COUNT count] [ASC|DESC] [STORE key] [STOREDIST key]
```

应用场景

滴滴叫车

这里以滴滴叫车的场景为例，介绍下具体如何使用 GEO 命令：GEOADD 和 GEORADIUS 这两个命令。

假设车辆 ID 是 33，经纬度位置是（116.034579，39.030452），我们可以用一个 GEO 集合保存所有车辆的经纬度，集合 key 是 cars:locations。

执行下面的这个命令，就可以**把 ID 号为 33 的车辆的当前经纬度位置存入 GEO 集合中**：

```
GEOADD cars:locations 116.034579 39.030452 33
```

BS 应用执行下面的命令时，Redis 会根据输入的用户的经纬度信息（116.054579, 39.030452 ），查找以这个经纬度为中心的 5 公里内的车辆信息，并返回给 LBS 应用。

```
GEORADIUS cars:locations 116.054579 39.030452 5 km ASC COUNT 10
```

1.9 Stream

介绍

Redis Stream 是 Redis 5.0 版本新增加的数据类型，Redis 专门为消息队列设计的数据类型。

在 Redis 5.0 Stream 没出来之前，消息队列的实现方式都有着各自的缺陷，例如：

- 发布订阅模式，不能持久化也就无法可靠的保存消息，并且对于离线重连的客户端不能读取历史消息的缺陷；
- List 实现消息队列的方式不能重复消费，一个消息消费完就会被删除，而且生产者需要自行实现全局唯一 ID。

基于以上问题，Redis 5.0 便推出了 Stream 类型也是此版本最重要的功能，用于完美地实现消息队列，它支持消息的持久化、支持自动生成全局唯一 ID、支持 ack 确认消息的模式、支持消费组模式等，让消息队列更加的稳定和可靠。

常用指令

Stream 消息队列操作命令：

- XADD：插入消息，保证有序，可以自动生成全局唯一 ID；
- XLEN ：查询消息长度；
- XREAD：用于读取消息，可以按 ID 读取数据；
- XDEL ： 根据消息 ID 删除消息；
- DEL ：删除整个 Stream；
- XRANGE ：读取区间消息
- XREADGROUP：按消费组形式读取消息；
- XPENDING 和 XACK：
  - XPENDING 命令可以用来查询每个消费组内所有消费者「已读取、但尚未确认」的消息；
  - XACK 命令用于向消息队列确认消息处理已完成；

应用场景

消息队列

生产者通过 **XADD 命令插入一条消息**：

```
# * 表示让 Redis 为插入的数据自动生成一个全局唯一的 ID
# 往名称为 mymq 的消息队列中插入一条消息，消息的键是 name，值是 xiaolin
> XADD mymq * name xiaolin
"1654254953808-0"
```

插入成功后会返回全局唯一的 ID："1654254953808-0"。消息的全局唯一 ID 由两部分组成：

- 第一部分“1654254953808”是数据插入时，以毫秒为单位计算的当前服务器时间；
- 第二部分表示插入消息在当前毫秒内的消息序号，这是从 0 开始编号的。例如，“1654254953808-0”就表示在“1654254953808”毫秒内的第 1 条消息。

消费者通过 **XREAD 命令从消息队列中读取消息**时，可以指定一个消息 ID，并从这个消息 ID 的下一条消息开始进行读取（注意是输入消息 ID 的下一条信息开始读取，不是查询输入ID的消息）。

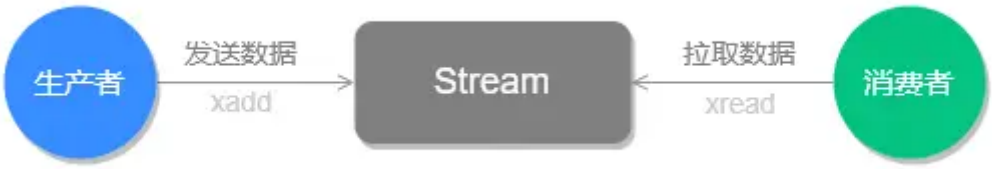
```
# 从 ID 号为 1654254953807-0 的消息开始，读取后续的所有消息（示例中一共
1 条）。
> XREAD STREAMS mymq 1654254953807-0
1) 1) "mymq"
   2) 1) 1) "1654254953808-0"
         2) 1) "name"
            2) "xiaolin"
```

如果**想要实现阻塞读（当没有数据时，阻塞住），可以调用 XRAED 时设定 BLOCK 配置项**，实现类似于 BRPOP 的阻塞读取操作。

比如，下面这命令，设置了 BLOCK 10000 的配置项，10000 的单位是毫秒，表明 XREAD 在读取最新消息时，如果没有消息到来，XREAD 将阻塞 10000 毫秒（即 10 秒），然后再返回。

```
# 命令最后的“$”符号表示读取最新的消息
> XREAD BLOCK 10000 STREAMS mymq $
(nil)
(10.00s)
```

Stream 的基础方法，使用 xadd 存入消息和 xread 循环阻塞读取消息的方式可以实现简易版的消息队列，交互流程如下图所示：



> 前面介绍的这些操作 List 也支持的，接下来看看 Stream 特有的功能。

Stream 可以使用 **XGROUP 创建消费组**，创建消费组之后，Stream 可以使用 XREADGROUP 命令让消费组内的消费者读取消息。

创建两个消费组，这两个消费组消费的消息队列是 mymq，都指定从第一条消息开始读取：

```
# 创建一个名为 group1 的消费组，0-0 表示从第一条消息开始读取。
> XGROUP CREATE mymq group1 0-0
OK
# 创建一个名为 group2 的消费组，0-0 表示从第一条消息开始读取。
> XGROUP CREATE mymq group2 0-0
OK
```

消费组 group1 内的消费者 consumer1 从 mymq 消息队列中读取所有消息的命令如下：

```
# 命令最后的参数“>”，表示从第一条尚未被消费的消息开始读取。
> XREADGROUP GROUP group1 consumer1 STREAMS mymq >
1) 1) "mymq"
   2) 1) 1) "1654254953808-0"
         2) 1) "name"
            2) "xiaolin"
```

消息队列中的消息一旦被消费组里的一个消费者读取了，就不能再被该消费组内的其他消费者读取了，即同一个消费组里的消费者不能消费同一条消息。

比如说，我们执行完刚才的 XREADGROUP 命令后，再执行一次同样的命令，此时读到的就是空值了：

```
> XREADGROUP GROUP group1 consumer1 STREAMS mymq >
(nil)
```

但是，**不同消费组的消费者可以消费同一条消息（但是有前提条件，创建消息组的时候，不同消费组指定了相同位置开始读取消息）**。

比如说，刚才 group1 消费组里的 consumer1 消费者消费了一条 id 为 1654254953808-0 的消息，现在用 group2 消费组里的 consumer1 消费者消费消息：

```
> XREADGROUP GROUP group2 consumer1 STREAMS mymq >
1) 1) "mymq"
   2) 1) 1) "1654254953808-0"
         2) 1) "name"
            2) "xiaolin"
```

因为我创建两组的消费组都是从第一条消息开始读取，所以可以看到第二组的消费者依然可以消费 id 为 1654254953808-0 的这一条消息。因此，不同的消费组的消费者可以消费同一条消息。

使用消费组的目的是让组内的多个消费者共同分担读取消息，所以，我们通常会让每个消费者读取部分消息，从而实现消息读取负载在多个消费者间是均衡分布的。

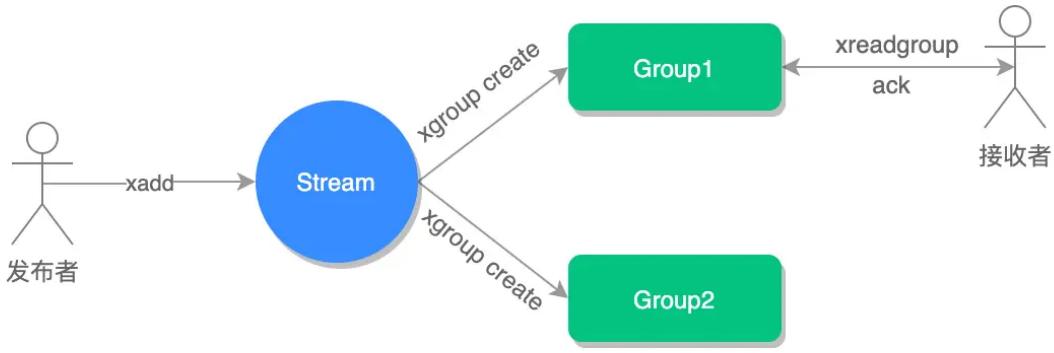
例如，我们执行下列命令，让 group2 中的 consumer1、2、3 各自读取一条消息。

```
# 让 group2 中的 consumer1 从 mymq 消息队列中消费一条消息
> XREADGROUP GROUP group2 consumer1 COUNT 1 STREAMS mymq >
1) 1) "mymq"
   2) 1) 1) "1654254953808-0"
         2) 1) "name"
            2) "xiaolin"
# 让 group2 中的 consumer2 从 mymq 消息队列中消费一条消息
> XREADGROUP GROUP group2 consumer2 COUNT 1 STREAMS mymq >
1) 1) "mymq"
   2) 1) 1) "1654256265584-0"
         2) 1) "name"
            2) "xiaolincoding"
# 让 group2 中的 consumer3 从 mymq 消息队列中消费一条消息
> XREADGROUP GROUP group2 consumer3 COUNT 1 STREAMS mymq >
1) 1) "mymq"
   2) 1) 1) "1654256271337-0"
         2) 1) "name"
            2) "Tom"
```

> 基于 Stream 实现的消息队列，如何保证消费者在发生故障或宕机再次重启后，仍然可以读取未处理完的消息？

Streams 会自动使用内部队列（也称为 PENDING List）留存消费组里每个消费者读取的消息，直到消费者使用 XACK 命令通知 Streams“消息已经处理完成”。

消费确认增加了消息的可靠性，一般在业务处理完成之后，需要执行 XACK 命令确认消息已经被消费完成，整个流程的执行如下图所示：



如果消费者没有成功处理消息，它就不会给 Streams 发送 XACK 命令，消息仍然会留存。此时，**消费者可以在重启后，用 XPENDING 命令查看已读取、但尚未确认处理完成的消息。**

例如，我们来查看一下 group2 中各个消费者已读取、但尚未确认的消息个数，命令如下：

```
127.0.0.1:6379> XPENDING mymq group2
1) (integer) 3
2) "1654254953808-0"  # 表示 group2 中所有消费者读取的消息最小 ID
3) "1654256271337-0"  # 表示 group2 中所有消费者读取的消息最大 ID
4) 1) 1) "consumer1"
      2) "1"
   2) 1) "consumer2"
      2) "1"
   3) 1) "consumer3"
      2) "1"
```

如果想查看某个消费者具体读取了哪些数据，可以执行下面的命令：

```
# 查看 group2 里 consumer2 已从 mymq 消息队列中读取了哪些消息
> XPENDING mymq group2 - + 10 consumer2
1) 1) "1654256265584-0"
   2) "consumer2"
   3) (integer) 410700
   4) (integer) 1
```

可以看到，consumer2 已读取的消息的 ID 是 1654256265584-0。

一旦消息 1654256265584-0 被 consumer2 处理了，consumer2 就可以使用 XACK 命令通知 Streams，然后这条消息就会被删除。

```
> XACK mymq group2 1654256265584-0
(integer) 1
```

当我们再使用 XPENDING 命令查看时，就可以看到，consumer2 已经没有已读取、但尚未确认处理的消息了。

```
> XPENDING mymq group2 - + 10 consumer2
(empty array)
```

好了，基于 Stream 实现的消息队列就说到这里了，小结一下：

- 消息保序：XADD/XREAD
- 阻塞读取：XREAD block
- 重复消息处理：Stream 在使用 XADD 命令，会自动生成全局唯一 ID；
- 消息可靠性：内部使用 PENDING List 自动保存消息，使用 XPENDING 命令查看消费组已经读取但是未被确认的消息，消费者使用 XACK 确认消息；
- 支持消费组形式消费数据

> Redis 基于 Stream 消息队列与专业的消息队列有哪些差距？

一个专业的消息队列，必须要做到两大块：

- 消息不丢。
- 消息可堆积。

1、Redis Stream 消息会丢失吗？

使用一个消息队列，其实就分为三大块：**生产者、队列中间件、消费者**，所以要保证消息就是保证三个环节都不能丢失数据。

Redis Stream 消息队列能不能保证三个环节都不丢失数据？

- Redis 生产者会不会丢消息？生产者会不会丢消息，取决于生产者对于异常情况的处理是否合理。 从消息被生产出来，然后提交给 MQ 的过程中，只要能正常收到（ MQ 中间件） 的 ack 确认响应，就表示发送成功，所以只要处理好返回值和异常，如果返回异常则进行消息重发，那么这个阶段是不会出现消息丢失的。

- Redis 消费者会不会丢消息？不会，因为 Stream （ MQ 中间件）会自动使用内部队列（也称为 PENDING List）留存消费组里每个消费者读取的消息，但是未被确认的消息。消费者可以在重启后，用 XPENDING 命令查看已读取、但尚未确认处理完成的消息。等到消费者执行完业务逻辑后，再发送消费确认 XACK 命令，也能保证消息的不丢失。
- Redis 消息中间件会不会丢消息？

  会

  ，Redis 在以下 2 个场景下，都会导致数据丢失：
  - AOF 持久化配置为每秒写盘，但这个写盘过程是异步的，Redis 宕机时会存在数据丢失的可能
  - 主从复制也是异步的，主从切换时，也存在丢失数据的可能（opens new window）。

可以看到，Redis 在队列中间件环节无法保证消息不丢。像 RabbitMQ 或 Kafka 这类专业的队列中间件，在使用时是部署一个集群，生产者在发布消息时，队列中间件通常会写「多个节点」，也就是有多个副本，这样一来，即便其中一个节点挂了，也能保证集群的数据不丢失。

2、Redis Stream 消息可堆积吗？

Redis 的数据都存储在内存中，这就意味着一旦发生消息积压，则会导致 Redis 的内存持续增长，如果超过机器内存上限，就会面临被 OOM 的风险。

所以 Redis 的 Stream 提供了可以指定队列最大长度的功能，就是为了避免这种情况发生。

当指定队列最大长度时，队列长度超过上限后，旧消息会被删除，只保留固定长度的新消息。这么来看，Stream 在消息积压时，如果指定了最大长度，还是有可能丢失消息的。

但 Kafka、RabbitMQ 专业的消息队列它们的数据都是存储在磁盘上，当消息积压时，无非就是多占用一些磁盘空间。

因此，把 Redis 当作队列来使用时，会面临的 2 个问题：

- Redis 本身可能会丢数据；
- 面对消息挤压，内存资源会紧张；

所以，能不能将 Redis 作为消息队列来使用，关键看你的业务场景：

- 如果你的业务场景足够简单，对于数据丢失不敏感，而且消息积压概率比较小的情况下，把 Redis 当作队列是完全可以的。
- 如果你的业务有海量消息，消息积压的概率比较大，并且不能接受数据丢失，那么还是用专业的消息队列中间件吧。

> 补充：Redis 发布/订阅机制为什么不可以作为消息队列？

发布订阅机制存在以下缺点，都是跟丢失数据有关：

1. 发布/订阅机制没有基于任何数据类型实现，所以不具备「数据持久化」的能力，也就是发布/订阅机制的相关操作，不会写入到 RDB 和 AOF 中，当 Redis 宕机重启，发布/订阅机制的数据也会全部丢失。
2. 发布订阅模式是“发后既忘”的工作模式，如果有订阅者离线重连之后不能消费之前的历史消息。
3. 当消费端有一定的消息积压时，也就是生产者发送的消息，消费者消费不过来时，如果超过 32M 或者是 60s 内持续保持在 8M 以上，消费端会被强行断开，这个参数是在配置文件中设置的，默认值是 `client-output-buffer-limit pubsub 32mb 8mb 60`。

所以，发布/订阅机制只适合即时通讯的场景，比如构建哨兵集群 (opens new window)的场景采用了发布/订阅机制。

二、持久化

Redis 的读写操作都是在内存中，所以 Redis 性能才会高，但是当 Redis 重启后，内存中的数据就会丢失，那为了保证内存中的数据不会丢失，Redis 实现了数据持久化的机制，这个机制会把数据存储到磁盘，这样在 Redis 重启就能够从磁盘中恢复原有的数据。

Redis 共有三种数据持久化的方式：

- **AOF 日志**：每执行一条写操作命令，就把该命令以追加的方式写入到一个文件里；
- **RDB 快照**：将某一时刻的内存数据，以二进制的方式写入磁盘；
- **混合持久化方式**：Redis 4.0 新增的方式，集成了 AOF 和 RBD 的优点；

2.1 AOF持久化

2.1.1 AOF日志

Redis 每执行一条写操作命令，就把该命令以追加的方式写入到AOF日志中

在 Redis 中 AOF 持久化功能默认是不开启的，需要我们修改 `redis.conf` 配置文件中的以下参数：

```
// redis.conf
appendonly      yes              // 表示是否开启AOF持久化(默认 no，关闭):
appendfilename “appendonly.aof” // AOF持久化文件的名称
```

> AOF日志格式

set name xiaolin 日志格式为

```
*3
$3
set
$4
name
$7
xiaolin
```

「*3」表示当前命令有三个部分，每部分都是以「$+数字」开头，后面紧跟着具体的命令、键或值。然后，这里的「数字」表示这部分中的命令、键或值一共有多少字节。例如，「$3 set」表示这部分有 3 个字节，也就是「set」命令这个字符串的长度。

> 先执行命令，再写AOF日志的好处

第一个好处，**避免额外的检查开销。**

因为如果先将写操作命令记录到 AOF 日志里，再执行该命令的话，如果当前的命令语法有问题，那么如果不进行命令语法检查，该错误的命令记录到 AOF 日志里后，Redis 在使用日志恢复数据时，就可能会出错。

第二个好处，**不会阻塞当前写操作命令的执行**，因为当写操作命令执行成功后，才会将命令记录到 AOF 日志。

> AOF日志的潜在风险

第一个风险，执行写操作命令和记录日志是两个过程，那当 Redis 在还没来得及将命令写入到硬盘时，服务器发生宕机了，这个数据就会有**丢失的风险。**

第二个风险，前面说道，由于写操作命令执行成功后才记录到 AOF 日志，所以不会阻塞当前写操作命令的执行，但是**可能会给「下一个」命令带来阻塞风险。**

2.1.2 三种写回策略

> Redis写入AOF日志的过程

1. Redis 执行完写操作命令后，会将命令追加到 server.aof_buf 缓冲区；
2. 然后通过 write() 系统调用，将 aof_buf 缓冲区的数据写入到 AOF 文件，此时数据并没有写入到硬盘，而是拷贝到了**内核缓冲区 page cache**，等待内核将数据写入硬盘；
3. 具体内核缓冲区的数据什么时候写入到硬盘，由内核决定。

> 三种写回策略

在 redis.conf 配置文件中的 appendfsync 配置项可以有以下 3 种参数可填：

- **Always**，这个单词的意思是「总是」，所以它的意思是每次**写操作命令执行完后，同步将 AOF 日志数据写回硬盘；主进程会阻塞**
- **Everysec**，这个单词的意思是「每秒」，所以它的意思是每次写操作命令执行完后，先将命令**写入到 AOF 文件的内核缓冲区，然后子线程异步执行每隔一秒将缓冲区里的内容写回到硬盘**；
- **No**，意味着不由 Redis 控制写回硬盘的时机，转交给操作系统控制写回的时机，也就是每次写操作命令执行完后，先将命令**写入到 AOF 文件的内核缓冲区，再由操作系统决定何时将缓冲区内容写回硬盘。**

这 3 种写回策略都无法能完美解决「主进程阻塞」和「减少数据丢失」的问题，因为两个问题是对立的，偏向于一边的话，就会要牺牲另外一边，原因如下：

- Always 策略的话，可以最大程度保证数据不丢失，但是由于它每执行一条写操作命令就同步将 AOF 内容写回硬盘，所以是不可避免会影响主进程的性能；
- No 策略的话，是交由操作系统来决定何时将 AOF 日志内容写回硬盘，相比于 Always 策略性能较好，但是操作系统写回硬盘的时机是不可预知的，如果 AOF 日志内容没有写回硬盘，一旦服务器宕机，就会丢失不定数量的数据。
- Everysec 策略的话，是折中的一种方式，避免了 Always 策略的性能开销，也比 No 策略更能避免数据丢失，当然如果上一秒的写操作命令日志没有写回到硬盘，发生了宕机，这一秒内的数据自然也会丢失。

写回策略	写回时机	优点	缺点
Always	同步写回	可靠性高、最大程度保证数不丢失	每个写命令都要写回硬盘，性能开销大
Everysec	每秒写回	性能适中	宕机时会丢失1秒内的数据
No	由操作系统控制写回	性能好	宕机时丢失的数据可能会很多

2.1.3 AOF重写机制

AOF 日志是一个文件，随着执行的写操作命令越来越多，**AOF文件的大小会越来越大。**Redis 为了避免 AOF 文件越写越大，提供了 **AOF 重写机制**，当 AOF 文件的大小超过所设定的阈值后，Redis 就会**启用 AOF 重写机制，来压缩 AOF 文件。**

假设前后执行了「*set name xiaolin*」和「*set name xiaolincoding*」这两个命令的话，就会将这两个命令记录到 AOF 文件。但是**在使用重写机制后，就会读取 name 最新的 value（键值对），然后用一条「set name xiaolincoding」命令记录到新的 AOF 文件。**等到全部记录完后，就将新的 AOF 文件替换掉现有的 AOF 文件。这样一来，一个键值对在重写日志中只用一条命令就行了。

重写机制的妙处在于，尽管某个键值对被多条写命令反复修改，**最终也只需要根据这个「键值对」当前的最新状态，然后用一条命令去记录键值对**

> 为什么重写 AOF 的时候，不直接复用现有的 AOF 文件，而是先写到新的 AOF 文件再覆盖过去。

因为**如果 AOF 重写过程中失败了，现有的 AOF 文件就会造成污染**，可能无法用于恢复使用。

2.1.4 后台重写

重写比较耗时，所以重写的操作不能放在主进程里。

所以，Redis 的**重写AOF过程是由后台子进程 bgrewriteaof 来完成的**，这么做可以达到两个好处：

- 子进程进行 AOF 重写期间，主进程可以继续处理命令请求，从而避免阻塞主进程；
- 子进程带有主进程的数据副本（数据副本怎么产生的后面会说），这里使用子进程而不是线程，因为如果是使用线程，多线程之间会共享内存，那么在修改共享内存数据的时候，需要通过加锁来保证数据的安全，而这样就会降低性能。而使用子进程，创建子进程时，父子进程是共享内存数据的，不过这个共享的内存只能以只读的方式，而当父子进程任意一方修改了该共享内存，就会发生「写时复制」，于是父子进程就有了独立的数据副本，就不用加锁来保证数据安全。

> 写时复制

父进程创建子进程时只会复制页表而共享同一块内存，只有在发生修改内存数据的情况时，物理内存才会被复制一份。这时CPU就会触发**写保护中断**，这个写保护中断是由于违反权限导致的，然后操作系统会在「写保护中断处理函数」里进行**物理内存的复制**，并重新设置其内存映射关系，将父子进程的内存读写权限设置为**可读写**，最后才会对内存进行写操作，这个过程被称为「**写时复制(*Copy On Write*)**」。

这样的目的是为了减少创建子进程时的性能损耗，从而加快创建子进程的速度，毕竟创建子进程的过程中，是会阻塞主线程的。

> **AOF 重写缓冲区**

重写 AOF 日志过程中，如果主进程修改了已经存在 key-value，此时这个 key-value 数据在子进程的内存数据就跟主进程的内存数据不一致了，这时要怎么办呢？

为了解决这种数据不一致问题，Redis 设置了一个 **AOF 重写缓冲区**，这个缓冲区在创建bgrewriteaof 子进程之后开始使用。在重写 AOF 期间，当 Redis 执行完一个写命令之后，它会**同时将这个写命令写入到 「AOF 缓冲区」和 「AOF 重写缓冲区」**。

> 后台重写过程

主线程创建一个bgrewriteaof子进程执行AOF重写，创建子进程会复制页表阻塞一会。在发生写时复制时也会阻塞。

在 bgrewriteaof 子进程执行 AOF 重写期间，主进程需要执行以下三个工作：

- 执行客户端发来的命令；
- 将执行后的写命令追加到 「AOF 缓冲区」；
- 将执行后的写命令追加到 「AOF 重写缓冲区」；

子线程完成 AOF 重写工作（**扫描数据库中所有数据，逐一把内存数据的键值对转换成一条命令，再将命令记录到重写日志**）后，会向主进程发送一条信号，信号是进程间通讯的一种方式，且是异步的。

主进程收到该信号后，会调用一个**信号处理函数**，该函数主要做以下工作：

- 将 AOF 重写缓冲区中的所有内容追加到新的 AOF 的文件中，使得新旧两个 AOF 文件所保存的数据库状态一致；
- 新的 AOF 的文件进行改名，覆盖现有的 AOF 文件。

2.2 RDB快照

快照就是将redis中的数据写入到RDB文件中来实现持久化的，Redis 的快照是**全量快照**，也就是说每次执行快照，都是把内存中的「所有数据」都记录到磁盘中。**所以执行快照是一个比较重的操作，如果频率太频繁，可能会对 Redis 性能产生影响。如果频率太低，服务器故障时，丢失的数据会更多。**

Redis 提供了两个命令来生成 RDB 文件，分别是 save 和 bgsave，他们的区别就在于是否在「主线程」里执行：

- 执行了 save 命令，就会在主线程生成 RDB 文件，由于和执行操作命令在同一个线程，所以如果写入 RDB 文件的时间太长，**会阻塞主线程**；
- 执行了 bgsave 命令，**会创建一个子进程来生成 RDB 文件**，这样可以**避免主线程的阻塞**；

> 写时复制的情况

bgsave 快照过程中，如果主线程修改了共享数据，**发生了写时复制后，RDB 快照保存的是原本的内存数据**，而主线程刚修改的数据，是没办法在这一时间写入 RDB 文件的，只能交由下一次的 bgsave 快照。

2.3 RDB 和 AOF合体

> RDB的问题

尽管 RDB 比 AOF 的数据恢复速度快，但是快照的频率不好把握：

- 如果频率太低，两次快照间一旦服务器发生宕机，就可能会比较多的数据丢失；
- 如果频率太高，频繁写入磁盘和创建子进程会带来额外的性能开销。

如果想要开启混合持久化功能，可以在 Redis 配置文件将下面这个配置项设置成 yes：

```
aof-use-rdb-preamble yes
```

> 混合持久化工作在 **AOF 日志重写过程**。

当开启了混合持久化时，在 AOF 重写日志时，fork 出来的重写子进程会先将与主线程共享的内存数据以 RDB 方式写入到 AOF 文件，然后主线程处理的操作命令会被记录在重写缓冲区里，重写缓冲区里的增量命令会以 AOF 方式写入到 AOF 文件，写入完成后通知主进程将新的含有 RDB 格式和 AOF 格式的 AOF 文件替换旧的的 AOF 文件。

也就是说，使用了混合持久化，AOF 文件的**前半部分是 RDB 格式的全量数据，后半部分是 AOF 格式的增量数据**。

这样的好处在于，重启 Redis 加载数据的时候，由于前半部分是 RDB 内容，这样**加载的时候速度会很快**。

加载完 RDB 的内容后，才会加载后半部分的 AOF 内容，这里的内容是 Redis 后台子进程重写 AOF 期间，主线程处理的操作命令，可以使得**数据更少的丢失**。

2.4 Redis大Key对持久化有什么影响?

当 AOF 写回策略配置了 Always 策略，如果写入是一个大 Key，主线程在执行 fsync() 函数的时候，阻塞的时间会比较久，因为当**写入的数据量很大的时候，数据同步到硬盘这个过程是很耗时的**。

AOF 重写机制和 RDB 快照（bgsave 命令）的过程，都会分别通过 fork() 函数创建一个子进程来处理任务。会有两个阶段会导致阻塞父进程（主线程）：

- 创建子进程的途中，由于要复制父进程的页表等数据结构，阻塞的时间跟页表的大小有关，**页表越大，阻塞的时间也越长；**
- 发生写时复制，这期间会拷贝物理内存，**由于大 Key 占用的物理内存会很大，那么在复制物理内存这一过程，就会比较耗时，所以有可能会阻塞父进程。**

大 key 除了会影响持久化之外，还会有以下的影响。

- 客户端超时阻塞。由于 Redis 执行命令是单线程处理，然后在操作大 key 时会比较耗时，那么就会阻塞 Redis，从客户端这一视角看，就是很久很久都没有响应。
- 引发网络阻塞。每次获取大 key 产生的网络流量较大，如果一个 key 的大小是 1 MB，每秒访问量为 1000，那么每秒会产生 1000MB 的流量，这对于普通千兆网卡的服务器来说是灾难性的。
- 阻塞工作线程。如果使用 del 删除大 key 时，会阻塞工作线程，这样就没办法处理后续的命令。
- 内存分布不均。集群模型在 slot 分片均匀情况下，会出现数据和查询倾斜情况，部分有大 key 的 Redis 节点占用内存多，QPS 也会比较大。

如何避免大 Key 呢?

最好在设计阶段，就把大 key 拆分成一个一个小 key。或者，定时检查 Redis 是否存在大 key ，如果该大 key 是可以删除的，不要使用 DEL 命令删除，因为该命令删除过程会阻塞主线程，而是用 unlink 命令（Redis 4.0+）删除大 key，因为该命令的删除过程是异步的，不会阻塞主线程。

三、功能篇

3.1 过期删除策略

3.1.1 过期时间命令

先说一下对 key 设置过期时间的命令。 设置 key 过期时间的命令一共有 4 个：

- `expire <key> <n>`：设置 key 在 n 秒后过期，比如 expire key 100 表示设置 key 在 100 秒后过期；
- `pexpire <key> <n>`：设置 key 在 n 毫秒后过期，比如 pexpire key2 100000 表示设置 key2 在 100000 毫秒（100 秒）后过期。
- `expireat <key> <n>`：设置 key 在某个时间戳（精确到秒）之后过期，比如 expireat key3 1655654400 表示 key3 在时间戳 1655654400 后过期（精确到秒）；
- `pexpireat <key> <n>`：设置 key 在某个时间戳（精确到毫秒）之后过期，比如 pexpireat key4 1655654400000 表示 key4 在时间戳 1655654400000 后过期（精确到毫秒）

当然，在设置字符串时，也可以同时对 key 设置过期时间，共有 3 种命令：

- `set <key> <value> ex <n>` ：设置键值对的时候，同时指定过期时间（精确到秒）；
- `set <key> <value> px <n>` ：设置键值对的时候，同时指定过期时间（精确到毫秒）；
- `setex <key> <n> <valule>` ：设置键值对的时候，同时指定过期时间（精确到秒）。

如果你想查看某个 key 剩余的存活时间，可以使用 `TTL <key>` 命令。

```
# 设置键值对的时候，同时指定过期时间位 60 秒
> setex key1 60 value1
OK

# 查看 key1 过期时间还剩多少
> ttl key1
(integer) 56
> ttl key1
(integer) 52
```

如果突然反悔，取消 key 的过期时间，则可以使用 `PERSIST <key>` 命令。

```
# 取消 key1 的过期时间
> persist key1
(integer) 1

# 使用完 persist 命令之后，
# 查下 key1 的存活时间结果是 -1，表明 key1 永不过期
> ttl key1
(integer) -1
```

3.1.2 如何判定 key 已过期了?

Redis 会把该 key 带上过期时间存储到一个**过期字典**（expires dict）中，也就是说「过期字典」保存了数据库中所有 key 的过期时间。

字典实际上是哈希表，哈希表的最大好处就是让我们可以用 O(1) 的时间复杂度来快速查找。当我们查询一个 key 时，Redis 首先检查该 key 是否存在于过期字典中：

- 如果不在，则正常读取键值；
- 如果存在，则会获取该 key 的过期时间，然后与当前系统时间进行比对，如果比系统时间大，那就没有过期，否则判定该 key 已过期

3.1.3 过期删除策略

> 定时删除

定时删除策略的做法是，**在设置 key 的过期时间时，同时创建一个定时事件，当时间到达时，由事件处理器自动执行 key 的删除操作。**

定时删除策略的**优点**：

- 可以保证过期 key 会被尽快删除，也就是内存可以被尽快地释放。因此，定时删除对内存是最友好的。

定时删除策略的**缺点**：

- 在过期 key 比较多的情况下，删除过期 key 可能会占用相当一部分 CPU 时间，在内存不紧张但 CPU 时间紧张的情况下，将 CPU 时间用于删除和当前任务无关的过期键上，无疑会对服务器的响应时间和吞吐量造成影响。所以，定时删除策略对 CPU 不友好。

惰性删除策略的做法是，**不主动删除过期键，每次从数据库访问 key 时，都检测 key 是否过期，如果过期则删除该 key。**

> 惰性删除

惰性删除策略的**优点**：

- 因为每次访问时，才会检查 key 是否过期，所以此策略只会使用很少的系统资源，因此，惰性删除策略对 CPU 时间最友好。

惰性删除策略的**缺点**：

- 如果一个 key 已经过期，而这个 key 又仍然保留在数据库中，那么只要这个过期 key 一直没有被访问，它所占用的内存就不会释放，造成了一定的内存空间浪费。所以，惰性删除策略对内存不友好。

> 定期删除

定期删除策略的做法是，**每隔一段时间「随机」从数据库中取出一定数量的 key 进行检查，并删除其中的过期key。**

定期删除策略的**优点**：

- 通过限制删除操作执行的时长和频率，来减少删除操作对 CPU 的影响，同时也能删除一部分过期的数据减少了过期键对空间的无效占用。

定期删除策略的**缺点**：

- 内存清理方面没有定时删除效果好，同时没有惰性删除使用的系统资源少。
- 难以确定删除操作执行的时长和频率。如果执行的太频繁，定期删除策略变得和定时删除策略一样，对CPU不友好；如果执行的太少，那又和惰性删除一样了，过期 key 占用的内存不会及时得到释放。

> redis的过期删除策略

Redis 选择「惰性删除+定期删除」这两种策略配和使用，以求在合理使用 CPU 时间和避免内存浪费之间取得平衡。

3.2 内存淘汰策略

当 Redis 的运行内存已经超过 Redis 设置的最大内存之后，则会使用内存淘汰策略删除符合条件的 key，以此来保障 Redis 高效的运行。

3.2.1 如何设置 Redis 最大运行内存?

在配置文件 redis.conf 中，可以通过参数 maxmemory <bytes> 来设定最大运行内存，只有在 Redis 的运行内存达到了我们设置的最大运行内存，才会触发内存淘汰策略。 不同位数的操作系统，maxmemory 的默认值是不同的：

- 在 64 位操作系统中，maxmemory 的默认值是 0，表示没有内存大小限制，那么不管用户存放多少数据到 Redis 中，Redis 也不会对可用内存进行检查，直到 Redis 实例因内存不足而崩溃也无作为。
- 在 32 位操作系统中，maxmemory 的默认值是 3G，因为 32 位的机器最大只支持 4GB 的内存，而系统本身就需要一定的内存资源来支持运行，所以 32 位操作系

统限制最大 3 GB 的可用内存是非常合理的，这样可以避免因为内存不足而导致 Redis 实例崩溃。

3.2.2 内存淘汰策略

Redis 内存淘汰策略共有八种，这八种策略大体分为「不进行数据淘汰」和「进行数据淘汰」两类策略。

1、**不进行数据淘汰的策略**

noeviction（Redis3.0之后，默认的内存淘汰策略） ：它表示当运行内存超过最大设置内存时，不淘汰任何数据，这时如果有新的数据写入，会报错通知禁止写入，不淘汰任何数据，但是如果没用数据写入的话，只是单纯的查询或者删除操作的话，还是可以正常工作。

2、**进行数据淘汰的策略**

针对「进行数据淘汰」这一类策略，又可以细分为「在设置了过期时间的数据中进行淘汰」和「在所有数据范围内进行淘汰」这两类策略。

在设置了过期时间的数据中进行淘汰：

- **volatile-random**：随机淘汰设置了过期时间的任意键值；
- **volatile-ttl**：优先淘汰更早过期的键值。
- **volatile-lru**（Redis3.0 之前，默认的内存淘汰策略）：淘汰所有设置了过期时间的键值中，最久未使用的键值；
- **volatile-lfu**（Redis 4.0 后新增的内存淘汰策略）：淘汰所有设置了过期时间的键值中，最少使用的键值；

在所有数据范围内进行淘汰：

- **allkeys-random**：随机淘汰任意键值；
- **allkeys-lru**：淘汰整个键值中最久未使用的键值；
- **allkeys-lfu**（Redis 4.0 后新增的内存淘汰策略）：淘汰整个键值中最少使用的键值。

使用 `config get maxmemory-policy` 命令，来查看当前 Redis 的内存淘汰策略，命令如下：

```
127.0.0.1:6379> config get maxmemory-policy
1) "maxmemory-policy"
2) "noeviction"
```

3.2.3 LRU和LFU算法

LRU 全称是 Least Recently Used 翻译为**最近最少使用**，会选择淘汰最近最少使用的数据。

传统 LRU 算法的实现是基于「链表」结构，链表中的元素按照操作顺序从前往后排列，最新操作的键会被移动到表头，当需要内存淘汰时，只需要删除链表尾部的元素即可，因为链表尾部的元素就代表最久未被使用的元素。

Redis 并没有使用这样的方式实现 LRU 算法，因为**传统的 LRU 算法存在两个问题**：

- 需要用链表管理所有的缓存数据，这会带来额外的空间开销；
- 当有数据被访问时，需要在链表上把该数据移动到头端，如果有大量数据被访问，就会带来很多链表移动操作，会很耗时，进而会降低 Redis 缓存性能。

Redis 实现的是一种**近似 LRU 算法**，目的是为了更好的节约内存，它的**实现方式是在 Redis 的对象结构体中添加一个额外的字段，用于记录此数据的最后一次访问时间。**

> Redis实现的LRU算法的优缺点

不用为所有的数据维护一个大链表，节省了空间占用；

不用在每次数据访问时都移动链表项，提升了缓存的性能；

但是 LRU 算法有一个问题，**无法解决缓存污染问题**，比如应用一次读取了大量的数据，而这些数据只会被读取这一次，那么这些数据会留存在 Redis 缓存中很长一段时间，造成缓存污染

LFU 全称是 Least Frequently Used 翻译为**最近最不常用**，LFU 算法是根据数据访问次数来淘汰数据的，它的核心思想是“如果数据过去被访问多次，那么将来被访问的频率也更高”。**实现方式是在 Redis 的对象结构体中添加一个额外的字段，用于记录此数据的访问次数。**

四、高可用

4.1 主从复制

由于数据都是存储在一台服务器上，如果出事就完犊子了，比如：

- 如果服务器发生了宕机，由于数据恢复是需要点时间，那么这个期间是无法服务新的请求的；
- 如果这台服务器的**硬盘出现了故障，可能数据就都丢失了。**

要避免这种单点故障，最好的办法是将数据备份到其他服务器上，让这些服务器也可以对外提供服务，这样即使有一台服务器出现了故障，其他服务器依然可以继续提供服务。

主从复制解决了多台服务器之间的数据一致性问题

> 数据的读写操作是否每台服务器都可以处理等问题

主服务器可以读写，而从服务器只能读。所有的数据修改只在主服务器上进行，然后将最新的数据同步给从服务器，这样就使得主从服务器的数据是一致的。

4.1.2 第一次同步

们在服务器 B 上执行下面这条命令：

```
# 服务器 B 执行这条命令
replicaof <服务器 A 的 IP 地址> <服务器 A 的 Redis 端口号>
```

接着，服务器 B 就会变成服务器 A 的「从服务器」，然后与主服务器进行第一次同步。

第一次同步包括**三个阶段**：

- 第一阶段是建立链接、协商同步；
- 第二阶段是主服务器同步数据给从服务器；
- 第三阶段是主服务器发送新写操作命令给从服务器。

第一阶段：建立链接、协商同步

从服务器执行了replicaof命令后，从服务器就会给主服务器发送 psync 命令，表示要进行数据同步psync 命令包含两个参数，分别是**主服务器的runID和复制进度 offset**。第一次分别为? -1。每个 Redis 服务器在启动时都会自动生产一个随机的 runID 来唯一标识自己。

主服务器收到 psync 命令后，会用 FULLRESYNC 作为响应命令返回给对方。包含**主服务器的 runID 和主服务器目前的复制进度 offset**

FULLRESYNC 响应命令的意图是采用**全量复制**的方式，也就是主服务器会把所有的数据都同步给从服务器。

第二阶段：主服务器同步数据给从服务器

接着，主服务器会**执行 bgsave 命令来生成 RDB 文件，然后把文件发送给从服务器。**进行数据同步

但是，**这期间的写操作命令并没有记录到刚刚生成的 RDB 文件中**，这时主从服务器间的数据就不一致了。那么为了保证主从服务器的数据一致性，**主服务器在下面这三个时间间隙中将收到的写操作命令，写入到 replication buffer 缓冲区里**：

- 主服务器生成 RDB 文件期间；
- 主服务器发送 RDB 文件给从服务器期间；
- 「从服务器」加载 RDB 文件期间；

第三阶段：主服务器发送新写命令给从服务器

完成 RDB 的载入后，会回复一个确认消息给主服务器。

接着，主服务器将 replication buffer 缓冲区里所记录的写操作命令发送给从服务器，从服务器执行来自主服务器 replication buffer 缓冲区里发来的命令，**这时主从服务器的数据就一致了。**

4.1.3 命令传播

主从服务器在完成第一次同步后，双方之间就会维护一个 TCP 连接。

主服务器可以通过这个连接继续将写操作命令传播给从服务器，然后从服务器执行该命令，使得与主服务器的数据库状态相同。**写操作命令会写入到 replication buffer 缓冲区里**

而且这个连接是长连接的，目的是避免频繁的 TCP 连接和断开带来的性能开销。

上面的这个过程被称为**基于长连接的命令传播**，通过这种方式来保证第一次同步后的主从服务器的数据一致性。

4.1.4 分摊主服务器压力

主从复制过程中，主服务器会做两件耗时的操作：生成 RDB 文件和传输 RDB 文件。如果从服务器数量非常多，而且都与主服务器进行全量同步的话，就会带来两个问题：

- 由于是通过 bgsave 命令来生成 RDB 文件的，那么主服务器就会忙于使用 fork() 创建子进程，如果主服务器的内存数据非大，在执行 fork() 函数时是会阻塞主线程的，从而使得 Redis 无法正常处理请求；
- 传输 RDB 文件会占用主服务器的网络带宽，会对主服务器响应命令请求产生影响。

因此从服务器可以自己建立从服务器来分摊主服务器压力。

我们在「从服务器」上执行下面这条命令，使其作为目标服务器的从服务器：

```
replicaof <目标服务器的IP> 6379
```

4.1.5 增量复制

在一个长连接中，如果网络故障断开，从服务器就没法收到主服务器的写命令，导致网络重新连接后主从数据不一致。

从主从服务器会采用**增量复制**的方式继续同步，**也就是只会把网络断开期间主服务器接收到的写操作命令，同步给从服务器。**主要有三个步骤：

- 从服务器在恢复网络后，会发送 psync 命令给主服务器，此时的 psync 命令里的 offset 参数不是 -1；
- 主服务器收到该命令后，然后用 CONTINUE 响应命令告诉从服务器接下来采用增量复制的方式同步数据；
- 然后主服务将主从服务器断线期间，所执行的写命令发送给从服务器，然后从服务器执行这些命令。

> **主服务器怎么知道要将哪些增量数据发送给从服务器呢?**

答案藏在这两个东西里：

- **repl_backlog_buffer**，是一个「**环形**」缓冲区，用于主从服务器断连后，从中找到差异的数据；
- **replication offset**，标记上面那个缓冲区的同步进度，主从服务器都有各自的偏移量，主服务器使用 master_repl_offset 来记录自己「写 」到的位置，从服务器使用 slave_repl_offset 来记录自己「读 」到的位置。

网络断开后，当从服务器重新连上主服务器时，主服务器根据自己的 master_repl_offset 和 slave_repl_offset 之间的差距，然后来决定对从服务器执行哪种同步操作：

- 如果判断出从服务器要读取的数据还在 repl_backlog_buffer 缓冲区里，那么主服务器将采用**增量同步**的方式；
- 相反，如果判断出从服务器要读取的数据已经不存在 repl_backlog_buffer 缓冲区里，那么主服务器将采用**全量同步**的方式。

为了避免在网络恢复时，主服务器频繁地使用全量同步的方式，我们应该调整下 repl_backlog_buffer 缓冲区大小，尽可能的大一些，减少出现从服务器要读取的数据被覆盖的概率，从而使得主服务器采用增量同步的方式。

4.2 哨兵

在 Redis 的主从架构中，由于主从模式是读写分离的，如果主节点（master）挂了，那么将没有主节点来服务客户端的写操作请求，也没有主节点给从节点（slave）进行数据同步了。

哨兵（*Sentinel*）机制，它的作用是实现**主从节点故障转移**。它会监测主节点是否存活，如果发现主节点挂了，它就会选举一个从节点切换为主节点，并且把新主节点的相关信息通知给从节点和客户端。

哨兵机制是如何工作的?

哨兵其实是一个运行在特殊模式下的 Redis 进程，所以它也是一个节点。哨兵节点主要负责三件事情：**监控、选主、通知**。

哨兵会每隔 1 秒**给所有主从节点发送 PING 命令**，当主从节点收到 PING 命令后，会发送一个响应命令给哨兵，这样就可以判断它们是否在正常运行。如果主节点或者从节点没有在规定的时间内响应哨兵的 PING 命令，哨兵就会将它们标记为**主观下线**。

当一个哨兵判断主节点为「主观下线」后，就会向其他哨兵发起命令，其他哨兵收到这个命令后，就会根据自身和主节点的网络状况，做出赞成投票或者拒绝投票的响应。**当这个哨兵的赞同票数达到哨兵配置文件中的 quorum 配置项设定的值后，这时主节点就会被该哨兵标记为客观下线**。

哪个哨兵节点判断主节点为客观下线，这个哨兵节点就是**候选者**，**所谓的候选者就是想当 Leader 的哨兵。**

候选者会向其他哨兵发送命令，表明希望成为 **Leader** 来执行主从切换，并让所有其他哨兵对它进行投票。每个哨兵只有一次投票机会，如果用完后就不能参与投票了，可以投给自己或投给别人，但是只有候选者才能把票投给自己。那么在投票过程中，任何一个「候选者」，要满足两个条件：

- 第一，拿到半数以上的赞成票；
- 第二，拿到的票数同时还需要大于等于哨兵配置文件中的 `quorum` 值。

主从故障转移的过程是怎样的?

选举出了哨兵 `leader` 后，就可以进行主从故障转移了

- 第一步：在已下线主节点（旧主节点）属下的所有「从节点」里面，挑选出一个从节点，并将其转换为主节点。
- 第二步：让已下线主节点属下的所有「从节点」修改复制目标，修改为复制「新主节点」；
- 第三步：将新主节点的 IP 地址和信息，通过「发布者/订阅者机制」通知给客户端；
- 第四步：继续监视旧主节点，当这个旧主节点重新上线时，将它设置为新主节点的从节点；

步骤一：选出新主节点

首先要把网络状态不好的从节点过滤掉，接下来要对所有从节点进行三轮考察：**优先级、复制进度、ID 号**。在进行每一轮考察的时候，哪个从节点优先胜出，就选择其作为新主节点。

- 第一轮考察：哨兵首先会根据从节点的优先级来进行排序，优先级越小排名越靠前，
- 第二轮考察：如果优先级相同，则查看复制的下标，哪个从「主节点」接收的复制数据多，哪个就靠前。
- 第三轮考察：如果优先级和下标都相同，就选择从节点 ID 较小的那个。

步骤二：将从节点指向新主节点

兵 `leader` 下一步要做的就是，让已下线主节点属下的所有「从节点」指向「新主节点」，这一动作可以通过向「从节点」发送 `SLAVEOF` 命令来实现。

步骤三：通知客户的主节点已更换

这主要**通过 Redis 的发布者/订阅者机制来实现**的。每个哨兵节点提供发布者/订阅者机制，客户端可以从哨兵订阅消息。

主从切换完成后，哨兵就会向 `+switch-master` 频道发布新主节点的 IP 地址和端口的消息，这个时候客户端就可以收到这条信息，然后用这里面的新主节点的 IP 地址和端口进行通信了。

步骤四：将旧主节点变为从节点

继续监视旧主节点，当旧主节点重新上线时，哨兵集群就会向它发送 `SLAVEOF` 命令，让它成为新主节点的从节点

4.3 集群

五、缓存篇

用户的数据一般都是存储于数据库，数据库的数据是落在磁盘上的，磁盘的读写速度可以说是计算机里最慢的硬件了。

因为 Redis 是内存数据库，我们可以将数据库的数据缓存在 Redis 里，相当于数据缓存在内存，内存的读写速度比硬盘快好几个数量级，这样大大提高了系统性能。

5.1 什么是缓存雪崩、击穿、穿透？

5.1.1 缓存雪崩

当**大量缓存数据在同一时间过期 或者 Redis 故障宕机**时，如果此时有大量的用户请求，都无法在 Redis 中处理，于是全部请求都直接访问数据库，从而**导致数据库的压力骤增**，严重的会造成数据库宕机，从而形成一系列连锁反应，造成整个系统崩溃，这就是**缓存雪崩**的问题。

解决方法

- 均匀设置过期时间；
- **如果发现访问的数据不在 Redis 里，就加个互斥锁，保证同一时间内只有一个请求来构建缓存**
- 缓存不设置有效期，而是**让缓存“永久有效”，并将更新缓存的工作交由后台线程定时更新。**
- 启动**服务熔断**机制，**暂停业务应用对缓存服务的访问，直接返回错误**

5.1.2 缓存击穿

如果缓存中的**某个热点数据过期**了，此时大量的请求访问了该热点数据，就无法从缓存中读取，直接访问数据库，**数据库很容易就被高并发的请求冲垮**，这就是**缓存击穿**的问题。

解决方法

- 启动**服务熔断**机制，**暂停业务应用对缓存服务的访问，直接返回错误**
- 不给热点数据设置过期时间

5.1.3 缓存穿透

当用户访问的数据，**既不在缓存中，也不在数据库中**，导致请求在访问缓存时，发现缓存缺失，再去访问数据库时，发现数据库中也没有要访问的数据，没办法构建缓存数据，来服务后续的请求。那么当有大量这样的请求到来时，数据库的压力骤增，这就是**缓存穿透**的问题。

解决方法

- **缓存空值或者默认值**，可以针对查询的数据，在缓存中设置一个空值或者默认值，这样**后续请求就可以从缓存中读取到空值或者默认值**，返回给应用，而不会继续查询数据库。
- 非法请求的限制，在 API 入口处我们要判断求请求参数是否合理
- **使用布隆过滤器快速判断数据是否存在**，避免通过查询数据库来判断数据是否存在。

布隆过滤器会通过 3 个操作完成标记：

- 第一步，使用 N 个哈希函数分别对数据做哈希计算，得到 N 个哈希值；
- 第二步，将第一步得到的 N 个哈希值对位图数组的长度取模，得到每个哈希值在位图数组的对应位置。
- 第三步，将每个哈希值在位图数组的对应位置的值设置为 1；

例如当应用要查询数据 x 是否数据库时，通过布隆过滤器的3个哈希函数得到3个哈希值，再得到位图数组的3个位置，只要查到位图数组的这3个位置的值是否全为 1，只要有一个为 0，就认为数据 x 不在数据库中。

缓存异常	产生原因	应对方案
缓存雪崩	大量数据同时过期	- 均匀设置过期时间，避免同一时间过期 - 互斥锁，保证同一时间只有一个应用在构建缓存 - 双 key 策略，主 key 设置过期时间，备 key 永久，主 key 过期时，返回备 key 的内容 - 后台更新缓存，定时更新、消息队列通知更新
	Redis 故障宕机	- 服务熔断 - 请求限流 - 构建 Redis 缓存高可靠集群
缓存击穿	频繁访问的热点数据过期	- 互斥锁 - 不给热点数据设置过期时间，由后台更新缓存
缓存穿透	访问的数据既不在缓存，也不在数据库	- 非法请求的限制； - 缓存空值或者默认值； - 使用布隆过滤器快速判断数据是否存在；

5.2 数据库和缓存如何保证一致性?

无论是「先更新数据库，再更新缓存」，还是「先更新缓存，再更新数据库」，这两个方案都存在并发问题，当两个请求并发更新同一条数据的时候，可能会出现**缓存和数据库中的数据不一致的现象。**

不更新缓存，而是删除缓存中的数据。然后，到读取数据时，发现缓存中没了数据之后，再从数据库中读取数据，更新到缓存中。

该策略又可以细分为「读策略」和「写策略」。

写策略的步骤：

- 更新数据库中的数据；
- 删除缓存中的数据。

读策略的步骤：

- 如果读取的数据命中了缓存，则直接返回数据；
- 如果读取的数据没有命中缓存，则从数据库中读取数据，然后将数据写入到缓存，并且返回给用户。

5.2.1 先删后写还是先写后删?

写策略有两种顺序：

先删缓存后写 DB

产生脏数据的概率较大（若出现脏数据，则意味着再不更新的情况下，查询得到的数据均为旧的数据）。

比如两个并发操作，一个是更新操作，另一个是查询操作，更新操作删除缓存后，查询操作没有命中缓存，先把老数据读出来后放到缓存中，然后更新操作更新了数据库。于是，在缓存中的数据还是老的数据，导致缓存中的数据是脏的，而且还一直这样脏下去了。

先写 DB 再删缓存

产生脏数据的概率较小，但是会出现一致性的问题；若更新操作的时候，同时进行查询操作并命中，则查询得到的数据是旧的数据。但是不会影响后面的查询。

比如一个是读操作，但是没有命中缓存，然后就到数据库中取数据，此时来了一个写操作，写完数据库后，让缓存失效，然后之前的那个读操作再把老的数据放进去，所以会造成脏数据。

5.2.2 如何保证两个操作都能执行成功?

在删除缓存（第二个操作）的时候可能会失败，导致缓存中的数据是旧值，而数据库是最新值。

解决方法：

- 重试机制。
- 订阅 MySQL binlog，再操作缓存。

重试机制

我们可以引入**消息队列**，将第二个操作（删除缓存）要操作的数据加入到消息队列，由消费者来操作数据。

- 如果应用**删除缓存失败**，可以从消息队列中重新读取数据，然后再次删除缓存，这个就是**重试机制。**当然，如果重试超过的一定次数，还是没有成功，我们就需要向业务层发送报错信息了。
- 如果**删除缓存成功**，就要把数据从消息队列中移除，避免重复操作，否则就继续重试。

订阅 MySQL binlog，再操作缓存

第一步更新数据库，那么更新数据库成功就会产生一条变更日志，记录在 binlog 里。于是我们就可以通过订阅 binlog 日志，拿到具体要操作的数据，然后再执行缓存删除

六、常见面试题

认识Redis

1.什么是Redis?

Redis是一个开源的**内存数据结构存储。**用做数据库、缓存、消息代理。

提供**多种数据结构**体

存储在内存中，有较高的读写性能

Redis提供数据**持久化**功能

支持**主从复制**，可以实现数据冗余、负载均衡和故障恢复

通过**哨兵模式和Redis集群**，可以实现自动故障转移和扩展读写能力。

2.Redis和Memcached有什么区别?

Redis 与 Memcached **共同点**:

1. 都是基于内存的数据库，一般都用来当做缓存使用。
2. 都有过期策略。
3. 两者的性能都非常高。

Redis 与 Memcached **区别**:

- Redis 支持的数据类型更丰富（String、Hash、List、Set、ZSet），而 Memcached 只支持最简单的 key-value 数据类型；
- Redis 支持数据的持久化，可以将内存中的数据保持在磁盘中，重启的时候可以再次加载进行使用，而 Memcached 没有持久化功能，数据全部存在内存之中，Memcached 重启或者挂掉后，数据就没了；

- Redis 原生支持集群模式，Memcached 没有原生的集群模式，需要依靠客户端来实现往集群中分片写入数据；
- Redis 支持发布订阅模型、Lua 脚本、事务等功能，而 Memcached 不支持；

3.为什么用Redis作为MySQL的缓冲?

高性能

高并发

单台设备的 Redis 的 QPS（Query Per Second，每秒钟处理完请求的次数） 是 MySQL 的 10 倍，Redis 单机的 QPS 能轻松破 10w，而 MySQL 单机的 QPS 很难破 1w。

其它优点

Redis数据结构

1.redis各种数据类型应用场景?

- String 类型的应用场景：缓存对象、常规计数、分布式锁、共享 session 信息等。
- List 类型的应用场景：消息队列（但是有两个问题：1. 生产者需要自行实现全局唯一 ID；2. 不能以消费组形式消费数据）等。
- Hash 类型：缓存对象、购物车等。
- Set 类型：聚合计算（并集、交集、差集）场景，比如点赞、共同关注、抽奖活动等。
- Zset 类型：排序场景，比如排行榜、电话和姓名排序等。

2.五种常见的 Redis 数据类型是怎么实现?

string：SDS

list：**双向列表、压缩列表**（3.0），**quicklist**（7.0）

hash：**哈希表、压缩列表**（3.0），**哈希表、listpack**（7.0）

set：**哈希表、整数集**

zset：**跳表、压缩列表**（3.0），**跳表、listpack**（7.0）

Redis线程模型

1.Redis是单线程吗?

Redis单线程**指的是「接收客户端请求→解析请求 →进行数据读写等操作→发送数据给客户端」这个过程是由一个线程（主线程）来完成的**，这也是我们常说 Redis 是单线程的原因。

但是，**Redis 程序并不是单线程的**，Redis 在启动的时候，是会**启动后台线程**（BIO）的：

- Redis 在 2.6 版本，会启动 2 个后台线程，**分别处理关闭文件、AOF刷盘**这两个任务；
- Redis 在 4.0 版本之后，新增了一个新的后台线程，用来**异步释放 Redis 内存**，也就是 lazyfree 线程。例如执行 unlink key / flushdb async / flushall async 等命令，会把这些删除操作交给后台线程来执行，好处是不会导致 Redis 主线程卡顿。因此，当我们要删除一个大 key 的时候，不要使用 del 命令删除，因为 del 是在主线程处理的，这样会导致 Redis 主线程卡顿，因此我们应该使用 unlink 命令来异步删除大key。

2.Redis 单线程模式是怎样的?

3.Redis 采用单线程为什么还这么快?

- Redis 的大部分操作**都在内存中完成**，并且采用了高效的数据结构，因此 Redis 瓶颈可能是机器的内存或者网络带宽，而并非 CPU，既然 CPU 不是瓶颈，那么自然就采用单线程的解决方案了；
- Redis 采用单线程模型可以**避免了多线程之间的竞争**，省去了多线程切换带来的时间和性能上的开销，而且也不会导致死锁问题。
- Redis 采用了 **I/O 多路复用机制**处理大量的客户端 Socket 请求，IO 多路复用机制是指一个线程处理多个 IO 流，就是我们经常听到的 select/epoll 机制。简单来说，在 Redis 只运行单线程的情况下，该机制允许内核中，同时存在多个监听 Socket 和已连接 Socket。内核会一直监听这些 Socket 上的连接请求或数据请求。一旦有请求到达，就会交给 Redis 线程处理，这就实现了一个 Redis 线程处理多个 IO 流的效果。

4.Redis 6.0 之前为什么使用单线程?

使用了单线程后，可维护性高。多线程模型虽然在某些方面表现优异，但是它却引入了程序执行顺序的不确定性，带来了并发读写的一系列问题，增加了系统复杂度、同时可能存在线程切换、甚至加锁解锁、死锁造成的性能损耗。

Redis 通过 AE 事件模型以及 IO 多路复用等技术，即使单线程处理性能也非常高，因此没有必要使用多线程。

5.Redis 6.0 之后为什么引入了多线程?

在 Redis 6.0 版本之后，也采用了多个 I/O 线程来处理网络请求，这是因为随着网络硬件的性能提升，Redis 的性能瓶颈有时会出现在网络 I/O 的处理上。所以为了提高网络 I/O 的并行度，Redis 6.0 对于网络 I/O 采用多线程来处理。但是对于命令的执行，Redis 仍然使用单线程来处理

Redis持久化

1.AOF 日志是如何实现的?

2.RDB 快照是如何实现的呢?

3.为什么会有混合持久化?

Redis集群

1.Redis 如何实现服务高可用?

主从复制、哨兵模式、切片集群。

2.集群脑裂导致数据丢失怎么办?

Redis过期删除与内存淘汰

1.Redis 使用的过期删除策略是什么?

Redis缓存设计

Redis 实战

1.Redis 如何实现延迟队列?

2.Redis 的大 key 如何处理?

3.Redis 管道有什么用?

4.Redis 事务支持回滚吗?

5.如何用 Redis 实现分布式锁的?