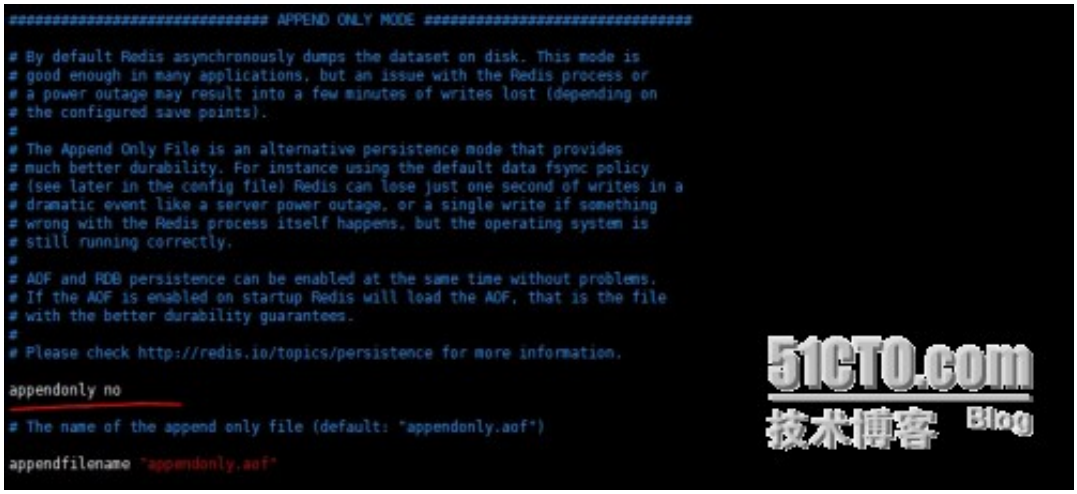
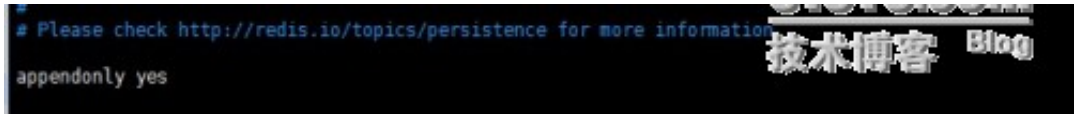
AOF持久化及AOF重写的配置：

默认AOF方式是关闭的，如下图：

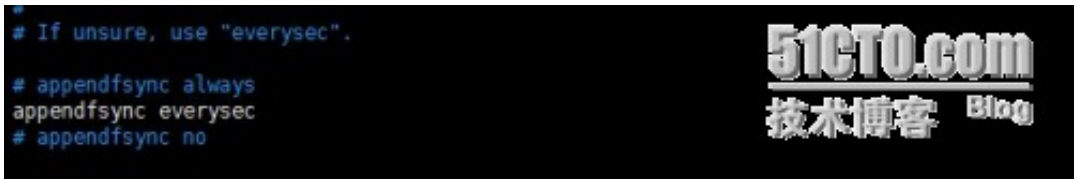


如果要开启的话，就是把no改写成yes。如下图：

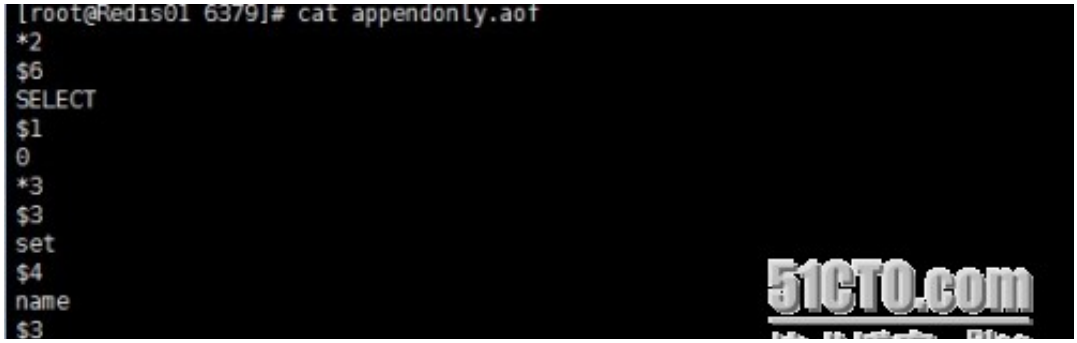


默认文件名称appendonly.aof，你也可以修改文件名。默认保存目录同样也是配置文件中dir配置项中的设置，它和RDB共用一个目录。如下图：

默认同步策略是每秒，如下图：



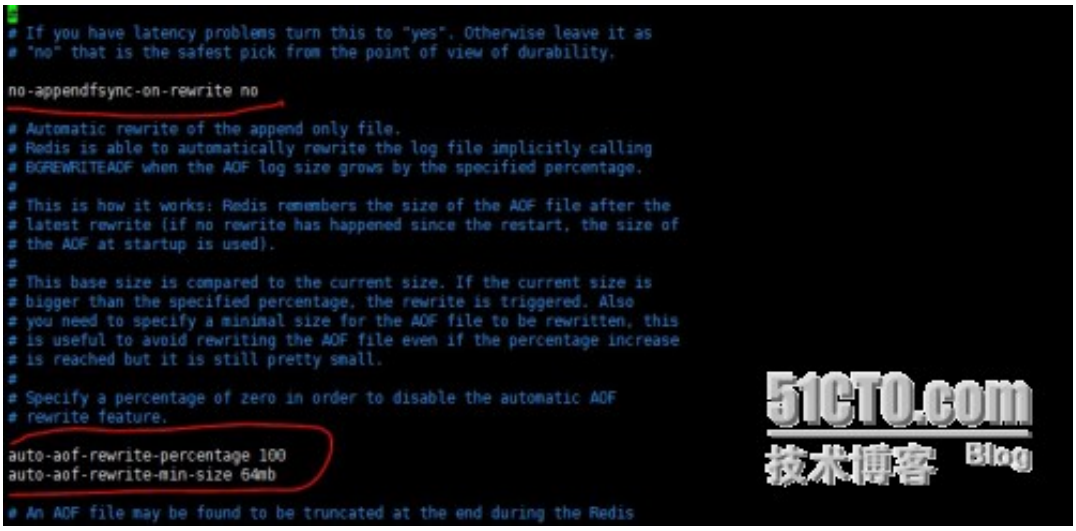
我们对数据库做一些操作然后查看一下appendonly.aof文件内容



它会记录所有写操作内容。

*2	表示2个参数
$6	表示第一个参数长度为6
SELECT	第一个参数
$1	第二个参数长度为1
0	第二个参数

AOF重写策略



AOF持久化实现原理：

当AOF持久化开启后，当对数据库进行一次更新操作后，更新命令就会被追加到aof_buf缓冲区的末尾，然后由缓冲区写入到AOF文件。

AOF文件中记录的内容就是对数据更新操作的指令。这个文件本身就是以文本来记录的，如下图：

当需要恢复数据的时候，通过执行AOF文件中记录的更新指令，就可以完成。人为的看里面的指令，然后手动敲命令也可以完成。

AOF重写实现原理：

因为AOF持久化是通过记录命令的方式来保存数据库状态的，随着时间的推移AOF文件肯定会逐渐增大，如果不加以控制会对AOF持久化性能以及数据恢复造成影响。下面举例来更加形象的说明重写的必要：

我们以一个压缩列表为例

根据AOF的原理，那么上面红色方框中的5条命令都要追加到AOF文件中，其实我们看到最后list的状态就是BCDEF值。也就是说为例实现最后的状态，需要追加5条命令。所以在大量内存读写的业务里AOF文件增长的很快，为例解决这个问题，Redis提供了AOF重写功能。

AOF重写就是创建一个新的AOF文件来替换现有的AOF文件，实际上AOF重写并不对现有的旧AOF文件进行操作。

以上面例子来说，当进行重写的时候直接从数据库里去获取list的最新状态，然后在新的AOF文件中直接写一条rpushlist B C D E F命令，从而避免写5条的操作，这样AOF文件的增长速度就会降低，同时容量也不会特别大。

AOF重写程序aof_rewrite函数去完成创建新的AOF文件的任务，但是该函数并不会由Redis主进程去直接调用，而是使用子进程后台去执行（BGREWRITEAOF，该命令其实就是执行aof_rewrite，只不过是由子进程去调用的），这时主进程就会不被阻塞，那么就可以在执行重写的过程中父进程可以继续对外提供响应。整个过程如下：

- 当重写被触发时父进程调用一个函数，该函数创建一个子进程用于执行BGREWRITEAOF，该子进程创建一个临时文件，然后父进程继续对外提供读写服务
- 子进程遍历数据库，将每个键值的最新状态输出到临时文件中，在BGREWRITEAOF过程中，父进程把所有对数据库的更新命令同时写入到AOF缓冲区和AOF重写缓冲区（aof_rewrite_buf_blocks），AOF缓冲区（aof_buf）会继续同步到现有AOF文件中（一般情况下在AOF重写期间不建议把AOF缓冲区的内容同步到现有的AOF文件中，这会降低性能，默认为NO）
- AOF重写完成后子进程通知父进程，父进程调用信号处理函数
- 信号处理函数会阻塞父进程对外提供读写操作（时间很短，不阻塞就又会出现数据不一致的情况），然后将AOF重写缓冲区的内容写入到新的AOF文件中，最后用新的AOF文件替换现有AOF文件（更名操作）

APPENDFSYNC选项说明：

参数	说明
always	将aof_buf缓冲区中的所有内容写入并同步到AOF文件中，立即执行writ 数据的安全性最高，但是执行最慢，如果出现故障只会丢失一个事件很
everysec	将aof_buf缓冲区的所有内容写入到AOF文件，如果上次同步AOF的时间 行同步，每隔一秒执行一次write()和fsync()系统调用。数据安全性居中， 数据。
no	将aof_buf缓冲区的所有内容写入到AOF文件，但是何时同步由操作系统 调用。写入动作效率高，但是不执行同步，但是单次同步消耗时间最长 失上一次同步之后的所有数据。

这里要特别说明一下Linux系统的文件写入和同步原理，为什么要说这个，因为不解释一下这个过程，你就很难理解APPENDFSYNC选项中的no参数，如果把Always理解为总是、一直或者实时；而把everysec理解为每秒的话，那no的含义难道是不执行AOF文件同步吗？如果不同步文件，那开启AOF持久化干嘛呢？

在Redis调用appendfsync函数的时候，其实是先调用一个write()函数，然后再调用sync()或者fsync()函数（对于任何程序来说只要想把数据写入磁盘其过程都一样，有些也有例外）。

用户空间：常规进程所在区域，用户发起的，此区域的代码不能直接访问硬件

内核空间：操作系统所在区域，能和设备控制器通讯

当调用了write()函数时，该函数一旦返回正常值，我们可能就认为数据已经写入到了

磁盘，但实际上，操作系统在实现磁盘文件的IO时，为了保证IO的效率，会在内存中使用一段专门的地址空间，该空间叫做内核空间，而内核空间之内又会有一段是用作IO的数据缓冲区（这个缓冲区和之前说的aof_buf缓冲区不是一个概念，虽然都在内存中），write()函数的作用就是把数据写入到内核空间的IO缓冲区中。

内核空间的IO缓冲区也有一定大小，当该缓冲区没有写满时或者没有到一个同步周期时，会持续的把write()函数传递的数据写入到该缓冲区中，而当该缓冲区写满或者到了一个同步周期，则会把该缓冲区的内容提交到输出队列，当需要数据到达队列队首的时候，开始执行真正的磁盘IO操作，把数据写入磁盘（这里虽然用来写入磁盘，但是真正的动作不是移动而是复制，复制完成之后，内核空间的IO缓冲区才会释放该数据占用的空间）。这种方式叫做延迟写入。

所以这就会出现一个问题，当调用了write()函数后并不等于数据真的保存到了磁盘，但是这里又会有一个错觉，就是你再次请求该文件的时候，可以显示你最后一次更新的内容，其实这个内容并不是从磁盘上读取过来的，而是从用户空间的缓冲区读取的。接着刚才提到的问题，如果数据在内核空间的IO缓冲区内，而此时操作系统出现故障、断电等异常情况就会造成数据丢失。

为了解决数据丢失问题，Unix系统提供了sync、fsync和fdatasync三个函数。

函数	功能
sync	函数返回0表示成功，该函数负责把所有内核空间中IO缓冲区 队列，然后就返回，它并不等待所有磁盘IO操作完成。所以 等于成功保存到磁盘了。
fsync	函数返回0表示成功，与sync不同，它只会对指定文件描述符 文件相连的所有修改过的数据传送到磁盘上，并且等待磁盘I 数返回0时，才真正表示成功保存到磁盘。数据库会在调用了
fdatasync	它与fsync类似，它只影响文件数据部分，不涉及数据属性，比 fsync它需要较少的写磁盘操作。