1.MetaData

1.1什么是元数据

任何文件系统中的数据分为数据和元数据。数据是指普通文件中的实际数据，而元数据指用来描述一个文件的特征的系统数据，诸如访问权限、文件拥有者以及文件数据块的分布信息(inode...)等等。在集群文件系统中，分布信息包括文件在磁盘上的位置以及磁盘在集群中的位置。用户需要操作一个文件必须首先得到它的元数据，才能定位到文件的位置并且得到文件的内容或相关属性。

1.2 元数据管理方式

元数据管理有两种方式。集中式管理和分布式管理。集中式管理是指在系统中有一个节点专门司职元数据管理，所有元数据都存储在该节点的存储设备上。所有客户端对文件的请求前，都要先对该元数据管理器请求元数据。分布式管理是指将元数据存放在系统的任意节点并且能动态的迁移。对元数据管理的职责也分布到各个不同的节点上。大多数集群文件系统都采用集中式的元数据管理。因为集中式管理实现简单，一致性维护容易，在一定的操作频繁度内可以提供较满意的性能。缺点是单一失效点问题，若该服务器失效，整个系统将无法正常工作。而且，当对元数据的操作过于频繁时，集中的元数据管理成为整个系统的性能瓶颈。

分布式元数据管理的好处是解决了集中式管理的单一失效点问题， 而且性能不会随着操作频繁而出现瓶颈。其缺点是，实现复杂，一致性维护复杂，对性能有一定影响。

2. NewSQL NoSQL

NewSQL 是对各种新的可扩展/高性能数据库的简称，这类数据库不仅具有[NoSQL](https://baike.baidu.com/item/NoSQL)对海量数据的存储管理能力，还保持了传统[数据库](https://baike.baidu.com/item/%E6%95%B0%E6%8D%AE%E5%BA%93)支持[**ACID**](https://baike.baidu.com/item/ACID)**（原子性、一致性、隔离性和持久性**）和[SQL](https://baike.baidu.com/item/SQL)等特性.

**NewSQL**是指这样**一类新式的关系型数据库管理系统**，针对OLTP（读-写）工作负载，追求提供和NoSQL系统相同的扩展性能，且仍然保持ACID和SQL等特性（scalable and ACID and (relational and/or sql -access)）。H-Store的重要意义在于，它是第一个实现的新型并行数据库管理系统，称为NewSQL。这种数据库系统提供了NoSQL系统所具有的高吞吐量和高可用性的，而且并没有放弃传统DBMS的事务处理的功能。**这样的系统能够在多台计算机上进行**[**并行计算**](https://baike.baidu.com/item/%E5%B9%B6%E8%A1%8C%E8%AE%A1%E7%AE%97)**，以提高吞吐量，而不是运行在一个超强大，超昂贵的单节点计算机上。H-Store的商用版本是**[**VoltDB**](https://baike.baidu.com/item/VoltDB)**。**这类数据库采用不同于传统数据库的新型架构，工作在一个分布式集群的节点上，其中每个节点拥有一个数据子集。 SQL查询被分成查询片段发送给自己所在的数据的节点上执行。这些数据库可以通过添加额外的节点来线性扩展。现有的这类数据库有： Google Spanner, VoltDB。

NoSQL(NoSQL = Not Only SQL )，意即“不仅仅是[SQL](https://baike.baidu.com/item/SQL)”, NoSQL，泛指非关系型的数据库。

随着互联网[web2.0](https://baike.baidu.com/item/web2.0)网站的兴起，传统的关系数据库在应付web2.0网站，特别是超大规模和高并发的[SNS](https://baike.baidu.com/item/SNS/10242)类型的web2.0纯[动态网](https://baike.baidu.com/item/%E5%8A%A8%E6%80%81%E7%BD%91)站已经显得力不从心，暴露了很多难以克服的问题，而非关系型的数据库则由于其本身的特点得到了非常迅速的发展。NoSQL数据库的产生就是为了解决大规模数据集合多重数据种类带来的挑战，尤其是大数据应用难题。

NoSQL分为**键值(**[*Key-Value*](https://baike.baidu.com/item/Key-Value)**)存储**[**数据库**](https://baike.baidu.com/item/%E6%95%B0%E6%8D%AE%E5%BA%93)**、列存储数据库（**Cassandra, HBase**）、文档型数据库（**该类型的数据模型是版本化的文档，半结构化的文档以特定的格式存储，比如JSON。MongoDb）**、图形(Graph)数据库**

相对于事务严格的ACID特性，NoSQL数据库保证的是BASE特性。BASE是最终一致性和软事务。

3.namespace

一、为什么使用命名空间

一个大型的工程往往是由若干个人独立完成的，不同的人分别完成不同的部分，最后再组合成一个完整的程序。由于各个头文件是由不同的人设计的，有可能在不同的头文件中用了相同的名字来命名所定义的类或函数，这样在程序中就会出现名字冲突。不仅如此，有可能我们自己定义的名字会与C++库中的名字发生冲突。

名字冲突就是在同一个作用域中有两个或多个同名的实体，为了解决命名冲突 ，C++中引入了命名空间，所谓命名空间就是一个可以由用户自己定义的作用域，在不同的作用域中可以定义相同名字的变量，互不干扰，系统能够区分它们。

二、什么是命名空间

命名空间是程序设计者命名的内存区域，程序设计者根据需指定一些有名字的空间域，把一些全局实体分别存放到各个命名空间中，从而与其他全局实体分隔开。

通俗的说，每个名字空间都是一个名字空间域，存放在名字空间域中的全局实体只在本空间域内有效。名字空间对全局实体加以域的限制，从而合理的解决命名冲突。

4. stateless servers 无状态服务器

对服务器程序来说，究竟是有状态服务，还是无状态服务，其判断依旧是指两个来自相同发起者的请求在服务器端是否具备上下文关系。如果是**状态化请求**，那么服务器端一般都要保存请求的相关信息，每个请求可以默认地使用以前的请求信息。而对于**无状态请求**，服务器端所能够处理的过程必须全部来自于请求所携带的信息，以及其他服务器端自身所保存的、并且可以被所有请求所使用的公共信息。  
        无状态的服务器程序，最著名的就是WEB服务器。每次HTTP请求和以前都没有啥关系，只是获取目标URI。得到目标内容之后，这次连接就被杀死，没有任何痕迹。在后来的发展进程中，逐渐在无状态化的过程中，加入状态化的信息，比如COOKIE。服务端在响应客户端的请求的时候，会向客户端推送一个COOKIE，这个COOKIE记录服务端上面的一些信息。客户端在后续的请求中，可以携带这个COOKIE，服务端可以根据这个COOKIE判断这个请求的上下文关系。COOKIE的存在，是无状态化向状态化的一个过渡手段，他通过外部扩展手段，COOKIE来维护上下文关系。  
        状态化的服务器有更广阔的应用范围，比如MSN、网络游戏等服务器。他在服务端维护每个连接的状态信息，服务端在接收到每个连接的发送的请求时，可以从本地存储的信息来重现上下文关系。这样，客户端可以很容易使用缺省的信息，服务端也可以很容易地进行状态管理。比如说，当一个用户登录后，服务端可以根据用户名获取他的生日等先前的注册信息；而且在后续的处理中，服务端也很容易找到这个用户的历史信息。  
        状态化服务器在功能实现方面具有更加强大的优势，但由于他需要维护大量的信息和状态，在性能方面要稍逊于无状态服务器。无状态服务器在处理简单服务方面有优势，但复杂功能方面有很多弊端，比如，用无状态服务器来实现即时通讯服务器，将会是场恶梦。

5.zookeeper

ooKeeper是一个[分布式](https://baike.baidu.com/item/%E5%88%86%E5%B8%83%E5%BC%8F)的，开放源码的[分布式应用程序](https://baike.baidu.com/item/%E5%88%86%E5%B8%83%E5%BC%8F%E5%BA%94%E7%94%A8%E7%A8%8B%E5%BA%8F)协调服务，是[Google](https://baike.baidu.com/item/Google)的Chubby一个[开源](https://baike.baidu.com/item/%E5%BC%80%E6%BA%90)的实现，是Hadoop和Hbase的重要组件。它是一个为分布式应用提供一致性服务的软件，提供的功能包括：配置维护、域名服务、分布式同步、组服务等

使用Zookeeper可以保证总服务器自动感知有多少提供搜索引擎的服务器并向这些服务器发出搜索请求，当总服务器宕机时自动启用备用的总服务器

6.checkpoint

checkpoint是一个内部事件，这个事件激活以后会触发数据库写进程([DBWR](https://baike.baidu.com/item/DBWR/1274116))将数据缓冲(**DATA**BUFFER CACHE)中的[脏数据](https://baike.baidu.com/item/%E8%84%8F%E6%95%B0%E6%8D%AE/631511)块写出到数据文件中。

在[数据库系统](https://baike.baidu.com/item/%E6%95%B0%E6%8D%AE%E5%BA%93%E7%B3%BB%E7%BB%9F)中，写日志和写数据文件是数据库中IO消耗最大的两种操作，在这两种操作中写数据文件属于分散写，写日志文件是顺序写，因此为了保证数据库的性能，通常数据库都是保证在提交([commit](https://baike.baidu.com/item/commit/9214278))完成之前要先保证日志都被写入到日志文件中，而脏数据块则保存在数据缓存(buffer cache)中再不定期的分批写入到数据文件中。也就是说日志写入和提交操作是同步的，而数据写入和提交操作是不同步的。这样就存在一个问题，当一个数据库崩溃的时候并不能保证缓存里面的[脏数据](https://baike.baidu.com/item/%E8%84%8F%E6%95%B0%E6%8D%AE/631511)全部写入到数据文件中，这样在实例启动的时候就要使用日志文件进行恢复操作，将[数据库恢复](https://baike.baidu.com/item/%E6%95%B0%E6%8D%AE%E5%BA%93%E6%81%A2%E5%A4%8D/3949044)到崩溃之前的状态，保证数据的一致性。检查点是这个过程中的重要机制，通过它来确定，恢复时哪些重做日志应该被扫描并应用于恢复。

checkpoint主要2个作用：

保证数据库的一致性，这是指将脏数据写入到硬盘，保证内存和硬盘上的数据是一样的;

缩短实例恢复的时间，实例恢复要把实例异常关闭前没有写出到硬盘的[脏数据](https://baike.baidu.com/item/%E8%84%8F%E6%95%B0%E6%8D%AE/631511)通过日志进行恢复。如果脏块过多，实例恢复的时间也会很长，检查点的发生可以减少脏块的数量，从而提高实例恢复的时间。

通俗的说checkpoint就像word的自动保存一样

HDFS的checkpoint

Checkpoint（检查点）：因为数据库系统或者像HDFS这样的分布式文件系统，对文件数据的修改不是直接写回到磁盘的，很多操作是先缓存到内存的Buffer中，当遇到一个检查点Checkpoint时，系统会强制将内存中的数据写回磁盘，当然此时才会记录日志，从而产生持久的修改状态。

对于这两者的区别，个人认为主要是Snapshot是对数据的备份，而Checkpoint只是一个将数据修改持久化的机制。

**Checkpoint执行过程**

Chekpoint主要干的事情是，将Namenode中的edits和fsimage文件拷贝到Second Namenode上，然后将edits中的操作与fsimage文件merge以后形成一个新的fsimage，这样不仅完成了对现有Namenode数据的备份，而且还产生了持久化操作的fsimage。最后一步，Second Namenode需要把merge后的fsimage文件upload到Namenode上面，完成Namenode中fsimage的更新。

以上提到的文件都可以在hadoop系统的data目录下找到。

7. Quorom 机制，是一种分布式系统中常用的，用来保证数据冗余和最终一致性的投票算法，其主要数学思想来源于[鸽巢原理](http://zh.wikipedia.org/wiki/%E9%B8%BD%E5%B7%A2%E5%8E%9F%E7%90%86)。

8. redo undo

重做日志：每当有操作执行前，将数据真正更改时，先前相关操作写入重做日志。这样当断电，或者一些意外，导致后续任务无法完成时，系统恢复后，可以继续完成这些更改  
  
撤消日志：当一些更改在执行一半时，发生意外，而无法完成，则可以根据撤消日志恢复到更改之前的壮态

redo--> undo-->datafile

insert一条记录时, 表跟undo的信息都会放进 redo 中, 在commit 或之前, redo 的信息会放进硬盘上. 故障时, redo 便可恢复那些已经commit 了的数据.

redo->每次操作都先记录到redo日志中，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

undo->记录更改前的一份copy，但你系统rollback时，把这份copy重新覆盖到原来的数据

redo->记录所有操作，用于恢复（redo records all the database transaction used for recovery）

undo->记录所有的前印象，用于回滚（undo is used to store uncommited data infor used for rollback）

redo->已递交的事务,实例恢复时要写到数据文件去的

undo->未递交的事务.

redo的原因是：每次commit时，将数据的修改立即写到online redo中，但是并不一定同时将该数据的修改写到数据文件中。因为该数据已经提交，但是只存在联机日志文件中，所以在恢复时需要将数据从联机日志文件中找 出来，重新应用一下，使已经更改数据在数据文件中也改过来！

undo的原因是：在oracle正常运行时，为了提高效率，加入用户还没有commit,但是空闲内存不多时，会由DBWR进程将脏块写入到数据 文件中，以便腾出宝贵的内存供其它进程使用。这就是需要UNDO的原因。因为还没有发出commit语句，但是oracle的dbwr进程已经将没有提交 的数据写到数据文件中去了。

undo 也是也是datafile， 可能dirty buffer 没有写回到磁盘里面去。

只有先redo apply 成功了，才能保证undo datafile 里面的东西都是正确的，然后才能rollback

做undo的目的是使系统恢复到系统崩溃前(关机前)的状态,再进行redo是保证系统的一致性.

不做undo,系统就不会知道之前的状态,redo就无从谈起

所以instance crash recovery 的时候总是先rollforward， 再rollback