基于Google File System的分布式文件系统设计和实现

摘要

本论文基于《The Google File System》论文，结合现有的相关实例，进行一个相对完整的分布式文件系统研究，最终完成系统的设计和实现。

Abstract

目录

[摘要 1](#_Toc450751206)

[Abstract 1](#_Toc450751207)

[第1章 前言 1](#_Toc450751208)

[1.1课题背景 1](#_Toc450751209)

[1.2分布式文件系统现状 2](#_Toc450751210)

[1.2.1 GFS 2](#_Toc450751211)

[1.2.2 HDFS 3](#_Toc450751212)

[1.2.3 XFS 3](#_Toc450751213)

[1.2.4 TFS 4](#_Toc450751214)

[1.2.5 Ceph 5](#_Toc450751215)

[1.2.7 GFS2 5](#_Toc450751216)

[1.3本文结构安排 6](#_Toc450751217)

[第2章 分布式文件系统的设计细节 6](#_Toc450751218)

[2.1分布式文件系统的设计需求 6](#_Toc450751219)

[2.2分布式文件系统的主体架构 6](#_Toc450751220)

[2.3元数据管理方案 7](#_Toc450751221)

[2.3.1集中式元数据管理 7](#_Toc450751222)

[2.3.2分布式元数据管理 8](#_Toc450751223)

[2.3.3无中心元数据管理 9](#_Toc450751224)

[2.3.4混合式元数据管理 11](#_Toc450751225)

[2.4元数据服务设计 11](#_Toc450751226)

[2.4.1名字空间管理方案 11](#_Toc450751227)

[2.4.2元数据一致性保障 12](#_Toc450751228)

[2.4.3故障恢复 12](#_Toc450751229)

[2.4.4 Shadow master 12](#_Toc450751230)

[2.4.5 负载均衡 12](#_Toc450751231)

[2.5 副本管理方案 12](#_Toc450751232)

[2.5.1 数据完整性 12](#_Toc450751233)

[2.5.2 副本一致性 12](#_Toc450751234)

[2.5.3 租约 12](#_Toc450751235)

[2.5.4 数据压缩策略 12](#_Toc450751236)

[2.5.5 Chunk块管理 13](#_Toc450751237)

[2.6客户端接口设计 13](#_Toc450751238)

[第3章 分布式文件系统的实现概述 14](#_Toc450751239)

[3.1管理服务器实现 14](#_Toc450751240)

[3.2 数据服务器实现 14](#_Toc450751241)

[3.3 客户端接口实现 14](#_Toc450751242)

[第4章 结束语 14](#_Toc450751243)

[致谢 14](#_Toc450751244)

[参考文献 14](#_Toc450751245)

第1章 前言

## 1.1课题背景

随着互联网在社会生活中越来越全面的渗透，如今的互联网时代正式迈向大数据时代，无数的数据由用户产生，服务提供商也意识到这些数据的价值，爆炸式增长的数据怎么保存下来，如此庞大的数据怎么有效的组织利用，普通企业如何获得低成本且足以匹敌大型主机的计算能力来挖掘这些数据，成为了互联网从业者不断研究的课题，分布式集群孕育而生。

分布式一直都是一个计算机领域很前沿的课题，分布式的出现，使得一些只能在传统大型主机上做的事能用很廉价的集群实现。并且分布式系统最大的优势是可扩展性，它能够适应需求变化而扩展。企业级应用需求经常随时间而不断变化，这也对企业级应用平台提出了很高的要求。比如移动互联网2C应用，随着互联网企业的业务规模不断增大，业务变得越来越复杂，并发用户请求越来越多，要处理的数据也越来越多，这个时候企业级应用平台必须能够适应这些变化，支持高并发访问和海量数据处理。分布式系统有良好的可扩展性，可以通过增加服务器数量来增强分布式系统整体的处理能力，以应对企业的业务增长带来的计算需求。

Google File System正是Google公司针对自己的业务需求研究出来的一个可扩展的分布式文件系统，用于大型的、分布式的、对大量数据进行访问的应用。它运行于廉价的普通硬件上，并提供容错功能。它可以给大量的用户提供总体性能较高的服务。诸如Google File System的分布式文件系统的应用非常广泛，它属于一个产业的基础，云计算、云存储、CDN，甚至未来人工智能的发展也离不开分布式文件系统的支撑。

Google公司发表的论文《The Google File System》算是业界著名的分布式文件系统理论支撑之一，但Google并没有开源这个项目，不过业界有很多基于其论文的实践，比如著名的HDFS。分布式文件系统不仅改变了数据存储和管理的方式，也具有本地文件系统所无法具备的数据备份、数据安全等优点。通过此论文和各种相关开源项目，很多互联网公司也相继开发出自己的分布式文件系统，各类型的分布式文件系统由不同的应用需求催生而来，能够按照应用需求提供不同的服务，它们在数据存储、数据管理、数据共享、安全性、稳定性、可用性和扩展性方面也各有所长、各具特色。所以根据实际需求定制设计分布式文件系统是非常重要的。

## 1.2分布式文件系统现状

随着整个互联网行业的发展，实现大规模并行计算成为了各项互联网服务的门槛，传统的利用硬件实现文件的并行存储，可靠性高，管理简便，但因为要使用特殊的硬件，受制于硬件的单价，投资巨大。而利用网络传输，也可以达到相同目的，费用却相对低廉。特别是近年来，网络的带宽不断扩大，而价格却不断下降，因而出现了许多利用网络拓展储存带宽的解决方案。它们是以提高文件存取的带宽、I/O系统能力和容量以及可扩展性为目的设计的。它们就是分布式文件系统。

分布式文件系统由来已久，最早可追溯到上个世纪八十年代的NFS 和 AFS，经过了这么多年的发展，技术已有天翻地覆的革新，实用性也被各公司的实践证明。Google File System虽然是一类很经典的分布式文件系统理论，但距今已有十多年的历史，并且目前谷歌公司早已过渡到了Colossus，又被称作GFS2的新一代分布式文件系统。但是，纵观国内的互联网公司，大多还停留在GFS的针对性改进阶段。其中原因不能只说研究能力跟不上，更多的考虑可能还是在研发成本和效益的平衡上。其实仅对应用而言，进行过针对性改进的GFS的功能足以满足大多数业务需求。下面对一些国内外具有实践基础的分布式文件系统进行简单的介绍。

### 1.2.1 GFS

《The Google File System》论文发表于2003年，对当时的分布式文件系统的设计思路是一个比较大的启发。正如Google工程师所言，他们重新审视了传统文件系统在设计上的折衷选择，基于对自己的应用的负载情况和技术环境的观察，衍生出了完全不同的设计思路。GFS的设计思路与以下实际问题相辅相成：组件失效被认为是常态事件，而不是意外事件；文件非常巨大；绝大部分文件的修改是采用在文件尾部追加数据，而不是覆盖原有数据的方式；应用程序和文件系统 API 需要协同设计。

一个GFS集群由一个master（主服务器）和大量的chunkserver（块服务器）构成，并被许多client（客户端）访问。文件被划分为固定的块，由主服务器安排存放到块服务器的本地硬盘上。主服务器会记录存放位置等数据，并负责维护和管理文件系统，包括块的租用、垃圾块的回收以及块在不同块服务器之间的迁移。此外，主服务器还周期性地与每个块服务器通过消息交互，以监视运行状态或下达命令。应用程序通过与主服务器和块服务器的交互来实现对应用数据的读写，应用与主服务器之间的交互仅限于元数据，也就是一些控制数据，其他的数据操作都是直接与块服务器交互的。这种控制与业务相分离的架构，在其他互联网产品方案上较为广泛，也较为成功。具体细节将在之后的设计细节中详述。

### 1.2.2 HDFS

HDFS(Hadoop Distribute File System) 作为GFS的一个最重要的实现，HDFS设计目标和GFS是高度一致的。在架构、块大小、元数据等的实现上，HDFS与GFS大致一致。但是，在某些地方，HDFS与GFS又有些不同。如：

快照：GFS中的快照功能是非常强大的，可以非常快的对文件或者目录进行拷贝，并且不影响当前操作（读/写/复制）。GFS中生成快照的方式叫copy-on-write。也就是说，文件的备份在某些时候只是将快照文件指向原chunk，增加对chunk的引用计数而已，等到chunk上进行了写操作时，Chunk Server才会拷贝chunk块，后续的修改操作落到新生成的chunk上。而HDFS暂时并不支持快照功能，而是运用最基础的复制来完成。当然，在HDFS2.x版本开始提供了快照功能。

记录追加操作：HDFS对于写操作的数据流和GFS的功能一样。但是，HDFS并不支持记录追加和并行写操作。

垃圾回收：GFS垃圾回收采用惰性回收策略，即master并不会立即回收程序所删除的文件资源。 GFS选择以一种特定的形式标记删除文件（通常是将文件名改为一个包含时间信息的隐藏名字），这样的文件不再被普通用户所访问。Master会定期对文件的命名空间进行检查，并删除一段时间前的隐藏文件（默认3天）。而最初版本的HDFS并没有采用这样的垃圾回收机制，而是采取了一种更加简单但是更容易实现的直接删除方式。之后的版本加入了这个功能，但是实现方式与GFS有一定的出入，HDFS会将删除的文件放入/trash目录，类似windows的回收站，而不是像GFS一样采用标记的方式。

### 1.2.3 XFS

XFS是腾讯台风(Typhoon)云计算平台中的分布式文件系统。基于GFS的理论，并根据实际需求，设计了一套主备机制，维持Master的多个副本，以便出错时切换到备用Master，持续提供服务，改进了GFS的可靠性和高可用性。

GFS的单Master架构大大简化了分布式文件系统的设计与实现，Master存储整个机群的目录树等元信息，并提供全局调度等功能。但这使得Master成为了单点：一旦Master宕机，整个GFS机群将不可用。Hadoop中HDFS沿袭了GFS的设计，其NameNode也设计为单点。

XFS的Master主备机制通过三套子协议完成设计目标：通过基于两阶段提交的Replication协议提高了数据可靠性；通过failover协议处理各种错误，完成主备切换，提升Master的可用性；通过learning协议完成滞后或者新加Master的数据自动对齐，支持错误节点的自动恢复和运行时增加Master节点，简化了运维。

其中Replication协议对所有的写操作（Mutation）执行两阶段提交协议。Replication的写操作由Master发起，确保数据持久写入主和足够的备才报告用户成功，以提高Master可靠性。读操作由主Master完成，以确保强一致性语义：已报告用户成功的数据一定可以读取。Failover协议在主Master出错时，选举新的主Master，完成服务的平滑迁移，增强Master容错能力。事实上，Failover协议需要完成Master的主、备、Newbie、Init等角色之间的全部转换流程。Learning协议负责将新加入的或者滞后的Newbie Master对齐到与主Master同步的状态，以不停服务下的自动完成新加Master或者修复出错的Master。

XFS Master主备机制达到了5.58万的峰值写qps，几百毫秒级的failover和learning，支持了Master的Rolling Update。这套协议自2011年4月起陆续在全部的超过10个XFS机群部署运行。

### 1.2.4 TFS

TFS(Taobao File System) 是淘宝自主研发的一套高可扩展、高可用、高性能、面向互联网服务的分布式文件系统，主要针对海量的非结构化数据，它构筑在普通的Linux机器集群上，可为外部提供高可靠和高并发的存储访问。TFS为淘宝提供通常文件大小不超过1M但数量巨大的小文件存储，满足了淘宝对小文件存储的需求，被广泛地应用在淘宝各项应用中。它采用了HA架构和平滑扩容，保证了整个文件系统的可用性和扩展性。同时扁平化的数据组织结构，可将文件名映射到文件的物理地址，简化了文件的访问流程，一定程度上为TFS提供了良好的读写性能。

在TFS中大量的小文件合并成为一个大文件，类似GFS中Chunk的概念，而Chunk的定位信息我们称之为一级索引，而chunk内部具体的文件定位信息我们称之为二级索引，同时在TFS文件名称中包含这些索引信息，在用户写入一个文件之前，他必须向TFS系统申请一个文件名称。这种方式虽然在某些情况下显得不像传统文件系统那样灵活，但也给了我们系统更大的可扩展性。我们保证可以中心控制节点的内存可以支撑PB级别的一级索引，而二级索引仅需要针对单台数据量。这样，我们就避免了数据量膨胀带来的扩容难度。

当TFS存储容量出现不足，需要进行系统扩容的时候，可以根据数据增长情况进行规划，任意数量的加入提供相应存储的服务器。而这些新的存储服务器会向中心控制节点进行报告。而中心控制节点在有数据写入时，将根据已存储容量的百分比、系统当前负载等参数动态地分配写入的服务器。同时，在系统空闲时间段，中心控制节点也会根据当前的数据分布情况制定数据迁移计划，并逐步完成数据平衡。与此类似，当发生服务器崩溃时，中心控制节点也会进行数据迁移以保证足够的备份，同时也会进行数据均衡操作。这些操作都是自动进行的，不需要人工干预。

TFS与目前一些主流的开源分布式文件系统设计思想是相似的，如HDFS、MFS、KFS、Sector。TFS的高可扩展、高可用性是很好的，然而也存在一定不足，如通用性、用户接口、性能等方面。

在通用性方面，TFS目前只支持小文件的应用，大文件应用是不支持的。对小图片、网页等几十KB内的数据存储非常适用，但对视频点播VOD、文件下载等应用暂时无法适用。

在性能方面，Client写文件是同步处理的，需要等所有dataserver写成功后才能返回，这很是影响性能。

在用户接口上，TFS没有提供POSIX接口，提供的API也与标准接口不一致。另外，TFS有自己的文件命名规则，如果用户使用自定义的文件名，则需要自已维护文件名与TFS文件名之间的映射关系。

### 1.2.5 Ceph

Ceph是一个典型的非集中式的分布式文件系统，它的master节点采用集群的方式有效的避免了单点问题，并且传统的类GFS的分布式文件系统通常是采用两层命名空间，即文件系统和文件到chunk、chunk到存储节点的映射关系，这两层命名空间尤其是第二层映射关系的信息占据了大量元数据内容，在Ceph中的元数据只有第一层命名空间的文件信息，通过文件信息和CRUSH算法，Ceph可以在任何地方包括客户端计算出全部的映射关系，这样节省了大量元数据。

Ceph完成了三个关键挑战，性能、可扩展性和可靠性。通过剥离现有文件系统的分布表设计，Ceph最大限度地分离数据与元数据管理，允许他们独立使用。这种分离依赖于CRUSH，允许客户来计算对象的位置，而不是在分布表中寻找。CRUSH算法可在设备故障、扩张和集群重组为常态的大型存储集群中跨故障域执行数据复制。

RADOS是一个支持海量存储对象的分布式对象存储系统。RADOS最大的特色是使用CRUSH算法维护存储对象与存储服务器的对应关系，并采用了无集中管理服务设计，对象复制，集群扩容，数据迁移，故障检测和处理能复杂功能由OSD提供，既避免了单点失败，又提升了集群扩展性。尽管对象可以被认为是文件，并存储在一个通用的文件系统中，EBOFS提供更合适的语义和高性能的满足Ceph中特定的工作负载和接口需求。

Ceph的元数据管理体系结构解决了大型存储系统中最棘手的问题之一，即如何实现有效提供一个统一的目录层次结构并服从POSIX语义，并能随着元数据服务器数量增加性能保持良好的机制。Ceph中基于动态子树分区的元数据集群是一个独特的可伸缩的，高效的方法，可在不同工作负载中有保持良好的适应性。

1.2.6蓝鲸分布式文件系统

蓝鲸分布式文件系统（BWFS）是中科院计算所国家高性能计算机工程中心在大规模网络存储领域多年专注研究的重要成果，是蓝鲸存储系列之一。BWFS是一个跨平台共享、可扩展的大型海量分布式文件系统。

蓝鲸分布式文件系统的元数据服务创新采用集中服务控制、分布元数据存储的架构，元数据服务器集群由若干元数据服务器(Metadata Server, MS)和一个绑定服务器(Binding Server, BS)组成。绑定服务器负责元数据分布决策。所有的元数据服务器通过网络块设备访问协议在集中共享存储空间中进行分布式文件系统元数据的存取访问。元数据分布策略以文件系统静态结构和用户元数据的动态访问为参数，仅针对用户访问到的小部分文件系统元数据进行分布管理。

鲸分布式文件系统抛弃了传统的集中式资源管理方式，实现了分布式分层资源管理模型，

元数据在元数据服务器集群和存储节点之间的传输只在应用服务器(application server，AS)和存储节点之间进行，所有元数据节点通过应用服务器这个中介与存储节点交互。

### 1.2.7 GFS2

GFS2(Google File System 2)代号Colossus，是Google File System的第二代产品，但是目前Google并没有像GFS一样公开其技术细节。根据一些对Google技术人员的访谈资料可以了解到，Colossus已通过分布式master服务解决了GFS的单点问题，通过把chunk块大小由64M缩小到1M解决了对小文件不友好的问题。但是理论上来讲，chunk块大小缩小64倍，相应的元数据大小会增加到接近64倍，而元数据全部缓存在内存中，虽然master服务已集群化，但对于内存消耗而言依然是个很大的问题，不过Google工程师提到他们已经解决了这个问题。

## 1.3本文结构安排

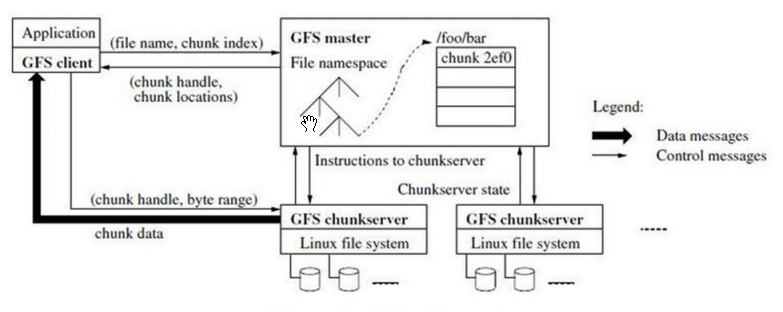
第2章 分布式文件系统的设计细节

## 2.1 分布式文件系统的设计需求

可靠性 高可用性

## 2.2 分布式文件系统的主体架构

由于本论文所述的分布式系统设计是基于Google File System，整体架构如图1所示：



系统运行在Linux操作系统上，大体上遵从客户端/服务端架构，服务端是一个集群，为了实现控制流与数据流分离，分为数据节点(chunk server)和管理节点(master server)，管理节点负责处理由客户端发来的请求，包括但不限于创建文件、复制文件、删除文件、重命名文件、读取文件、写入文件等等操作，将元数据根据请求作相应的处理，并且负责决策这些请求应该指向哪些数据节点，并把相应的元数据信息和数据节点位置返还给客户端，由客户端直接与数据节点进行数据的交换。不同于管理节点，数据节点则进行物理上的数据读写，并且数据节点之间也会进行数据的交换以达到副本的移动复制需求，保证文件系统中文件数据不会经过管理节点而对其造成额外的带宽负担。另外，日志服务(log server)和影子服务(shadow master)的存在也使得一些针对性优化能够进行。

## 2.3 元数据管理方案

元数据服务是整个分布式文件系统的决策中枢，也是系统最复杂关键的地方，就如同人的大脑一样。分布式文件系统的元数据服务的设计方案直接决定了整个系统的适用范围、效率、可用性等等。元数据管理主要有这几个问题：副本管理、名字空间、可用性、一致性。

一般而言，元数据分为两个部分，名字空间映射信息与副本映射信息。名字空间由目录、文件和块组成，是文件和目录组成的层次结构。支持文件系统相关的所有名字空间操作，比如创建、删除、修改、列出文件和目录。副本映射信息则包含块 ID 到数据节点的映射。

元数据的管理方案主要有三种方式：集中式元数据管理、分布式元数据管理、无中心元数据管理。当然，为了应对各种针对性优化需求，也有这三种方式混用的实践，在这里定义为第四种方案：混合式元数据管理。

集中式元数据管理方案是目前常用的方案，所有元数据的存储与操作都在一台元数据服务器上进行，控制流高度集中，GFS、HDFS、XFS、TFS等一批商用的分布式文件系统都采用这种方式。这种方式在实践中具有很针对性的特点：开发成本低，应用效果比较好。集中式元数据管理方案简化了许多同步一致性问题，并且类似垃圾回收、读写调度、崩溃恢复等等分布式文件系统的常规功能都能得到很简化的实现。

分布式元数据管理方案是针对集中式元数据管理中的单点问题，将元数据分散到多个元数据服务器，从而提升元数据服务的扩展性，在这种方案下，整个分布式文件系统的扩展性得到了充分的提升，理论上来说，整个系统的存储容量可以无限增加，不再受单个元数据服务器内存容量的制约。利用一些常规手段更可以轻松实现元数据访问的负载均衡。但是这种方案的实现及其复杂，元数据集群的同步开销，性能与扩展性之间需要找到一个平衡点。GFS2就是采用的这种方案。

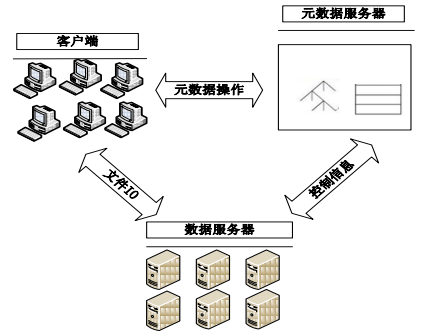
无中心元数据管理方案主要基于p2p技术，无中心管理节点和当然也无单点问题。支持无限扩展。就目前的技术而言，这种方案的商用实践几乎不现实，因为数据一致性的问题非常复杂，并且数据安全也得不到很好的保障。

混合式元数据管理方案是一种目前很流行的研究课题，并已有比较好的实践基础，这种方案一般是根据一些已有方案的痛点问题，以及对一些负面开销的平衡判断，针对性的结合上述三种方案的设计思路，形成一种混合式的具有特殊适用性的方案。比如说Ceph结合了分布式元数据管理方案和无中心元数据管理方案，蓝鲸分布式文件系统则结合了集中式元数据管理方案和分布式元数据管理方案。

下面具体分析这几种方案。

### 2.3.1 集中式元数据管理

最早期的分布式文件系统，元数据和文件数据是统一存储的，在这样的架构下元数据管理和文件数据IO共同消耗一台机器的资源，系统的性能、存储能力有着很大的局限性，可扩展性也大大受到了制约。后来人们根据商业系统中控制与数据分离的思想，发现在分布式文件系统中将数据流与控制流分离会带来更好的性能以及扩展性，集中式元数据管理方式孕育而生。在集中式元数据管理方案中，所有元数据的操作与存储都集中在一台元数据服务器上，它管理调度着多台数据服务器，文件IO也只在客户端与数据服务器之间发生。集中式元数据管理方案的分布式文件系统架构如下图所示。



当然，集中式元数据管理方案最大的问题就是单点问题。单点问题包括单点故障和性能瓶颈。

单点故障：在集中式元数据管理方案的系统架构中可以看到，元数据服务器承接着接受客户端元数据操作请求，向数据服务器发送控制信息，向客户端返回元数据信息等操作，并且元数据服务器是一个单点。无论这个单点的硬件或者软件质量再高，都有故障的可能性，并且只要一故障，整个系统就如同失去了头部一般。这是毁灭性的。

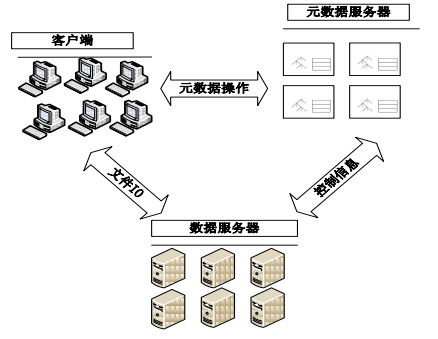
性能瓶颈：虽然说单点故障是毁灭性的，但是它并没有那么严格，并且目前来看有许多针对性方案比如说双机热备去缓解这个问题，所以性能瓶颈才是最主要的问题，也是集中式元数据管理方案中无法回避的问题。由于集中式元数据管理方案为了效率考虑，一般都会将全部元数据缓存在内存，所以单机内存的容量上限直接决定了元数据的上限，也决定了整个系统的存储上限。此外，单机的性能上限也直接影响了整个系统的并发处理计算能力。在越来越庞大的数据增长趋势下，性能瓶颈所带来的制约不下于单点故障。

目前，常见的集中式元数据管理方式有基于目录树的名字空间管理和基于哈希映射的名字空间管理两种。

待加

### 2.3.2 分布式元数据管理

在集中式元数据管理方案中，性能瓶颈和单点故障这两个问题都是因为元数据服务器只有一台导致。所以，后来人们提出了用集群解决这个问题。即是将元数据分布到多台机器上，多台元数据服务器协同完成客户端请求和数据服务器调度，这样一来，性能瓶颈和单点故障这两个问题也就不复存在。分布式元数据管理方案的分布式文件系统架构如下图所示。



在分布式元数据管理方案中，元数据服务器之间的关系有两种：1、元数据服务器之间角色对等，互相的元数据信息可能会有重叠；2、元数据服务器之间相互协作，各自负责一部分元数据，元数据之间没有重叠。

分布式元数据管理方案虽然解决了集中式元数据管理方案中的单点问题，但是它也引入了一致性和性能等问题。

性能开销：分布式元数据管理方案中，元数据服务器之间会因为元数据的同步造成额外开销，无论是带宽或者CPU，都会造成性能损耗。此外，由于要保证元数据的一致性，还会使用各种锁来保证同步，所以对性能的额外要求在总体上要比集中式元数据管理方案大。

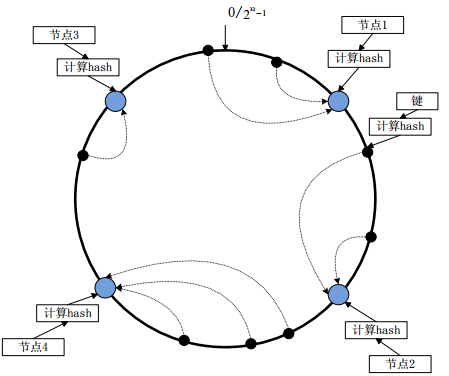
一致性问题：

目前，常见的分布式元数据管理方案中名字空间的划分方式有静态子树划分和动态子树划分两种。

待加

### 2.3.3 无中心元数据管理

无中心元数据管理方案主要是p2p技术的发展产物。它没有数据节点和管理节点之分，每个节点都是对等的。在无中心元数据管理方案中，一般会将整个名字空间分成很多段，每一段会分给一个或多个节点，这样可以保证系统的可靠性。



无中心元数据管理方案充分解决了单点问题，系统可靠性也得到了提升，更保障了稳定性和可扩展性。但是这种方案带来的一致性问题比分布式元数据管理方案更为复杂，且对范围查询的支持十分欠缺，对整个系统的监控能力较前两种方案有一定的不足。

无中心元数据管理方案为了在没有中心节点的条件下能够有效地管理到每个节点，一般采用一致性哈希或者一些特殊算法，通过文件名就可以直接计算出文件所有块的存储信息，包括对应的映射关系和块存储点位置等等。

一致性哈希：一致性哈希算法在1997年由麻省理工学院提出的一种分布式哈希（DHT）实现算法，设计目标是为了解决因特网中的热点(Hot spot)问题，初衷和CARP十分类似。一致性哈希修正了CARP(共用地址冗余协议)使用的简单哈希算法带来的问题，使得分布式哈希（DHT）可以在P2P环境中真正得到应用。

一致性哈希算法解决了普通哈希算法在动态变化的环境中的这四个问题：

1、平衡性(Balance)：平衡性是指哈希的结果能够尽可能分布到所有的缓冲中去，这样可以使得所有的缓冲空间都得到利用。很多哈希算法都能够满足这一条件。

2、单调性(Monotonicity)：单调性是指如果已经有一些内容通过哈希分派到了相应的缓冲中，又有新的缓冲加入到系统中。哈希的结果应能够保证原有已分配的内容可以被映射到原有的或者新的缓冲中去，而不会被映射到旧的缓冲集合中的其他缓冲区。

3、分散性(Spread)：在分布式环境中，终端有可能看不到所有的缓冲，而是只能看到其中的一部分。当终端希望通过哈希过程将内容映射到缓冲上时，由于不同终端所见的缓冲范围有可能不同，从而导致哈希的结果不一致，最终的结果是相同的内容被不同的终端映射到不同的缓冲区中。这种情况显然是应该避免的，因为它导致相同内容被存储到不同缓冲中去，降低了系统存储的效率。分散性的定义就是上述情况发生的严重程度。好的哈希算法应能够尽量避免不一致的情况发生，也就是尽量降低分散性。

4、负载(Load)：负载问题实际上是从另一个角度看待分散性问题。既然不同的终端可能将相同的内容映射到不同的缓冲区中，那么对于一个特定的缓冲区而言，也可能被不同的用户映射为不同 的内容。与分散性一样，这种情况也是应当避免的，因此好的哈希算法应能够尽量降低缓冲的负荷。

通过上述机制可以发现，只要很少的机器分布表，加上一致性哈希算法，即使没有中心管理节点，在无中心元数据管理方案中，在任一个节点都可以有效的管理到每一个文件。

### 2.3.4 混合式元数据管理

混合式管理是在前面三种管理方式的基础上，根据具体情况做的针对性优化，往往具有一些综合优势和缺陷。由于在实际应用中，系统的有些缺陷可以妥协，有些需求又是必要的，所以出现了混合式元数据管理方案。

理论上而言，集中式元数据管理方案中元数据是集中控制、集中存储的，而分布式元数据管理方案中元数据是分布控制，分布存储的。集中控制有不需要同步开销、一致性简化等优点，但是会有性能瓶颈，集中存储也会造成单点问题和容量上限。分布式控制虽然没有性能瓶颈，但是同步开销会增大，一致性问题也会很复杂，分布式存储也有效缓解单点问题。所以蓝鲸分布式文件系统创新的将二者特点结合，采用了分布存储、集中控制的混合式方案，使得单点问题得到一定缓解，同步开销明显减小很多，一致性问题也没有那么复杂。

而Ceph则结合了无中心元数据管理方案和分布式元数据管理方案的思路，用分布式集群管理文件系统的名字空间，而独创的CRUSH算法取代了副本映射信息，使得整个存储系统没有像GFS一样基于现有的Linux文件系统，而是直接操作硬盘，通过读写顺序优化以及存取方式优化使其高效化。

考虑到设计需求和实现难度，本论文所述的分布式系统选择类似GFS的单master集中式元数据管理方案，这样就可以避免元数据的一致性问题和多master之间同步的额外性能开销，另外，为了解决单点故障问题，对master采用了shadow机制，即一个master配备两个shadow，不同于普通的冷热备机制，shadow与master的功能在读操作(read)上完全一致，但是shadow是只读的，这样就能保证在master故障的时候整个文件系统的读操作能正常进行，写操作会失效；另外shadow与master的元数据保持懒同步，采用了弱一致性的方案，每个master和shadow会配备相应的一个日志服务(log server)，master会在所有操作之前先记录在日志服务器上，配置在shadow上的日志服务会向master的日志服务同步数据，然后shadow会根据master的操作日志回放操作，使得shadow上的元数据与master保持一致，并且，shadow也会定期和master握手来确保他们的状态一致。当然这个过程有一定的延迟，但这个延迟在理论上是属于可接受范畴的，这种建立在shadow只读的基础上针对性优化而来的懒同步机制可以有效避免强一致性带来的巨大的性能损耗。另外，根据实际情况的分析与统计，发现对元数据的操作大部分是读操作，所以通过将元数据的读操作分流到两个shadow上可以在很大程度上缓解单点性能瓶颈问题。前缀压缩技术缓解容量上限问题。

## 2.4 元数据服务设计

### 2.4.1 名字空间管理方案

### 2.4.2 元数据一致性保障

### 2.4.3 故障恢复

#### 2.4.3.1 Log server

#### 2.4.3.2 Checkpoint

### 2.4.4 Shadow master

### 2.4.5 负载均衡

## 2.5 副本管理方案

### 2.5.1 数据完整性

### 2.5.2 副本一致性

### 2.5.3 租约

### 2.5.4 数据压缩策略

### Chunk块管理

## 2.6 客户端接口设计

一般来说，一个分布式文件系统可以有很多个进行着不同业务的客户端共同访问。作为分布式文件系统本身而言，不提供直接的客户端，客户端代码以库的形式被提供。客户端代码实现了 GFS 文件系统的 API 接口函数、应用程序与 Master 节点和 Chunk 服务器通讯、以及对数据进行读写操作。客户端和 Master 节点的通信只获取元数据，所有的数据操作都是由客户端直接和 Chunk 服务器进行交互的。客户端缓存数据几乎没有什么用处，因为大部分程序要么以流的方式读取一个巨大文件，要么工作集太大根本无法被缓存。无需考虑缓存相关的问题也简化了客户端和整个系统的设计和实现。不过，通常而言，客户端会缓存元数据，在从master获取元数据的时候，客户端一般会再获取目标元数据接下来的部分元数据放入缓存，因为根据统计，客户端执行的业务很大可能会进行连续读取。

第3章 分布式文件系统的实现概述

## 3.1管理服务器实现

## 3.2 数据服务器实现

## 3.3 客户端接口实现

第4章 结束语

致谢

参考文献