**密级： 保密期限：**



**硕士学位论文**



**题目：基于UCON改进模型的云**

**存储访问控制研究与应用**

**学位类别： 学术型学位**

**学 号： 2012111436**

**姓 名： 高磊**

**专 业：计算机科学与技术**

**导 师： 秦素娟**

**学 院： 网络技术研究院**

**2014年 12 月 31 日**

独创性（或创新性）声明

本人声明所呈交的论文是本人在导师指导下进行的研究工作及取得的研究成果。尽我所知，除了文中特别加以标注和致谢中所罗列的内容以外，论文中不包含其他人已经发表或撰写过的研究成果，也不包含为获得北京邮电大学或其他教育机构的学位或证书而使用过的材料。与我一同工作的同志对本研究所做的任何贡献均已在论文中作了明确的说明并表示了谢意。

申请学位论文与资料若有不实之处，本人承担一切相关责任。

本人签名： 日期：

关于论文使用授权的说明

学位论文作者完全了解北京邮电大学有关保留和使用学位论文的规定，即：研究生在校攻读学位期间论文工作的知识产权单位属北京邮电大学。学校有权保留并向国家有关部门或机构送交论文的复印件和磁盘，允许学位论文被查阅和借阅；学校可以公布学位论文的全部或部分内容，可以允许采用影印、缩印或其它复制手段保存、汇编学位论文。（保密的学位论文在解密后遵守此规定）

保密论文注释：本学位论文属于保密在 年解密后适用本授权书。非保密论文注释：本学位论文不属于保密范围，适用本授权书。

本人签名： 日期：

导师签名： 日期：

基于UCON改进模型的云存储访问控制研究与应用

摘 要

当前云计算的发展十分的迅速，人们也越来越关注云的安全问题。在云上，用户能够在任何地方任何地点通过互联网获取到数据，这是云计算的重要特点之一，但是这种数据的共享模式也给云带来了更多的风险。同时，云环境也给授权带来一些新的问题，例如在使用中进行授权，这为云计算的数据安全带来了挑战。传统的访问控制模型不支持在访问控制过程中进行动态授权，授权过程也没有考虑系统的环境条件。UCON由于具有属性的可变性以及持续授权的特性，被称为下一代访问控制模型。但是在云环境下，UCON还有一些不足之处，云环境的主客体数量较多，授权规则的定义会十分的琐碎，并且一旦主体的权限发生变化，授权规则需要重新定义；UCON也不具备云环境下需要的隔离性。

因此本文主要针对UCON的属性做出以下改进：加入角色，简化了授权规则的定义，能很好的支持主体权限的变更；加入租户，使UCON具有隔离性；提出一种临时属性的概念，使得规则的定义更灵活。本文还将会话这一组件引入到UCON中，使模型能更直观的体现持续授权这一特性。最后，本文还实现了一个基于HDFS的云存储系统，其中的访问控制模块使用改进后的UCON模型，使得云存储系统具有很好的租户隔离性。本系统的实现过程中，用到了服务集群，使用了负载均衡和分布式缓存系统提高系统的性能，设计并实现了一套消息传递机制来保证系统的可扩展性。

关键字 访问控制 UCON 云存储 HDFS XACML

RESEARCH AND APPLICATION OF ACCESS CONTROL

BASED ON IMPROVED UCON IN CLOUD STORAGE

ABSTRACT

With the rapid development of cloud computing, a growing numbers of researchers begin to pay close attention to the cloud security issues. Diverse aspects of cloud security problems have been studied including architecture security, data security, virtualization security, application security, and etc. Users can obtain their data at anytime anywhere, which is the most important features of cloud computing. However, such data sharing model has also led to higher risk in data security. At the same time，new challenges on access control emerge with this new computing environment, such as on-going access control problem, etc. The traditional access control models are not very good to meet these new requirements.

Usage control is presented and has been considered as the next generation control model with features like attribute mutability and continuity of control. This paper analyzes the requirements of the cloud environment for access control and the deficiencies of the UCON. We made improvements on the attributes of UCON: making role as an attribute of subject, simplifies the definition of the authorization rules; make tenement as an attribute of subject; proposing the concept of a temporary property. In this paper, the session will be introduced into the UCON, making the features of the UCON(continuity of control) more obvious.

Finally, we also implemented a cloud storage system based on HDFS. The system uses UCON model for access control. Taking into account the case of huge number of users, we build a service cluster, use load balancing and distributed caching system to improve system performance, and design a set of message passing mechanism to ensure system scalability.

KEY WORDS Access control UCON cloud storage HDFS XACML

目录

[第一章 绪论 1](#_Toc407801183)

[1.1 研究背景 1](#_Toc407801184)

[1.2 本文的主要工作 2](#_Toc407801185)

[1.3 本文的结构安排 3](#_Toc407801186)

[第二章 背景知识介绍 5](#_Toc407801187)

[2.1 访问控制相关研究 5](#_Toc407801188)

[2.2 云计算简介 7](#_Toc407801189)

[2.2.1 云计算基本概念既特点 7](#_Toc407801190)

[2.2.2 云计算发展趋势 8](#_Toc407801191)

[2.3 云存储简介 9](#_Toc407801192)

[2.3.1云存储的优势与不足 9](#_Toc407801193)

[2.3.2 多租户环境对访问控制的需求 10](#_Toc407801194)

[2.4 HDFS简介 11](#_Toc407801195)

[2.4.1数据块、 NameNode和DataNode 11](#_Toc407801196)

[2.4.2 事务日志Editlog以及文件系统镜像FsImage 13](#_Toc407801197)

[2.5 XACML 13](#_Toc407801198)

[2.6 本章小结 16](#_Toc407801199)

[第三章 UCON模型及其改进 17](#_Toc407801200)

[3.1 UCON模型介绍 17](#_Toc407801201)

[3.2 针对UCON中属性的扩展 19](#_Toc407801202)

[3.2.1 将角色作为属性 20](#_Toc407801203)

[3.2.2 将租户作为属性 21](#_Toc407801204)

[3.2.3 临时属性 21](#_Toc407801205)

[3.3 将会话引入到UCON 22](#_Toc407801206)

[3.4 改进的UCON模型描述 23](#_Toc407801207)

[3.5 本章小节 24](#_Toc407801208)

[第四章 基于UCON的云存储系统访问控制模型的设计与实现 25](#_Toc407801209)

[4.1 模型架构 25](#_Toc407801210)

[4.2 系统实现中的关键技术 26](#_Toc407801211)

[4.2.1 策略决策模块 26](#_Toc407801212)

[4.2.2 消息通信 27](#_Toc407801213)

[4.2.3 属性管理模块 29](#_Toc407801214)

[4.2.4 负载均衡 30](#_Toc407801215)

[4.2.5 缓存系统的使用 31](#_Toc407801216)

[4.3本章小结 33](#_Toc407801217)

[第五章 总结与展望 35](#_Toc407801218)

[5.1 本文工作总结 35](#_Toc407801219)

[5.2 进一步的工作 35](#_Toc407801220)

[参考文献 37](#_Toc407801221)

[致谢 41](#_Toc407801222)

[作者攻读学位期间发表的学术论文目录 43](#_Toc407801223)

# 绪论

本章节主要介绍云存储的背景，访问控制技术的研究现状。描述了本文的研究内容和所完成的主要工作，并对层次结构划分进行简要说明。

## 1.1 研究背景

随着云计算和大数据的发展，云计算和大数据越来越融入我们的生活。不仅仅引起了商业模式上的变化，制造、医疗、能源和综合交通等等也深受影响。传统的商业结构也发生着革命性变化，在传统商业架构到云商业架构的转变过程中，云计算可以帮助小型银行、物流公司等诸多企业，特别是中小企业提高创新能力，促进业务发展[1]。云计算、普及应用与高价值移动设备已经创造出了能够深刻影响人类生活的空前机遇。

云计算中的“云”是指散布在互联网上各种资源的统称。云计算是也是一种超大规模的分布式计算技术。这种技术把一个庞大的计算任务拆分成许多小的计算任务，并且把这些任务分发给集群中的机器进行计算，最后把计算结果汇总返回给用户[2]。云计算具有在开销很低的情况下还能提供超级计算处理能力的特点，这吸引着人们对云计算进行投资、研发和应用，使之不断的成熟。技术的发展能降低系统搭建的成本，减少系统故障。

一些简单的云计算技术目前已经随处可见。例如搜索引擎，用户输入少量的关键词就可以拿到大量的相关信息。云计算不仅仅只能做资源的检索工作，还能为用户提供各种计算服务，人们通过手边的终端设备和网络在几秒之内就能处理超大量的数据，得到和“超级计算机”一样效果的计算服务。例如分析DNA的结构，进行天气预测，以及各种各样的科学计算[3]。目前，基于云计算的应用会越来越多，也越来越贴近普通人的生活，例如现在流行的网盘，极大的方便了人们存储个人资料。

然而，在IT世界里，被攻击的事件总是层出不穷。当存有敏感数据的IT系统被攻击的事件不断的增加时，云安全就变成了大家比较关心的课题。

云是复杂的分布式系统，那么如何做才能保证其安全呢？实践证明，最佳的云安全模型是身份访问管理（IAM）。例如AWS（Amazon Web Service），在它提供的云服务上就具有IAM的功能，其他的一些云服务则使用第三方的IAM系统。为了确保云数据的安全，必须有这样一种技术，能保证一个合法的用户在正确的时间和有着正确的理由的情况下访问云上的资源。这意味着所有用户的身份都被系统知晓，并且需要用到访问控制技术。

传统的访问控制技术例如自主访问控制（DAC），强制访问控制（MAC），基于角色的访问控制（RBAC）等都属于静态授权模型，即无法在访问的过程中对访问进行授权管理。

下一代访问控制模型使用控制UCON引入了主客体属性、条件和义务这些组件，具有属性的易变性和持续授权的特点，属于动态授权模型。但是UCON只是一个抽象的概念模型，在具体实现的时候要结合具体的使用场景进行一些改进。例如在多租户的环境下要具备数据隔离的特性，在多用户多资源的条件下，授权规则的定义要灵活性高，扩展性强。另外，UCON的属性易变性可以通过属性这一组件很好的体现出来，但是持续授权的特性却没有与之对应的组件。

## 1.2 本文的主要工作

本文对访问控制技术和云计算进行了理论研究，分析了DAC、MAC、RBAC、TBAC等这些传统的访问控制模型，指出了它们的不足之处，其中传统的访问控制模型的一个共同缺陷是：不支持动态的访问授权，无法在访问中进行授权控制。之后本文又分析了UCON，UCON虽然被称作是下一代的访问控制模型，但是在云环境下仍然有一些缺陷，例如在用户量较大的时候，授权规则定义的繁琐性，以及没有数据隔离性，因此本文根据在云环境下对访问控制的要求对UCON做出了一些改进，引入了角色属性、租户属性以及临时属性，从一定程度上解决了UCON在云环境下缺陷。另外本文还给新模型引入了一个新的组件：会话。会话表示一个正在访问的过程。会话的引入，使得UCON能更直观的体现出持续授权的特性。

在完成基础的理论研究后，本文还设计并实现了一个基于UCON模型的云存储系统。该系统使用了改进后的UCON进行访问控制管理，因此有租户隔离特性，且支持动态授权。在实现的过程中，考虑到用户访问量较大，又使用了一些关键技术来解决性能问题，例如用缓存系统解决I/O操作耗时的问题，用MQ解决通信问题，用负载均衡解决多台服务器对外提供统一服务的问题。另外在实现的过程中，也用到了现有的一些优秀框架，比如Hadoop分布式文件系统（HDFS）作为文件存储的主要载体，Balana（一个XACML的实现）中的PDP策略决策引擎，MongoDB用来存储主客体的属性。

## 1.3 本文的结构安排

本文一共分为五章，各章内容安排如下：

第一章叙述云存储访问控制的研究背景、研究意义，目前研究现状，以及本论文所做研究内容。

第二章介绍了传统访问控制的相关研究，对授权的理论基础即访问控制模型的发展进行了概述。本章还介绍了云计算相关技术，如Hadoop分布式文件系统HDFS；介绍了访问控制实现技术，如XACML（可扩展的访问控制标记语言）。

第三章是UCON模型及其改进研究，这是本文的主要内容。包括两个部分：介绍了下一代访问控制模型UCON，介绍了其组件模型，以及相比于传统访问控制模型的特点；在第二部分分析了UCON模型在云环境下的不足之处，并提出了几项改进，主要是针对属性的改进，将角色、租户引入到属性当中，并分析了这样引入的优点以及好处，还提出了一种临时属性的概念，使得授权规则的表述有更多的灵活性。

第四章是本文的重点章节，实现了基于改进UCON模型的云存储系统，首先先讲述了系统的设计架构，之后重点介绍了系统中使用到的一些关键技术，例如缓存系统，负载均衡算法，通信模块的设计。

第五章是总结与展望，总结了全文的工作以及提出进一步的研究方向。

# 背景知识介绍

本章主要介绍了访问控制和云计算相关的基础知识，对构建云存储系统的一些基础知识进行了说明，包括HDFS和XACML。

## 2.1 访问控制相关研究

传统的访问控制技术，主要有两种思路去实现：

第一：ACL（访问控制列表）。ACL是以客体为出发点，为每一个客体都附上了一张列表，列表上标明了某个主体有什么样的权限。当某个主体访问此客体的时候，如果列表上写明了该主体具有相应的权限，那就允许访问，否则拒绝访问。

第二：Capability。这种思路是以主体为出发点，主体持有Capability。Capability中定义了每个主体对客体有着什么样的权限，当该主体发起访问的时候，就检查主体的Capability，如果有对应的权限，那么就准许访问。

这两种思路在不同的场景下有不同的应用，本文在此给出两种思路的不同之处[5]：

第一：认证方面。如果使用的是ACL的方式，则必须要有认证的过程。因为访问控制列表上面只写了主体所拥有的权限，所以系统必须知道访问者是哪个主体。而采取Capability方式就不比如此。

第二：授权操作。ACL中的授权操作必须在客体访问的时候进行，只有主体访问某个客体，才能完成授权。而对于Capability这种方式来说，授权操作是独立的，没有必要直到主体开始访问客体的时候才进行授权，在主体开始访问之前我们就能决定该主体有什么样的权限。

第三：安全保障。对于ACL这种方式来说，必须保护好访问控制列表，如果某个主体能对某个客体的ACL加以篡改，那就极不安全。对于Capability方式来说，重点要确保主体的身份以及Capability的正确，因此需要签证和加密技术，要使得冒充其他主体或者篡改Capability非常困难。

一、自主访问控制DAC模型

自主访问控制（Discretionary Access Control—DAC）是在确认主体身份以及它们所属组的基础上对访问进行限制的一种方法。自主访问的含义是指访问许可的主体能够向其他主体转让访问权[4]。主体有权限对属于自己的客体进行权限管理，客体所有者可以规定哪些用户具有哪些权限，这种控制方式是自主的。在自主访问控制模式下，一个用户可以决定他自己的文件可以被哪些用户共享。

实现自主访问控制最常见的是访问控制列表（ACL），ACL使用了一个二维矩阵表示主体对客体的访问权限[6]。矩阵中的每一列则代表了系统的客体（文件，资源等），矩阵中每一的行分别对应对于系统中的每一个主体（如用户、程序等实体），矩阵中每个元素代表该行的主体相对于该列中的客体的许可访问权限。

ACL的优点如下：

针对某一特定资源，能够很容易查到拥有该资源访问权限的所有用户，有利于授权管理的实施[7]；

表述比较直观，易于人们理解。

但是ACL的缺点也很明显：

在用户数量多、管理数据量大的情况下，ACL会很庞大；

若组织内的人员的职位发生变化，其权限也随着变化时，维护ACL就相当困难；

很难查看主体拥有的权限，只能看到客体有能被哪些主体访问[8]。

在分布式网络系统环境下，采用DAC访问控制模型难以实现统一的全局访问控制。

二、强制访问控制MAC模型

强制访问控制（Mandatory Access Control—MAC），是一种系统强制主体服从访问控制策略。系统的主体（用户和其他主体）与系统客体（文件，数据等）都被标记了固定的安全属性（例如安全等级、访问权限等），在用户发起对某个客体的访问时，系统通过比较主体的安全级和客体的安全属性，从而决定某个客体能否被某个主体访问。并且用户、甚至是文件的创建者也无法对安全属性进行修改[8]。在MAC中，用户拥有何种访问级别，决定了他能访问何种级别的数据。

MAC的优点在于它的安全性能较好，可以阻止一些人为引发的恶意行为，但是在实际应用中，MAC不够灵活，管理成本也高，只能规定一些简单的安全策略[8]。

与DAC相似，MAC也不能很好的满足分布式的环境下的访问控制需求。

三、基于角色的访问控制模型RBAC

在 RBAC（Role-Based Access Control）模型中，与其他访问控制模型的很大不同之处在于它具有“角色”的概念。角色相比于主体而且，它的权限更为固定，不易发生变化。在标准矩阵模型中访问权限是直接分配给主体，在RBAC通过引入角色，使得权限是先分配给角色而不是直接分配给用户，然后在把角色分配给各个用户，管理起来更为容易[4]。

Sandhu等人先提出了一个简单的较容易理解的RBAC框架**错误!未找到引用源。**，后来得到不断完善的模型RBAC96[8]**错误!未找到引用源。**，该模型其实是一系列的访问控模型。RBA96实现起来较容易，范围覆盖较广，是一个模型家族。RBAC96的出现使RBAC在访问控制模型中具有了绝对优势地位。

实际上RBAC96模型有四种子模型：RABC0，RBAC1，RBAC2，RBAC4。

RBAC0是RBAC96模型家族中支持基于角色访问控制模型的最小结构模型，它没有考虑约束条件和角色继承的概念[10]。

而RBAC1包含RABC0的结构，且支持角色继承。RBAC1增加了角色分级（RH）的概念，可以实现自动继承角色权限，这在很大程度上减轻了角色权限分配的复杂度。实际组织中职责重叠现象为角色等级实施提供了条件。在角色等级中，某个角色的权限不单单是该角色自己拥有的权限，而且还包括它从父级角色继承而来的权限，使权限管理变的非常方便。

RBAC2包含RBAC0的结构，但增加了一些组件上的约束条件[10]。增加约束性是出于安全方面的考虑，例如某个角色不能同时拥有某文件的修改和审核权利，这种情况是权限互斥。又比如某个用户不能同时用于出纳和审计两种角色，这种情况是角色互斥。

RBAC2中的约束规则主要有[12]：

1. 最小权限，为了防止权限滥用问题，用户被分配到的权限是其需要的最少权限。
2. 互斥角色，在一组互斥角色中，用户最多只能分配到一个，否则会破坏职责分离。互斥约束也存在于权限分配中，同一权限只能授予互斥角色中的某一个。
3. 基数约束与角色容量。基数约束使指需要一种安全策略，来限制分配给一个用户的角色数目以及一个角色拥有的权限数目。角色容量使指一个角色被指派给的用户数量是受到限制的。
4. 先决条件，一个用户必须具备某些条件才能获得某一角色，从而获得该角色的权限。同样，一个角色在拥有某一权限前需要先获得另一权限。

RBAC4既包含RBAC2的结构又包含RBAC1的结构，它既支持角色继承也支持约束条件。

四、基于任务和工作流的访问控制

TBAC中，引入了一个新的组件“任务”。任务的内容是可执行的操作的一个集合。任务有多中状态：初始化，执行中，等待中，已完成。上面这些状态代表了任务的生命周期，任务执行结束之后会有返回结果。任务与任务之间也存在关系，两个任务也可能互相依赖，任务A必须等任务B执行结束才能开始执行；也可能互相排斥，如不允许任务A与任务B同时执行。

系统授予给用户的访问权限，不仅仅与主体、客体有关，还与主体当前执行的任务、任务的状态有关[7]。主体的权限会随着任务所在的环境变化而变化。因此TBAC 具有主动、动态等特性，可以适应较多的使用场景。例如分布式处理、事务管理系统的决策制定和多点访问控制的信息处理等方面。与RBAC相比，TBAC在一个实际的、较复杂的真实企业环境是，会有许多不足之处。尤其是缺少了角色这一概念，使之在应用当中有一定的局限性。

## 2.2 云计算与云存储简介

### 2.2.1 云计算基本介绍

目前，云计算现在还是一种发展中的技术，还没出现一个标准的定义。

维基百科给出的关于云计算的定义是：共享的软硬件资源和信息可以通过基于互联网的计算方式提供给计算机和其它设备。用户不需要了解“云”的细节信息，只要按需交费，即可使用云服务商提供的服务。

云计算安全联盟（CAS）给出的定义是：网络、“资源池”化的计算、信息和存储等组成的服务一起构成了云。类似效用计算的按需分配和消费模式，云的这些服务和组件可以被迅速的设置、部署、缩减或者扩充。

美国国家标准与技术研究院（NIST）定义**错误!未找到引用源。**：云计算作为一种按需付费的模式，该模式能够提供按需的、可用的、便捷的网络访问，使用户进入一个可配置的计算资源共享池（资源包括网络，存储，应用软件，服务器，服务），并且用户只需和服务提供商进行很少的交互就能快速获取所需的计算资源。

尽管各个机构对云计算有不同的理解，但从以上几个典型的云计算定义不难看出，云计算既是一种技术，也是一种服务，甚至还是一种商业模式[12]。云计算是一种新的技术，它将集群计算能力池化，并且通过互联网的形式向用户服务，是传统IT领域和通信领域需求推动、技术进步和商业模式转换共同促进的结果。

云计算具有如下特征：

多重租赁(分享资源)。在云计算以前，其他的计算模式都需要用户拥有专有的计算资源，云计算与此不同，它是一种共享资源的计算模式，可以共享网络，主机，存储等资源。

大规模的可扩展性。云计算的另一特点是规模超大，可以使成千上万台机器一起进行工作，能够提供超强的计算能力和大容量的存储服务。

弹性。用户需要的计算资源并非是一成不变的，云计算具有很好的弹性，允许用户增加自己的资源，当用户不需要时，就把资源释放，从整体上提高了资源的利用率。

随用随付，按需付费。在以往，当用户需要进行大量的计算时，就不得不购买昂贵的设备。而在云计算中，用户只需要为他自己使用的资源付费，这样就大大降低了用户的开销。

当前社会，技术的变革日新月异，云计算技术也会不断的变化，文献[12]上指出了云的发展趋势[12]：

在移动浪潮推动下，云计算将无处不在。现如今，手机、平板电脑的用户数量增多，在这种市场的需求之下，云服务提供商们会向移动端发力。

第三方云平台的数量将会增长。如同过去的操作体统和浏览器之间的争夺，将来会出现一些优秀的第三方应用程序，能很好的满足用户需求。这些第三方的应用程序能很好的促进云计算平台的增长。

新的价格战不可避免。目前的云计算产业，处于新一轮价格战的前夕。由于亚马逊对云计算研发较早，因此亚马逊在云服务领域具有一定的优势。但微软与谷歌一直在关注这个领域，这些IT巨头的加入，会引发起新一轮的竞争。

云计算的社会化特征增强.目前云计算正在想社会化模式靠拢。通过云端应用发布的数据，不仅可以用电子邮件来分享，而且能够满足社会化媒体的需求，例如Facebook和Twitter。

云存储将成为主要的服务趋势。虽然在云计算的基础上可以提供很多服务，但是云存储越来越成为一个主要的云计算服务。Dropbox和它的竞争对手们，可以在任何时间通过网络为企业提供存储服务。当前在云存储上的一个主要问题是安全问题，但是随着云安全情况的改善，云存储会变得更加普遍。

### 2.2.2 云存储基本介绍

云存储实际上是云计算提供的一种服务，把分布在互联网上的不同类型的设备集合起来，对外提供大容量的数据存储服务。云存储用到了多种技术，例如：网格技术，分布式文件系统等。随着网络技术的发展，云存储越来越成为云计算众多服务当中最主要的一个。

云存储具有如下优势：

成本低廉。对于云存储的使用者来说，他使用的并非某个具体设备，而是一种虚拟的机器，这些虚拟的机器运行在成千上万的集群之上。对于使用者来说，有存储需求的时候，无需另行购买昂贵的专业的存储设备，只需要在云上购买容量即可，减少了陈本投入。

存储智能化，使用效率更高。云存储使用到了虚拟化技术，这样能很好的解决存储资源利用率的问题，用户并非每时每刻都全部占用自己购买的全部空间，虚拟化技术可以很好的分配存储空间，保证资源不被浪费。

虽然云存储越来越成为一种重要的云计算服务，但目前它还存在以下问题：

数据检索效率。由于存储系统中往往是存放数以PB级别的数据，存储设备更是成百上千台，在某些场景下，快速的检索到需要的文件也是一个重要的问题。例如在海量视频应用中，文件的数量非常之多，传统的文件系统是根据文件目录来定位文件，但是在分布式的系统下，目录和文件的数量是非常巨大的，这种方式不能提供一个高效率的检索服务。

网络带宽。前面已经提到，云存储是运行在集群之上的，用户是通过互联网的形式接入到云存储系统当中的，只有网络带宽足够，用户才能大量的下载或者上传数据，实现大容量数据的传输，这样用户才能真正享受云存储服务。

云上的安全问题。从云计算开始发展之初，安全一直是需要考虑的问题，同样，在云存储方面，安全问题也不容忽视。许多用户在云上放自己的敏感数据，不希望别人获取到，因此希望云服务提供商能保证系统的安全性能。目前，一些大型的云存储厂商正在努力提高自己产品的安全性，一些云存储产品提供的安全性水平要比大多数用户自己建立的数据中心要高。

基于云存储应用的发展。云存储系统给用户只能提供存储服务，这对普通人来说意义并不大。现在有许多第三方的应用是建立在云存储服务至上，这些应用才能真正的方便用户。比如视频网站的所有视频就放在云存储系统上，为用户提供视频播放服务。

多租户是指许多企业共享资源，包括软件、硬件、网络等。所有的企业都把数据放到了共享的数据平台中，使用一套基础设施。但是每个企业都只被允许访问自己的数据。多租户模式包含以下几个特点[17]：

1. 服务托管：企业只需要为自己所使用的服务付费，服务提供商负责应用、软件和硬件的安全问题进行维护和管理，例如防止一些网络攻击，保证数据完整性的措施等；
2. 共享性：在多租户的环境下，所有的资源都是共享的，这种资源共享的模式有利于提高资源利用率，也降低了成本；
3. 可配置性：每个企业都可以按照个性化的需求来配置策略，从而获得符合自己要求的服务；
4. 安全性：存放在共享数据平台的数据一定要确保安全，不能被他人非法的窃取或者篡改。

多租户的模式大大降低了企业的信息化管理的开销，给传统的软件行业带来了巨大的变革，企业通过互联网就可以使用服务提供商提供的服务，不需要购买大型的专业的设备就可以使用到快速的服务。同时企业也节省了传统模式中维护设备的开销，服务提供商具有专业的维护团队，这样就使企业的人力、物力和财力都得到了大大的节省。

在访问控制方面，相比于传统的软件模式，多租户模式的环境相对复杂，每个租户都有独自的、个性化的访问控制需求策略，因此多租户模式下的访问控制不仅需要保证访问控制策略的安全性，同时也必须考虑多租户的访问控制模型的灵活性和可靠性。

## 2.3 HDFS简介

HDFS是一个可以运行在廉价机器上的分布式文件系统。HDFS有良好的容错性能，从一开始就被设计成可以部署在多台低成本的硬件上。HDFS能提供高吞吐量的数据访问服务，适用于具有大数据集的应用程序。

### 2.3.1 数据块、 NameNode和DataNode

在文件系统的实现中，为了便于管理，设备往往将存储空间组织成为具有一定结构的存储单位。例如磁盘，文件是以块的形式存储在盘中，文件系统通过一个块大小的整数倍的数据块来使用磁盘。磁盘上的数据块管理对于用户来说是透明的。

HDFS也有块的概念，不过是更大的单元，默认的HDFS数据块大小是64MB。和普通文件系统累死，HDFS上的文件也进行了分块，块作为单独的存储单元，以Linux上普通文件的形式保存在数据节点的文件系统中。数据快是HDFS的文件存储处理的单元。

HDFS的设计基于主从结构，具有一个主节点，用来记录和维持系统内的所有文件，这个主节点称为NameNode。它并不存储真正的文件的数据内容，只存储文件的元数据信息。真正的数据内容存储在从节点DataNode上**错误!未找到引用源。**。在DataNode上，文件以数据块(block)为单位来存储，每个数据块的大小一般是64MB。NameNode管理着整个文件系统的命名空间，控制客户端对文件及目录的访问操作，它将数据分散到各DataNode上，并将相关的映射信息记录下来，这些映射信息被记录在元数据之中。DataNode则负责存储数据，并给客户端提供读写服务。HDFS的架构如下图所示[19]。



图 2‑1 HDFS架构

HDFS是基于Java语言开发的，任何具有JAVA运行环境的机器都可以运行HDFS。由于Java语言有高度可移植以及跨平台的特性，HDFS可以部署在很多不同系统的机器上。一个典型的部署示例是：一台专用机作为NameNode，集群中的其它机器都是DataNode。单NameNode的设计，使得集群的系统结构设计极大地被简化了。系统中的文件内容即不保存在NameNode上也不会流经NameNode，客户端直接与DataNode交换数据。

DataNode和NameNode之间有许多数据交互，例如DataNode在启动时会向NameNode进行注册，进入了正常状态之后会向NameNode发送心跳信息等。

DataNode正常启动的时候，会向NameNode进行版本查询，用来保证他们之间的版本号一直。DataNode正常启动了之后，会向NameNode发送注册信息，成为该NameNode的一个成员节点。注册成功之后，DataNode会把它自身的所有数据块的信息上传给NameNode上，这样是为了帮助NameNode建立DataNode到文件数据块之间的映射。这些都结束之后，DataNode对外提供正式的存储服务。

DataNode在正常的运行期间，每隔一段时间要向NameNode发送一个心跳信息，表示自身处于正常的工作状态。如果NameNode很长一段时间没有收到某个DataNode的心跳信息，就会认为该节点已经失效。NameNode也会想DataNode发送一些指令动作。例如如果删除一个文件时，在NameNode把该文件对应的数据块进行标记，如果存有该数据块的DataNode发送来心跳信息，NameNode就会把删除指令发送给该节点。DataNode收到指令后，就会删除数据块，把存储空间释放出来。

### 2.3.2 事务日志Editlog以及文件系统镜像FsImage

当客户端执行的每一个修改HDFS的目录树的操作后，NameNode都会在Editlog写下日志，记录下此次操作，这样可以保证系统出现故障后恢复到正常状态。HDFS能够按照日志的内容进行系统的恢复，方法是依次执行日志中的操作。但是Editlog文件的大小会随时间的变化而不断的增长，一旦发生了系统重启，根据日志来恢复系统的时间就很长。为了解决这个问题，HDFS引入了Fsimage（系统空间镜像），它是HDFS系统目录树以及元数据的一个存档，也称作是一个检查点（CheckPoint），每隔一段时间，系统就会更新Fsimage，使其能保持较新的目录树和元数据。Fsimage和Editlog一起解决了恢复系统较慢的问题。一旦系统需要恢复，首先把Fsimage的内容全部读取出来，然后在从Editlog中找到检查点时间之后的操作，这样就可以在较短的时间内恢复系统。

## 2.4 XACML

XACML，可扩展的访问控制标记语言，是由OASIS组织提出的一个标准，它规定一个策略语言和一个访问控制决策请求/响应语言的标准格式，这两种语言都是基于XML书写的。其中策略语言用来描述一般的访问控制需求，以及一些标准的扩展点，用来定义新的功能，数据类型和组合逻辑等。使用请求语言来构建一个标准的查询请求，去询问是否允许执行特定的动作，响应语言用来解释系统返回的结构。响应当中包含了是否通过该请求的回答，有四种值：允许，不通过，无法确定（有错误发生或者请求当中的某些值丢失了，系统无法给出决策结果），不适用（服务器无法处理该请求）。

如果有用户想对一个资源执行某个动作（读取，写入），其中资源是被保护起来的。如果使用XACML来做访问控制，其步骤如下：PEP先按照用户发的请求属性生成一个标准格式的请求。PEP把此请求发送给策略决策点PDP，PDP将会解析该请求，并寻找适应于该请求的策略，然后根据策略产生响应，响应中包含了此次决策的结果。之后响应就被返回给PEP，PEP根据响应的内容来准许或是拒绝用户的访问动作。其中PDP和PEP可以在同一个应用当中，也可能分布在不同的服务器上。XACML中除了请求/响应语言和策略语言之外，还有一些其他的组件，例如找到一个适用于给定请求的策略，计算出该请求是否满足策略中的规则。

XACML有以下特点：

它是一个标准。如果使用一个标准语言，那么这个语言一定被一些大型社区的专家和用户审查过，因此不会遇到那些能需要你的系统不断回滚的错误，也无需设计一个新的语言来解决自己遇到的一些棘手的问题。另外，随着XACML被越来越广泛的使用，它将更容易的与其他语言构建的应用交互。

它是在任何环境下都通用。它不仅仅能够为某些特定的环境下特定的资源提供一个访问控制，它能适应任何环境。策略被编写好了之后，可以被用到许多其他不同的应用中。策略的书写都使用共同语言的话，那么策略的管理将更加的容易。

它是分布式的。这意味着一个策略可以引用另一个在其他位置上的策略。这样的好处是不必要维护一个单一的策略，只需要维护一个整体的框架，不同的人或者不同的组织维护他们自己的子策略。XACML知道如何正确的生成一个完整的策略。

它的表述能力很强大。虽然XACML提供了很多的扩展点，但是实际上在许多情况下不需要扩展，因为它本身提供了各种各样的数据类型，函数，和规则，策略就是由这些组件构成的。另外，以及由许多团队致力于扩展和配置文件，使XACML和其他的标准（SAML，LDAP）进行连接，这样就会增加XACML语言的使用方式。

下面介绍一下XACML当中的重点概念：

Policy和PolicySet

所有的策略文件的一个根节点都是Policy或者PolicySet。PolicySet是一个容器，它可以包含其他的Policy或者PolicySet，同样也可以引用远程位置上的策略。Policy是指一个访问控制策略，它是通过一组规则来表示的。每个XACML都至少包含一个Policy或者PolicySet。

由于一个Policy或者PolicySet都包含多条规则或者是多个Policy，每一条规则或者每一个Policy最终做出的决策结果可能会不一样。因此XACML需要一个把所有结果整合到一起的方式。Combining Algorithms可以很好的解决这个问题。每一个算法都代表了一种把多个结果组合成一个结果的方式。有两种Combining Algorithms， PolicySet会使用Policy Combining Algorithms，而Policy会使用Rule Combining Algorithms。例如，Deny Overrides Algorithm，如果使用这种算法，在多个结果中，只要有一个结果是Deny（否决），那么最终的结果就会是Deny。这些Combining Algorithms被用来构建成越来越复杂的策略，XACML提供了七种标准算法，用户也可以自定义一些Combining Algorithms来满足自己的要求。

Target

PDP的工作当中，需要找到一个适用于给定请求的合适策略。为了做到这一点，XACML规定了Target节点，一个Target由主体，资源和动作组成。在PolicySet、Policy或者Rule中都包含Target节点，用于判断是否适用于某个请求。它们使用一个布尔函数去比较请求和Target中的值是否匹配。如果一个请求与Target中所有的条件都匹配成功，那么说明这个PolicySet、Policy或是Rule适用于这个请求。Target除了是一种检测适用性的方法，它还是一种索引策略的方法，这十分有利于在大量的策略需要快速的筛选到用户所需要的策略。例如一个Policy中包含的Target可能只匹配来自某个特定服务的请求，当这种访问请求到达时，PDP知道从哪里可以找到可能适用于该请求的Policy。另外，一个Target可以被规定成适用于所有请求。

一旦一个Policy适用于某个请求时，该Policy的Rule将会被评估计算。一个Policy可以包含任意数量的Rule，Rule包含了XACML策略的核心逻辑。Rule当中最重要的是Condition，Condition是一个布尔函数，如果Condition的评估计算结果是真，那么Rule就会返回其Effect，Effect的结果又四种情况，Permit（准许），Deny（拒绝），Error（错误），NotApplicable（Condition并不适用于该请求）。一个Condition可能是非常复杂的，可以由非布尔的函数或属性嵌套而成。

Attribute，Attribute Values ，Functions

属性是一些已知类型的值，例如一个ID号或日期时间。一个访问请求由以下几个元素构成：主体，客体，动作，环境。而属性代表了这些元素的特征，例如用户名，文件名或是文件的创建日期。一个从PEP发送到PDP的请求当中，几乎全部都是属性值，这些属性值被用于PDP的决策过程。

PDP可以通过两种机制来查询请求中的属性值：AttributeDesignator和AttributeSelector。如果使用AttributeDesignator方式，PDP会给出一个属性具体名称和一个具体的值，之后会从请求中查找匹配的特定属性，有四种类型的Designator，分别是SubjectAttributeDesignator、ResourceAttributeDesignator、 ActionAttributeDesignator和 EnvironmentAttributeDesignator。而AttributeSelectors的方式允许PDP通过XPath查询的方式在请求中寻找属性值。XACML提供了一个数据类型和XPath的表达式，可以用来寻找请求当中的属性集合。

AttributeDesignator和AttributeSelector可能会返回多个值，因为PDP有可能解析了多个请求，所以XACML提供了一种特殊的属性类型Bag。Bag是一个允许重复值的无需集合，用于存放Designator或者是Selector的返回结果。有可能最终的匹配结果只有一个属性，这种情况仍然会返回一个Bag类型的值。另一种情况是无匹配结果，这种情况会返回一个空的Bag，Designator或者是Selector还可以只返回一个Error标志。

一旦返回的Bag是非空的，那么Bag当中的那些属性值就检查是否与要求的属性值相等，然后PDP会做出决策。比较的过程由一些函数来完成。这些函数可以处理任意类型的属性值，其返回结果也可能是任意类型的属性值。函数有可能是嵌套的，一个函数可能会处理另一个函数的返回结果，这样就用户可以写出一些功能强大的函数。

## 2.5 本章小结

本章介绍了本文中需要用到的一些基础知识。包括一些传统的访问控制模型，DAC、MAC、RBAC以及TBAC，分析了他们的特点以及不足之处。之后又介绍了云的相关知识，近年来伴随着云计算技术的不断发展，有许多安全问题随之而来，许多大企业的云产品都有安全问题的发生。传统的访问控制模型以及不能很好的适应云环境。云存储是云计算技术的产物，能够提供大容量的数据存储服务。HDFS是一种分布式的文件系统。最后介绍了XACML访问控制标记语言的一些术语以及特点。

# UCON模型及其改进

本章主要介绍了UCON模型的核心组件，分析了UCON在云环境下的不足之后，针对这个问题，本章给UCON引入了角色、租户等属性，提出了一个改进的UCON模型，能更好的满足云存储系统下的访问控制需求。

## 3.1 UCON模型介绍

UCON的模型图如下[23]：

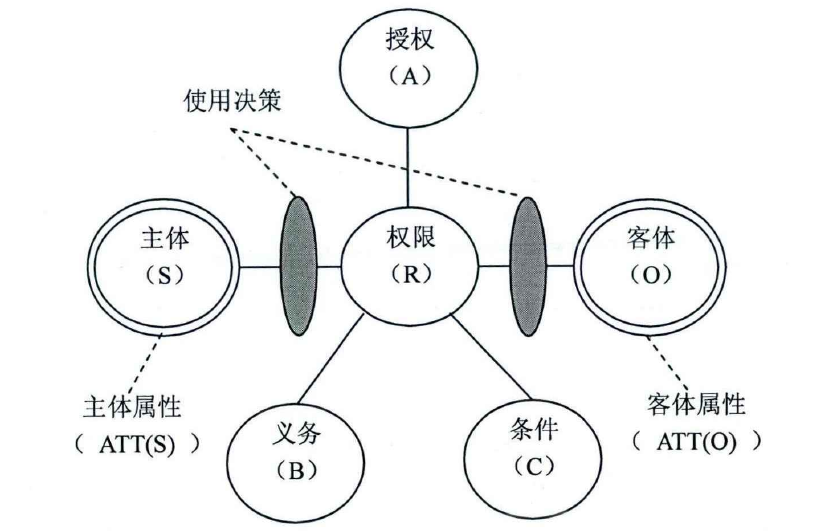


图 3‑1 UCON控制模型

UCONABC模型(Authorizations，oBligations and Conditions)与传统访问控制模型不同之处在于它不仅有授权规则，而且还包含了义务和条件。UCON核心模型由八种元素组成：主体，客体，权限，授权规则，义务，条件还有主体和客体的属性。义务是指主体在访问之前或者访问过程中必须完成的动作。条件是指环境上下文，与主客体无关。决策过程是基于授权规则，义务，条件这三个因子做出的；授权规则是基于主体属性和客体属性定义的。

下面分别给出每个组件的描述：

主体（Subject）：主体是一个实体，简记做S。主体可以是一个人，也可以是一个进程，它能对客体执行某些操作。

主体属性（Subject Attribute）：主体属性表示了主体的特性，简记为ATT(S)。属性往往在在授权的规则中被用到。例如所在部门、职位、角色等等。

客体(Objects)：客体是一种具体的资源。简记为O。例如文件系统中的文件就是一种客体，它可以被用户读、写或是执行。

客体属性(Object Attributes)：客体属性用于表示客体的特性，简记为ATT(O)。对于一个文件来说，它的属性可能如下：文件类型，创建时间，拥有者，是否属于机密数据等等。在授权规则的定义当中，需要用到这些属性。

权限(Rights)：它是主体拥有的对客体操作的一些特权，简记为R，权限由一个主体对客体进行的操作集组成。

授权规则(Authorization)：描述了一些规则，访问必须满足这些规则才能得到授权，简记为A。授权规则包含主、客体属性和所请求的动作。授权的过程既可以发生在主体访问客体之前，也能在主体访问客体之中进行授权。授权之后往往伴随着主体和客体属性的变化，会影响之后的授权结果

义务(oBligations)：义务是主体访问前或者访问过程中必须完成的动作，简记为B。根据不同的决策过程，义务分为两种：使用前义务，也有使用中义务。使用前义表示主体访问客体前必须完成的动作，使用中义务表示的是在主体访问客体的过程中必须执行的动作。主体执行完义务所规定的动作后，主体的属性还有可能发生变化，属性的改变有可能影响到本次或者之后的决策。

条件(Conditions)：条件是系统的环境因素，简记为C。这种因素与主客体是无关的，条件可以描述环境的一些属性和上下文信息。

UCON与传统访问控制模型的最大的不同之处是它有两个新特性：在访问过程中能持续授权和主客体属性的易变性。

持续授权是指对于那些主体正在对客体进行的访问，会持续不断的被系统检测，如果检测授权不通过的话，此次访问将会被撤销。

易变性是指主客体属性在访问时会发生变化。在主体开始访问客体之前，其属性值就发生了改变，这种情况称为属性的使用前更新。主体在访问客体的过程中，属性值发生了改变，这种情况称为属性的使用中更新，这些改变会被系统检测到，并重新检测是否还满足授权规则，如果不满足的话，此次访问可能会被撤销。属性的改变发生在使用过程之后，这种情况称为使用后更新，对下次主体访问客体的授权结果产生影响。

如上所述，UCON模型引入了三个决策因子：授权(A)、义务(B)和条件(C)，因此也被称为UCONABC模型。UCONABC并不是一个单一的模型，而是一个模型族。因为UCONABC模型具有持续授权特性和属性易变性，UCON对访问权限的决策可以发生在使用前或使用中，本文用pre表示使用前，用on表示使用中，preA就表示在使用前按照授权规则来进行决策，onC就表示在使用中按照条件来进行决策。UCON中主客体的属性更新可以发生在使用前、使用中、使用后。本文用“0”表示在决策过程中没有属性更新，用“1”表示在使用前更新，“2”表示在使用中更新，“3”表示属性更新发生在访问之后。

表3-1展示了UCON模型族，有24中情况，其中现实中不可能发生的情况记为“N”，可能发生就记为“Y”，例如对于使用前授权模型来说，在使用中更新属性就无实际意义，所以在pre的条件下所有使用中更新的情况都记作“N”。

表3-1 UCON基本模型

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 属性  决策 | 0  （无更新） | 1  （使用前更新） | 2  （使用中更新） | 3  （使用后更新） |
| preA | Y | Y | N | Y |
| onA | Y | Y | Y | Y |
| preB | Y | Y | N | Y |
| onB | Y | Y | Y | Y |
| preC | Y | N | N | N |
| onC | Y | N | N | N |

上表[23]中列出的是UCON的各个单模式的情况，但是在实际系统中可能使用组合模型，如UCONpreA0表示在使用前进行授权，并且主客体的属性不可更改，而UCONpreC0onA2onB2表示在使用前用按照条件决策，在使用中按照授权规则和义务进行授权，并且在授权的过程主客体的属性是可变的。下图[23]详细描述了 UCON模型的各种组合。

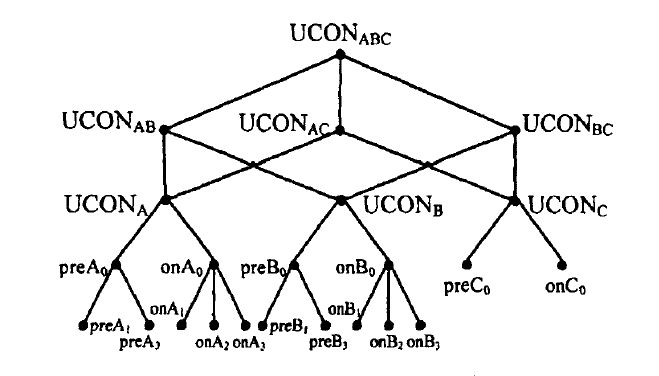


图 3‑2 UCONABC模型的组合

## 3.2 针对UCON中属性的扩展

UCON虽然能够支持动态授权，但是它仅仅是个抽象的模型，只是给出了一个理论上的框架。实现复杂，不易应用和管理。尤其是在云环境下，有以下不足之处：

（1）云环境的主客体数量较多，授权规则的定义会十分的琐碎，并且一旦主体的权限发生变化，授权规则需要重新定义；

（2）云环境有很多用户，不同用户之间的数据不能相互访问，需要访问控制模型有一定的隔离性。

因此，针对云环境下对访问空中模型的需求，本论文对UCON的属性做出了改进提出了TR-UCON模型：

（1）将角色引入到UCON中，作为主体的属性，简化了授权规则的定义，也能很好的支持主体权限的变更；

（2）将租户引入到UCON中，作为主客体的属性，使得UCON具有隔离性；

在UCON的主体中，引入临时属性的概念，使得在访问过程中具有更强大的授权规则。

### 3.2.1 将角色作为属性

在云存储系统中，用户往往要存放大量的数据，主体和客体的数量都十分的巨大，这样在定义策略的时候就十分的繁琐，并且如果某个主体的权限频繁的发生变化的时候，策略也需要跟着发生变化，这样就使得云上的访问控制系统极不灵活。

RBAC模型的一大优点是具有了角色的概念，通过引入角色实现了用户与权限的逻辑分析，具体来说，它有以下优点：

引入了角色的概念，实现了用户与权限的分离，这样很大程度上使授权管理的过程得到了简化；

由于降低了授权管理的复杂性，从而也减少了管理方面的开销；

方便企业定义出灵活的授权策略，也使的企业能定义出具有伸缩性的安全策略。

但是RBAC也有不足之处，角色是静态的概念，既不能实现动态的授权，在用户访问的过程中撤销访问资格，也没有考虑整个授权系统所处的环境条件。

因此本文提出，将角色引入到UCON当中，把角色作为UCON中主体的一个属性，使得新模型具有UCON和RBAC共同的优点。由于新模型的主体具有了角色属性，授权策略的定义会更加方便，也具有更好的扩展性。同RBAC96模型中的角色一样，新模型中的属性

只需要规定用户的角色属性值就使得用户具有了某个角色的所有权限，方便了授权的过程。如果有主体的权限要发生变化的时候，只需要改变用户的角色属性值，无需改变已有的策略定义。这样既减少了授权策略定义的复杂性，又提高了灵活性，同时也极大的方便了授权的管理过程。

### 3.2.2 将租户作为属性

在云环境下，所有的租户都共享资源。由于云环境中使用了虚拟化技术，因此每个租户都感觉自己拥有独立的计算资源（CPU，内存，带宽）。在云存储系统中，每个租户都会感觉到自己拥有独立的存储空间，但实际上所有的存储空间都在一起。这样就为云环境下租户个人的数据带来了安全隐患，有些租户可能非法的窃取或者篡改其他租户的私密数据。而UCON模型也并未考虑到云环境下的安全问题，并不具备租户与租户之间的数据隔离这一特性。在云环境下选择合适的访问控制模型，很重要的一点就是考虑其安全性。

UCON只是一个抽象的概念，为了解决上述问题，本文在UCON中引入了另一个属性：租户。与角色属性不同的是，租户属性是主体和客体都具备的，另外租户属性是不可变属性，主体或者客体的租户属性一旦被赋值，就不会再变化。因为在实际的应用当中，租户往往代表了某个企业，这个企业内部的所有的员工都具有相同的租户属性，同样，属于这个企业的数据也具有相同的租户属性。如果允许租户发生变化的话，一个用户可能就会访问到属于其他企业的数据，这是不允许的。另外主体和客体的租户属性可以有多个值，因为一个用户可能在多家企业就职，一份数据也可以被多家企业共享。

租户属性的引入，使特定的租户的主体只能访问特定租户下的资源，从而实现不同租户下的数据隔离。当一个主体访问云上的客体时，系统会检测主体以及被访问客体的租户，如果主体与客体的租户属性值不匹配，那么此次访问将会被拒绝，如果匹配成功，系统会继续检测此次访问的主客体是否满足授权规则，义务以及条件。

### 3.2.3 临时属性

临时属性，表示该属性只是在某个特定条件下某个特定时间段内存在，例如某些属性只在主体访问一个特定客体的时候中存在，访问结束或者访问其他客体都没有此属性。

在UCON中引入临时属性，使得授权规则的定义更灵活，也具备了更好的安全性。添加了临时属性，就可以更灵活的对主体的行为进行控制，例如某系统规定，对于某个特殊文件A，连续的阅读时长不能超过1小时。所有阅读此文件的主体在进行访问的时候都有如下属性：readFileATime，表示该用户访问了文件A多长时间。在访问的过程中，该属性的值不断的更新，系统会不断的检测此属性，如果超过1小时，那就结束此次访问，被取消访问资格的主体也不再具备这个属性。

但这样一来，UCON中就有两种授权规则，一种是主体在访问客体之前进行检测的规则，此时主体还不具备临时属性，因此这种规则中也不涉及临时属性，另一种是在主体访问客体过程中进行检测的规则，此时主体具有了临时的属性，这种规则含有临时属性。

## 3.3 将会话引入到UCON

UCON与传统的访问控制模型很大的不同点是具有属性易变形和连续授权的特性。其中由于属性在模型当中有定义，所以能很直观的理解属性的易变性，但是对于连续授权这一特性，在模型图当中则没有很好的表现出来。

所以把会话加入到UCON当中，作为一个组件，来表现UCON连续授权的特点。

会话的定义如下：表示一个主体正在访问客体的过程，包含访问的主体subject，被访问的客体object，以及访问的动作action。一个会话被创建之后，就会被持续的检测，在会话的过程中，主客体的属性都有可能发生变化，可能会不符合授权要求，一旦检测到这种情况，该会话将被取消，此次访问过程也会结束。

会话有以下几种状态：初始化，访问中，检测中，结束。在主体发起访问之后，如果满足授权规则、义务、条件，就创建一个会话，此时会话进入初始化状态，之后开始访问，进入访问状态，之后每隔一段时间，或者是主客体的属性发生了变化，会话就进入检测状态，此时访问仍然继续进行，如果检测结果不通过，则会话被撤销，接着进入结束状态，如果通过，则访问会继续进行下去，一直到主体访问结束。状态转移过程如下图所示。



图 3‑3会话状态转移图

## 3.4 改进的UCON模型描述

本文提出了一个改进后的模型：TR-UCON，其模型图如下：

图 3‑4 TR-UCON模型图

该模型包含如下组件：主体Subject、客体Object、权限Right、主体属性ATT(S)、客体属性ATT(O)、义务Obligation、条件Condition、授权规则Authorization、会话Session。

主体的属性包括四部分：角色属性、租户属性、临时属性、其他属性；

客体的属性包括两部分：租户属性、其他属性。

其中主客体的租户属性均为不可变属性，一个主体或者客体一旦生成，租户就已经确定，不能再改变。

会话由三部分组成：主体Subject，客体Object，动作Action。主体发起访问客体的请求，如果请求被通过，那么就生成会话，并且在访问的过程中该会话不断的被检测，直到结束或者授权不通过，会话就会被撤销。

其他组件的定义均与UCON当中相同。

文献[24]中详细的给出了关于UCON各个单模型的描述。TR-UCON模型的逻辑描述与UCON模型的基本相同，在本文中给出一些关于会话的函数的说明：

createSession(subject,object,action)，表示根据主体、客体和动作来创建一个会话；

checkSession(session)，表示在访问过程中检测会话；

cancelSession(session)，撤销会话，当某个会话检测未通过时，或者主体正常的结束了访问时，就撤销掉该会话。

## 3.5 本章小节

本章主要分析了UCON在云环境下的不足之处，对UCON的属性组件进行了扩展，引入了角色、租户、临时属性的概念，提出了新的模型：TR-UCON；给UCON引入会话这一概念，使得在模型之中，除了能表现出属性易变性的特点之外，也能表现出持续授权的特点。

# 基于UCON的云存储系统访问控制模型的设计与实现

本章主要基于上一张改进后的UCON模型的基础上，实现了一个面向企业用户的云存储系统实现。本章首先给出了系统的整体架构，重点介绍了访问控制模块相关的组件，然后分析了本系统在用户量较大的情况下可能出现的一些性能问题，本文使用了消息队列，负载均衡，缓存系统等关键技术来提高系统的性能。

## 4.1 模型架构

云存储系统模型架构图如下：

图 4‑1云存储系统模型架构图

PEP(Policy Enforcement Point)，这个模块是访问控制的入口，用户发起的访问会首先到达该模块，PEP会按照标准格式生成请求，并将请求发给PDP模块，等待授权PDP模块的响应结果，如通过，该模块会去请求资源，返回给用户。

PDP(Policy Decision Point)，该模块接受来自PEP的请求，并根据请求查询到合适的策略，计算该请求是否满足策略，然后按照标准格式生成响应，并且将结果返回给PEP模块。该模块是整个架构的核心部分，在决策的过程中，PDP会从属性管理中心(AM)以及策略管理中心(PM)读取数据，拿到主体、客体的属性以及相应的策略。

AM(Attribute Management)，属性管理中心，该模块管理了所有主体、客体的属性。对外提供以下服务：属性读取，属性更新，属性添加，属性删除。

PM(Policy Management)，策略管理中心，该模块管理了所有的策略，对外提供策略读取服务。

SM(Session Management)，会话管理中心，由于UCON有持续授权的功能，因此需要使用会话来保存现有的所有访问。一个会话包括如下三部分：主体、客体和动作。在访问的过程中，会话会不断的被检测，并被PDP模块重新计算是否满足策略。

CH（Context Handler），这个模块用于存储和转发不同模块之间的通信。如果没有此模块，其余的各个模块由于要相互通信，会紧密的耦合起来，不利于扩展，因此从工程实现的角度考虑，CH是用于解除不同模块之间的耦合。

LS（Log Service）日志服务，用来记录所有PDP做出的决定，日志的格式如下：主体，主体的属性值，客体，客体的属性值，决策用到的策略。以后会将这些日志进行审计。

ConfigServer是缓存系统的控制节点。缓存系统用来存放属性和策略，由于缓存系统是分布式的，所以需要一个控制节点来决定数据存放的节点。

LoadBalance负载均衡中心节点。由于计算量较大，所以搭建了多台PDP服务器，需要一个负载均衡节点。

## 4.2 系统实现中的关键技术

考虑了云环境下用户访问量较大，本系统使用了负载均衡和分布式缓存系统提高系统的性能，并设计了一套消息传递机制来保证系统的可扩展性。

### 4.2.1 策略决策模块

XACML是OASIS提出了一个标准，并没有给出具体的实现。Balana是一个开源的XACML的实现，基于Sun's XACML开发。Sun's XACML用Java实现了所有XACML1.1标准必须实现的规则，而Balana可以支持XACML3.0**错误!未找到引用源。**。

Balana中对于策略的寻找方式仅仅支持ResourcePolicyFinder方式，而本系统中由于使用了缓存系统，所以会有大量的Policy都需要存放在内存里，所以也需要一种从内存中查询策略的方式，因此需要对Balana做出一些扩展，添加一种查询策略的方式： InMemoryPolicyFinder。

在InMemoryPolicyFinder方式中，使用HashMap来存放所有的策略，其中key为策略的URI，value为策略本身。如果查询策略提供的参数为策略的URI，可以在O(1)的时间内返回相应的策略。如果查询策略提供的参数为EvaluationCtx ，那就需要遍历整个HashMap，逐个进行匹配。

### 4.2.2 消息通信

在架构中，很多模块之间都会涉及到消息的交互，如果模块与模块直接发送消息，在实现上，各个模块都耦合在一起，不利于扩展，有新需求的时候，也不方便改动，需要一个中间件来保证模块之间的通信。

模块与模块的通信大致分为两种：同步和异步。

对于异步的通信，实时性要求不高，消息可以在中间件当中存放一段时间也不影响结果，例如日志的存取，这种情况可以采用消息队列技术。ActiveMQ是一个开源的中间件框架，在高并发的访问下仍然有很好的性能，而且消息不会丢失，未必处理的消息会被持久到硬盘中。在本系统的ActiveMQ里，针对每个模块都有一个与之相对应的队列，每个模块都从与之对应的队列中读取消息，也可以向其他模块的队列发送消息，从而实现异步通信。

对于同步的通信，对实时性要求很高，例如PDP模块与PEP模块的通信，PDP要处理PEP的请求，这种情况需要快速的给用户返回决策结果，因此不能采用消息队列的形式进行通信。需要另一种通信方式：序列化与远程过程调用。PEP与PDP的通信过程如下：PEP在与PDP通信之前先要拿到PDP服务器的地址，与PDP所在的进程建立连接，PDP将服务对象序列化，发送给PEP，PEP获取到服务对象，解序列化，通过调用服务对象的方法来使用服务。

在云环境下往往是多台机器构成的集群来提供服务，如果使用硬编码的方式将服务器的地址写入代码中，就会使得服务难以应对机器故障，也难以通过添加机器的方式来对服务进行横向扩展。所以本文引入了服务管理中心ServerManager来解决这个问题。

在系统中，所有的服务提供者启动时都向ServerManager注册服务信息（接口、版本、超时时间、序列化方式等），这样ServerManager上面就有了所有的服务信息。服务调用者启动的时候向ServerManager注册对哪些服务感兴趣，ServerManager就把服务地址推送到服务调用者那里。调用者在调用时则根据服务信息的列表直接访问相应的服务提供者，而无需经过ServerManager。

服务提供者每隔一段时间就会向ServerManager发送一个心跳信息来表示自己的存活状态。如果ServerManager发现某个服务提供者长时间未发送心跳信息，就会主动询问，如没有收到回应，说明该服务器可能出现故障，ServerManager就会告知所有与该服务相关的服务调用者。

在同步通信中一个很重要的技术是序列化。

序列化（serialization）是指将结构化的对象转化为字节流，以便在网络上传输或者写入到硬盘进行永久存储；相对的反序列化（deserialization）是指将字节流转回到结构化对象的过程。

在分布式系统中进程将对象序列化为字节流，通过网络传输到另一进程，另一进程接收到字节流，通过反序列化转回到结构化对象，以达到进程间通信。

由于本系统是一个集群系统，对序列化机制的要求如下：

紧凑，带宽是分布式系统中最为重要的资源之一，因此需要一个紧凑的序列化机制来降低带宽的使用率；

快速，在应用中，网络的I/O操作往往是性能的瓶颈，因此序列化和反序列化的速度必须很快，不能让传输速度成为应用的性能瓶颈。

Java原生的序列化机制，其序列化结果包含了大量与类相关的信息，例如类的描述信息，类的版本ID，对于拥有父类的类，父类的信息也会被保存下来；这些信息之后才是对象的数据。在这个过程中，序列化输出中保存了大量的附加信息，导致序列化结果膨胀，因此本系统需要一个新的序列化机制。

Hadoop的序列化框架是专为集群系统开发的，主要目的在于减少时间和空间开销，它要比java原生的的序列化高效的多。

Hadoop的序列化机制的过程是先调用对象的write()方法，把对象序列化到流中，反序列化的时候，调用对象的readFileds()方法，把数据从流中读取出来。在Java原始的序列化机制中，对对象的反序列化的过程会不断地创建新的对象，这样会产生大量的对象。而在Hadoop的序列化机制中，对象是可以复用的，可以在同一个对象上得到多个反序列化的结果，而不是多个对象，这大大减少了GC中新生代对象的生成，减少了应用因为GC的执行而停顿的次数和时间，提高了应用的效率。

### 4.2.3 属性管理模块

每个主体以及客体都有一个ID，其属性应该放在数据库中。但是每个主体拥有的属性数量不一样，客体的属性同样也是如此。因此，主体与客体的属性并不是一个结构化的数据，这种情况不适合使用关系型数据库来存放主客体的属性，MongoDB能很好的满足这种需求，对于非结构化的数据，MongoDB提供了非常好的存储方案。

MongoDB是一个基于分布式文件存储的数据库。它既不完全是关系数据库，也不完全是非关系数据库。是介于它们之间的一款数据库产品。它支持的数据结构比较松散，非常类似json类型的数据格式，因此可以存储比较复杂的数据类型。MongoDB并不支持标准的SQL，它有独特的查询语言，并且其功能非常强大，其表述形式类似于面向对象的查询语言，几乎可以实现标准SQL中单表查询的绝大部分功能，并且支持对数据的一列或者多列建立索引[32]。

在MongoDB中本系统用两个Collection分别用来存放主体的属性和客体的属性。

db.createCollection("subAttr")，创建一个名字为“subAttr”的Collection，用于存放主体属性。

db.createCollection("objAttr")，创建一个名字为“objAttr”的Collection，用于存放客体属性。

一个主体属性的实例：

{

SubID："300021"，

Name："john"，

Age："25"，

Role：" software development engineer"，

Tenement："Bat"

}

一个客体属性的实例：

{

ObjID："123845176"，

Tenement："Bat"，

Type："txt"，

SecuirtyLevel："high",

path:"bat/fical",

filename:"employee"

}

由于云环境下用户量很大，文件系统存也存放了许多文件资源，因此存储在数据库中主客体的属性量也很大，为了提升检索效率，减少程序等待响应的时间，本系统对ID字段建立索引。

数据库的索引对于提高数据库检索的速度是立竿见影的，由于使用的特殊的数据结构来存储索引，使得在很短的时间内就可以查询到需要的数据。如果没有索引的话，数据库的搜索引擎在检索数据时必须全盘扫描Collection中的记录，并且把每条记录都抽取出来与查询条件进行比对，最终选取那些符合查询条件的记录。 这种全集合扫描的查询效率是非常低的，特别在处理大量的数据时，查询可以要花费几十秒甚至几分钟，这对应用的性能是非常致命的。

索引是特殊的数据结构，索引存储在一个易于遍历读取的数据集合中，索引是对数据库表中一列或多列的值进行排序的一种结构。

db. subAttr .ensureIndex({SubID:1}) 对" subAttr "中的"SubID"字段建立一个升序索引。

db. objAttr .ensureIndex({ObjID:1}) 对" objAttr "中的"ObjID"字段建立一个升序索引。

### 4.2.4 负载均衡

由于是云存储平台，对策略的计算量应该很大，因此需要使用多台服务器来对策略进行计算，也需要加入负载均衡模块，把不同的请求交给不同的服务节点。4.2.2节当中描述了一个服务管理的节点ServerManager，本系统在这个节点之前加入负载均衡的功能。

负载均衡的作用是把不同的请求分散到各个数据节点的技术，在分布式的应用中比较常见。负载均衡分为软件负载均衡和硬件负载均衡两种，目前，一些专业的负载均衡硬件虽然其效果很好，但是却很昂贵，所以近年来软件负载均衡大受亲睐。

在本系统中采取加权轮询算法，算法的流程如下：



图 4‑2 加权轮询算法流程图

加权轮询算法分为广度优先搜索和深度优先搜索，本系统采用的是深度优先搜索算法。首先将请求都分给权重最高的节点，该节点的权重减一，然后所有的节点按照权重的高低重新排序，下一个请求过来之后，重复上述过程，流程图如图4-2所示。

在上述流程图中需要注意的一点是：有些节点会出现故障，当所有后端节点都出现故障时，本系统会不会再继续接受请求，以避免造成所有的节点都处在timeout的状态，造成死循环。

### 4.2.5 缓存系统的使用

在每一个主体对资源进行访问的时候，PDP模块都要不断的计算，也需要获取到相关的属性值和策略，如果每次都从数据库或者文件系统中读取，时间开销会很大。为了解决这个问题本系统引入了缓存系统，缓存系统主要用于存放主客体的属性以及策略，这样在决策需要用到这些信息的时候，先在缓存系统中查找有无结果，如有，直接从缓存系统中读取。由于在会话当中的访问要不断的进行读取，因此所有会话当中的主客体属性以及策略都应该存放在缓存系统中。

由于缓存中需要存放的数据量很大，使用单机缓存不能很好的满足需要，因此本系统仿照HDFS的机制设计了一个分布式的缓存。

缓存系统由一个中心控制节点ConfigServer和一系列的数据节点DataServer组成。中心控制节点负责管理所有的数据节点，维护数据节点的状态信息。数据节点对外提供缓存服务，并每隔一段时间给中心节点发送一个心跳数据，汇报自身的情况。中心控制节点是单一的控制点，可以仿照HDFS，使用一主一从的形式来保证可靠性。所有的数据节点地位是相同的。缓存系统的架构图如下：



图 4‑3 缓存系统架构图

分布式缓存不同于单节点缓存，对于一个数据对象object，要选择一个节点来存放。传统的做法是先对这个数据对象使用哈希函数，得到一个哈希值，然后对节点数量进行取余，也就是hash(object)%n，n为节点的数量。这种方法有一个问题，一旦某一个节点出现故障，缓存系统的命中率就大大降低，因为出现故障后，节点的数量就为n-1，所有的取余结果都与原来的不同，因此本系统采用了一致性哈希算法[33]。

算法的过程如下：

首先定义一个具有232个数字的空间，数字的范围是0~(232-1)，现在可以将这些数字头尾相连，形成一个闭合的环形。将DataServer节点均匀的放置到环形空间中，然后对于某个对象进行hash操作，哈希的结果一定在上述的环形空间中，然后以顺时针的方向计算，将对象object放到离自己最近的节点上。

采用这种算法，即使某个节点发生了故障，也不会影响其他节点的正常运转。

由于缓存系统的空间有限，不断的有新数据加入到缓存当中，旧的数据就需要被替换掉。由于会话中的主客体属性会被不断的用到，因此要尽量的保证这些数据在缓存系统中。

LRU( Least Recently Used) 最近最少使用算法，是内存管理中的一种页面置换算法。LRU的基本思想是一旦需要替换的时候，就把最近未被使用的元素替换。基本的实现方法是：维持一个队列，队列中的元素被使用过之后就放到队尾，这样越靠近队尾的元素都是最近使用过的，越靠近队首的元素都是近期没被使用到的，因此需要发生替换的时候就把队首的元素删除掉。

由于会话中的主客体属性会被不断的读取，因此总是被最近使用到，不会被替换掉，因此使用LRU算法能很好的保证缓存的命中率。

## 4.3本章小结

本章详细提出了云存储系统的模型架构，考虑到系统的效率问题，采用了集群提供服务的方式。在多台服务器提供服务的时候，往往需要一个中央节点来进行控制，例如分布式缓存系统中的ConfigServer。在当前大用户量的环境下，分布式的应用是必不可少的。

# 总结与展望

## 5.1 本文工作总结

在云计算高度发展的同时，也暴露了云安全访问控制的问题，传统的访问控制模型和技术并不能很好的满足当今的需求，因而本文针对这个问题进行了相关的研究。

首先是对传统访问控制模型和相关控制技术进行了调研。针对云计算环境，对他们的优缺点进行了分析。

其次对下一代访问控制模型UCON进行了研究，由于UCON具有属性的可变性以及动态授权的特点，能较好支持动态授权，但在云环境下仍然有一些缺陷，例如：规则定义繁琐，不具备隔离性。因此本文针对UCON的属性进行了扩展，使其克服了上述缺陷。除此之外，本文还对UCON引入了会话元素，使之很好的体现了持续授权的特性。

最后本文在基于HDFS上实现了一个云存储系统，并且在云存储系统内部实现了访问控制模块。在实现中加入了负载均衡和缓存系统，用来保证系统的性能；分别考虑了同步和异步两种通信机制，用来保证系统的可扩展性。

## 5.2 进一步的工作

本文从理论和实现两方面的角度研究了UCON模型，在理论研究的过程中，发现UCON还存在一些其他的缺陷，例如在使用中更新的风险以及使用控制的并发性，这两个问题在本文中都没有考虑到，需要进一步的研究。

另外本系统在实现的时候偏向于UCONA模型，对义务、条件这两个元素没有对应的模块来支持，需要进一步的实现。

# 参考文献

1. Peter Fingar. Dot.Cloud: The 21st Century Business Platform Built on Cloud Computing[M]. 王灵俊，译. 北京：电子工业出版社，2009.
2. 朱近之. 智慧的云计算[M]. 北京：电子工业出版社，2010.3.
3. 沈昌祥. 云计算安全[J]. 信息安全与通信保密, 2010, 2010 (12): 12-12.
4. 51CTO. 云计算是彻底转变安全交付方式的机会[EB/OL]. http://netsecurity.51cto.com/art/201003/186066.htm.
5. 周晓军. 基于 RB-RBAC\_ (ex) 模型的 PMI 系统的研究与设计[D]. 上海：上海交通大学, 2010.
6. 毛玉萃. 安全操作系统中的存取控制[J]. 大连大学学报, 2004, 25(4): 60-63.
7. 程剑豪. 基于多元判决的动态访问控制模型的研究与设计[D]. 上海：上海交通大学, 2009.
8. 何康. 云计算环境下基于多目标规划的访问控制模型研究[D]. 长沙：湖南大学, 2012.
9. Sandhu R S, Coyne E J, Feinstein H L, et al. Role-based access control models[J]. Computer, 1996, 29(2): 38-47.
10. Arnab A, Hutchison A. Persistent access control: a formal model for drm[A]//Proceedings of the 2007 ACM workshop on Digital Rights Management[C]. ACM, 2007: 41-53.
11. Sandhu R. Role activation hierarchies[A]//Proceedings of the third ACM workshop on Role-based access control[C]. ACM, 1998: 33-40.
12. 罗鑫. 访问控制技术与模型研究[D]. 北京：北京邮电大学, 2009.
13. Martínez-García C, Navarro-Arribas G, Foley S N, et al. Flexible secure inter-domain interoperability through attribute conversion[J]. Information Sciences, 2011, 181(16): 3491-3507.
14. 于欣. 云计算中的访问控制技术研究[D]. 西安：西安电子科技大学, 2013.
15. 钱进进. 私有云安全存储技术的研究与实现[D]. 广州：广东工业大学, 2013.
16. 杨丽丽. 云存储网关的研究与实现[D]. 武汉：华中科技大学, 2013.
17. 刘铁钢. 基于 XACML 的多租户访问控制的研究与应用[D]. 呼和浩特：内蒙古大学, 2014.
18. Lee. Hadoop介绍[EB/OL]. http://blog.csdn.net/leechenglong/article/details/22790225.
19. Apache. HDFS Architecture Guide[EB/OL]. http://hadoop.apache.org/docs/r1.2.1/hdfs\_design.html.
20. greatwqs. Hadoop HDFS架构和设计[EB/OL]. http://greatwqs.iteye.com/blog/1840321.
21. OASIS. xacml-3.0-core-spec-os-en[EB/OL]. http://docs.oasis-open.org/xacml/3.0/xacml-3.0-core-spec-os-en.pdf.
22. OASIS. A Brief Introduction to XACML[EB/OL]. https://www.oasis-open.org/committees/download.php/2713/Brief\_Introduction\_to\_XACML.html..
23. 姚冬梅. 基于UCON的云计算访问控制模型研究[D]. 南京：南京大学，2012.5.
24. 聂丽平. 基于 UCON 访问控制模型的分析与研究[D]. 合肥：合肥工业大学, 2006.
25. 袁琦. SAAS 模式下访问控制的研究及应用[D]. 广州：暨南大学, 2012.
26. 李萍. 基于 UCON 模型的 PMI 系统的研究与实现[D]. 上海：上海交通大学, 2007.
27. 任礼. 云计算的多租户存储分析[J]. 科学与财富, 2013，2013 (11): 323-323.
28. 刘宇龙, 薛涛. 企业多租户云存储平台的设计与实现[J]. 西安：西安工程大学学报, 2014, 28(2): 213-219.
29. 沈晴霓, 杨雅辉, 禹熹, 等. 一种面向多租户云存储平台的访问控制策略[J]. 小型微型计算机系统, 2011, 32(11): 2223-2229.
30. 谢辉, 张斌, 任志宇. 基于 UCON 模型的 PMI 体系结构[J]. 计算机工程与设计,2009，2009 (7): 1590-1592.
31. Asela. “Balana” The Open source XACML 3.0 implementation[EB/OL]. http://xacmlinfo.org/2012/08/16/balana-the-open-source-xacml-3.
32. W3SCHOOL. MongoDB 索引[EB/OL]. http://www.w3cschool.cc/mongodb/mongodb-indexing.html.
33. cywosp. 理解一致性哈希算法[EB/OL]. http://blog.csdn.net/cywosp/article/details/23397179.

# 致谢

本论文的工作是在导师秦素娟教授和网络安全中心其他老师的指导下完成的，两年半的研究生生活即将告以段落，在此由衷的向网络安全中心的老师们表示我最崇高的感谢和敬意。这两年多无疑是一个痛苦的煎熬但又不断积累与进步的过程，这两年多我收获了很多很多。秦老师治学严谨、为人平和、见识广博、看问题能切中要点。感谢张老师为我们创造了良好的学习环境与研究氛围，感谢金老师对我的鼓励与指导，感谢温老师、高老师传递给我的正能量，非常感谢秦老师日夜加班帮助我修改论文。

感谢西门子中国研究院给予我的实习机会，在一年多的实习中，我的工程开发能力得到了很大提升，也为我将来的发展奠定了良好的基础，感谢我的主管栗静文对我的指导和鼓励。感谢我的父母，你们都是在我背后默默的支持着我的人，这种支持是我无以回报的，你们是我前行中最大的动力之一。

感谢网络技术研究院2012级7班的所有同学们，是你们构成了我研究生生活中最美好的记忆，虽然以后可能天涯海角各分东西，但友谊依然长存。

感谢所有关心和帮助我的人!

最后感谢评审的老师,感谢你们在百忙之中抽出时间审阅本文并提取宝贵的建议。

# 作者攻读学位期间发表的学术论文目录