

宽带无线多媒体系统 MAC 层多播广播技术的研究

摘要

BWM（宽带无线多媒体，Broadband Wireless Multimedia）网络结合移动电视网络和宽带无线接入网络的特征构建联合网络，旨在寻求运行高效、成本低廉的技术途径，从空中接口、无线接入网络、核心网络、业务平台和终端等不同侧面全方位地达成“三网融合”。BWM 系统的 MAC（媒体接入控制，Medium Access Control）层在管理分配上层资源及提高通信传输效率中起着至关重要的作用。在 BWM 系统 MAC 层中，采用多播广播这种点到多点的信息传输方式，比点对点通信节省了频带资源以及发射功率，是未来通信发展的主要趋势。

本文通过对国内外现有研究中 BWM 系统 MAC 层多播广播基本原理及关键技术的研究和分析，分别在 BWM 系统 MAC 层多播机制、多播数据调度、广播机制中设计了全新的关键技术解决方案。在多播机制中设计了新型的多播连接动态分配算法，选举产生多播基站群，使群内所有基站在同一频道上使用相同的连接标识，并且一个连接同时动态承载多个频道，以减少连接数量；在多播数据调度中，提出了创新的公平性调度算法及时间频率综合调度算法，分别达到无限逼近绝对公平性和减小冷门节目和热门节目等待时间的差异的目的；在广播机制中，设计

了新型的按需广播计时及计数算法,采用多个定时器轮询及计数器轮询的方式,寻找广播基站的空闲时隙为数据通信服务,并对其性能进行了理论分析;并且针对以上算法在 Windows 系统下采用 opnet 仿真软件及 matlab 平台进行了仿真实验,对实验数据进行分析后,发现多播连接动态分配算法可以在一定程度上节省连接资源,两个多播数据调度算法均可达到目标,按需广播计时及计数算法可以提高资源的利用率。

关键词: 宽带无线多媒体 多播广播 动态分配 数据调度 计时及计数

**RESEARCHES ON TECHNOLOGY OF MULTICAST
AND BROADCAST IN MAC LAYER OF BROADBAND
WIRELESS MULTIMEDIA SYSTEM**

ABSTRACT

BWM Networks constructs the networks based on the characters of Mobile Video Networks and the Broadband Wireless Access Networks, in order to find the technical way of operating efficiently and costing lowly, realizing the "combination of three networks" from all the directions and sides which contains air interface, wireless access networks, core networks, service flat and terminals. The MAC layer of BWM system plays an important role in managing and allocating up-layer resources and enhancing the transmitting efficiency. In MAC layer of the BWM networks, using multicast and broadcast which belongs to the transmitting mode of point to multipoints can save more frequency band resources and more transmitting power than the point to point communication, and is the main trend of future communication development.

Based upon the research and analyze of the basic theory and key technology of multicast and broadcast in the MAC layer of BWM in the existing domestic and abroad research, this paper designed innovative resolving schemes of key technology in the multicast scheme, multicast data scheduling and broadcast scheme of the MAC layer of BWM. In the multicast scheme, we design the novel Algorithm of Dynamic Allocation of the Multicast Connection, voting to generate the multicast base-station group, making all the base-stations use the same connection identity on the same channel and one connection undertake several channels at one time dynamically, looking forward to reduce the number of the connections; In the multicast data scheduling, we propose the created Optimized Equity scheduling algorithm and scheduling algorithm of Frequency and time First, aiming separately to approach the absolute equity infinitely and to reduce the difference between cold and hot programs in the waiting time. In the broadcast scheme, we design the novel Timing and Counting algorithm in the broadcast on demand, alternate checking several timers and counters to find the idle slots of the broadcast to provide service for communication of data, enhancing the utilizing efficiency of the resources. We carried out the simulation on the opnet and matlab in windows for these algorithms, after analyzing the result of the experiment, we found that algorithm of Dynamic Allocation of the Multicast Connection can save the resources of

ABSTRACT

connections on a certain degree, both of the two multicast data scheduling algorithms can reach its goal, and the Timing and Counting algorithm in the broadcast on demand can enhance the utilizing efficiency of the resources.

KEY WORDS: Broadband Wireless Multimedia, multicast and broadcast, dynamic allocation, data scheduling, timing and counting

缩略语

英文缩写	英文全拼	中文
ARQ	Auto Repeat Request	自动重传请求
BWM	Broadband Wireless Multimedia	宽带无线多媒体
DL	Downlink	下行链路
DVB	Digital Video Broadcasting	数字视频广播
FCFS	First Come First Service	先到先服务
FMF	Frequency and time First	时间频率综合
ID	Identity	标识
IE	Information Element	信息单元
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers	电气及电子工程师学会
IP	Internet Protocol	互联网协议
LWF	Longest Wait First	最长等待时间先服务
MAC	Media Access Control	媒体接入控制
MBS	Multicast and Broadcast Service	多播广播服务
MRF	Most Requests First	最多先服务
MRFL	Most Requests First Lowest	最低最多先服务
PDU	Protocol Data Unit	协议数据单元
PMP	Point to Multipoint	点到多点
PRO	Program	节目
QoS	Qulity of Service	服务质量
QP	Quadratic Programming	二次规划
REQ	Request	请求
RSP	Respond	应答

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： 刘博 日期： 2008年3月28日

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： 刘博 日期： 2008年3月28日
导师签名： 冯春燕 日期： 2008年3月28日

第一章 绪论

1.1 课题的研究背景

宽带无线多媒体系统是宽带无线多媒体网络的系统架构，BWM（宽带无线多媒体，Broadband Wireless Multimedia）网络是一个融合移动电视网络和宽带无线接入网络技术特征的新型网络，又区别于移动电视网络和宽带无线接入网络，可以配置强大的 IP（互联网协议，Internet Protocol）核心网络和综合业务管理平台，并为不同的终端业务配置了相同的运维支撑平台。BWM 网络能同时接收来自两种网络中各基站的数据，使网络接入更加容易，并且充分利用了陆地电视广播的频谱资源，解决了宽带无线接入网络频谱过高带来的问题。BWM 网络同时支持两种网络且兼容现存标准，可独立工作并支持两种网络的衍生版本，在 PMP（点到多点，Point to Multipoint）和 Mesh 架构下都可行，采用时分复用方式，帧长可以适应整个网络环境。

目前，宽带无线多媒体网络正向多网融合的方向发展，这种发展将形成未来的宽带无线多媒体网络即下一代宽带无线多媒体网络。一方面，基于 IP 的核心网作为下一代宽带无线多媒体网络的核心网已经成为公认的事实，这使得下一代宽带无线多媒体网络在核心网互融互通成为可能。另一方面，各种无线技术层出不穷，如 IEEE（电气及电子工程师学会，Institute of Electrical and Electronics Engineers）802.11、IEEE 802.16、DVB（数字视频广播，Digital Video Broadcasting）-T/H 等，3GPP、3GPP2 等都在研究下一代宽带无线技术。基于 IP 的核心网和无线技术使下一代宽带无线多媒体网络为移动用户提供无处不在的服务成为可能，多网融合为下一代宽带无线多媒体网络提供用户透明的服务，即在应用层提供统一的、无缝的业务平台，使得用户可以在不同的网络之间实现透明的无缝切换。

在 MAC（媒体接入控制，Medium Access Control）层网络架构方面，BWM 网络充分考虑了移动电视网络和宽带无线接入网络的系统架构特征，既支持移动电视网络中的以传统广播为特征的大基站覆盖模式，又支持宽带无线接入网络中的以蜂窝组网为特征的全小基站覆盖模式，允许针对点到点或者点到多点的通信模式进行优化组网。BWM 网络本身是一个独立完整的网络，虽然它融合了移动电视网络和

宽带无线接入网络的特征,但并不是简单的两个网络相加,而是技术层面上的融合。因此,BWM网络的MAC层也是独立完整、不可分割的,它不是针对移动电视网络和宽带无线接入网络各有一套机制,而是针对整个BWM网络使用统一的机制。因此,本文后续三、四、五章提出的算法都是应用于独立完整的BWM网络MAC层的,并不是针对移动电视网络MAC层或宽带无线接入网络MAC层中的某一个。

目前所有的多网融合技术都是在网络层和应用层实现,在接收端通过多模移动终端实现在网络间的切换,这些实现方案存在移动终端的节能和切换性能等方面的缺陷。BWM网络在MAC层实现多网融合是一种新的尝试,也是下一代宽带无线多媒体网络的发展需要。

在现有技术领域中,视频、音频等多媒体业务既可以通过广播系统(例如DVB-T/H)以广播方式发送到终端,也可以通过基于蜂窝的通信系统(例如2G,3G)以单播方式发送给终端,移动或者固定宽带无线接入系统(例如IEEE 802.16)以及无线接入网络技术(例如3GPP TS 25.346)也可以为终端提供良好的多媒体多播服务。

宽带无线多媒体系统MAC层多播广播技术是迅速发展的一种无线通信领域新的网络技术,近年来成为研究的热点,很快渗透到各个相关领域,但是这种技术只是刚刚起步,发展并不成熟,这也给本课题提供了一个平台,希望本课题的研究和实践可以为宽带无线多媒体系统MAC层多播广播技术的后续研究提供有价值的技术准备。本文从宏观和具体两个角度,依据于理论推导,提出创新的算法,争取在宽带无线多媒体系统MAC层多播广播技术中有所突破,在此基础上使得宽带无线多媒体系统MAC层多播广播能够充分发挥它的优势,得到更加广泛的重视和应用。

1.2 课题的研究工作

本课题正是在BWM网络MAC层多网融合的背景下提出来的,重点针对宽带无线多媒体网络的MAC层中的点到多点即广播与多播通信模式展开,设计了全新的BWM网络MAC层多播机制,BWM多播数据调度算法以及BWM网络MAC层广播机制。

本文首先对现阶段国内外已有的BWM网络MAC层多播广播关键技术的基本原理和关键技术进行了深入的研究和分析,以此为基础设计后面的新算法。

在BWM网络MAC层多播机制中,设计了新型的多播连接动态分配算法,依据频道内容及地理位置选举产生多播基站群,中心服务器根据多播基站群中所有基站提供服务的各个频道的状态,动态并集中地为各个频道分配连接标识或改变连接

标识的状态,使得一个连接可以同时动态承载多个频道,并使得群内所有基站在同一频道上使用相同的连接标识,以减少连接数量。最后在 opnet 及 matlab 仿真平台上对上述算法做出仿真实验并分析结果,证明该算法可以提高连接资源利用率。

在 BWM 多播数据调度的创新设计中,为节目分段在基站的数据调度设计了公平性调度算法及时间频率综合调度算法,公平性调度算法无限逼近绝对公平性,时间频率综合调度算法减小冷门节目和热门节目等待时间的差异,通过仿真实验证明两个算法都可达到各自目标。

在 BWM 网络 MAC 层广播机制中,主要设计了新型的按需广播计时及计数算法,采用多个定时器轮询及计数器轮询的方式,在复杂环境下完成基站与终端之间的状态相互查询,实现基站对终端状态的全局统计,用以寻找广播空闲时隙为通信数据服务,提高广播基站的时隙利用率。对算法性能进行了分析,并在基于 Windows 平台的 opnet 及 matlab 环境的仿真系统中验证了方案的可行性。

1.3 论文的组织结构

本课题在这样的技术背景下,设计了 BWM 网络 MAC 层多播广播几个全新的关键技术的解决方案,首先设计了新型的 BWM 网络 MAC 层多播机制中的多播连接动态分配算法,其次创新地提出了多播数据调度算法—公平性调度算法及时间频率综合调度算法,最后设计了新型的 BWM 网络 MAC 层广播机制中的按需广播计时及计数算法。并对以上内容分别基于 Windows 平台的 opnet 及 matlab 仿真软件搭建了全套的仿真环境,进行了系统仿真。论文的结构及作者主要的工作包括:

第一章为绪论,主要介绍 BWM 网络 MAC 层多播广播技术研究背景及意义,介绍了论文结构。

第二章主要介绍 BWM 网络 MAC 层多播广播技术的基本原理,以及其他研究中已有的多播广播相关技术。

第三章设计了 BWM 网络 MAC 层多播机制中的多播连接动态分配算法以集中并动态地管理连接资源,进行仿真实验及结果分析。

第四章提出了 BWM 网络 MAC 层多播数据调度算法—公平性调度算法及时间频率综合调度算法,阐述其设计原理并进行实验。

第五章设计了 BWM 网络 MAC 层广播机制中的按需广播计时及计数算法,并对该算法进行性能分析及仿真实验。

第六章对全文进行总结,得出重要结论。

第二章 BWM 网络 MAC 层多播广播的基本原理及关键技术

第一章介绍了 BWM 网络的定义, 原理及研究背景, 意义等等内容, 本章在第一章内容的基础之上, 首先介绍现有研究中 BWM 网络 MAC 层的多播广播的定义及基本原理, 然后介绍已有的 BWM 网络 MAC 层多播广播的关键技术, 为本文后续第三章, 第四章, 第五章的新型算法设计奠定了基础。

2.1 BWM 网络 MAC 层多播广播基本原理

BWM 网络是一个融合移动电视网络和宽带无线接入网络技术特征的网络, 以多网融合为发展方向, BWM 网络 MAC 层也是以多网融合为主要形成方式, BWM 网络 MAC 层现有功能融合了宽带无线接入技术例如 IEEE 802.16^[1-2]、3GPP^[3-4]等的特征, BWM 网络 MAC 层现有功能主要覆盖了入网过程, 无线资源管理, 移动切换, 安全子层, ARQ/HARQ, 周期测距, 网络管理等等。

其中, 入网过程包括了初始测距, 能力协商, 准入控制和注册等功能。无线资源管理包括业务流管理, 带宽分配机制, 功率控制和省电机制, 主要完成对无线带宽和功率等资源的控制、分配和管理。周期测距过程为移动终端和基站之间交互物理层相关信息, 如时间和频率偏移, 以保证移动终端与基站时钟保持同步。网络管理功能向网络管理实体提供报告相关信息的接口和管理接口。

BWM 网络 MAC 层现有的另一个主要功能就是多播广播, BWM 网络 MAC 层现有的多播广播机制也融合了宽带无线接入技术例如 IEEE 802.16、3GPP 等的特征, 下面首先介绍现有研究中 BWM 网络 MAC 层多播广播的定义, 然后分别在 2.1.1~2.1.5 中介绍现有研究中 BWM 网络 MAC 层多播广播的工作原理。

现有研究中^[3-4]介绍 BWM 网络 MAC 层多播广播的定义:

多播和广播都属于“点到多点”数据通信业务, “点到多点”服务是指从一个数据源实体向多个终端传送数据。

广播模式的定义为: 通过公共无线信道传输高速多媒体数据(视频, 音频等等), 不同于现存的小区广播服务(只传输短信等低速业务)。与多播的区别在于终端不是必须要注册该服务, 这样可以为终端节能。

多播模式的定义为: 不同于 IP 多播, 要求终端注册到多播服务上, 然后加入到相应的终端分组。

广播多播业务是一种共享网络资源从一个数据源向多个目标传送传输数据的技术。资源的利用取决于内容渠道的数量，而非终端数量，从而提高网络资源，尤其是宝贵的空中接口资源的利用率。广播多播不仅能实现纯文本的速率的消息类广播多播，而且还能实现高速多媒体业务的广播多播，提供多种丰富的视频。

现有研究中^[1-2]BWM 网络 MAC 层多播广播的工作原理包括 2.1.1 基站接入，2.1.2 注册服务，2.1.3 服务流添加，2.1.4 数据接收和 2.1.5 服务的维护。即 BWM 网络 MAC 层多播广播服务进行时，首先需要基站以某种方式接入核心网，以获取节目数据；然后终端需要接收多播广播服务时，需要在基站进行注册（广播不需要），之后终端可随时向基站发起服务流添加进程，这时便可以某种方式从基站接收节目数据，最后要进行服务的维护直到停止接收。

2.1.1 基站接入

基站是终端与核心网连接的桥梁，终端只有通过基站才能从核心网获取节目数据，因此基站需首先获取核心网节目数据，即以某种方式接入核心网。

根据基站接入核心网的方式，划分出两种多播广播服务：单基站多播和多基站多播。单基站多播指只有一个基站接入核心网。多基站多播，能够通过很多基站传送服务流里的数据，也即多个基站同时接入核心网。单基站多播和多基站多播都不使用ARQ。在入网初始化时，终端可以获得服务流标识。

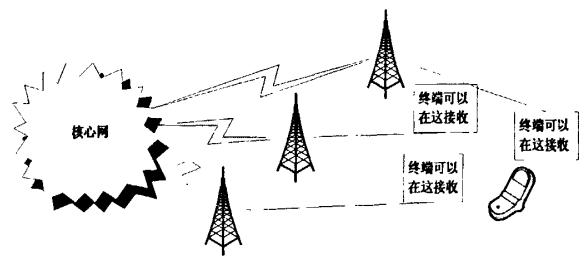


图 2-1 “多基站多播”接入方式

如图2-1所示，在BWM网络MAC层的多播中，基站接入采取这样一种方式，对于某一个频道来说，任意时刻要求有至少两个基站接入核心网，从核心网接收该频道的数据，然后为终端提供该频道的服务，也就是说任意时刻有多个基站同时提供同一频道的服务，因此，根据这种基站接入的方式，BWM网络MAC层的多播又可称为多基站多播。

在多基站多播中，所有成功注册到特定多播服务流上的终端（与此同时，每个

终端还需要在网络层注册到多播服务上)都可以接收加密过的MAC PDU(协议数据单元, Protocol Data Unit), 这些MAC PDU包含多播内容, 这些内容是多个基站在特定时间传输到任何地点的。它要求在参与一个多基站多播服务中的很多基站, 同步传输公共的多播数据。

由于有多个基站接入了核心网, 每个频道都要通过很多基站传送服务流里的数据, 并且不使用 ARQ(自动重传请求, Auto Repeat Request)。与某个特定终端相关联的多播服务的初始化, 在注册阶段通过建立携带多播数据的多播服务流实现。在很多基站中实行同步的多播服务, 使得终端能够从很多基站中接收多播服务, 因此能够提高接收的可靠性。

2.1.2 注册服务

在基站以某种方式接入核心网后, 终端即可以通过基站接收核心网的节目数据, 但是在此之前, 对于在BWM网络MAC层多播来说, 终端还需要在基站进行注册, 而BWM网络MAC层广播机制不同于多播机制, 它不需要终端在接收数据前在基站进行注册。

在很多基站中实行同步的多播服务, 使得终端能够从很多基站中接收同步的多播服务, 因此能够提高接收的可靠性。多基站多播的终端不是只能在它接收信息的基站上进行注册, 也可以在其他基站上进行注册, 也就是说, 终端在任何一个多播基站进行注册都可以, 只要成功完成注册, 即可以在包括注册基站和非注册基站在内的任一基站上接收信息。多播基站群中所有基站下同一频道的数据都被同步。

2.1.3 服务流添加

终端在基站进行注册后, 不需要立刻接收来自核心网的数据, 而可以在需要时随时向基站发起服务流添加进程, 通过服务流接收数据。

服务流是 MAC 层的一个重要概念, 一条服务流就是一条提供特定 QoS(服务质量, Quality of Service)的单向数据包流^[1-2]。提供 QoS 的核心机制是将通过 MAC 接口的数据包与一条由特定字段标识的服务流关联起来, 以使得该数据包获得该服务流的 QoS 支持。业务的类型和其他当前参数都包含在该标识字段当中。MAC 协议内的 QoS 机制大致可分为三个部分: 首先是初始化和鉴权; 其次是服务流管理, 包括创建服务流并对服务流的 QoS 参数进行配置, 以及在通信过程中对服务流进行优化管理; 最后是在通信过程中对上层来的数据包进行分类映射并依据服务流的类

别进行区分优先级的调度。

关于特定服务流的多播的建立通常是在终端向基站注册的过程中进行的^[1~2]。当终端为了接收多播信息而注册到基站时，它应该首先进行服务流添加的初始化程序，这个程序与特定的多播广播服务流相关，用来通知基站：某个终端将成为你的多播广播服务终端。这种通知用来初始化终端与网络之间的双边上层通信，目的是构建多播广播服务，并且基站和终端都会该构建信息进行储存。

2.1.4 数据接收

在终端与基站建立服务流后，可以从基站接收各种节目数据，接收数据的方式分为 MBS(多播广播服务, Multicast and Broadcast Service)_MAP 和 MBS_MAP_IE() (信息单元, Information Element) 两种方式。

(1) MBS_MAP

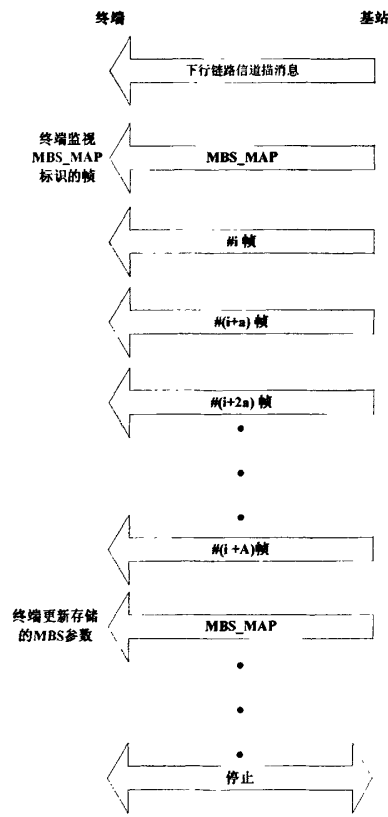


图 2-2 数据接收方式 MBS_MAP

如图2-2所示，终端根据MBS_MAP中表明的多播广播数据包的位置去相应的位置接收数据包^[1-2]。MBS_MAP包括多播广播数据包的数据调度信息和下一个MBS_MAP的传送时间，当终端需要停止接收时，需要发送停止请求消息通知基站，以便基站对当前负载数量进行计算。

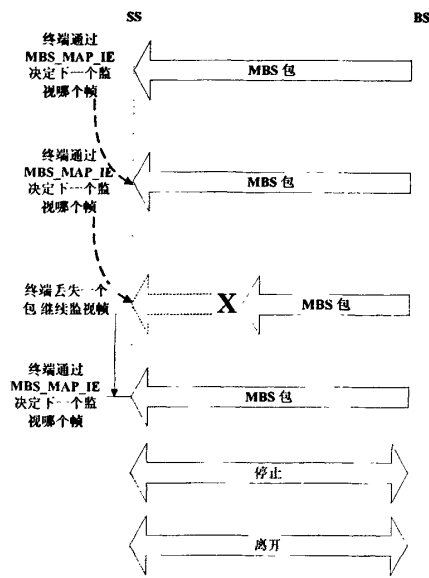


图 2-3 数据接收方式 MBS_MAP_IE()

(2) MBS_MAP_IE()

如图2-3所示，终端根据MBS_MAP_IE()中表明的多播广播数据包的位置去相应的位置接收数据包。MBS_MAP_IE()在DL_MAP中存放。MBS_MAP_IE()表明了一个多播广播数据的突发，每个突发包括很多多播广播服务流，MBS_MAP_IE()为每条服务流表明了下一帧的位置。当终端需要停止接收时，需要发送停止请求消息通知基站，以便基站对当前负载数量进行计算。

上述过程可以同时进行，也可以分开进行。一种基于 MBS_MAP 消息，另一种是基于 MBS_MAP_IE()的。为了提高 MBS 数据接收的效率，MBS_MAP_IE()应该放在 DL（下行链路，Downlink）_MAP 中来指出 DL 子帧中 MBS 的分布。该 IE 的目的是初始化终端的方向，达到 MBS 的分配，将失去同步（与 MBS 的同步）的终端重新指向 MBS（多播广播数据）的分布。为了向终端通告多播广播数据的分配，

MBS_MAP 消息会表明带有多播广播数据包的数据调度信息以及下一个 MBS_MAP 的传送时间。

2. 1. 5 服务的维护

通过服务流的建立，终端可以接收来自核心网的数据，同时需要对服务进行维护。在 BWM 网络 MAC 层中，多播和广播服务通常与特定服务流相关联。多播广播服务不是完全局限于特定的终端，无论终端处于工作或者休眠状态，还是空闲状态，这种服务都将维持。多播广播数据应该从基站传输到终端，无论终端处于什么样的状态。基站应该建立下行多播广播服务，这是通过开始时创立多播广播服务流实现的。

2. 2BWM 网络 MAC 层多播广播关键技术

由 2.1 节叙述可知，BWM 网络 MAC 层现有的多播广播也融合了融合移动电视网络和宽带无线接入网络技术（例如 IEEE 802.16^[1~2]、3GPP^[1~2]等等）的特征，本章介绍的现有的 BWM 网络 MAC 层多播广播关键技术也体现了这一点，其中包括多播广播实现方式，进入和退出服务，高层消息映射，空闲状态运行方式及消息定义方式。

2. 2. 1 多播广播实现方式

BWM 属于无线通信的范畴，而无线通信中的多播和广播都属于“点到多点”数据通信业务，则 BWM 网络中的多播和广播也都属于“点到多点”数据通信业务。“点到多点”服务是指从一个数据源实体向多个终端传送数据，它的实现方式多种多样，并不局限于 IEEE 802.16^[1~2]、3GPP^[3~4]中的实现方式。

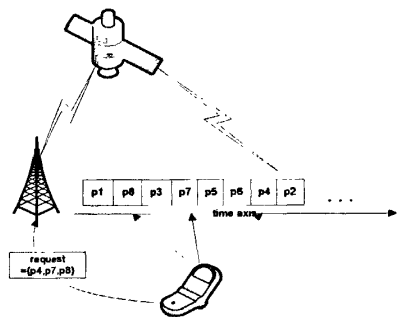


图 2-4 多播数据调度的信息传送模型

如图 2-4 所示,多播的实现方式中有一种是“拉”式^[5],另一种是“推”^[6]式,对两者进行比较^[7],可发现:

在“推”式实现方式中,终端不能直接将节目请求发给基站,基站只能依据终端的接入概率调度发送节目数据,终端缺乏与基站联系的上行链路,不能将自己对节目的需求传递给基站,基站对终端当前的接入概率只能做出大致的估计,估计的依据是过去时间里终端的接入情况。

在“拉”式实现方式中,终端可以直接将节目请求发给基站,基站依据终端请求数量调度发送节目数据,终端可以通过上行链路将自己对节目的需求传递给基站,基站可以准确的知道所有终端的数量以及它们对节目的需求状况。

除此之外,有两种多播信道,一种是单信道^[8],另一种是多信道^[9-14],它们各自都有显著的特点。

在单信道模式下,基站通过一条固定的信道不断地广播数据流,而终端通过监听这个信道来接收基站广播的数据包。

在多信道模式下,基站使用的信道数大于一,基站在多个信道之间转换工作,每条信道上承载不同的数据流,终端可以在多个信道之间切换,以选择自身需要的数据进行接收,根据信道容量的不同,基站可以为每条信道选择不同的数据流,从而减少平均调整时间与平均接入时间,提高接入效率。

对于终端节目请求消息的产生,有些算法采用即时方式^[15-16],有些是非即时方式。

在非即时系统中,对传输的数据没有较强的实时性要求,对于时延的变化不敏感,常见的如文件和数据等等。非即时系统使用数据项的平均接入时间作为评判性能的标准。

而在即时系统中传输的数据具有较强的实时性,对数据流的时延较敏感,对于传输的连续性有着较严格的要求,如音频流、视频流等等。即时系统需要有一定的信道带宽作为保证。

有些算法中节目请求消息包含的节目有顺序^[17],有些则没有^[18-19],当终端需要从基站接收节目时,就发送节目请求消息给基站,这个节目请求消息有可能携带对多个节目的需求,例如某节目请求消息为(节目 1, 节目 2, 节目 3),在有些算法中,认为节目 1, 节目 2, 节目 3 是在该节目请求消息发送的那个时间点上,同时同步随消息本身发送出去的,因此在时间上没有顺序性,而另一些算法则认为,节目 1, 节目 2, 节目 3 应该按照在消息里的编码顺序,先编码进节目请求消息的为第一,

后面为第二，第三，则节目 1，节目 2，节目 3 的在时间上的顺序为第一，第二，第三。

有些算法降低终端的调整时间^[20~22]，有些降低存取时间^[23~25]。

所谓存取时间，是指从终端发出节目请求例如（节目 1，节目 2，节目 3）的时间点为起始，基站收到节目请求消息后经过处理，分别发送节目 1，节目 2，节目 3，但由于一个时间点上只能在信道中传送一个节目分段，节目 1，节目 2，节目 3 在信道中的传递有先后顺序，所以到达终端的时间不同，以最后一个节目分段到达终端的时间点为终结，这段时间叫做存取时间。

所谓调整时间，是指为终端节省电源，在某个特定时间点，信道上只能传送一个节目分段，而这个节目分段只是某些用户请求的，另一些用户没有请求它，这时，如果没请求该节目分段的终端也处于工作状态等待接收该节目分段，则会造成资源浪费，因此应该使终端达到这样的状态：当信道中传送的是该终端请求的节目分段时，终端进入工作状态，如果当前信道中传送的不是该终端请求的节目分段，终端则进入休眠状态，以此缩短调整时间，节省能源。

另外，还有有些论文关注单一队列，另一些关注复杂队列。有些算法提出节目分段的周期性更新。还有算法些关注节目分段的长度。

2.2.2 进入和退出服务

（1）基站进入服务

假设开始时基站的某路频道下没有终端，则该基站不提供该频道的服务，一直等到收到终端的服务流添加请求消息，才与终端建立服务流，使该频道进入服务状态。如果基站已经广播了该频道，则直接采用该频道的服务流标识与终端建立服务流，继续广播。

（2）基站退出服务

假设某时刻基站的某路频道已经处于服务状态，每次有终端退出时都会发送停止请求消息给基站，基站将该频道下终端的数量减 1，当终端数量变为 0 时，基站退出该频道的服务，这时由基站发起服务流删除进程，并在服务流删除请求消息中包含该频道的服务流标识，随后删除该服务流。

2.2.3 高层消息映射

（1）多播地址邀请

多播向所有接收者传送相同的数据，并且用一个终端分组的地址来代替主机地址向以简化传送数据的过程。

终端注册后，终端应用层界面上会出现多播地址邀请，包括若干终端分组的名称，例如终端分组 1，终端分组 2。终端可以选择应答，也可以选择不应答。如果选择应答可以点击希望加入的终端分组的名称，如终端分组 1，经过应用层以下的处理到达 MAC 层，产生由基站向终端发送的加入请求消息，经由物理层传递给终端，再经处理到达终端 MAC 层、应用层，如果终端选择应答将经如上步骤发送加入应答消息给基站，最终终端将成为该组（如终端分组 1）的一员。

终端如果需要加入一个终端分组，将在网络层由路由器对多播地址邀请消息进行广播，但 MAC 层的多播地址邀请消息不能广播，只能传给小区内的每个终端，想加入终端分组的终端可以发送应答消息。

（2）项目选择调查

在应用层，终端注册后收到项目选择调查问卷，调查的内容包括，终端希望接收哪些服务类型，例如是否接收天气预报，广告等。

应用层的问卷在 MAC 层映射为选择请求消息，可以在 MAC 层向所有终端发送，也可以通过终端分组的多播地址向已经加入终端分组的终端发送。终端用选择应答消息作为回答。可选择的项目是由多播地址来区分的。

（3）终端加入

如上所述，终端开始时进行了注册，得到接收多播服务的权限，但是终端不必在注册后立即进入接收多播的状态，从注册到终端接收多播可以间隔有限长时间。

终端需要加入时，可以在应用层界面上点击加入的按钮，终端的加入表示终端从这一刻开始自己将参加至少一个多播服务。

应用层上加入的消息，在 MAC 层上映射为高层加入请求消息，终端向基站发送高层加入请求消息，基站向终端发送高层加入应答消息作为回答。

（4）终端停止

终端需要停止接收时，在应用层点击停止按钮。应用层的停止消息在 MAC 层映射为停止请求消息发送给基站，以便基站对当前负载数量进行计算。

2.2.4 空闲状态运行方式

在空闲状态的终端，会切换到其他多播基站群的基站中，希望在那个基站注册，这时它会获得一个新的服务流标识以接收多播内容，只要终端不离开该基站，即使

处于空闲状态，原先的注册都有效。多播机制不仅适用于工作状态的终端，同时也适用于空闲状态的终端。

2.2.5 消息定义方式

在服务流添加过程中，利用 MBS Contents Identifier 通过基站来传输多播信息，它在服务流添加请求或应答消息里编码，即当终端按照多播服务的要求传送服务流添加请求消息时，基站可以用服务流添加应答消息作为应答，这个服务流添加应答消息包括 MBS Contents Identifier 编码。基站也可以向终端发送一个服务流添加请求消息，这个消息包括一个 MBS Contents Identifier 编码，这样做是为了建立一个多播服务流。Logical Channel ID（标识，Identity）与多播服务流标识成对地放在 MBS_DATA_IE()中，并被分配到每个 MBS Contents ID 中。结果是，一个终端可以通过 MBS 服务流从很多基站接收不同的 MBS 节目内容，这些节目内容是用 Logical Channel ID 标识的，Logical Channel ID 包含于多播服务流标识。基站应该按照在 Extended_MBS_DATA_IE()中定义的多播服务流标识和 Logical Channel 混合的顺序分配 MBS PDU。

本章小节

本章主要介绍了 BWM 网络中 MAC 层的概念和功能，BWM 网络 MAC 层中多播和广播的概念，各自特点与区别，以及现有研究中，BWM 系统中 MAC 层多播和广播的关键技术。后面第三、四、五章以本章研究的内容为基础和起点，分别在 BWM 网络 MAC 层多播机制，BWM 多播数据调度算法以及 BWM 网络 MAC 层广播机制中设计了全新的算法。

第三章 BWM 网络 MAC 层多播机制

如第一章所述,多播是一种应用广泛的数据传输方式,BWM 中越来越多地应用多播业务。在传统多播中采用固定连接分配,一条连接只能承载一个频道,并且一个频道在不同基站重复占用多个连接,造成资源浪费甚至紧缺。因此,本章为 BWM 网络 MAC 层设计了新型的多播连接动态分配算法,依据地理位置和频道内容选举产生多播基站群,中心服务器根据群中所有基站提供服务的各个频道的状态,动态并集中地为各个频道分配连接标识或改变连接标识的状态,使得一个连接可以同时动态承载多个频道,并使得群内所有基站在同一频道上使用相同的连接标识,以提高连接资源利用率。下面首先对多播连接动态分配算法的设计进行阐述,然后介绍算法的实现步骤,最后对算法进行仿真实验并分析结果。

3.1 多播连接动态分配算法的设计

本小节阐述多播连接动态分配算法的设计,首先对固定连接分配中连接资源利用率低的状况进行分析,为多播连接动态分配算法提供设计思路,然后对新的多播连接动态分配算法的原理进行描述,即如何通过动态并集中地分配连接标识的方法提高资源利用率。

在传统多播中,多播连接建立之前,由基站为终端分配连接标识作为连接建立的依据,分配的原则是为本基站下每个被终端请求过的频道分配一个连接标识,这种连接分配方式叫做固定连接分配。固定连接分配有以下两方面的缺点:

第一,在固定连接分配中,基站不考虑、而且也无法得知其它基站为该频道分配的连接标识,而是独自完成连接分配。则在一定数量的基站(基站 1……基站 n)组成的研究对象中,所有基站为某一个特定频道(频道 X)分配的连接标识可能出现以下几种情况:第一,基站 1……基站 n 为频道 X 分配的连接标识都不相同。第二,基站 1……基站 n 为频道 X 分配的连接标识不都相同,例如基站 1……基站 5 分配 1,基站 5……基站 10 分配 2,依此类推。第三,基站 1……基站 n 为频道 X 分配的连接标识都相同(例如连接标识=1)。在第一、二种情况下,相同频道在不同的基站重复占用了多个连接,造成连接资源浪费。

第二,在固定连接分配中,基站为每个频道分配一个固定的连接,无论这个频道的接收状况,服务质量等级或终端分布处于什么样的状态,是否需要单独占用一

条连接,该频道都将持续占用这条连接,这样一部分连接资源消耗在本不该消耗的地方,造成资源浪费。目前,除了电视频道,如果其他各式各样的频道如网络点播等数量明显增加,有可能会造成可供使用的连接数量小于频道总数,导致连接资源紧缺。

由此可见,固定连接分配有两方面的缺点,一是相同频道在不同基站下重复占用连接资源,二是一条连接只能固定承载一个频道,这两个缺点都决定了固定连接分配不能有效利用连接资源,造成了连接资源浪费甚至紧缺。

针对这种现状,本文设计了新型的多播连接动态分配算法,目的是在多播基站群频道总数不变的情况下,使所有频道占用的连接总数减少。

针对固定连接分配的第一个缺点,首先依照地理位置和频道内容选举产生多播基站群,设置中心服务器,统一管理基站,动态、集中分配连接。

中心服务器集中地为群内所有基站的相同频道统一分配相同的连接标识,并将该连接标识反馈给所有提供该频道服务的基站,使得多播基站群中所有基站与终端建立连接时,在同一频道上使用相同的连接标识,并且终端在多播基站群中的各个基站之间切换时,如果频道不改变,不需要重新建立连接。

针对固定连接分配的第二个缺点,中心服务器根据多播基站群中所有基站提供服务的各个频道的状态,动态地为各个频道分配连接标识或改变连接标识的状态,使得一个连接可以同时动态承载多个频道,以提高连接资源利用率。分配时参考的各个频道的状态参量可包括如下三个:(1)接收率,多播基站群中接收某频道的终端总数与多播基站群中所有已入网的终端总数的比值为该频道的接收率。(2)服务质量参数,例如最小传输率、时延等。(3)分散程度,多播基站群中播放某频道内容的基站数量占所有基站的比例。

这样一来,多播连接动态分配算法就可以达到“在多播基站群频道总数不变的情况下,群内所有频道占用的连接总数减少”的目的。这是因为:

一方面,多播基站群中所有基站下相同频道得到了相同的连接,则同一个频道在不同基站下不会重复占用连接,即每个频道占用的连接数量都不会大于1。

另一方面,由于一条连接承载了至少一个频道,则多播基站群中不是每个频道都可以独占一条连接,有些频道可以独占一条连接,有些频道只能与其它频道共享连接,则每个频道占用的连接数量小于等于1。

综上,多播基站群中所有被占用的连接总数将小于频道总数,而固定连接分配中连接总数至少等于频道总数,因此多播连接动态分配算法与固定连接分配相比,连接数量会减少,可以达到多播连接动态分配算法的设计目的。

连接总数的减少，可以缓解由电视以外各式各样的频道如网络点播等数量明显增加而带来的连接资源紧缺的现状他，可以有效利用连接资源、节省连接资源，从而提高连接资源的利用率。

另外，使部分频道共同使用同一条连接，如果终端恰好在共享同一连接的若干频道之间切换时，就不需要重新建立连接。采用了多播连接动态分配算法使部分频道共同使用同一条连接，假设其中一个频道已经没有终端接收、并不需要为这一频道删除整个连接，因为该连接仍被其他频道占用。同样，如果某个频道刚刚开始提供服务并符合分配共享连接的条件，则可以为该频道分配一个已经被其他频道占用的共享连接，而不需要重新为这个频道建立一个新的连接，共享连接的存在，可以节约不必要的建立或删除连接的开销。

3. 2 多播连接动态分配算法的实现步骤

下面阐述新型多播连接动态分配算法的实现步骤，按照 3.1 的设计，多播连接动态分配算法的实现步骤应该包括以下几个部分：3.2.1 多播基站群选举、3.2.2 连接建立及删除、3.3.3 多播连接动态分配、3.3.4 连接应答。即首先选举产生多播基站群，然后由终端发起连接建立或删除进程，经过基站到达中心服务器，进行多播连接动态分配，最后将分配结果经连接应答过程返回。

3. 2. 1 多播基站群选举

针对 3.1 中提到的众多基站缺乏管理协调，各自独立工作浪费资源的问题，首先选举产生 BWM 网络 MAC 层中的多播基站群。

当几个基站同时满足以下两个条件时，即可选举产生一个多播基站群：条件一：地理位置上彼此相邻。条件二：多播的频道内容已经相同，或有限长时间内会相同。选举产生多播基站群可以选择以下两个方法之一：

(1) 方法一：满足条件一后寻找条件二。

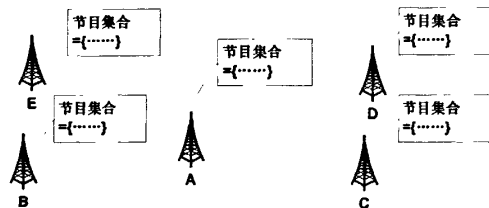


图 3-1 多播基站群选举方法一

如图 3-1 所示例如取任意基站 A，选出{基站 B，C，D……}，使得{基站 B，C，D……}中每个元素与基站 A 的距离相同，且所有元素都是与基站 A 距离最小的基站，从{基站 B，C，D……}中选与基站 A 多播的频道内容有交集，或有限时间内会产生交集的基站，将基站 A 与该基站划分为一个多播基站群。假设基站 A 目前多播的频道为{频道 1，频道 2，频道 3……}，与其相邻的基站 B 目前多播的频道为{频道 a，频道 b，频道 c……}，则{基站 A 频道集合}，{基站 B 频道集合}交集不为空，才能将基站 A 与基站 B 划分为一个多播基站群，之后换点 B 继续选举。

(2) 方法二：满足条件二，寻找条件一。

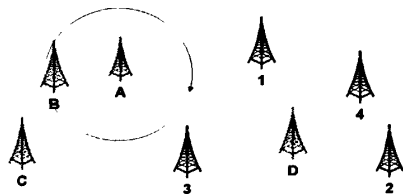


图 3-2 多播基站群选举方法二

如图 3-2 所示，例如{基站 A，基站 B，基站 C……}满足条件二，假设从基站 A 开始选举，它需要用以它自己为圆心，半径逐渐扩展的圆来选举与它相邻的，并且属于{基站 A，基站 B，基站 C……}的基站，这个圆碰到的第一个或几个基站属于{基站 A，基站 B，基站 C……}可以与基站 A 选入同一个群，再继续从基站 B 选。如果没有为基站 A 选出相邻的符合条件的基站，则将基站 A 暂时放置，从别的基站开始重新选举。

- 经过选举产生的、且经过中心服务器分配连接标识的多播基站群有如下特点：
- (1) 每个多播基站群中设置中心服务器，管理基站、动态集中地分配连接标识。
 - (2) 多播基站群中所有基站的相同频道同步数据调度，使用相同的机制（符号，子信道，调制）。
 - (3) 多播基站群中所有基站为终端提供相同类型服务。
 - (4) 经过中心服务器分配连接标识后，多播基站群中所有基站与终端建立连接时，在同一路频道上使用相同的连接标识。
 - (5) 经过中心服务器分配连接标识后，终端在多播基站群中的各个基站之间的相同频道之间切换时，不需要重新建立连接。
 - (6) 经过中心服务器分配连接标识后，多播相同频道，但处于不同地理位置的基站不属于同一多播基站群，对于该频道这两个基站的连接标识不相同。
- 多播基站群中心服务器和所有基站都保存频道参数和终端参数。基站的频道参

数包括：频道的名称、服务质量等级、中心服务器分配的连接标识、本基站下接收该频道的终端数量(m)。终端参数包括：本基站下面所有终端的终端 ID 及数量(n)。中心服务器的频道参数包括：频道的名称、服务质量等级，中心服务器分配的连接标识、在多播基站群中所有提供该频道的基站下接收该频道的终端数量的总和(m_0)。终端参数包括：多播基站群中所有基站下面所有终端的终端 ID 及数量(n_0)。

3.2.2 连接建立及删除

按照 3.2.1 建立起多播基站群后，如果终端需要与基站建立连接，则由终端向基站发起连接建立进程，经基站处理后，根据不同情况由基站向中心服务器发起连接标识请求/连接统计进程。连接删除过程同理。

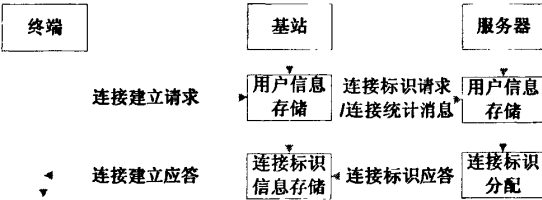


图 3-3 多播连接建立流程示意图

如图 3-3 所示，终端需要与基站建立多播连接时，终端向基站发送连接建立请求消息，其中包括终端 ID、channel_ID（欲接收频道标识）及其服务质量等级等相关信息。基站收到该消息后，将终端 ID、channel_ID 及其服务质量等级存储，计数器 n 累加 1、计数器 m 累加 1。如 m 大于 1，说明该频道已从中心服务器处获取过连接标识，则基站直接将该频道的连接标识放入连接建立应答消息发送给终端、不必向中心服务器请求连接标识，只需发送连接统计消息给中心服务器汇报当前该频道的接收情况。连接统计消息包含原连接建立请求消息中所有内容，附加发送该消息的基站 ID、终端 flag(状况标识位)，flag=0 表明当前的连接统计消息是由终端的连接建立请求消息触发，flag=1 表明是由终端的连接删除请求消息触发，则中心服务器可以对该基站下终端参数和频道参数进行统计并据此改变连接标识状态。如果 m 为 1，说明本基站下该频道第一次被请求，则基站发送连接标识请求消息给中心服务器请求连接标识，连接标识请求消息包括原连接建立请求消息中所有内容，附加发送该消息的基站 ID、请求连接标识的频道标识，则中心服务器可以对该基站下终端参数和频道参数进行统计，根据该统计信息分配连接标识。

当终端不再接收某频道时，向基站发送连接删除请求消息，其中包含终端 ID，

欲接收频道及其服务质量等级等, 基站将该消息中终端 ID 删除, 计数器 n 减 1。将计数器 m 减 1, 发送标识位 $\text{flag}=1$ 的连接统计消息给中心服务器, 中心服务器接到基站发送的连接标识请求消息/连接统计消息时, 对于 $\text{flag}=0$ 的连接统计消息以及连接标识请求消息, 将该消息中终端 ID、欲接收频道及其服务质量等级保存, 计数器 n_0 累加 1、计数器 m_0 累加 1, 对于 $\text{flag}=1$ 的连接统计消息以及连接标识请求消息, 将该消息中终端 ID 删除, 计数器 n_0 减 1, 计数器 m_0 减 1。最后得到多播基站群中所有提供该频道的基站下接收该频道的终端数量的总和 m_0 , 及多播基站群中所有基站下面所有终端的数量 n_0 , 以及各个频道的名称及服务质量等级。

3.2.3 多播连接动态分配

中心服务器根据 3.2.2 中接收到的信息, 统计出以下三个参数: 第一, 接收率, m_0/n_0 。第二, 频道的服务质量等级 (已保存)。第三, 分散程度, 即为每个频道当前覆盖的基站数量, 由中心服务器根据连接标识请求消息/连接统计消息中的基站 ID 统计出。中心服务器将根据这些数值集中动态地分配连接标识, 并保证群内所有基站的相同频道得到相同的连接标识。

多播连接动态分配算法的连接标识分配对象可分为两类, 一是长期处于稳定状态且接收率较高或服务质量等级较高的频道, 称为常用频道, 为这类频道分配预留的固定连接标识, 不需要根据当前终端请求频道的情况改变, 一个连接标识只对应一个频道。因此, 在分配连接标识时, 首先判断该频道是否属于常用频道, 如果是直接将预留的固定连接分配给该频道, 如果该频道不是常用频道则需要动态分配连接标识。

对于其他频道 (例如网络点播等), 接收率不稳定, 时高时低的频道, 或服务质量要求比较低, 实时性不强, 可以承受一定程度的错误或重传、延迟的频道, 或是分散程度时常变化的频道, 都需要动态分配连接标识, 可供动态分配的连接有两类, 分别是专用连接和共享连接, 专用连接即一条连接上只能承载一个频道, 一旦某条连接被某频道使用则不允许其他连接占用。共享连接即一条连接上可以同时承载多个具有相同服务质量等级的频道, 某条连接即使已被某频道占用也还可以接纳其他频道的加入, 共同占用此连接。共享连接又可分为 2 频共享连接, 3 频共享连接, 4 频共享连接…… n 频共享连接, 其中 n 表示该种共享连接上最多可以容纳的具有相同服务质量等级的频道数量。连接标识中固定连接标识和专用连接标识不存在状态的改变, 固定连接标识永远为一个固定频道服务, 专用连接标识的状态为同一时间

只允许一个频道占用，不允许任何其他频道加入直到该频道不再占用该连接。只有共享连接标识存在状态的改变，共享连接标识的状态分为：开放状态和封闭状态，开放状态表示该连接此时可以按照一定的阈值接纳其他频道与已经存在的频道共同占用该连接。封闭状态表示该连接不能再接纳新的频道加入该连接与其他频道共同占用该连接。

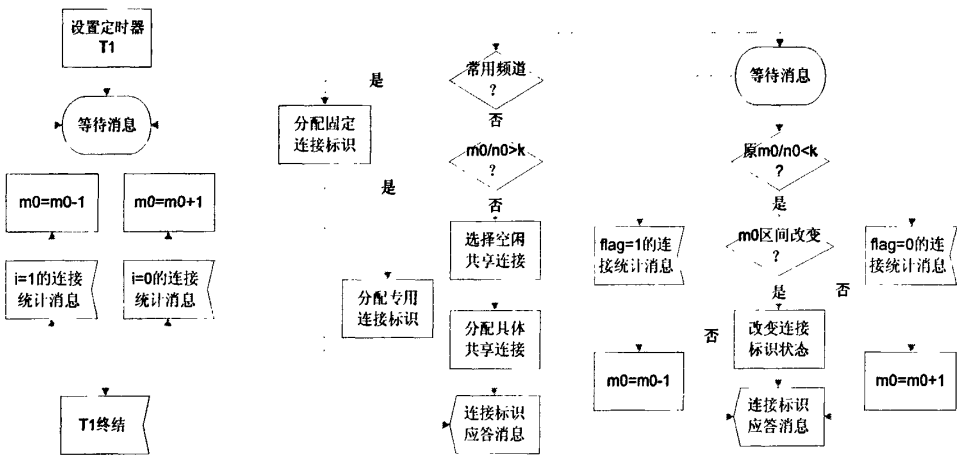


图 3-4 只考虑接收率的多播连接动态分配算法

如图 3-4 所示，在只考虑接收率因素的情况下，如果分配连接标识时发现该频道不是常用频道，则计算 $m0$ 比 $n0$ 的比值（接受率），将该比值与一个事先设定的门限值相比较，如大于该门限值，则分配专用连接给该频道，暂不允许其他频道与该频道共享。如小于门限值，则分配共享连接给该频道，分配的过程中，首先选择分配哪种共享连接确定 n 的具体大小，然后选择分配该种 n 频共享连接中具体哪个连接（需是开放状态）给该频道，这是因为每个 n 频共享连接的饱和度不同，即当前已包含的频道数目不同。最后，还需计算后续频道如何加入该连接，即计算一个连接最多可以承载多少、何种状态的频道。分配连接标识之后按照一定的阈值为连接标识设置状态，即为开放状态或封闭状态。

当最初的连接标识分配结束后，每收到一个连接标识请求消息/连接统计消息，只须根据当前 $m0$ 和 $n0$ 的值以及 $m0$ 比 $n0$ 的比值判断频道接收状况的变化，并修改原连接标识的状态，修改完连接标识状态之后，重新回到等待连接标识请求消息/连接统计消息的状态。

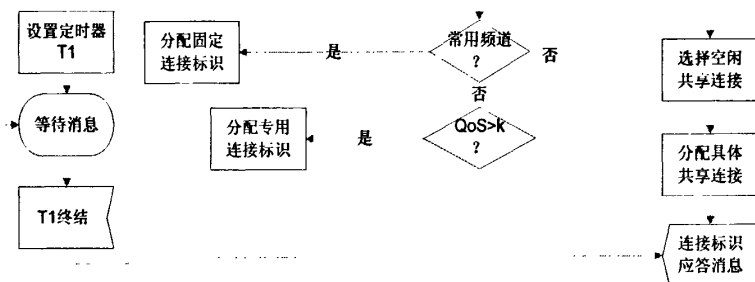


图 3-5 只考虑服务质量的多播连接动态分配算法

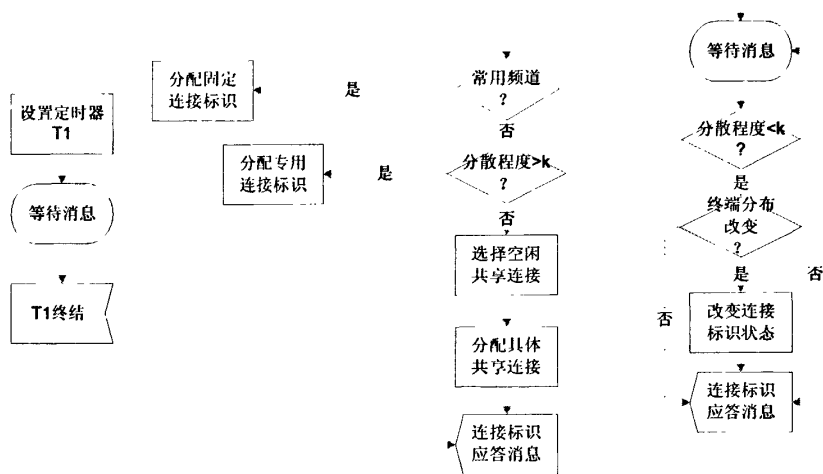


图 3-6 只考虑分散程度的多播连接动态分配算法

如图 3-5, 3-6 所示, 也可以设计只考虑服务质量或只考虑分散程度的多播连接动态分配算法。也可以将接收率, 服务质量和分散程度中的一个或几个因素综合考虑, 根据一定的阈值选择一个专用连接或共享连接使得这个因素同时达到最优的状态, 并根据后续消息改变连接的状态。三种因素决定连接分配的目标不同, 应将三种因素综合考虑, 找到能同时逼近三个目标最优状态的算法, 来分配连接。

3.2.4 连接应答

执行完多播连接动态分配算法后, 中心服务器将分配给该频道的连接标识存入频道参数列表, 并向基站发送连接建立应答消息, 其中包括连接标识。当基站接到

连接建立应答消息时，将中心服务器分配给该频道的连接标识存入频道参数列表。并向终端发送此连接建立应答消息，其中包括连接标识。

3.3 算法仿真

为了能够确定 BWM 网络 MAC 层多播连接动态分配算法的可行性，分析多播连接动态分配算法是否通过集中并动态分配连接标识来提高连接资源利用率，以及算法中参数的选取对算法性能的影响，进而对 BWM 网络 MAC 层多播连接动态分配算法进行细化设计即参数选择进行指导，需要研究 BWM 网络 MAC 层多播连接动态分配算法仿真实现过程中，各种参数对仿真结果的影响。下面就在 Windows 平台的 opnet8.0 环境及 matlab6.5.1 环境下对 BWM 网络 MAC 层多播连接动态分配算法进行仿真，选取不同参数得到多个仿真结果，并对仿真结果进行比较分析。具体参数如下：

- 包格式：自定义的字长为 32 位的若干域组成
- 链路模式：自定义的数据传输速率为 9600bits/s
- 随机种子 seed：21
- 仿真时间：1000seconds
- 发包间隔：4 和 40
- 终端选择随机分布：二项分布，泊松分布，均匀分布

3.3.1 数据包发包速率对多播连接动态分配算法链路利用率的影响

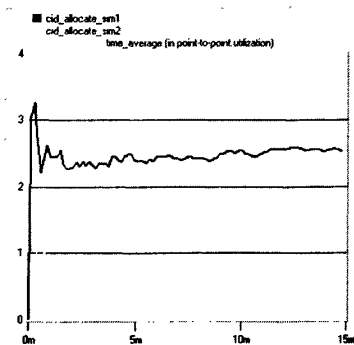


图 3-7 多播连接动态分配算法不同包速率下链路利用率

如图 3-7 所示，图中深色线表示多播连接动态分配算法的第一次仿真实验的链路利用率，浅色线表示第二次仿真实验的链路利用率。数据源发包速率的不同导致

了两次实验结果中链路利用率不同，因为数据源发包速率在本仿真中取决于终端节点模型中的 simple source 发包器 a（连接建立请求消息）及 d（连接删除请求消息）中的发包间隔（可为常数间隔或随机间隔），进而决定了链路中信号的传递速率的差别，从而决定了上图中两次仿真链路利用率的差别。

3.3.2 多播连接动态分配算法与固定连接分配端对端时延比较

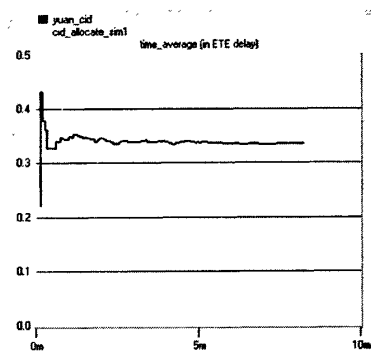


图 3-8 两种算法端对端时延对比

如图 3-8 所示，图中浅色线代表多播连接动态分配算法的端对端时延，深色线代表固定连接分配的端对端时延，且多播连接动态分配算法端对端时延高于固定连接分配。这是因为前者由中心服务器集中动态为各个频道分配连接标识，需经历 3.2 节中多个步骤才能使终端得到连接标识，而后者由基站直接分配连接标识给终端，步骤简单，因此多播连接动态分配算法端对端时延远高于固定连接分配。但前者后期时基站可以直接从数据库中调出所选频道的连接标识发送给终端，也简化了步骤，因此后期多播连接动态分配算法中端对端时延与固定连接分配中相差无几。

3.3.3 多播连接动态分配算法和固定连接分配连接数量比较

下面通过改变实验中随机分布参数，比较多播连接动态分配算法和固定连接分配，分析多播连接动态分配算法是否可以提高连接资源利用率。实验的数据分析结果如下：

如图 3-9 所示，各个终端的频道数据选取的随机分布定为 binornd（二项分布），参数设为 0.5，终端数量从 1 连续增加至 100，图中星形线条代表多播连接动态分配算法的连接标识数量，十字线条代表固定连接分配的连接标识数量下限，圆圈线条代表固定连接分配的连接标识数量上限。可知多播连接动态分配算法的连接标识数

量比固定连接分配的下限还要小，因为后者每个基站独自为各路频道分配连接标识而不获取其他基站的分配情况，则可能使同一路频道占用了两个连接标识，连接标识数量增加，即使恰巧与其他基站对各路相同频道分配的连接标识相同（固定连接分配的下限），但是后者是一路频道占用一个连接标识，而前者多路频道占用一个连接标识，则多播连接动态分配算法的连接标识数量仍然比固定连接分配下限要小。

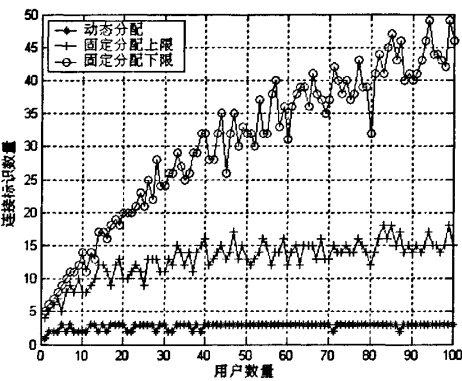


图 3-9 两种算法二项分布下连接数量

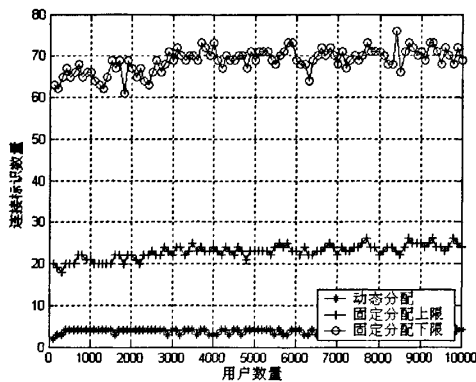


图 3-10 两种算法二项分布下终端增加后连接数量

如图 3-10 所示，终端的频道数据选取的随机分布定为 `binornd`，参数设 0.5，终端数量从 100 增加至 10000，图中符号意义同上，多播连接动态分配算法的连接标识数量基本维持在 3-4 之间，固定连接分配下限基本维持在 20，上限 70。这是因为频道种类数定为 40，终端数量在变化过程中都比 40 大很多，它随机选取频道的样本空间中每个样本基本都遍历一次，100 次实验随机所取的频道组成的集合基本相同，且多播连接动态分配算法的连接标识数量仅是固定连接分配的 5%-25%。

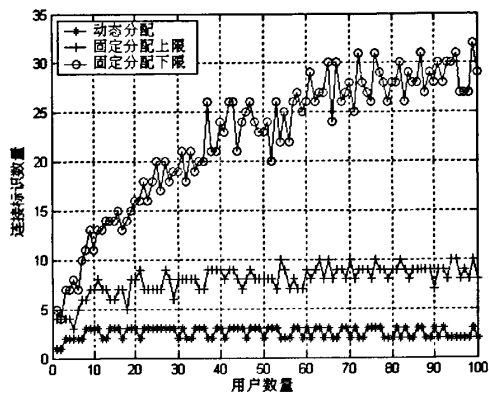


图 3-11 两种算法二项分布改变参数后连接数量

如图 3-11 所示，各个终端的频道数据选取的随机分布定为 `binornd`，参数改为 0.1，然后将终端数量从 1 连续增加至 100，图中符号意义同上。与前图相比，多播连接动态分配算法的连接标识数量基本不变，固定连接分配上下限变小，因参数为 0.1，使得终端频道选取范围变小，即使基站为频道分配与其他基站不同的连接标识，事件发生的次数也会随之变小，则固定连接分配的连接标识数量略有下降，且多播连接动态分配算法的连接标识数量仅是固定连接分配的 9%-30%。

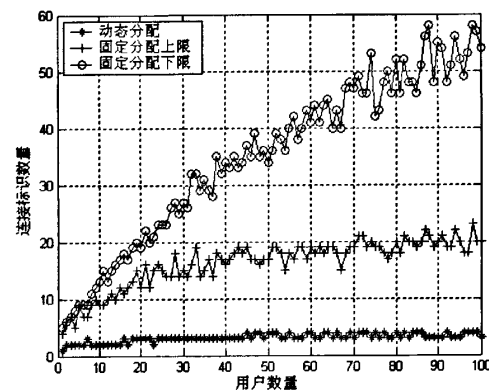


图 3-12 两种算法泊松分布连接数量

如图 3-12 所示，各个终端的频道数据选取的随机分布定为 `poissrnd`（泊松分布），参数 λ 设为 20，终端数量从 1 连续增加至 100，与前图相比，两种算法的连接标识数量的变化范围都增大，因为 `poissrnd` 不同于 `binornd`，`poissrnd` 各个样本出现频率起伏不大，终端数量增多时，`poissrnd` 取得的频道样本空间随之增大，两种算法的连接标识数量的数值都明显上升，变化范围都增大。

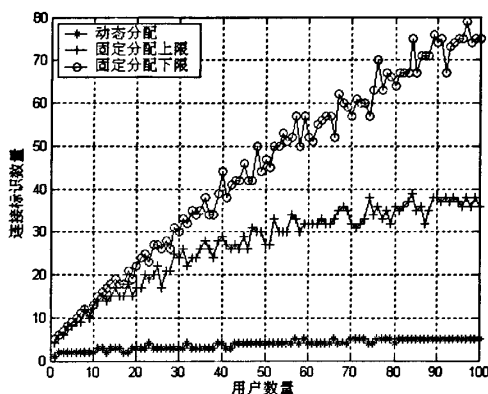


图 3-13 两种算法均匀分布连接数量

如图 3-13 所示，终端的频道数据选取随机分布定为 `unidrnd`（均匀分布），终端数量从 1 连续增加至 100，两种算法的变化范围都变大，固定连接分配连接标识数量的变化上限接近线性增长。因为 `unidrnd` 比前两种分布的样本空间大且每个样本都有相同的取值概率，终端数量增多时，`unidrnd` 样本空间增大且速度比 `poissrnd` 大，因此得到图中状况。

由此说明，多播连接动态分配算法通过集中并动态管理连接资源可以提高连接资源利用率，并且这种提高在实验参数随机变化的情况下仍然可以体现出来，说明连接资源是在很大程度上有所提高。

3.3.4 临界点对多播连接动态分配算法连接数量的影响

下面通过改变算法参数，分析多播连接动态分配算法的是否仍然可以通过集中并动态管理连接资源提高连接资源利用率。实验的数据分析结果如下：

如图 3-14 所示，现在将分配的临界点分别为以“1/5”作为一频连接的临界，以“2/3”作为一频连接的临界，后面二频连接，四频连接，八频连接的临界也依次变化，终端的频道数据选取的随机分布定为 `binornd`，参数设为 0.5，终端数量从 1 连续增加至 100，实线是以“1/5”作为一频连接的临界，圈线是以“2/3”作为一频连接的临界。图中“2/3”的连接标识数量呈上升趋势，是因为临界值设置比较适中，每路频道的接收终端数都能随机的落入 $(2/3, 1)$ 或 $(1/4, 2/3)$ 或 $(1/8, 1/4)$ 或 $(0, 1/8)$ 这四个位置平均的区域。“1/5”呈徘徊趋势且比“2/3”的连接标识数量上升得早，终端数量比较少的时候，它们比较容易进入 $(1/5, 1)$ 即一频连接“专用连接”，但是终端数量比较多时频道选择的样本空间也随着终端数量一起增加，落

入 (1/125, 1/25)、(0, 1/125) 的频道是 25 个或 125 个频道共用一个连接标识，连接数量增加不明显，使得整体上终端从 1 增加到 100 时，“1/5” 的连接标识数量基本保持不变。

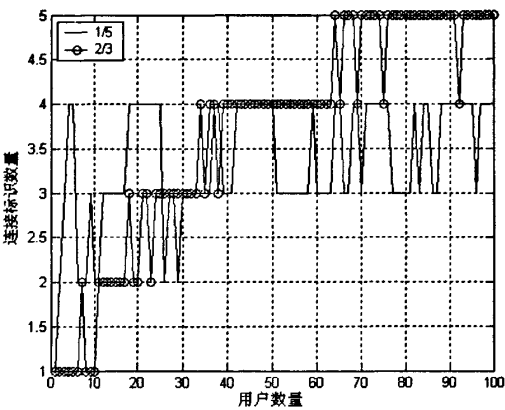


图 3-14 多播连接动态分配算法改变参数后连接数量

因此，多播连接动态分配算法通过集中并动态管理连接资源可以提高连接资源利用率，并且这种提高在算法参数发生改变的情况下仍然可以体现出来，说明连接资源的提高是一定的，不依算法参数的改变而改变。

本章小节

本章为 BWM 网络 MAC 层创新地设计了多播连接动态分配算法，依据地理位置和频道内容选举产生多播基站群后，中心服务器根据多播基站群中所有基站提供服务的各个频道的状态，动态并集中地为各个频道分配连接标识或改变连接标识的状态，使得一个连接可以同时动态承载多个频道，并使得群内所有基站在同一频道上使用相同的连接标识，通过对多播连接动态分配算法仿真的仿真实验，比较了不同参数选择下多播连接的数量，仿真结果说明多播连接动态分配确实可以减少连接资源的占用，提高连接资源利用率，并且在各种参数变化时都能保证连接数量不会大幅上升。

第四章 BWM 中多播数据调度算法

在第一章阐述的数据接收机制中，MBS_MAP_IE()放在 DL_MAP 中以指出 DL 子帧中多播数据的分布，但是基站仍然需要采取一定的数据调度算法，将节目分段高效的分配到各个时隙中。因此，本章将设计 BWM 中新型的公平性调度算法以及新型的时间频率综合调度算法，公平性调度算法通过二分法寻找多目标二次整数规划的非劣解，达到无限逼近绝对公平性的目的，时间频率综合调度算法目标是减小冷门节目和热门节目平均等待时间的差异。下面首先建立两个算法共同的数学模型，然后分别阐述两个算法的原理，描述两个算法的步骤及仿真实验。

4.1 多播数据调度算法的数学模型

本节设计的两个全新的算法都是在单信道环境下，用“拉”式方法进行的多播服务，终端节目请求消息为非即时并且在相同频段上，每个节目请求消息中允许包含多个节目分段，两个算法均不考虑各个终端接入的可能性，认为所有终端都有能力顺利地接入网络。

BWM 多播数据调度算法的模型中设置有一个基站，若干个终端，在基站和终端之间可以传递节目数据及各种消息，基站和终端在各个不同的阶段分别执行自己的处理流程。下面分别从传递的消息和处理流程两个方面阐述两个 BWM 多播数据调度算法数学模型。

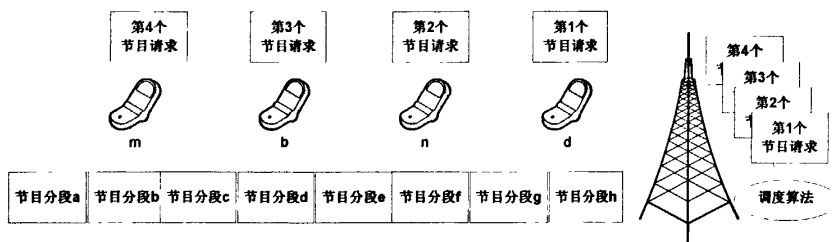


图 4-1 BWM 多播数据调度算法调度模型

如图 4-1 所示，首先定义基站和终端之间传递的消息。其中一个消息是终端发送给基站的节目请求消息，用 $r_i(k)$ 来表示， i 表示 $r_i(k)$ 是在第 i 个周期里传送的， k 表示 $r_i(k)$ 是这个周期中第 k 个发送的消息， r ， i 和 k 都是整数。每个节目请求消息都包含终端正在请求的节目名称：

$$r_{i_0}(k) = \{p_j \mid j = k_1, k_2 \dots k_{m(k)}\} \quad (4-1)$$

其中, k 是正整数且为变量, 表示第 k 个节目请求消息, $k_1, k_2 \dots k_{m(k)}$ 全是随着 k 变化的因变量, 使得 $p_{k_1}, p_{k_2} \dots p_{k_{m(k)}}$ 分别用来表示节目 k_1 , 节目 $k_2 \dots$ 节目 $k_{m(k)}$, 而 $r_{i_0}(k)$ 包含 $p_{k_1}, p_{k_2} \dots p_{k_{m(k)}}$ 的名称, 在数列 $k_1, k_2 \dots k_{m(k)}$ 当中有 $m(k)$ 个数字, 并且 $m(k)$ 也是随着 k 变化的因变量, 它表示数列节目 k_1 , 节目 $k_2 \dots$ 节目 $k_{m(k)}$ 包含元素的总数, 但是 $m(k)$ 不能超过 N 即本算法中所有节目的种类数。 i_0 是常数, 表示第 i_0 个周期。当 k 为常数 λ 时, $r_{i_0}(\lambda) = \{p_j \mid j = \lambda_1, \lambda_2 \dots \lambda_{m(\lambda)}\}$ 表示一个具体特定的节目请求消息, 该集合中所有的元素都指向一个具体特定的节目。在一个周期里, 会有多个消息经过信道传送到目的地, 因此定义一个周期内, 信道中传送过的所有的消息集合为:

$$R_{i_0} = \{r_{i_0}(k) \mid k = 1, 2 \dots v_{i_0}\} \quad (4-2)$$

其中, i_0 为正整数且为常数, R_{i_0} 是包含这一周期所有在信道上传送的消息的集合。 v_{i_0} 是正整数且为常数, 表示在第 i_0 个周期上传送的所有消息的数量。

其次, 基站接到终端发送的节目请求信息之后, 经过数据调度算法将节目数据按照数据调度结果以“分段”的形式发送给终端, 整个节目数据可以分为视频数据, 音频数据, 以及安全数据等等, 而全部视频数据又可分为若干在时间上等长的分段, 同理音频和安全数据同理, 用 $p_j(l)$ 来表示节目的分段, j 表示 $p_j(l)$ 是节目 j 的其中一个分段, l 表示 $p_j(l)$ 是整个节目 j 的第 l 个分段。用 p_j 来描述整个节目 j :

$$p_j = \{p_j(l) \mid l = 1, 2 \dots M_j\} \quad (4-3)$$

其中, j 是变量, p_j 表示节目 j 。 M_j 是随着 j 变化的因变量, 表示整个 p_j 中所有分段的总数目。例如, 当 j_0 是正整数且为常数时, p_{j_0} 表示一个具体的特定的节目 j_0 : $p_{j_0} = \{p_{j_0}(l) \mid l = 1, 2 \dots M_{j_0}\}$ 。 $p_j(l)$ 表示节目 j 的一个任意的分段, $p_j(l_j)$ 表示在某个特定周期 i_0 , 信道上传输的节目 j 的某个分段, 在特定周期 i_0 中, 只有 p_j 能影响播出的是节目 j 的哪个分段, 因此 l_j 是随着 p_j 改变的变量。对于节目请求消息 $r_{i_0}(k) = \{p_j \mid j = k_1, k_2 \dots k_{m(k)}\}$, 基站播出的节目分段为 $p_{k_1}(l_{k_1}), p_{k_2}(l_{k_2}) \dots p_{k_{m(k)}}(l_{k_{m(k)}})$, 而对于某特定节目请求消息 $r_{i_0}(\lambda) = \{p_j \mid j = \lambda_1, \lambda_2 \dots \lambda_{m(\lambda)}\}$ 中包含 $p_{\lambda_1}, p_{\lambda_2} \dots p_{\lambda_{m(\lambda)}}$, 这时基站在信道上传送的每个节目的节目分段为 $p_{\lambda_1}(l_{\lambda_1}), p_{\lambda_2}(l_{\lambda_2}) \dots p_{\lambda_{m(\lambda)}}(l_{\lambda_{m(\lambda)}})$ 。用 P 表示本算法中所有整个节目的集合:

$$P = \{p_j \mid j = 1, 2 \dots N\} \quad (4-4)$$

其中 N 是正整数, 常数, 表示本算法中所有节目的数量。

4.2 公平性调度算法的设计

本节中, 设计了全新的 BWM 公平性调度算法通过二分法寻找多目标二次整数规划的非劣解, 达到无限逼近绝对公平性的目的, 并且将这种算法和 QP(二次规划, Quadratic Programming) 进行了公平性的比较。为了无限接近绝对公平, 将目标分成两个部分。首先, 因为每个节目请求消息中包含对多个节目的请求, 将对这些节目的请求看作是同一时间放在同一节目请求消息发送出去的, 也即终端的要求是这些节目在同一时间播出, 在接收时, 应尽量将同一节目请求消息中所包含的节目无限逼近于在同一个时间点播出以满足公平性。第二, 因为各个终端发出的节目请求消息是有顺序的, 早发送请求应该早接收到节目, 晚发晚接收, 即终端要求自己等待节目的时间不能比其他终端等待时间长, 所有终端都有这个公平性的要求, 因此播出节目的顺序应该无限逼近于使所有终端等待时间相等, 将两方面结合起来, 即可以无限逼近于绝对的公平性。而 QP 算法只是为了达到第一个目标, 没有第二个。

4.2.1 公平性调度算法的原理

$r_{i_0}(\lambda)$ 中的节目分段具有特点一及特点二两个特点:

特点一: 所有包含在 $r_{i_0}(\lambda)$ 中的 $p_{\lambda_1}, p_{\lambda_2} \dots p_{\lambda_m(\lambda)}$ 存在于同一个节目请求消息中, 并且在消息发出的那一时刻同时被发送。

特点二: 为了满足绝对公平性, 所有包含在 $r_{i_0}(\lambda)$ 中的节目分段节目分段应该在同一时间点在信道上播出。例如, 前面已经定义过, 每个节目请求消息都在偶数的时间点发送, 并且 $|t_1 - t_2| < |t_2 - t_3|$, 用 1 来表示 $r_9(1)$ 的顺序……4 表示 $r_9(4)$ 的顺序, 那么 $r_9(2)$ 就不能满足公平性, 因为 $r_9(2)$ 比 $r_9(3)$ 早的程度要大于 $r_9(1)$ 比 $r_9(2)$ 早的程度, 而顺序“1, 2, 3, 4”不能准确地表示这两种程度的差别, 只能表示 $r_9(2)$ 比 $r_9(3)$ 早的程度和 $r_9(1)$ 比 $r_9(2)$ 早的程度相同, 因此应定义: 节目请求消息的发送时刻与整个周期的比值 t_1/T , t_2/T ……为节目请求消息的相对顺序权重。

为了达到绝对公平性, 定义特点三及特点四:

特点三: 所有包含在 $r_{i_0}(\lambda)$ 中的节目分段与 $r_{i_0}(\lambda)$ 具有相同的相对顺序权重。例如 $r_9(1)$ 中的 $p_1(4)$, $p_7(2)$, $p_8(5)$ 的相对顺序权重与 $r_9(1)$ 相同, 都为 t_1/T 。因为相对顺序权重是发送时间和整个周期的比值, 整个周期为 T , 因此 $p_1(4)$, $p_7(2)$, $p_8(5)$ 应该在它们所在的周期中的 $t_1/T \times T = t_1$ 时间点播送 $p_2(9)$ 。定义 $r_{i_0}(\lambda)$ 中的所有节目分段播送的时间点为绝对顺序权重, 例如 $p_1(4)$, $p_7(2)$, $p_8(5)$ 的绝对顺序权重为 t_1 。

特点四: $r_{i_0}(\lambda)$ 中包含的节目分段的绝对顺序权重在数值上等于 $r_{i_0}(\lambda)$ 的发送时间。例如 $p_1(4)$, $p_7(2)$, $p_8(5)$ 的绝对顺序权重为 t_1 , 基于特点四做出的数据调度才能够使每个终端都能得到绝对公平。这样做可以使第一个发出节目请求消息的终端第一个接收到所需节目, 而且“第一个”接收的“早”程度与“第一个”发送节目请求消息的程度相同, 同样道理也适用于第二, 第三个发送节目请求消息的终端, 而且每个终端从发出请求到接收节目所需等待时间相同, 均为 T 。因此, 所有终端都因为相同程度的顺序和相同的等待时间而得到绝对公平, 没有终端会遭遇请求早而接收晚或是等待时间长于其他终端的不公平。

然而, 在实际情况下, 上述这种绝对公平是不存在的, 这是因为:

第一, 所有包含在 $r_{i_0}(\lambda)$ 中的 $p_{\lambda_1}(l_{\lambda_1}), p_{\lambda_2}(l_{\lambda_2}) \dots p_{\lambda_m(\lambda)}(l_{\lambda_m(\lambda)})$ 不可能在同一时间点上在信道上传送, 因为一个时间点上只有一个节目分段可以传送。

第二, 同一个节目分段在一个周期里只能被传送一次, 但是例如 p_2 , 它既属于 $r_9(2)$ 也属于 $r_9(3)$, 即使可以使 $p_2(9)$ 和 $p_3(1)$ 在同一时间点 t_2+T 在信道上传送, 根据特点二和特点三 $p_8(5)$, $p_4(8)$ 和 $p_2(9)$ 也应该在同一时间点 t_3+T 在信道上传送, 这样 $p_2(9)$ 就在一个周期内被多播了两次。

第三, 根据前面提到的模型, 周期的长度和传送任何一个节目分段所需要的时间都是固定不变的, 则一个周期中能够传送的节目分段数目也固定, 因此, 一个特定节目分段可以多播的时间点也是固定的。如果总共有 N 个节目且周期长度为 T , 则多播各个节目分段的时间点应该为 $T/N, 2T/N \dots (N-1)T/N$ 。

因此, 在现实世界中不可能达到这种绝对公平, 但是可以无限接近绝对公平的效果, 因此公平性调度算法的目标就是竭尽全力实现特点二和特点四。首先设立一个时间轴, $T=N$, N 是形如 2^n 的正整数, 则多播各个节目分段的时间点应该为 $T/N, 2T/N \dots (N-1)T/N$ 变为 $1, 2 \dots N-1$ 即与时间轴上的时间点完全相同, $r_{i_0}(\lambda)$ 中的节目分段不能在任意时间点多播, 每个坐标代表一个时间点, 假设任意一个 $p_j(l_j)$ 经过数据调度之后在信道上多播的位置(时间点)为 x_j 。例如, $p_1(4)$ 经过数据调度后在信道上的位置为 x_1 。

为了实现算法的目标, 将算法的设计分为以下几个步骤:

第一, 为了无限接近特点二, 应使 $r_{i_0}(\lambda)$ 中节目分段之间的距离经过数据调度后达到最小。由数学归纳法可以证明以上命题等价于 $r_{i_0}(\lambda)$ 中每一个节目分段和它们所有点的重心的距离经过数据调度达到最小。特定 $r_{i_0}(\lambda)$ 中节目分段的重心为:

$$q_\lambda = 1/m(\lambda) \cdot \sum_{c=1}^{m(\lambda)} x_c \quad (4-5)$$

则任意 $r_{i_0}(k) = \{p_j \mid j = k_1, k_2 \dots k_{m(k)}\}$ 中节目分段的重心为:

$$q_k = 1/m(k) \cdot \sum_{c=1}^{m(k)} x_c \quad (4-6)$$

于是为了实现特点二和特点四, 要求:

$$x_j = \arg \min [(x_j - q_k)^2] \quad j = k_1, k_2 \dots k_{m(k)} \quad (4-7)$$

第二, 为了无限接近特点四, 定义任意 $r_{i_0}(k)$ 中的节目分段的绝对顺序权重为 w_k , w_k 是随着 k 变化的变量, 例如某 $r_{i_0}(\lambda)$ 中包含的节目分段的绝对顺序权重为 w_λ , 考虑到任意节目 p_j 会被包含在一个以上的 $r_i(k)$ 中, 于是定义: $R_j^{i_0} = \{r_{i_0}(k) \mid k = j_1, j_2 \dots j_{b(j)}\}$ 是周期 i_0 中所有包含 p_j 的 $r_{i_0}(k)$ 。其中, $j_1, j_2 \dots j_{b(j)}$ 是随 j 也即随 p_j 变化的变量, 例如 j_1 表示 $r_{i_0}(j_1)$ 包含 p_j , j_2 表示 $r_{i_0}(j_2)$ 包含 p_j 。此外, $b(j)$ 是数列 $j_1, j_2 \dots j_{b(j)}$ 中包含的元素个数, 即所有包含 p_{j_0} 的 $r_{i_0}(k)$ 的个数。因为 $r_{i_0}(k)$ 中的节目分段的绝对顺序权重为 w_k , 则包含 p_μ 的 $r_{i_0}(k)$ 组成的集合为 $R_\mu^{i_0} = \{r_{i_0}(k) \mid k = \mu_1, \mu_2 \dots \mu_{b(\mu)}\}$, $\mu, \mu_1, \mu_2 \dots \mu_{b(\mu)}$ 都是常数。任意一个节目分段 $p_\mu(l_\mu)$ 的平均绝对顺序权重可以如下计算:

$$\overline{w_\mu} = 1/b(\mu) \cdot \sum_{k=1}^{b(\mu)} w_k \quad (4-8)$$

对于任意节目 $p_j(l_j)$:

$$\overline{w_j} = 1/b(j) \cdot \sum_{k=1}^{b(j)} w_k \quad (4-9)$$

为了达到特点四, 应该使每一个 $p_j(l_j)$ 和上面求出的 $\overline{w_j}$ 的距离最小:

$$x_j = \arg \min [(x_j - \overline{w_j})^2] \quad (4-10)$$

4.2.2 公平性调度算法的描述

算法的目标是计算 x_j 来达到公式(4-7)和(4-10)中的要求,

$$x_j = \arg \min [(x_j - q_k)^2] \quad j = k_1, k_2 \dots k_{m(k)} \quad (4-11)$$

$$x_j = \arg \min [(x_j - \overline{w_j})^2] \quad j = 1, 2 \dots N \quad (4-12)$$

x_j 是某节目 p_j 在信道播出时的顺序, 也是 p_j 在信道播出时的时间点, 计算 x_j 的过程就是在为每个节目的节目分段安排在播出时在时间轴上的位置。

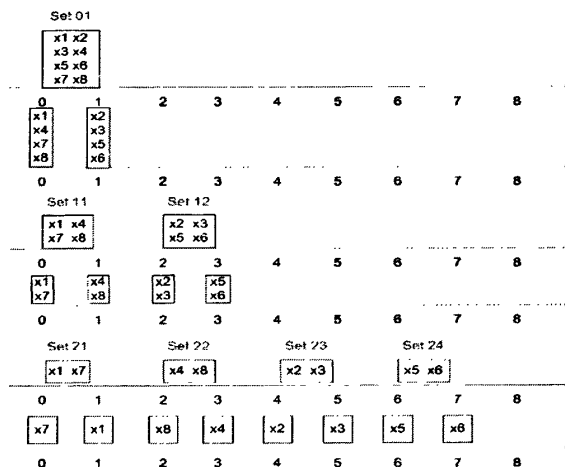


图 4-2 公平性调度算法步骤

如图 4-2 所示，下面描述计算 x_j 的步骤即算法的步骤：

步骤 1：建立集合 $set_{yz} = \{x_j \mid j=1,2,\dots,N\}$ (目前为 set_{01})， N 是所有节目的数量。

步骤 2：将 $set_{yz} = \{x_j \mid j=1,2,\dots,N\}$ (目前为 set_{01}) 放入时间轴上的 $[(z-1) \times 2, z \times 2 - 1]$ (目前为 $(0, 1)$)。

步骤 3：计算所有 $(0, 1)$ 区间内的 x_j 的平均权重：因为 $\overline{w_j}$ 是 x_j 在 $(0, T)$ 的平均权重，令 $\overline{w_j} = \overline{w_j} / (T/2^{z-1})$ ，开始 $z=1$ 。

步骤 4：用 LINGO 软件计算所有 $(0, 1)$ 区间的 x_j ，LINGO 语言描述如下：

$$\text{Model: Min} \left\{ \sum_{k=1}^{v_0} \sum_{j=k_1}^{k_m(k)} (x_j - q_k)^2 + \sum_{i=1}^N (x_j - \overline{w_j})^2 \right\}; \quad (4-13)$$

$$\text{st: } \sum_{j=1}^N x_j = |set_{yz}| \times (0.5 + 2(z-1)); \quad (4-14)$$

$$q_k = 1/m(k) \cdot \sum_{c=1}^{m(k)} x_c; \quad (4-15)$$

$$2(z-1) \leq x_j \leq 2(z-1) + 1; @gin(x_j) \quad (4-16)$$

步骤 5： $y = y + 1, z = z$ ，将较小的 x_j (目前为 0) 放入 set_{yz} (目前为 set_{11})， $y = y, z = z + 1$ ，将较大的 x_j (目前为 1) 放入 set_{yz} (目前为 set_{12})。

步骤 6：为所有新产生的 set_{yz} 重复以上步骤，直到所有 x_j 变为整数。

$$\begin{cases} \min[(x_j - q_k)^2] j = k_1, k_2 \dots k_{m(k)} \\ \min[(x_j - \bar{w}_j)^2] j = 1, 2 \dots N \end{cases} \quad (4-17)$$

以上函数组(4-17)包含 $m(k) + N$ 个函数, 且是多目标二次整数规划问题。应找出一组解 $\{x_1, x_2 \dots x_N\}$ 使函数组(4-17)中所有函数同时达到最小。对于函数组(4-17)中任意一个函数 a , 一定存在解 $\{x_1, x_2 \dots x_N\}^a$ 使得该函数达到最小值, a 属于 $1, 2 \dots m(k) + N$, 但 $\{x_1, x_2 \dots x_N\}^{a_1}, \{x_1, x_2 \dots x_N\}^{a_2} \dots \{x_1, x_2 \dots x_N\}^{a_{m(k)+N}}$ 不尽相同。

如果将某个解 $\{x_1, x_2 \dots x_N\}^{a_1}$ 代入函数组(4-17), 一定可以使函数 a^1 达到最小值, 但不一定使其他函数达到最小值。因此, 只能计算出函数组(4-17)的非劣解^[26]使得函数组(4-17)中的每个函数都同时尽可能地接近最小, 不一定使函数组(4-17)中的每个函数都达到最小值, 且无法找到比 $\{x_1, x_2 \dots x_N\}$ 更优的解使函数组(4-17)中的所有函数同时逼近最小值, 此解就是非劣解。然而, 无论通过数学方法还是软件都无法在一个步骤内找到函数组(4-17)的非劣解, 因为虽然有惩罚算法或者 matlab 等方法可以直接计算函数组(4-17)的非劣解, 但是解中的元素可能会发生重叠。例如可能解出 $\{1, 3, 2, 3, 4, 5, 2, 5\}$, 而这在本算法中是不合理的。因此, 通过二分法寻找该多目标二次整数规划的非劣解, 首先找到函数组(4-17)在区间 $(0, 1)$ 中的非劣解, 具体是通过(4-13)和(4-16)实现, 然后通过(4-14)使得计算结果为 0 的 x_j 数目与计算结果为 1 的 x_j 相等, 则 x_j 被对称地分在 0 和 1 两个位置上, 依此类推直到算法计算完毕。要求计算结果为 0 的 x_j 数目与计算结果为 1 的 x_j 相等的原因是在下一个步骤中要重复上一个步骤中的二分法, 上一步的结果是下一步开始的集合, 上一步的计算结果必须为偶数才能使下一步的二分法顺利进行。

另外, 算法用(4-13)即函数组(4-17)中所有函数之和来实现函数组(4-17)中所有函数同时最小化, 这是因为(4-13)只有在将函数组(4-17)的非劣解^[26]代入时才能取得最小值。函数组(4-17)的非劣解^[26]能使函数组(4-17)中的所有函数同时逼近最小值, 因此可以使和值(4-13)中的每一个部分都逼近最小值, 因此可以使(4-13)逼近最小值。

4.2.3 公平性调度算法实验结果

算法最初的目标是使多播无限逼近绝对公平, 在“绝对公平”这种理想结果中, 所有的终端接收到的节目分段都与发送请求时的顺序具有相同程度的顺序, 并且每个终端等待的时间都为 T 。因此, 为了检验算法的性能, 应该检测逼近绝对公平的

效果：所有的终端接收到的节目分段都与发送请求时的顺序具有相同程度的顺序，并且每个终端等待的时间相等。因为所有终端平均等待时间的均值可以反映平均等待时间逼近 T 的程度，所有终端平均等待时间的标准差可以反映所有终端等待时间相同的程度。因此应该检测所有终端的平均等待时间，并计算出这些数据的均值和方差。如果本算法中计算的均值比其他算法中的更接近 T ，且标准差更小，则说明公平性调度算法在无限逼近绝对公平方面优于其他算法。

首先基于终端发送的节目请求消息和他们接收的节目分段来计算每个终端的平均等待时间，节目分段的接收时间可以运用公平性调度算法计算出来。因为一个节目请求消息中包含多于一个的节目： $r_{i_0}(\lambda) = \{p_j \mid j = \lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_{m(\lambda)}\}$ ， $r_{i_0}(\lambda)$ 中的每个节目分段在多播时在时间轴上与 $r_{i_0}(\lambda)$ 的距离都是不同的，因此算法将从 $r_{i_0}(\lambda)$ 发送的时间到 $r_{i_0}(\lambda)$ 中包含的任意节目分段 $p_j(l_j)$ ， $j = \lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_{m(\lambda)}$ 被多播出来的时间定义为 $p_j(l_j) : t_j$ ， $j = \lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_{m(\lambda)}$ 的等待时间。终端的平均等待时间可以如下计算：

$$\bar{t}_\lambda = [1/m(\lambda)] \times \sum_{j=\lambda_1}^{\lambda_{m(\lambda)}} t_j \quad (4-18)$$

当讨论任意消息 $r_{i_0}(k)$ 时，公式变为：

$$\bar{t}_k = [1/m(k)] \times \sum_{j=k_1}^{k_{m(k)}} t_j \quad (4-19)$$

对每一个终端都存在一个 \bar{t}_k ，因此可以计算 \bar{t}_k 的均值为：

$$\bar{T} = \bar{\bar{t}}_k = (1/v_{i_0}) \cdot \sum_{k=1}^{v_0} \bar{t}_k \quad (4-20)$$

可以如下计算 \bar{t}_k 的标准差：

$$d = \sqrt{(1/v_{i_0}) \times (\bar{t}_k - \bar{T})^2} \quad (4-21)$$

根据以上讨论，建立四个模型，每个模型有 16 个节目。用公平性调度算法在 LINGO 平台上计算出 x_j ，然后根据以上讨论在 MATLAB7.0 平台上检测算法的性能。得到实验结果如下：

如图 4-3 所示，可以看到在四个模型的每个模型下，所有平均等待时间的标准差都小于 QP 算法，结果表明公平性调度算法在无限逼近绝对公平方面优于其他算法，证明 BWM 公平性调度算法可以通过二分法寻找多目标二次整数规划的非劣解，达到无限逼近绝对公平性的目的，该算法的计算步骤随着节目种类的增加以指数形式增加，复杂度较高，但是采用在该算法中加入了二分法将简化计算，降低复杂度，

达到在开销较小的情况下得到最优公平性的目的。

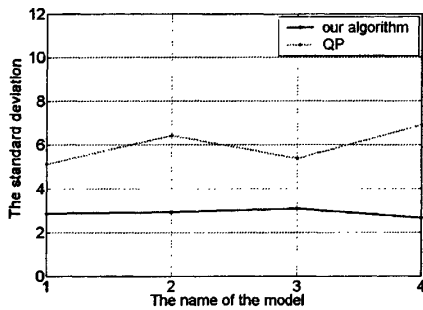


图 4-3 公平性调度算法实验结果

4. 3 时间频率综合调度算法的设计

传统算法中，有些算法侧重节目请求消息到达的顺序，有些算法侧重节目请求消息出现的频率，这些算法最终都导致偏向某类节目的数据调度结果，而使另一类节目的要求得不到满足。本节针对这种情况，将传统算法中的到达顺序和请求频率结合起来，通过二次非线性整数规划最大限度地同时达到最优的数据调度结果，避免偏向某类节目的数据调度结果的出现，提出了创新的 BWM 时间频率综合调度算法以缩小冷门节目和热门节目的等待时间的差距。

4. 3. 1 时间频率综合调度算法的原理

在过去的多播调度方案中已经有几种算法被提出，分别是：

FCFS（先到先服务，First Come First Service）：按照节目请求消息到达的顺序进行多播。为避免重复多播，已经进入队列的分段将会被忽略。

MRF（最多先服务，Most Requests First）：多播当前节目请求消息最多的分段。

MRFL（最低最多先服务，Most Requests First Lowest）：和 MRF 相似，但是除去接入概率最低的分段。

LWF（最长等待时间先服务，Longest Wait First）：选择具有最长等待总时间的分段，等待总时间指所有针对该分段的节目请求消息等待时间的总和。

Dykeman et al^[27]取得了以上几种算法的对比实验结果：性能最好的是 LWF。对于所有算法，当节目请求消息增加时，平均等待时间也会增加，但是也有可能当曲线无限延续下去时，平均等待时间会回落，变得对复杂变化不敏感，这种结果是不

可预测的。^[28]里面提到, MRF 可以为热门分段提供低等待时间, 但是对冷门分段则表现出很差的性能。MRF 选择有大量节目请求消息的分段, 所以那些针对冷门分段的节目请求消息必须等到有足够节目请求消息到来, 则冷门分段的请求很有可能永远不能被满足, 而 FCFS 相对于其他算法在冷门分段上投入了更多的带宽, 故这两种算法都是偏向于冷门或热门, 但 LWF 对两种类型的分段都提供了较好的性能。

通过以上分析, 提出一种新的算法, 叫做 FMF (时间频率综合, Frequency and time First) 调度算法, 用来综合 MRF 和 FCFS 的优点, 对于冷门和热门分段都表现出好的性能。

4.3.2 时间频率综合调度算法的描述

由于FMF算法的步骤描述如下: 由于是综合MRF和FCFS的优点, 因此需要同时考虑每个分段被请求的频率以及请求的顺序, 按照这两个算法拟定两种数据调度顺序, 并通过二次非线性整数规划最大限度地同时达到最优的数据调度结果。

算法的目标是计算 x_j 来同时达到MRF和FCFS的要求,

$$x_j = \arg \min [(x_j - f_j)^2] j = k_1, k_2 \dots k_{m(k)} \quad (4-22)$$

$$x_j = \arg \min [(x_j - seq_j)^2] seq_j = 0, 1, 2 \dots T-1 \quad (4-23)$$

其中 f_j 是节目 p_j 被请求的次数的顺序, seq_j 是节目 p_j 被请求的时间上的顺序。

某个特定节目 $p_j = \alpha$ 被请求的次数 $count[\alpha]$ 可以通过函数 $\text{int getcount}[i]()$

```
{for(k = 1; k < T; k++) {for(j = k1; j <= km(k); j++) {if(k1 == α) count[α]++;}}}
```

来计算, 将所有节目的次数 $count[i] i = 1, 2 \dots N$ 计算出来以后, 通过函数 $\text{int getf}_j()$

```
{getcount[i](); int t; for(l = 1; l <= N; l++) {for(i = 1; i <= N - l; i++)  
if(count[i] < count[i + 1]) {t = count[i]; count[i] = count[i + 1]; count[i + 1] = t;}}}
```

将 $count[i] i = 1, 2 \dots N$ 排序, 从而得到每个节目 p_j 的 f_i 。

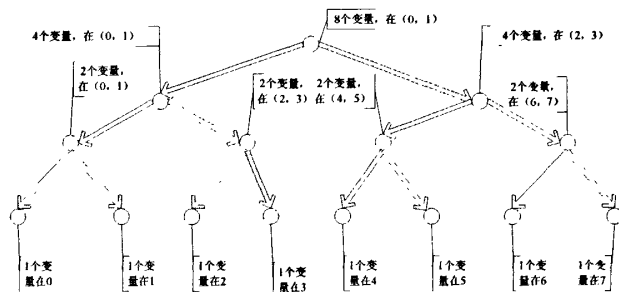


图4-4 时间频率综合调度算法步骤

如图4-4所示,下面描述计算 x_j 的算法的步骤,其中 x_j 是某节目 p_j 在信道播出时的顺序,也是 p_j 在信道播出时的时间点,计算 x_j 的过程就是在为每个节目的节目分段安排在播出时在时间轴上的位置。

步骤 1: 令 $y = 0, z = 1$, 构造数组 $pro_{yz}[] = \{x_j \in (2(z-1), 2(z-1)+1) \mid j = 1, 2, \dots, N\}$, N 是节目总数。

步骤 2: 执行函数 $scheduling(int T, int pro_{yz}[T])$

$\{getf_j(0); f_j = f_j / (T / 2^{y+1}); seq_j = seq_j / (T / 2^{y+1});$

Model: $\text{Min} \{ \sum_{j=1}^N (x_j - f_j)^2 + \sum_{j=1}^N (x_j - seq_j)^2 \}; \text{st: } \sum_{j=1}^N x_j = T / 2^y \times (0.5 + 2z);$
 $\text{for}(j = 0; j < N; j++) \ 2(z-1) \leq x_j \leq 2(z-1) + 1; @gin(x_j); \}$

步骤 3 : $y = y + 1, z = z$ 将结果中较小的 x_j 放入 $pro_{yz}[] = \{x_j \in (2(z-1), 2(z-1)+1) \mid j = 1, 2, \dots, N\}$ 执行步骤 2。

步骤 4 : $y = y, z = z + 1$ 步骤 6 : 将结果中较大的 x_j 放入 $pro_{yz}[] = \{x_j \in (2(z-1), 2(z-1)+1) \mid j = 1, 2, \dots, N\}$ 执行步骤 2。

步骤 5: 为所有新产生的 $pro_{yz}[] = \{x_j \in (2(z-1), 2(z-1)+1) \mid j = 1, 2, \dots, N\}$ 重复以上步骤, 直到所有 x_j 变为整数。

4.3.3 时间频率综合调度算法的实验结果

考虑到任意节目 p_j 会被包含在一个以上的 $r_i(k)$ 中, 于是定义: $R_j^{i_0} = \{r_{i_0}(k) \mid k = j_1, j_2, \dots, j_{b(j)}\}$ 是周期 i_0 中所有包含 p_j 的 $r_{i_0}(k)$ 。其中, $j_1, j_2, \dots, j_{b(j)}$ 是随 j 也即随 p_j 变化的变量, 例如 j_1 表示 $r_{i_0}(j_1)$ 包含 p_j , j_2 表示 $r_{i_0}(j_2)$ 包含 p_j 。此外, $b(j)$ 是数列 $j_1, j_2, \dots, j_{b(j)}$ 中包含的元素个数, 也是所有包含 p_{j_0} 的 $r_{i_0}(k)$ 的个数。

参照如下公式计算节目 p_j 的平均等待时间:

$$waittime_p_j = \sum_{k=j_1}^{j_{b(j)}} (T - k + x_j) / b(j); \quad (4-24)$$

用时间频率综合调度算法在 LINGO 平台上计算出 x_j , 然后根据以上讨论在 MATLAB7.0 平台上检测算法的性能, 得到实验结果如下:

如图 4-5 所示, 左边、右边分别为冷门节目、热门节目, 即请求频率最低及最高的节目的等待时间的比较。通过这两幅图可以看出, BWM 中的 FMF 可以缩小冷门节目和热门节目的等待时间的差。FMF 不仅考虑了请求频率, 同时还考虑了其他因素, 因此没有出现 MRF 那种忽略冷门节目的极端情况, 但是因为 FCFS 牺牲了热

门节目的带宽最大限度地满足冷门节目的需要,而 FMF 本着满足冷门和热门所有终端的宗旨没有牺牲热门节目满足冷门节目,因此 FMF 在冷门节目上必然不如 FCFS。但是对于热门节目的比较,FMF 优于 FCFS,因为 FCFS 牺牲了热门节目的带宽而 FMF 并没有,但是在热门节目上 FMF 不如 MRF,因为 MRF 完全忽略冷门节目的需求先满足热门节目,而 FMF 在考虑请求频率的同时还考虑了请求顺序,因此不如 MRF。另外,图中可以看出 FMF 和 LWF 相比,无论在冷门节目还是热门节目上几乎不相上下,对于 FMF 和 LWF 的比较还有待于进一步的研究,不属于本算法范围。

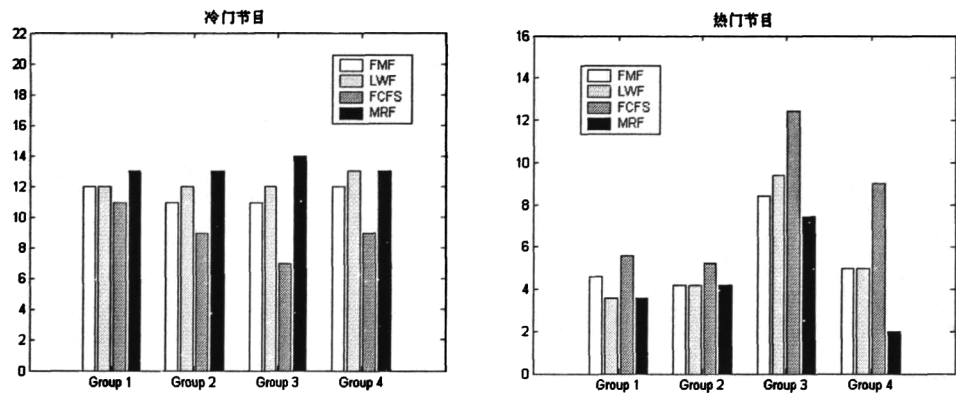


图 4-5 冷门、热门节目等待时间比较

本章小节

在本章中,设计了全新的BWM中的公平性调度算法,通过二分法寻找多目标二次整数规划的非劣解,达到无限逼近绝对公平的目标,并通过仿真实验证明该算法可以达到此目标。

设计了全新的BWM中的时间频率综合调度算法用来缩小冷门节目和热门节目的等待时间的差距,通过仿真实验和结果分析证明确实可以缩小等待时间,但是这种缩小是在很多限制条件下产生的,例如节目分段等长,数据调度周期固定等等,近期还有许多新的算法是在更为灵活和宽松的多播环境中产生的,例如节目分段动态变化,数据调度周期不固定等等,这些算法更能适应现今环境中的实际情况,也为后续多播技术的发展奠定了一定的条件和基础。

第五章 BWM 网络 MAC 层广播机制

在 BWM 网络 MAC 层广播机制中, 基站采取按需广播的方式工作, 寻找广播空闲时隙为数据通信服务, 以提高资源利用率。广播基站节目种类、终端数量、终端节目选择都复杂多变, 如何使基站掌握终端接收状态, 寻找广播时隙的空闲资源就成为 BWM 网络 MAC 层广播机制需要解决的问题之一。因此, 本节主要为 BWM 网络 MAC 层广播机制设计了新型的按需广播计时及计数算法, 分别为基站和终端设置多个定时器, 采用多个定时器轮询及计数器轮询的方式完成基站对终端状态的全局统计, 完成基站与终端之间的状态相互查询, 寻找广播空闲时隙为通信数据服务, 提高广播基站的时隙利用率。下面首先对算法步骤进行描述, 然后进行可行性分析, 最后做出仿真实验并分析是否可提高资源利用率。

5.1 按需广播计时及计数算法的设计

在 BWM 网络 MAC 层广播机制中, 当前基站覆盖下的终端有广播接收需求时, 基站进行广播数据的投递, 称为 ACT(活动态); 没有广播接收需求时, 基站回收该路节目所占资源停止广播, 称为 Provided(准备态)。所有数据由基站调度, 基站只为活动态节目分配带宽, 处于准备态的广播节目分段在基站被丢弃。

广播基站节目种类和终端节目选择都复杂多变, 广播基站如何对小区内所有终端的接收状态综合统计寻找终端总数为零的时隙? 方法之一是使基站与终端之间相互发送消息以使基站能够全局统计终端状态, 但由于终端接收节目持续的时间不定长, 应该以多长时间作为间隔向基站通报状态为最佳成为问题之一, 为此分别尝试了以短长时间间隔通报的方法—计时算法, 长时间间隔通报的方法—计数算法。

所谓计时算法, 就是在终端接收节目的整个不定长时间内, 基站设置定时器统计终端状态, 终端设置定时器周期触发向基站汇报状态, 以此帮助基站将所有终端状态纳入统计范畴, 最终找到广播时隙的空闲时隙, 为通信数据服务, 该算法可避免由于数据丢包而造成的信息传递失误, 即使定时触发时发生丢包, 终端也有机会在下次定时触发时继续通报基站, 除非其间基站已经错误的将接收终端数量判断为零, 但是这种情况发生概率很小, 具体请看后续的算法性能分析。

所谓计数算法, 即在终端接收节目的整个不定长时间内, 终端只在开始和结束时通报基站, 基站设置定时器以寻找终端数量为 0 的广播空闲时隙。

通过后续 5.2 章的分析可知，无论是按需广播计时算法还是按需广播计数算法，都可以采用多个定时器轮询及计数器轮询的方式寻找广播空闲时隙进行描述。5.1.1 及 5.1.2 分别阐述两种算法的步骤。

5. 1. 1 按需广播计时算法的描述

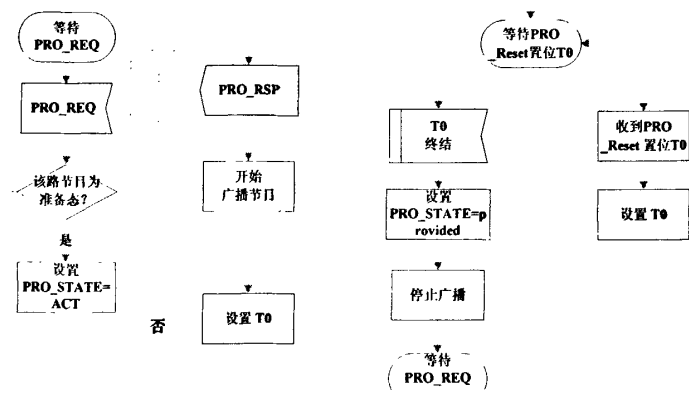


图 5-1 基站按需广播计时算法步骤

如图 5-1 所示，基站将为每路节目保存一个 PRO（节目，Program）_STATE 标志位，如果 PRO_STATE=ACT，则表示该路节目目前为活动态，如果 PRO_STATE=Provided，则表示该路节目目前为准备态。基站在持续广播节目单时，等待终端发送的 PRO_REQ（请求，Request）。收到该消息时解析出该节目请求指向的是哪路节目，并检查该路节目是活动态还是准备态，如果该路节目是活动态，就直接发送 PRO_RSP（应答，Respond）给终端。如果是准备态，则将 PRO_STATE 标志位设置成 ACT，然后发送 PRO_RSP 给终端。

在某路节目进入到活动态后，基站需要监听在线终端的数量，如果终端数量为 0 则释放当前节目所占的带宽资源，以达到按需广播计时及计数算法的初衷。为此需要基站和终端都需要设置定时器，基站定时器用来判断是否还有终端在接收该路节目，终端的定时器每次终结时触发终端通知基站本终端的存在，即基站设置定时器 T0，终端设置定时器 T1，且定时器 T0 要比定时器 T1 大到能够容忍 3 次丢包。终端定时器每次终结时触发终端向基站发出 PRO_Reset，令基站重置定时器 T0，则可知只要接收广播的终端数量不为 0，该路节目的基站定时器 T0 就不会超时，否则，该路广播对应的定时器 T0 最终超时，这时该节目进入准备态，基站将结束该路节目的广播。

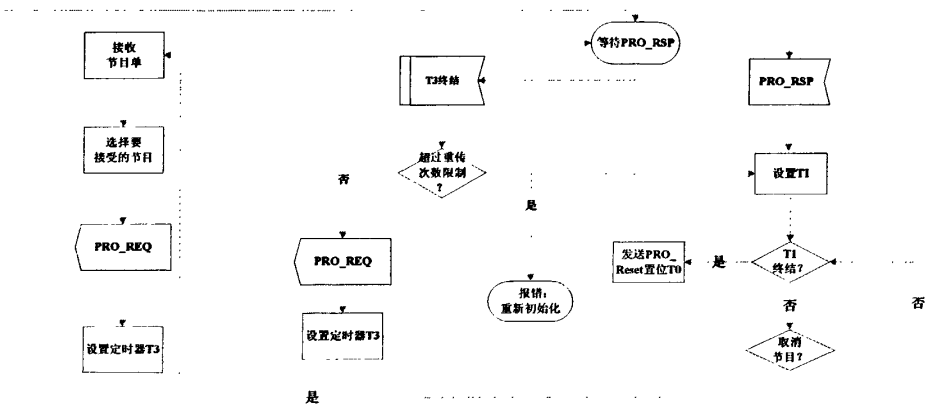


图 5-2 终端按需广播计时算法步骤

如图 5-2 所示，当终端接收到节目单时，需要先选择要接收的节目，并向基站发送 PRO_REQ，然后设置定时器 T3，如定时器超时仍没有接收到 PRO_RSP，则判断是否超过了重传次数，如果超过则报错并重新初始化，否则重新向基站发送 PRO_REQ。如果在定时器 T3 超时前，终端收到了来自基站的 PRO_RSP，则判断是否取消节目，如否则需要保持定时器 T1，T1 每次终结时发送 PRO_Reset 给基站，说明自己仍然处在接收状态，令基站重新设置 T0。如是，则直接停止广播。

总之，按需广播计时算法需要设置 3 个定时器，T2 用来判断当前接收到的 PRO_REQ 的个数，T0 帮助基站判断在线终端数，T1 帮助终端通知基站自身状态，算法各个阶段有自己单独的定时器，不容易发生混淆利于观察。但是为每路节目及每个终端都设置定时器，导致定时器开销过大，增加实现困难。

5.1.2 按需广播计数算法的描述

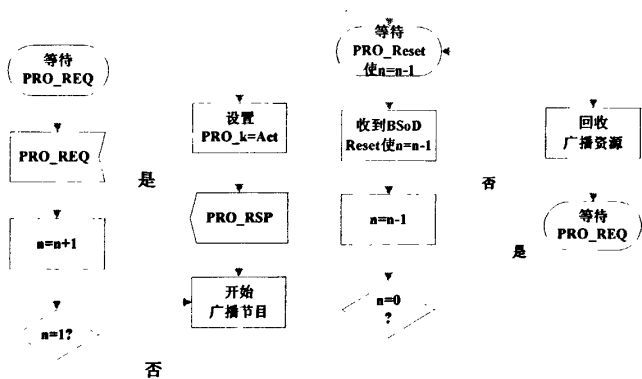


图 5-3 基站按需广播计数算法步骤

如图 5-3 所示，基站为每路节目设置计数器 n ，初始值为 0，表示节目处于准备态，每收到一个 PRO_REQ 令 n 加 1。开始时基站等待终端发送的 PRO_REQ，收到后基站判断 n ，如 $n=1$ 则表示是第一个 PRO_REQ，则为该路节目分配带宽并将 PRO_STATE 设为 ACT，后发送 PRO_RSP 给终端。如 $n>1$ 则表示已不是第一个 PRO_REQ，即基站早已为该路节目分配了带宽，则直接发送 PRO_RSP，后基站需要等待终端的 PRO_Reset，收到则基站将 n 减 1，当 n 为 0 时该路节目就应该进入准备态，终止该路节目广播。

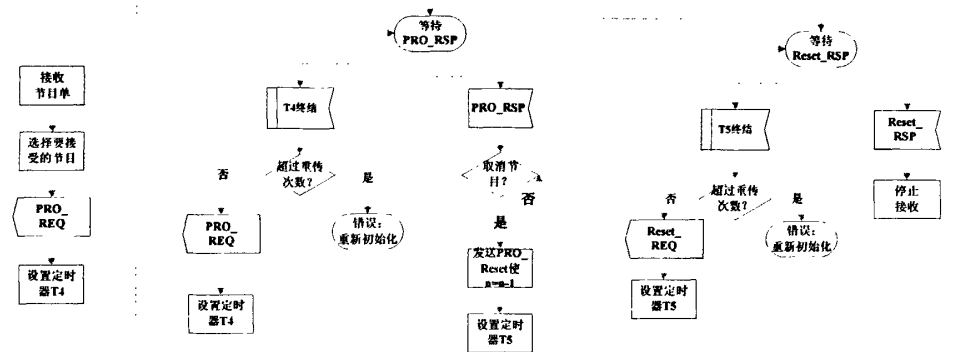


图 5-4 终端按需广播计数算法步骤

如图 5-4 所示，当终端选择要接收的节目，随后向基站发送 PRO_REQ，设置定时器 T3，对 PRO_REQ 进行超时重传的判断。终端收到来自基站的 PRO_RSP 后，如取消节目则向基站发送基站 PRO_Reset，令其将计数器 n 减 1，后终端设置定时器 T5 用来检查超时重传，终端收到来自基站的 Reset_RSP 后停止接收节目。

总之，按需广播计数算法的整个流程比较简单，但广播覆盖面积大终端数量多，基站至少要处理两倍于终端数量的消息，如果消息发送时丢包重发则信息数量上升，导致基站处理消息的开销增加，因此有改进的空间。

5.2 按需广播计时及计数算法的性能分析

本小节将对上小节阐述的按需广播计时及计数算法做出可行性分析，证明按需广播计时及计数算法分别采用多个定时器轮询及计数器轮询的方式，可以准确找出广播空闲时隙为通信数据服务，提高了时隙资源的利用率。另外还将计算出按需广播计时及计数算法适用范围及性能参数。

针对按需广播计时及计数算法中某路节目进入准备态的概率，分别运用数学推导和仿真实验两种方法，进行了分析和比较，结果证明，第一，进入准备态的概率

不为 0，即按需广播计时及计数算法理论上可以实行，分别采用多个定时器轮询及计数器轮询的方式，能够寻找到广播空闲时隙，提高资源利用率。第二，按需广播计时及计数算法只有在某些特定参数决定的终端群体中才能收到较为理想的效果。

按需广播计时及计数算法通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式在准备态丢弃广播分段，提高资源利用率。在寻找广播空闲时隙的过程中，如果小区内某几路节目处于活动态，其余处于准备态，则这几路节目资源将被释放。但如果小区内几乎每路节目都处于活动态，则可能出现一种不利于按需广播计时及计数算法的极端状态，即某路节目开始时只有一个终端接收，在该终端离开时又有第二个终端开始接收，在第二个离开时又有第三个依此类推，则该节目有可能不能在有限长时间内进入准备态。因此，需要用数学的方法计算某一时刻，某路节目处于准备态的概率是否为零，并分析这个概率与哪些参数有关，如何利用这些参数提高准备态的概率并选择适合按需广播计时及计数算法的终端群体，使其能够通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式寻找到广播空闲时隙为数据通信服务，提高资源利用率。

5.2.1 按需广播计时及计数算法中的概率问题建模

(1) 终端进入

假设 $[0, t)$ 时间内，进入广播基站 A 下开始接收某路节目的终端数为 $N(t)$ ， $N(t)$ 表示有过“开始接收”这个动作的终端数，它包括在 $[0, t)$ 时间内开始接收广播然后在 $[0, t)$ 时间内停止接收的终端，因为 $[0, t)$ 时间内“停止接收”的终端的数量将被包含在本文后续分析的参数中。在 $[t_1, t_2)$ 内($t_2 > t_1$)有 n 个终端开始接收广播是随机事件，概率为 $P_n(t_1, t_2) = P\{N(t_2) - N(t_1) = n\} (t_2 > t_1, n > 0)$ ，它满足无后效性，平稳性，稀疏性^[29]，因此终端是按泊松分布“开始接收”广播的： $P_n(t) = (\lambda t)^n / n! \cdot e^{-\lambda t} \quad t > 0$ 。 λ 表示单位时间内平均的“开始接收”广播的终端数^[29]。

(2) 广播模型

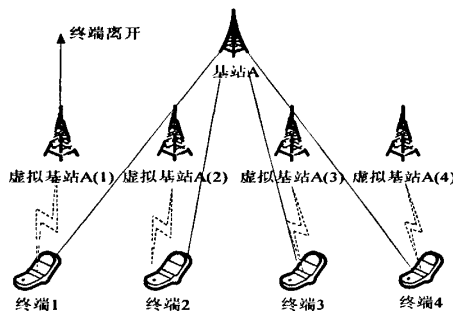


图 5-5 虚拟基站模式的广播模型

如图 5-5 所示, 实际基站 A 为例, 终端无论何时、以上述两种方式中的任意一种方式进入虚拟基站 A 都无须排队, 因此可将广播基站 A 等效于无限多个并列工作的虚拟基站 A, 每个虚拟基站 A 在同一时刻只能为一个终端提供广播服务, 且广播时间都服从负指数分布^[30], 本文后续中提到“基站”即为实际基站, 提到“虚拟基站”即为虚拟基站。

有终端需要接收广播时, 可任意选择一个空闲的虚拟基站 A 进入, 这个空闲虚拟基站 A 可以是第一次开始广播, 也可是刚刚停止了对上一个终端的广播。由于虚拟基站 A 数量是无限的, 因此任何时刻都可以保证有空闲的虚拟基站 A 为终端服务。

(3) 广播时间 (终端离开)

终端进入是针对基站 A, 终端离开针对一个虚拟基站 A。 μ 表示单位时间内离开虚拟基站 A 的终端数, 如果某终端离开虚拟基站 A, 就表示它曾经在时刻 t_0 进入虚拟基站 A, 在 $(t_0, t_0 + \Delta t)$ 时间内, 终端接收了虚拟基站 A 的广播, 在 $t_0 + \Delta(t)$ 时刻, 虚拟基站 A 完成了对该终端的广播。因此, 单位时间内离开虚拟基站 A 的终端数 μ 等于单位时间内虚拟基站 A 完成广播的终端数, μ 又称为平均广播率。

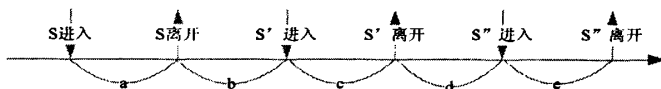


图 5-6 终端离开模型示意图

如图 5-6 所示, 按需广播计时及计数算法中终端随时都可以停止接收广播, 离开虚拟基站 A, 因此终端离开虚拟基站 A 这个事件是随机的, 且前一个终端和后一个终端离开虚拟基站 A 相互独立, 互不影响。但是终端“离开”这个随机事件和广播时间没有必然的联系, 例如, 某个虚拟基站 A 服务完一个终端后, 如果没有新的终端进入该虚拟基站 A, 它将进入空闲状态直到下一个终端开始接收广播, 图中 b, d 为空闲时间, 由于下一个终端开始接收广播是随机事件, 因此中间这段“空闲时间”b, d 也是随机变量, 而一个终端在虚拟基站 A 接收服务的时间 a, c, e 也是随机变量, 即“终端离开”这个事件导致了两个随机变量, 即“空闲时间”b, d 和“广播时间”a, c, e。

这样建立起来的模型过于复杂, 不便于分析, 因此, 假定一个简化的模型, 将每个虚拟基站 A 定为忙碌状态, 即前一个终端离开虚拟基站 A 后, 后一个终端刚好进入虚拟基站 A, 也就是上图中的 b, d 都为 0。当然为了符合广播模型, 后一个终端在进入虚拟基站 A 之前不需要等待, 即在前一个终端离开虚拟基站 A 的那一时刻, 后一个终端刚好进入虚拟基站 A。则两个终端相继离开的时间间隔就是广播时间,

这个广播时间服从负指数分布: $F_v(t) = 1 - e^{-\mu t}$, 其概率密度为: $f_v(t) = \mu \cdot e^{-\mu t}$ 其中 V 为广播时间^[31]。

5.2.2 模型数学分析

由前几节可知: 终端进入服从参数为 λ 的泊松过程, 广播时间服从参数为 μ 的负指数分布, 在 $[t, t + \Delta t)$ 时间内, 可分为三种情况: (1) 有一个终端进入的概率为: $\lambda \Delta t + O(\Delta t)$, 没有终端进入的概率为: $1 - \lambda \Delta t + O(\Delta t)$ 。(2) 当有终端在接收广播时, 1 个终端结束了接收广播的过程而离开, 假设时刻 t 时有 n 个终端接收广播, 则其中一个离去有 n 种可能, 因此离去的概率为: $n\mu \Delta t + O(\Delta t)$, 没有终端离去的概率为: $1 - n\mu \Delta t + O(\Delta t)$ 。(3) 多于一个终端进入或离去的概率是: $O(\Delta t)$, 可以忽略。

在时刻 $t + \Delta t$ 处, 系统中有 n 个终端在接收广播($n > 0$)的情况可分为下列四种: (2 个以上终端进入或离去的情况未列入)。

表 5-1 n 个终端在接收广播的情况

情况	t 顾客数	在 $(t, t + \Delta t)$		$t + \Delta t$ 顾客数	概率 (略去 $O(t)$)
		到达	离去		
A	n	0	0	n	$P_n(t) \cdot (1 - \lambda \Delta t) (1 - n\mu \Delta t)$
B	$n+1$	0	1	n	$P_{n+1}(t) \cdot (1 - \lambda \Delta t) \cdot (n+1)\mu \Delta t$
C	$n-1$	1	0	n	$P_{n-1}(t) \cdot \lambda \Delta t \cdot [1 - (n-1)\mu \Delta t]$
D	n	1	1	n	$P_n(t) \cdot \lambda \Delta t \cdot n\mu \Delta t$

如表 5-1 所示, 由于四种情况互不相容的, 故 $P_n(t + \Delta t)$ 应是这四项概率之和, 即将 Δt 的高阶无穷小合为一项并整理, 令 $\Delta t \rightarrow 0$, 得到关于 P_n 的微分差分方程

$$\frac{dP_n(t)}{dt} = \lambda \cdot P_{n-1}(t) + \mu P_{n+1}(t) - (\lambda + \mu)P_n(t) \quad (5-1)$$

当 $n=0$ 时, 只有前表中 A, B 两种情况, 令 $\Delta t \rightarrow 0$ 处理后得,

$$\frac{dP_0(t)}{dt} = -\lambda \cdot P_0(t) + \mu \cdot P_1(t) \quad (5-2)$$

(5-1, 2)组成方程组

$$\begin{aligned} \frac{dP_0(t)}{dt} &= -\lambda \cdot P_0(t) + \mu \cdot P_1(t) \\ \frac{dP_n(t)}{dt} &= \lambda \cdot P_{n-1}(t) + \mu P_{n+1}(t) - (\lambda + \mu)P_n(t) \quad n=1, 2, \dots \end{aligned} \quad (5-3)$$

求解以上方程组过程复杂且求得的瞬态解中含有修正的贝赛尔函数, 不便于应用。

因此只研究稳态的情况, 此时 $P_n(t)$ 与 t 无关, 可写成 P_n , 其导数为 0, 上式变成:

$$\begin{cases} \lambda \cdot P_0 = \mu \cdot P_1 \\ (\lambda + n\mu) \cdot P_n = \lambda \cdot P_{n-1} + (n+1)\mu \cdot P_{n+1} \end{cases} \quad (5-4)$$

由数学归纳法求得 $P_n = 1/n! (\lambda/\mu)^n \cdot P_0$ 进而求得

$$P_0 = \left[\sum_{k=0}^{\infty} \frac{1}{k!} \left(\frac{\lambda}{\mu} \right)^k \right]^{-1} = \left[1 + \left(\frac{\lambda}{\mu} \right) + \frac{1}{2!} \left(\frac{\lambda}{\mu} \right)^2 + \cdots + \frac{1}{n!} \left(\frac{\lambda}{\mu} \right)^n + \cdots \right]^{-1} \quad (5-5)$$

综上, P_0 表示 t 时刻某路节目进入准备态的概率, 观察上式可知:

(1) P_0 不会等于 0, 即该路节目将在有限长时间内以不为 0 的概率 P_0 进入准备态, 进行资源回收, 这是依概率 P_0 得以保障的, 说明按需广播计时及计数算法理论上是可行的, 能够通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式寻找到广播空闲间隙为数据通信服务, 提高资源利用率。

(2) P_0 的值只与 2 个参数有关: λ, μ 。 λ 表示单位时间内平均的“开始接收”广播的终端数, μ 表示单位时间内离开虚拟基站 A 的终端数。由上两节可知, 终端进入是和终端有关的随机事件, 广播时间是终端离开也即和终端有关的随机事件, 则可知 λ, μ 都是和终端相关即和终端群体相关的随机变量, 当终端群体不同时, 终端进入和终端离开 (导致广播时间为随机变量) 这两随机事件的样本空间不同, 对每个样本空间可通过统计的方法计算出终端进入和广播时间的分布函数, 即得到各自的 λ, μ , 后计算出各自的 P_0 。而不同的 λ, μ 将产生不同的 P_0 , 即 λ, μ 和 P_0 构成了函数关系。观察(5-5)式可知, P_0 只和 λ/μ 有关, 因此可以将 λ/μ 设为 x , P_0 就是 $g(x)$, 由式(5-5)知, $f(x)$ 和 x 之间满足如下关系:

$$f(x) = \left[\sum_{n=0}^{\infty} \frac{1}{n!} \left(\frac{\lambda}{\mu} \right)^n \right]^{-1} \quad (5-6)$$

令 $g(x) = 1/f(x)$, 则

$$f(x) = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{1}{n!} \left(\frac{\lambda}{\mu} \right)^n \quad (5-7)$$

5.2.3 空闲时间计算

首先, 对于单个终端进行假设: 终端从不接收节目的状态变为接收节目的状态的概率为 β , 从不接收节目的状态变为接收节目的状态的概率为 α 。终端在时刻 t 接收广播的概率为 $R(t)$ 。则:

$$R(t + \Delta t) = R(t)(1 - \alpha \cdot \Delta t) + [1 - R(t)]\beta \cdot \Delta t \quad (5-8)$$

分别在 $R(0) = 1, R(0) = 0$ 的条件下解方程得瞬态解及稳态解分别为:

$$R(t) = \frac{\beta}{\alpha + \beta} + \frac{\beta}{\alpha + \beta} \cdot e^{-(\alpha + \beta)t} \quad (5-9)$$

$$R(t) = \frac{\beta}{\alpha + \beta} [1 - e^{-(\alpha + \beta)t}] \quad (5-10)$$

$$t \rightarrow \infty R(t) = \frac{\beta}{\alpha + \beta} \quad (\text{稳态解}) \quad (5-11)$$

广播进行一段时间后, 某终端第一次停止接收广播的时间 t_1 是随机变量, 则“ $t_1 + \Delta t$ 时刻停止接收广播”的概率 $R(t + \Delta t)$ 为:

$$R(t + \Delta t) = R(t)(1 - \alpha \cdot \Delta t) \quad (5-12)$$

t 时刻终端仍在接收广播的概率就是 t_1 大于 t 的概率, 所以这里 t 的概率密度为:

$$f(t) = -R'(t) = \alpha \cdot R(t) \quad (5-13)$$

$$\bar{t}_1 = \int_0^{\infty} t \cdot f(t) dt = \int_0^{\infty} \alpha t \cdot R(t) dt \quad (5-14)$$

若 α 为常数, 则 $\bar{t}_1 = 1/\alpha$, 命名为平均等待时间 $PT = 1/\alpha$, 即两次相邻停止 (接收广播) 所间隔的时间。同理可得平均活动时间 $AT = 1/\beta$ 。用平均准备时间 PT 和平均活动时间 AT 表示准备率 $R = PT / (PT + AT)$, 活动率为 $F = AT / (PT + AT)$ 。

小区所有终端都不接收某路节目时, 该路节目才能进入准备态, 其间只要有一个终端接收该路节目, 该路节目就需维持活动态。因此, 对于一路节目来说, 小区中各个终端之间的关系相当于并联系统, 即所有终端都停止接收该路节目时, 整个并联系统才可停止进入准备态。只要有一个终端接收该路节目, 该路节目就必须维持活动态。

对于所有终端组成的并联系统来说, 准备率为 $F = \prod_{i=1}^n F_i = \prod_{i=1}^n (1 - R_i)$, 活动率为 $R = 1 - F = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - R_i)$ 。终端越多, 活动率越大。整个系统从准备态转化成活动态的概率为 $\sum_{i=1}^n \beta_i$, 其中 β_i 为每个终端从不接收广播到接收广播的概率, 即只要一个终端开始接收广播, 整个并联系统中的该路节目就进入了准备态了 (两个以上终端同时开始接收广播的概率可以忽略不计)。如果一个终端已经开始接收广播, 后面再有终端开始接收广播也不能改变节目的状态 (始终为活动态)。可知:

$$PT = \frac{R}{1 - R} \cdot AT = \frac{1 - \prod_{i=1}^n (1 - R_i)}{\prod_{i=1}^n (1 - R_i)} \cdot AT = \frac{\prod_{i=1}^n (1 + \frac{\beta_i}{\alpha_i}) - 1}{\sum_{i=1}^n \beta_i} \quad (5-15)$$

式(5-15)就是没有终端接收广播的时间(即准备态的时间)的统计平均数学期望,这段时间就是按需广播计时及计数算法通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式找到的广播空闲时隙,也即按需广播计时及计数算法是可行的,可以通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式寻找到广播空闲时隙为数据通信服务,提高资源利用率。

5.3 算法仿真

为了能够确定 BWM 网络 MAC 层中按需广播计时及计数算法的可行性即是否可以通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式寻找到广播空闲时隙为数据通信服务,以及算法中参数的选取对算法性能的影响,进而对 BWM 网络 MAC 层广播机制细化设计即参数选择进行指导,需要研究按需广播计时及计数算法仿真实现过程中,各种参数对仿真结果的影响。下面的工作就是在 Windows 平台的 opnet8.0 及 matlab6.5.1 环境下对 BWM 网络 MAC 层中按需广播计时及计数算法进行仿真,选取不同参数得到多个仿真结果,并对仿真结果进行比较分析。

包格式:自定义的字长为 32 位的若干域组成

链路模式:自定义的数据传输速率为 9600bits/s

随机种子 seed: 34

仿真时间: 1000seconds

终端数量: 从 0 开始连续变化

终端状态转变随机分布: betarnd 分布, 均匀分布

5.3.1 按需广播计时及计数算法与传统广播算法链路利用率的比较

如图 5-7 所示, 图中深色线代表的是按需广播计时及计数算法的链路利用率, 浅色线代表传统广播的链路利用率。前者略高于后者并呈现下降趋势, 开始数值较高, 后来有所下降, 最后趋于平缓。数据源发包速率的不同决定链路中信号的传递速率不同, 导致了两次实验结果中链路利用率的不同。前者 PRO_REQ, PRO_RSP 及节目源数据包在内的数据包数量多, 发送间隔时间小, 则链路利用率高。后者只发节目源数据包, 数据包数量少, 发送间隔时间大, 链路利用率低。但是前者 PRO_REQ, PRO_RSP 只在需要请求节目时才有, 开始接收节目后就不再发送, 因此开始时前者的链路利用率高于传统广播, 后期前者的链路利用率只略高于后者。

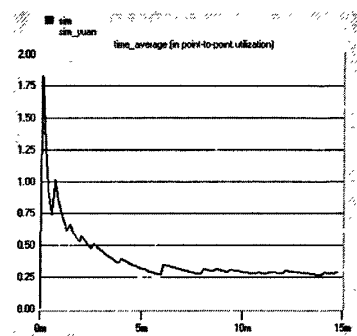


图 5-7 两种算法链路利用率对比

5.3.2 终端数量对按需广播计时及计数算法实现概率的影响

对于上节中讲到的按需广播计时及计数算法的性能，即是否可以通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式寻找到广播空闲时隙为数据通信服务。

由 5.2.2 可知，(5-5) 式是中函数 $f(x) = \exp(x)$ 在 $x=0$ 处的泰勒级数展开式，因此在 matlab 实验环境中，用 taylor tool 做出 $f(x) = \exp(x)$ 在 $x=0$ 处的泰勒级数展开式的图形，观察当 x 取不同值时， $f(x)$ 的取值情况。结果分析如下：

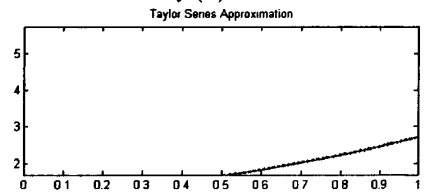


图 5-8 $n=7$ 时不同概率取值时泰勒级数

- (1) 如图 5-8 所示，由实验结果，泰勒级数项数 n 从 7 到 100 泰勒级数图形没有大的变化，所以可以取 7 项左右作为一个代表，以 $f(x)$ 的图形为例，横轴 $x \in (0,1)$ ，纵轴为泰勒级数取值。
- (2) 由上几节可知， x 应当大于 0，同时还要保证级数不为 0 不为无穷，因为当级数为 0 时， P_0 为无穷，级数为无穷时， P_0 为 0。因此某些值导致 $f(x)$ 为 0 或无穷的 x 值不能取。

如图 5-9 及表 5-2 所示，可以看出，当 x 小于 0.5 时， $f(x)$ 几乎为 0，不可取。当 x 为 10 以上时， $f(x)$ 为无穷不可取。因此， x 的可取空间是 0.5-10。即不是任何终端群都适合用按需广播计时及计数算法，只有 λ/μ 取值为 0.5-10 的终端群才可取。

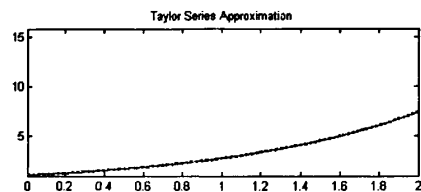


图 5-9 x 取 (0, 2) 时泰勒级数

表 5-2 x 取不同泰勒级数

x 取值范围	f(x)	$P_0^{-1} = f(x)$	$P_0 = g(x)$
<0.5	接近 0	接近 0	∞
1	2.8	2.8	0.3571
2	7.5	7.5	0.1333
3	20	20	0.05
4	48	48	0.0208
5	150	150	0.0067
6	400	400	0.0025
7	1100	1100	0.0009
8	3000	3000	0.0003
9	8000	8000	0.0001
10	2.25×10^4	2.25×10^4	0
>10	x	x	0

因此，某路节目进入准备态是依不为 0 的概率存在的，因此，用按需广播计时及计数算法进行资源回收及再利用是可行的，可以通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式准确找出广播空闲时隙为通信数据服务，提高时隙资源的利用率。当需要按需广播计时及计数算法时，首先对小区中每路节目的终端群体进行分析，做出终端进入和终端离开（导致广播时间为随机变量）这两随机事件的样本空间，对每个样本空间，通过统计的方法计算出终端进入和广播时间的分布函数，从而得到各自的 λ, μ ，做出它们的比值 λ/μ ，观察是否处于 0.5-10 之间，如果是，则表明 P_0 在可接受的范围内，可以进行按需广播计时及计数算法，能够通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式寻找出广播空闲时隙为通信数据服务，提高时隙资源的利用率，此范围之外按需广播计时及计数算法将不能进行，不能寻找出广播空闲时隙为通信数据服务。因此，在选择按需广播计时及计数算法的适用环境时，需要选择满足 λ/μ 介于 0.5-10 之间的终端群体。

5. 3. 3 随机分布对按需广播计时及计数算法空闲时间的影响

由 5.2.3 可知，整个系统进入准备态后持续时间的数学期望可求，而这个数学期

望的数值就是按需广播计时及计数算法通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式找出的广播空闲时隙，但是其值依赖于各个终端在开始接收广播和停止接收广播之间的转换概率 $\alpha_i\beta_i$ ，而 $\alpha_i\beta_i$ 的取值可依赖随机变量分布函数，例如 `unifrnd` 或 `betarnd`，得到的准备态数学期望在终端为 100 时如下：

表 5-3 两种情况下准备态数学期望

分布	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
unifrnd	1.544e+036	1.4674e+037	4.4598e+034	4.6593e+042	5.865e+036	2.3358e+033	1.6208e+034	2.4514e+040	2.439e+042	5.9496e+034
分布 1	3.4356e+030	9.128e+033	8.4961e+031	1.0263e+035	1.3525e+031	3.459e+032	1.8515e+031	3.968e+034	2.609e+033	8.5605e+030
unifrnd	9.5226e+037	7.5079e+039	6.0104e+032	3.56e+032	1.8677e+033	1.6097e+033	4.8718e+035	1.4051e+041	1.7585e+041	1.1818e+033
分布 2	2.0555e+032	1.134e+033	3.6384e+031	1.225e+035	3.3079e+033	2.059e+034	3.6305e+031	5.7064e+034	4.5207e+031	1.0573e+033

如表 5-3 所示，其中分布 1 为 `Betarnd`($\alpha_i\beta_i=4,6&7,9$)，分布 2 为 `Betarnd`($\alpha_i\beta_i=1,2&3,6$)，由表知，`unifrnd` 分布的准备态数学期望比 `betarnd` 分布的准备态数学期望高，这是因为相对于 `betarnd`，`unifrnd` 的 $\alpha_i\beta_i$ 样本空间中的每一个样本都是等概率出现，则使得准备态数学期望即使在某些 $\alpha_i\beta_i$ 取值上变小，但又可在另一些 $\alpha_i\beta_i$ 取值上变大，最终使结果维持在比较高的数值上，从而产生了上表的结果。这个结果进一步说明，按需广播计时及计数算法可以通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式准确找出广播空闲时隙为通信数据服务，而这个空闲时隙的数值正如上表所示，提高了时隙资源的利用率。

本章小节

本章为 BWM 网络 MAC 层广播机制创新地设计了按需广播计时及计数算法，分别为基站和终端设置定时器，基站定时器用来统计来自所有终端的节目需求，终端定时器通过定时更新发起对基站定时器的定时触发，将终端此时对节目的需求状态纳入基站的统计范畴，以此帮助基站掌握所有终端的节目需求状态，或者使基站用计数器来控制某路广播节目的操作。通过该算法的性能分析和仿真实验，证明该算法可以通过多个定时器轮询及计数器轮询的方式寻找到广播空闲时隙传输数据通信数据包，提高资源的利用率，但是有一定的适用范围，在适用范围内能够表现出优于传统广播的性能，超出适用范围则不利于该算法发挥优点。

第六章 总结

6.1 论文的工作总结

作者在本课题的研究过程中, 参阅了大量的国内外有关无线通信中多播广播技术的文献资料, 深入研究了现有无线通信中多播广播的通信流程, 实现方法, 数据调度算法以及现有无线通信中多播广播仿真的相关知识与技术, 提出了创新的宽带无线多媒体中 MAC 层多播广播几个创新的关键技术解决方案, 并对这种新的解决方案进行综合系统仿真分析。理论和实验证明这种宽带无线多媒体中的 MAC 层多播广播技术解决方案有如下创新点:

1、在 BWM 网络 MAC 层多播机制中, 创新地设计了多播连接动态分配算法, 首先选举产生多播基站群, 将基站统一管理, 节目数据统一调度, 提高基站整体工作效率, 群中设置中心服务器, 根据多播基站群中所有基站提供服务的各个频道的状态, 包括接收率、服务质量、分散程度等, 动态并集中地为各个频道分配连接标识或改变连接标识的状态, 使得一个连接可以同时动态承载多个频道以节省连接资源, 并使得群内所有基站在同一频道上使用相同的连接标识以使终端切换时无须重建连接, 这种集中并动态管理连接资源的算法可以简化切换步骤, 提高连接资源利用率。

2、在 BWM 数据调度中, 提出了新型的公平性调度算法及时间频率综合调度算法, 公平性调度算法通过二分法寻找多目标二次整数规划的非劣解, 达到无限逼近绝对公平性的目的, 时间频率综合调度算法可以减小冷门节目和热门节目平均等待时间的差异。

3、在 BWM 网络 MAC 层广播机制中, 创新地设计了按需广播计时及计数算法, 分别为基站和终端设置多个定时器, 通过基站和终端对定时器状态的相互查询, 以及为基站设置计数器, 通过对计数器的轮询, 旨在寻找接收需求为零的时隙及时调用广播资源为数据通信服务, 提高时隙利用率。

本课题中设计的全新的宽带无线多媒体中 MAC 层多播广播解决方案, 是众多无线通信中多播广播相关技术中的一类, 是多播广播技术的一个重要研究方向。本文设计的这种 BWM 网络 MAC 层多播广播解决方案超越了现有的各种零散的、割裂的或是采用单一技术对无线通信中多播广播技术进行研究的方法, 是一种理论和实践上的创新。

6.2 进一步的研究工作

在进一步的研究工作中，主要应该从以下方面着手。在该方案仿真系统的实现过程中，作者发现了技术上的差距和需要改进的地方。在编程实践过程中，作者建立了一个模块化的、便于扩展的仿真系统，目前实现了仿真节点节目选择的自动生成，节目选择间隔时间的随机化，在要求的时间范围内对节点的动态选择进行动态分配与数据调度的仿真分析，读取并分析仿真结果文件，提取关键数据进行优化计算，比较最终结果的功能。作者通过中心服务器节点、基站节点、终端节点分析模块实现了各个具体功能。通过最终的仿真结果与理论结果的比较，得出了该方案更为优越的验证。当然，仍有许多不足之处需要改进，如该方案目前只能在小规模数量的终端上进行仿真，一旦终端数量的数量级增加，手工操作也会成指数形式增加，大大消耗了仿真时间，没有完全实现自动化，如果能将节点设置与进程模块联系起来，使仿真系统自动完成节点数量的数量级增加，将大大提高仿真的效率和优化仿真结果。这些功能有待在后继的本课题组的研究和实践中去实现。

参考文献

- [1]IEEE Std 802.16TM-2004, IEEE standard for local and metropolitan area networks, Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access systems[S], October, 2004.
- [2]IEEE Std 802.16eTM-2005 and IEEE Std802.16TM-2004/Cor1-2005, IEEE standard for local and metropolitan area networks, Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems Amendment2: Physical and Medium Access Control Layers for Combined Fixed and Mobile Operation in Licensed Bands [S], February, 2006.
- [3]3GPP TS 25.321, Technical Specification 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Radio Access Network; "Medium Access Control (MAC) protocol specification (Release 7)" , V7.2.0, September, 2006.
- [4]3GPP TS 25.346, 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Radio Access Network;"Introduction of the Multimedia Broadcast Multicast Service (MBMS) in the Radio Access Network (RAN) (Release 7)", V7.2.0, September, 2006.
- [5]Q.Fang, S.V.Vrbsky, Y.Dang, and W. Ni, "A Pull-Based Broadcast Algorithm that Considers Timing Constraints," IEEE ICPPW' 04, 2004.
- [6]F.C.Jesus and R.Krithi, "Adaptive Dissemination of Data in Time-Critical Asymmetric Communication Environment," IEEE.
- [7]D.Aksoy and M.S.F.Leung, "Pull vs Push: A Quantitative Comparison for Data Broadcast," IEEE Communications Society, 2004, pp. 1464-1468.
- [8]S.Acharya, R.Alonso, M.Franklin, and S.Zdonik, "Broadcast disks: Data management for Asymmetric communication environments," in Proceedings of ACM SIGMOD Conference, 1995, pp. 199-210.
- [9]A.A.Bertossi, M.C.Pinotti, S.Ramaprasad, R.Rizzi, and M.V.S.Shashanka, "Optimal multi-channel data allocation with flat broadcast per channel," IEEE IPDPS' 04, 2004.
- [10]C.H.Hsu, G.Lee, and A.L.P.Chen, "Index and Data Allocation on Multiple Broadcast Channels Considering Data Access Frequencies," IEEE MDM' 02, 2002, pp. 1-8.
- [11]S.C.Lo and A.L.P.Chen, "Optimal index and data allocation in multiple broadcast channels," IEEE International Conference on Data Engineering, 2000.
- [12]S.Wang and H.L.Chen, "Near-Optimal Data Allocation Over Multiple Broadcast Channels," IEEE 2004, pp. 207-211.

- [13]A.B.Waluyo, B.Srinivasan and D.Taniar, "A Taxonomy of Broadcast Indexing Schemes for Multi Channel Data Dissemination in Mobile Databases," IEEE AINA' 04, 2004.
- [14]W.G.Yee and S.B.Navathe, "Efficient Data Access to Multi-channel Broadcast Programs," ACM CIKM' 03, 2003, pp.153-160.
- [15]S.Baruah and A.Bestavros, "Real-time mutable broadcast disks," in Proceedings of RTDB', The Second International Workshop on Real-Time Databases, Burlington, VT, 1997.
- [16]S.H.Lim and J.H.Kim, "Real-time broadcast algorithm for mobile computing," The Journal of Systems and Software 69, 2004, pp. 173-181.
- [17]J.L.Huang, M.S.Chen, and W.C.Peng, "Broadcasting Dependent Data for Ordered Queries without Replication in a Multi-Channel Mobile Environment," IEEE ICDE' 03, 2003, pp. 692-694.
- [18]J.L.Huang and M.S.Chen, "Broadcast Program Generation for Unordered Queries with Data Replication," ACM 2003, pp. 866-870.
- [19]J.L.Huang and M.S.Chen, "Dependent Data Broadcasting for Unordered Queries in a Multiple Channel Mobile Environment," IEEE 2002, pp. 972-976.
- [20]J.J.Hung and Y.Leu, "Efficient Index Caching Schemes for Data Broadcasting in Mobile Computing Environments," IEEE DEXA'03, 2003, pp. 1-7.
- [21]O.Ramanaiah and H.Mohanty, "NICD: A Novel Indexless Wireless On-Demand Data Broadcast Algorithm," IEEE ITCC' 04, 2004.
- [22]J.Xu, W.C.Lee, and X.Tang, "Exponential Index: A Parameterized Distributed Indexing Scheme for Data on Air," ACM MobiSYS' 04, 2004.
- [23]Y.D.Chung and M.H.Kim, "Effective Data Placement for Wireless Broadcast," Kluwer Academic Publishers, Manufactured in The Netherlands, Distributed and Parallel Databases 9, 2001, pp. 133-150.
- [24] T.Lmielinski, S.Viswanathan, and B.R.Badrinath, "Energy efficient indexing on air," in Proceedings of ACM SIGMOD Conference, 1994, pp. 25-36.
- [25]C.Su, L.Tassiulas, and V.J.Tsotras, "Broadcast scheduling for information distribution," Wireless Networks, vol. 5, no. 2, 1998, pp. 137-147.
- [26]K.C.Lu, "singleobjective, multiobjective and integerobjective programming " tsinghua university, Beijing, People`s Republic of China, 1999.

- [27]H.D.Dykeman, M.Ammar, and J.W.Wong, "Scheduling algorithms for videotex systems under broadcast delivery," In IEEE International Conference on Communications, Toronto, Canada, 1986, pp. 1847-1851.
- [28]D. Aksoy and M. Franklin, "Scheduling for large-scale on-demand data broadcasting," In Proc. of IEEE INFOCOM, San Francisco, CA, March 1998.
- [29]周炯磐, 通信网理论基础, 人民邮电出版社, 1991
- [30]盛骤, 谢式千, 潘承毅, 概率论与数理统计, 高等教育出版社, 2001
- [31]盛友招, 排队论及其在计算机通信中的应用, 北京邮电大学出版社, 1998

致 谢

在攻读硕士学位期间，我的导师冯春燕教授自始至终从各个方面，每个细节悉心关怀着我的成长和进步，为我整个课题的顺利完成付出了大量的心血，她丰富的学术经验和对前沿科学敏锐的洞察能力，为我研究工作的进行提供了有力的指导和帮助，她严谨的治学作风和严密的思维模式，更是对我的学习形成了无形的鞭策和督促，使我在学习方法和学术态度上得到了双重升华。在我论文写作期间，冯老师更是为我通篇细心修改，给我提出了很多宝贵的意见。在此向冯老师致以诚挚的谢意！

衷心的感谢曾志民老师在学术上对我的细心指导和帮助，以及每次会议和活动中给我们讲的人生道理，让我们受益匪浅，在此向您表示深深的感谢。感谢贾嘉老师，夏海伦老师以及通信网络综合技术研究所的所有老师给我的关怀和帮助。

非常感谢中科院计算所各位老师耐心的指导和帮助，在此表示感谢。

感谢所有的同学好友，胡绍芹，张颖莹，孙慧，薛钰，郑洁莹，张宇，郭义武，吴桂林，李智伟，白玉，于丰，何超，牛奔，骆晓亮，王怡轩，几年的学习生涯中你们一直都是我学习的榜样，帮助我成长和进步，谢谢你们。

感谢我的父亲母亲！你们给我的生活上的关怀和精神上的鼓励是我人生最强大的前进动力。

最后，衷心感谢为评阅本论文而付出辛勤劳动的专家和教授们！谢谢！

论文撰写与发表情况

[1]刘博，田霖，石晶林，冯春燕，一种按需广播机制的需求及性能分析，第十二届全国青年通信学术会议论文集（下册），北京邮电大学出版社，北京，2007，1509—1515 页

[2]刘博，冯春燕，无线通信中多播调度算法的研究，中国科技论文在线，北京，2007

[3]刘博，冯春燕，田霖，石晶林，一种无限接近绝对公平性的多播调度算法，吉林大学学报，已投稿

[4]刘博，冯春燕，多目标二次整数规划实现的时间和频率相结合的多播调度算法，南京邮电大学学报，已投稿