

# 一种基于 IEEE 802.16j 网络的带宽调度方案\*

胡致远, 常颖华

(重庆大学 通信工程学院, 重庆 400044)

**摘要:** 针对 IEEE 802.16j 网络, 提出了一种上行业务的动态联合带宽资源调度方案。根据该网络系统树状拓扑结构, 在基站 BS 和中继站 RS 间采用分级分布式资源调度体制, 从而既保障了业务的带宽需求, 又提升了上行带宽利用率, 同时还提出了针对不同类型业务采用不同的调度算法, 改善了调度的公平合理性。仿真结果表明, 提出的动态联合调度方案相比严格优先级调度更具灵活性, 能够在兼顾用户速率公平的条件下有效地保证各种服务的 QoS 要求, 同时也可获得较高的带宽资源利用率。

**关键词:** 移动多跳中继; 服务质量; 公平性; 分布式调度; 带宽调度

**中图分类号:** TP393.2      **文献标志码:** A      **文章编号:** 1001-3695(2012)02-0706-05

doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2012.02.082

## Bandwidth scheduling scheme based on IEEE 802.16j network

HU Zhi-yuan, CHANG Ying-hua

(College of Communication Engineering, Chongqing University, Chongqing 400044, China)

**Abstract:** For the IEEE 802.16j network, this paper proposed a dynamic joint bandwidth resource scheduling strategy for the services in uplink. According to the tree-topology of IEEE 802.16j system, used a hierarchical distributed resource scheduling scheme between the base station (BS) and the relay station (RS), which enhanced the bandwidth utilization and provided various multimedia communications with QoS guarantee effectively. At the same time, this paper proposed different scheduling algorithm for different types of services to improve the fairness. Simulation results show that the proposed scheme is more flexible than strict priority scheduling. It can meet various QoS requirements of multimedia services well without sacrificing services' rate fairness, and get the preferable utilization of bandwidth in WiMAX system.

**Key words:** mobile multi-hop relay; QoS; fairness; distributed scheduling; bandwidth scheduling

### 0 引言

IEEE 802.16j 是 IEEE 802.16d/e 标准的扩展和补充, 具有中继多跳通信的能力。中继站 RS 作为网络拓展, 部署在基站信号弱的地区, 扩大了网络覆盖范围, 改善了无线信号的传输质量, 提高了带宽利用率, 降低了网络控制复杂程度。该标准已经成为下一代无线通信系统的关键技术之一。

IEEE 802.16j 标准没有采用 IEEE 802.16d/e 标准中的 Mesh 模式<sup>[1]</sup>, 而是采用了树形拓扑模式。这种模式(图 1)既有 Mesh 模式覆盖范围广的优点, 又有 PMP 模式控制简单的优点。当基站 BS 和用户站 SS 之间的通信环境恶劣时, 利用中继站 RS 的转发功能, 建立基站 BS 到用户站 SS 之间的多跳辅助链路, 有效地改善了通信服务质量。

IEEE 802.16j 系统采用了集中式和分布式两种调度模式。在集中式调度模式下, 由基站 BS 负责调度, 中继站 RS 只起到传递数据和消息的作用。集中式调度模式只适合拓扑结构较为简单的网络, 在网络拓扑复杂的环境下会导致网络负载。而在分布式调度模式下, 中继站 RS 可以对与其相关的移动台 SS 进行管理调度。在网络拓扑复杂的环境中, 如在一些高负载的小区内采用分布式调度方式, 可以起到缓解 BS 的压力, 帮助

基站 BS 对其覆盖范围内的用户进行更加公平合理的调度, 进而可以提高系统容量和带宽利用率, 减轻网络拥塞。

本文的研究工作是在 IEEE 802.16j 分布式调度模式下进行的。

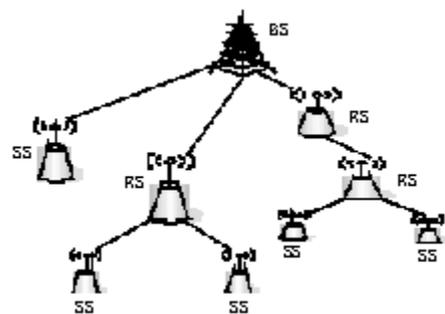


图 1 IEEE 802.16j 树型拓扑

### 1 相关研究工作

随着 WiMAX 标准的制定, 相应的带宽资源调度方案也不断地得以提出。文献[2]提出了一种基于 WiMAX 网络 Mesh 模式下的跨层调度算法, 该算法结合物理层的自适应调制编码技术动态进行业务的调度, 提高了频谱资源利用率; 文献[3]将呼叫许可控制 CAC(call administration control) 机制和自适应

收稿日期: 2011-05-31; 修回日期: 2011-07-06      基金项目: 国家“863”高技术研究发展计划资助项目(2008AA01Z202); 国家自然科学基金资助项目(60872038); “211 工程”三期建设项目(S-09102); 中央高校基本科研业务费资助项目(CDJRC10160005)

作者简介: 胡致远(1965-), 男, 陕西西安人, 副教授, 博士, 主要研究方向为无线通信; 常颖华(1985-), 男, 江西抚州人, 硕士研究生, 主要研究方向为无线通信(151467956@qq.com)。

功率分配 APA (adaptive power allocation) 机制引入 WiMAX 系统,提出了能在运营收益和用户期望之间作出权衡的联合 CAC/APA 资源管理策略;文献[4]针对 WiMAX Mesh 模式提出了一种多路径集中式调度算法,通过跨层设计的方式对整个网络的负载均衡、频谱重用以及服务流的 QoS 保障进行了讨论;文献[5]提出了一种自适应调制编码的调度算法,在牺牲一定的传输速率的情况下保证了链路的稳定工作;文献[6]提出了一种用于下行链路传输的 QoS 机制,考虑了用户优先级、子信道条件和连接优先级,在确保最低 QoS 需求的条件下提高了 WiMAX 系统吞吐量。

本文先对 IEEE 802.16 的 MAC 层基本工作原理进行简要分析,然后阐述原有的调度架构和调度公平性,在此理论上提出一种针对 IEEE 802.16j WiMAX 网络分布式调度模式下的动态联合带宽资源调度方案。

## 2 理论基础

### 2.1 IEEE 802.16 MAC 层基本工作原理

IEEE 802.16 定义了 MAC 层和物理层(图 2)。MAC 层又分为面向业务的汇聚层(CS)、公共部分子层和安全子层。

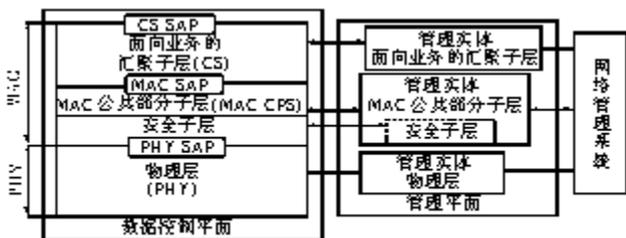


图 2 WiMAX/802.16 参考模型

其中:面向业务的汇聚子层的功能是负责高层协议数据单元与 MAC 层连接间的映射;公共部分子层实现了所有 MAC 层必须的核心功能,包括带宽资源的调度、系统接入、带宽的请求分配、连接的建立与维护、测距等;安全子层具备鉴权、安全的密钥交换以及加密功能。

### 2.2 IEEE 802.16 的上行调度

在 IEEE 802.16 SS 站端,从高层实体来的数据包首先进入 MAC 层的业务汇聚子层,业务汇聚子层根据数据包的特征(如来自不同 Vlan 的业务)进行分类,然后映射到每条连接的数据队列中,等待上行调度器将这些数据调度出去。SS 的上行调度器根据各个连接等待队列的长度、QoS 属性等信息向基站 BS 发送带宽请求。在 BS 站端由上行调度器根据网络状况和 SS 站的带宽申请来分配带宽,把分配结果广播通知各个 SS,SS 的上行调度器再把带宽分配到各个连接队列,同时从各个队列中提取分组,交到物理层,在指定的时隙下发送。

### 2.3 调度公平性

调度公平性是指应该以公平的方式对各业务流分配可用的带宽资源,并且不同的业务流之间应该互相隔离,以防止突发业务或恶意流对正常业务流的影响。对于调度公平性算法的公平性判断依据主要有 SFI (service fairness index) 和 WFI (worst-case fairness index) 两种。SFI 表示任意两个活动队列在给定的时间间隔内收到的归一化服务量(实际得到的服务量与其预先分配的服务量的比值)的最大差值。SFI 的值越小则公平性越高,表明了各业务流得到的归一化服务量越接近。假

定在  $t_1 \sim t_2$  这段时间间隔,  $W_i(t_1 - t_2)$  和  $W_j(t_1 - t_2)$  分别表示业务流  $i$  和业务流  $j$  在该时间段内实际得到的服务量,  $\varphi_i$  和  $\varphi_j$  分别表示预先分配给业务流  $i$  和业务流  $j$  的服务量,则业务流  $i$  得到的归一化服务量为  $\frac{W_i(t_1 - t_2)}{\varphi_i}$ ,业务流  $j$  得到的归一化服务量为  $\frac{W_j(t_1 - t_2)}{\varphi_j}$ ,则  $SFI = \left| \frac{W_i(t_1 - t_2)}{\varphi_i} - \frac{W_j(t_1 - t_2)}{\varphi_j} \right|$ 。

WFI 表示一个队列在分组级体系(对应实际分组模型)和相应流系统(对应理想流体模式)得到的服务量的最大差值。WFI 值大则表明调度输出业务的突发性比较大。在某个调度算法  $S$  的控制下,流  $i$  的 WFI 可以定义为在  $(t_1, t_2)$  的时间间隔之内,能够使得等式  $\omega_i(t_1 - t_2) \geq (t_1 - t_2)\Phi_i - C_i$  都成立的最小的  $C_i$ ,记做  $C_{i,s}$ ,通过归一得  $C_{i,s} = \frac{r_i C_{i,s}}{r}$ 。其中,  $r$  为总的链路速率,  $r_i$  为分给流  $i$  的链路带宽。设一个调度算法的最坏情况下公平指数为  $C_s$ ,则定义  $C_s = \max\{C_{i,s}\}$ 。

## 3 动态联合调度方案

在 IEEE 802.16j 分布式调度模式下,本文所提方案针对上行调度。图 3 描述所提方案的带宽请求授予流程。当移动站 SS 需要上传发送数据,SS 上行带宽请求模块根据各连接队列的长度以及队列所对应的服务类型,把带宽请求发向相应的中继站 RS。所有相应的 SS 的带宽申请消息将聚集在 RS,并映射到 RS 不同的 QoS 队列,RS 把所有的带宽请求消息发向 BS。接到带宽请求,BS 把所有的带宽请求信息聚集到本地的动态带宽分配模块中,在动态带宽分配模块中考虑不同类型服务和相关 QoS 参数、带宽需求等条件,回送带宽授予信息。包含授予带宽的信息被广播至相应的 RS,RS 根据从基站 BS 得到的不同类型服务的带宽和从移动站 SS 的服务带宽需求,在其动态带宽分配模块中产生与其相联系的移动站 SS 带宽授予信息。可见,本方案在 BS 和 RS 都有动态带宽分配功能,以下阐述本方案中在 BS 和 RS 间所采用的分级分布上行业务调度及针对不同业务类型采用不同的调度算法。

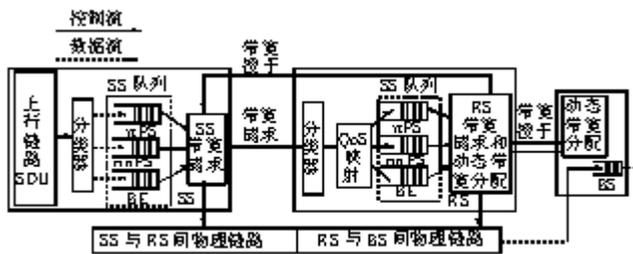


图 3 带宽请求授予流程

### 3.1 分级分布上行业务调度

在基站 BS 端,BS 将其部分资源预分配给各 RS,由 BS 保障全网业务的公平性和带宽利用率,而获得最小保证带宽的 RS 站在保障实时业务的带宽需求的前提下针对不同业务采用不同的调度算法,改善调度的合理性,从而构成分级分布式调度结构。

#### 3.1.1 基站 BS 动态带宽分配方案

在基站 BS 处采用动态带宽分配的目的在于基于每个 RS 的不同类型服务度带宽请求,用最少的带宽尽力满足不同业务 QoS 要求,提高系统的带宽资源利用率。基于不同类型服

务,在基站 BS 带宽分配算法中,考虑不同类型服务 QoS 需求,提出一种效用函数:

$$U_{i,k}(B_{i,k}^{alloc}) = 1 - e^{-\frac{\alpha_k \cdot B_{i,k}^{alloc}}{B_{i,k}^{req} - B_{i,k}^{alloc}}} \quad i = 1, 2, \dots, n; k = 1, 2, 3 \quad (1)$$

其中:  $U_{i,k}$  为  $B_{i,k}^{alloc}$  效用函数;  $B_{i,k}^{alloc}$ 、 $B_{i,k}^{req}$  分别为所分配的带宽和请求到的带宽;  $\alpha_k$  表示不同类型业务的权重,  $k = 1, 2, 3$  分别对应 rtPS、nrtPS 和 BE 业务;  $n$  是与 BS 产生联系的所有 RS 的数量。

对于 UGS 业务,由于是固定速率和分组大小固定,系统采取主动授权的方式分配固定大小的带宽:

$$B_{UGS}^{alloc} = \sum_{i=1}^n B_{i,UGS}^{req} \quad (2)$$

之所有选择式(1)这样的效用函数是因为其能够衡量带宽分配  $B_{i,k}^{alloc}$  的品质,此效用函数不仅与所分配的带宽相关,还与带宽的需求和不同服务类型权重相关。不难注意到此效用函数具有以下特点:取值范围在  $[0, 1]$ ;随着所分配的带宽增加而增加;但是不能直线性地增加;当所分配的带宽和需求的带宽接近时,效用函数将最大化,此时系统时延也将最小;此效用函数形象地反映了系统的特点。整个网络的效用可以定义如下:

$$\sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^3 U_{i,k}(B_{i,k}^{alloc}) \quad (3)$$

对于从每个 RS 到来的不同类型的服务所分配的带宽应该使得效用函数最优化:

$$\text{maximize } \sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^3 U_{i,k}(B_{i,k}^{alloc}) \quad (4)$$

subject to

$$\sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^3 B_{i,k}^{alloc} = W_{BS} - \sum_{i=1}^n B_{i,UGS}^{req} \quad (5)$$

$$B_{i,k}^{alloc} \leq B_{i,k}^{req} \quad (6)$$

算法具体表述如下:

输入: 基站 BS 所覆盖的中继站数  $n$ , BS 传输容量  $W_{BS}$ , 不同类型服务的权重  $\alpha_k$ , 中继站 UGS 业务带宽需求  $B_{i,UGS}^{req}$ ,  $RS_i$  不同类型服务带宽需求  $B_{i,k}^{req}$ , 其中  $i = 1, 2, \dots, n; k = 1, 2, 3$ 。

输出:  $B_{i,k}^{alloc}$ 。

1 初始化: 获取各输入参数值, 建立一个  $n \times 3$  矩阵, 其行代表不同中继站  $RS_i$ , 列代表不同类型服务;

2 根据各带宽需求为不同类型服务分配所需求最小带宽;

3 for  $i = 1; n$

4     for  $k = 1; 3$

5         if  $B_{req}(i, k) > 0 \ \&\& \ W_{BS} > 0$

6              $B_{alloc\_min}(i, k) = B_{min}(k)$ ;

7              $W_{BS} = W_{BS} - B_{min}(k)$ ;

8         else

9              $B_{alloc\_min}(i, k) = 0$ ;

10 根据式(1)计算  $U_{i,k}$  值, 并按降序排列, 得到序列  $U_2$ ;

11 根据序列把剩余带宽分配给不同类型服务

12 for  $j = 1; 3 * n$

13     for  $i = 1; n$

14         for  $k = 1; 3$

15             if  $U(i, k) == U_2(j) \ \&\& \ U\_flag(i, k) == 0$

16                  $U(i, k)$ ;

17                  $U\_flag(i, k) = 1$ ;

18 if  $B_{req}(i, k) \leq W_{BS}$

19      $B_{alloc}(i, k) = B_{req}(i, k) - B_{alloc\_min}(i, k)$ ;

20 else

21      $B_{alloc}(i, k) = W_{BS}$ ;

22  $W_{BS} = W_{BS} - B_{alloc}(i, k)$ ;

23  $B_{alloc}(i, k) = B_{alloc}(i, k) + B_{alloc\_min}(i, k)$ ;

算法中, 首先获取各参数值, 针对不同类型服务分配保证各种服务的最小需求带宽, 其后根据式(1)计算  $U_{i,k}$  值, 并按降序排列, 得到序列  $U_2$ , 根据序列把剩余带宽分配给不同类型服务。

### 3.1.2 中继站 RS 动态带宽分配方案

与 SS 直接连接的 RS 则预先由基站 BS 分配了最小保证带宽, 以保障实时业务的快速调度。接着为下层的 SS 分配带宽由每个 RS 负责调度(图 4)

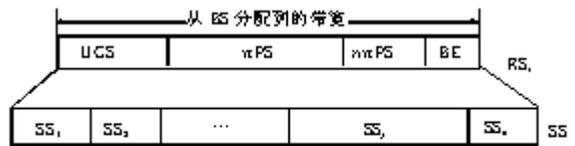


图 4 中继站 RS 处带宽调度

针对实时性要求最高的主动授权 UGS 业务, 为了保证其对时延、速率、抖动方面的要求, 中继站 RS 负责实时业务调度(BS 已提供预分配的最小带宽)。中继站 RS 按照 FCFS<sup>[7]</sup> 先来先服务方式(先发送带宽请求的站点先得到带宽授予信息)把带宽授予信息转发给各 SS。

对于其他业务, 考虑到调度的公平性, 为避免低优先级业务出现“饿死”现象, 提出一种分级调度架构(图 5)。

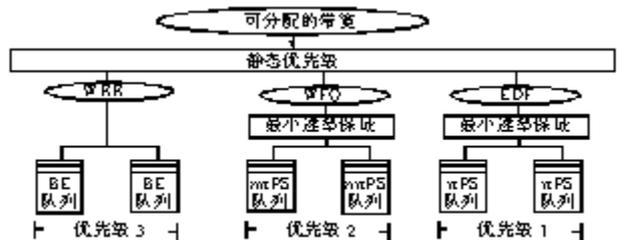


图 5 多级调度架构

一级调度针对不同类型业务采用不同的调度算法。在二级调度时, 对 rtPS、nrtPS、BE 这三种业务, 采用静态优先级的方式进行调度。这样通过两级调度提高了调度公平性, 使得低优先级业务不至于“饿死”。

### 3.2 业务区分调度

针对 RS 处分级调度架构(图 5), 在一级调度时提出了业务区分调度, 不同类型业务采用不同的调度算法。

a) 由于 rtPS 业务流为周期性的分组, 且分组大小不固定, 有最大时延的限制, 系统采用 EDF<sup>[8]</sup> (earliest deadline first) 策略进行调度。EDF 策略每次计算出分组的最终期限  $T_{deadline}$  后选择  $T_{deadline}$  最小的分组调度, 可保证时延较小。  $T_{deadline}$  计算公式为

$$T_{deadline} = T_{max} + T_{arrive} \quad (7)$$

其中:  $T_{arrive}$  为分组到达的时间,  $T_{max}$  为分组最大容许时延。

其算法的伪代码如下:

- 1 //Drop packets of rtPS SSs that have missed their deadline
- 2 drop(rtPS)
- 3 assign deadline upon arrival of a packet.
- 4 //Assign bandwidth to the SS with the packet with earliest deadline

```

5 while (C > 0)
6   bialloc = bialloc + sizei(mindeadline(P), γi)
7   CreateIE()
8   C = C - sizei(mindeadline(P), γi)
9 end while

```

b) 对于 nrtPS 业务, 由于其为非周期变长分组, 对时延不敏感, 但在 QoS 参数中有最大持续业务速率、最小预留业务速率, 方案对 nrtPS 业务采用 WFQ<sup>[9]</sup> 方式进行调度。调度时根据到达业务流的紧迫程度, 得到相应的虚拟时间, 选择最小虚拟结束时间的分组优先调度, 从而能很好地满足不同 nrtPS 业务的需求, 同时又能很好地兼顾 nrtPS 业务流之间的公平性。具体策略如下:

SS<sub>i</sub> 第  $k$  个分组达到后被打上虚拟起始时间标签  $S_k^i$ , 通过计算得出虚拟结束时间标签  $F_k^i$ :

$$S_k^i = \max \{ F_k^{i-1}, V(t) \} \quad (8)$$

$$F_k^i = S_k^i + L_k^i / r_i \quad (9)$$

其中:  $F_k^i$  为第  $i$  个 SS<sub>i</sub> 第  $k$  个数据包的结束时间;  $a_k^i$  为第  $i$  个 SS<sub>i</sub> 第  $k$  个数据包达到的时间;  $V(a_k^i)$  为第  $i$  个 SS<sub>i</sub> 第  $k$  个到达数据包的系统虚拟时间;  $L_k^i$  为第  $i$  个 SS<sub>i</sub> 第  $k$  个数据包的长度;  $r_i$  为分配给 SS<sub>i</sub> 的权重, 该权重反应所到达数据包的速率。

算法的伪代码如下。其中 arrive( $i, k$ ) 和 select( $i, k$ ) 为初始化和选择到达的第  $i$  个 SS 站的第  $k$  个数据包 (限于篇幅, 其过程略)。

```

1 //Drop packets of nrtPS SSs that have missed their deadline
2 drop( nrtPS)
3 Upon arrival of packet k of SSi,
4   arrive(i, k)
5   enqueuei(k)
6 //Assign bandwidth to the SS with the packet with earliest finish
time
7 while (C > 0)
8 //Allocate bandwidth to SSi i. e. SS with the packet with earliest
finish time
9   balloc = balloc + size(minfinishtime(P), γ)
10   C = C - size(minfinishtime(P), γ)
11   select(i, k)
12 end while

```

c) 对于 BE 业务, 其为尽力而为业务, 无任何速率和时延抖动要求, 但为了兼顾多用户的 BE 业务流之间的公平性, 调度时采用 WRR (weighted round robin)<sup>[10]</sup> 的方式。为每个 SS 赋予不同的权重, 根据权重由大到小依次进行调度, 这个权重反映了每个 SS 对 BE 业务带宽需求, 其计算方法如下:

$$W_i = B_i^{\text{req}} / \sum_{i=1}^n B_i^{\text{req}} \quad (10)$$

其中:  $W_i$  为 SS<sub>i</sub> 的权重,  $n$  为 SS 的总数。

算法的伪代码如下:

```

1 //Drop packets of BE SSs that have missed their deadline
2 drop(BE)
3 Assign weights to SSs using (10)
4 //Allocate bandwidth according to the weight of SSs
5 for i ∈ ΩTotal
6   balloc = balloc + CWi
7 end for still here you need to check for the capacity
8 //Select packets for transmission based on bandwidth
Allocated
9 for i ∈ Conn do

```

```

10   CreateIE() //Creat IEs based on allocated bandwidth
11 end for

```

## 4 仿真结果及理论分析

### 4.1 仿真指标

为了验证方案的有效性, 对以下指标进行仿真。

a) 服务公平性指数 SFI。

$$SFI = \left| \frac{W_i(t_1 - t_2)}{\varphi_i} - \frac{W_j(t_1 - t_2)}{\varphi_j} \right| \quad (11)$$

其中:  $W_i(t_1 - t_2)$  和  $W_j(t_1 - t_2)$  分别表示业务流  $i$  和业务流  $j$  在该时间段内实际得到的服务量,  $\varphi_i$  和  $\varphi_j$  分别表示预先分配给业务流  $i$  和业务流  $j$  的服务量。

b) 带宽利用率。每 1 s 内平均带宽利用率表示为

$$U = \frac{\sum T B^{\text{req}}}{\sum T B_{\text{total}}} \quad (12)$$

其中:  $U$  表示采样得到的带宽利用率,  $B^{\text{req}}$  代表申请带宽,  $B_{\text{total}}$  代表总带宽。

c) 时延。每 1 s 内各业务分组的平均时延表示为

$$D_K = \frac{\sum_{i=1}^{N_K} \sum_T (T_{\text{arrive}} - T_{\text{send}})}{N_K \sum_T N_p} \quad (13)$$

其中:  $N_K$  为服务流数量;  $N_p$  为分组数量;  $T_{\text{arrive}}$  为分组到达的时间;  $T_{\text{send}}$  为分组被调度的时间。

### 4.2 仿真结果及分析

利用网络仿真软件 NS2 进行仿真分析。仿真中, 主要配置参数: BS 传输容量  $W_{\text{BS}}$  为 75 Mbps;  $\beta_k = 20\%$ 、 $60\%$ 、 $100\%$ ;  $\alpha_k = 0.5, 0.4, 0.1$ ;  $n = 1, 2, 3, \dots, 40$ , 系统中有 40 个用户站, 10 个中继站 RS。用户都可以产生 4 种业务, 且用户间不同类型业务所占比例不同, UGS、rtPS、nrtPS 和 BE 最小速率要求分别为 64、32、128、256 kbps。仿真中每个 SS 到来的业务服从泊松分布, 仿真环境为 Wireless OFDM (256 point), 可用的子载波数为 192, 每个子载波可用符号数为 51。为了比较本文的动态联合调度方案与严格优先级调度的系统性能, 分别对系统带宽利用率、服务公平性、不同类型业务的分组时延进行了仿真。仿真结果如图 6、7 所示。

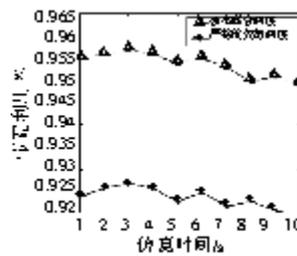


图 6 带宽利用率

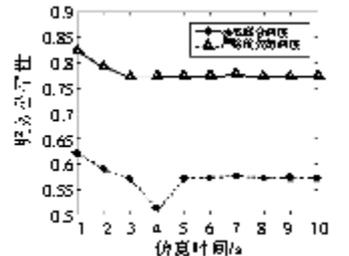


图 7 服务公平性

由图 6、7 可知, 与严格优先级调度相比, 本文的动态联合调度方案带宽利用率和公平性得到了改善。这是因为本文方案在基站处先保证各种服务的最小需求带宽, 再把剩余带宽分配给不同类型服务, 在中继站处采用了多级调度。

本文提出的方案能够很好地保证 UGS 业务的 QoS 需求。对于其他三种业务流, 从图 8 ~ 10 可以看出, BE 业务流和 nrtPS 业务流的时延都明显降低, 其原因在于在满足 rtPS 业务

流服务质量的前提下,对其速率进行了一定的限制,增加了后两种业务的调度机会,不至于使 BE 业务流和 nrtPS 业务流这两种低优先级业务流产生“饿死”现象。

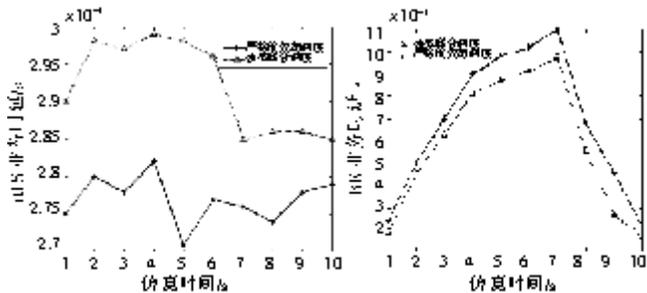


图 8 nrtPS 分组时延

图 9 BE 分组时延

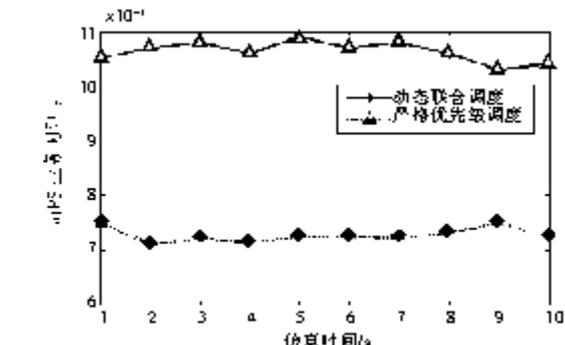


图 10 nrtPS 分组时延

### 5 结束语

本文提出了一种基于动态联合的带宽资源分配方法来优化 WiMAX 中继多跳网络模式中的带宽资源调度过程。通过在基站 BS 采用动态带宽分配,提高了整个网络的带宽资源利用率和公平合理性;在中继站 RS 采用多级调度模式,降低了分组调度的时延,提高了服务的公平性。

### 参考文献:

[1] LIU Er-wu, WANG Dong-yao, LIU Ji-min. Proc of the 65th IEEE Vehicular Technology Conference [C]. New York: IEEE Press, 2007: 939-943.

[2] ZHANG Jian, RONG Lu, CHEN H H, et al. Cross-layer scheduling algorithms for IEEE 802.16 based wireless mesh networks [J]. Wireless Personal Communications, 2009, 51(3): 615-634.

[3] RONGB QIAN YI, CHEN H H. Adaptive power allocation and call admission control in multi-service WiMAX access networks [J]. IEEE Wireless Communications, 2007, 2(1): 14-19.

[4] CAO Yang, LIU Zhi-min, YANG Yi. A centralized scheduling algorithm based on multi-path routing in WiMAX mesh network [C]// Proc of Wireless Communications, Networking and Mobile Computing. 2006: 1-4.

[5] WANG Xin-meng, ZHAO Peng, ZHANG Pei. Scheduling algorithm of IEEE 802.16 basing on adaptive data burst profiles [J]. Electronic Measurement Technology, 2007, 30(10): 103-106.

[6] ZHU Xin-ning, HUO Jia-chuan. An adaptive resource allocation scheme in OFDMA based multiservice WiMAX systems [C]// Proc of the 10th International Conference on Advanced Communication Technology. 2008: 593-597.

[7] ALI N A, DHRONA P. A performance study of uplink scheduling algorithms in point-to-multipoint WiMAX networks [J]. Computer Communications, 2009, 32(3): 511-521.

[8] LEE H, KWON T. Performance analysis of scheduling algorithms for VoIP services in IEEE 802.16e systems [C]// Proc of the 63th Vehicular Technology Conference. 2006: 1231-1235.

[9] NI Qiang, VINEL A. Investigation of bandwidth request mechanisms under point-to-multipoint mode of WiMAX networks [J]. IEEE Communications Magazine, 2007, 45(5): 132-138.

[10] LU Zhong-hai, DOU Qiang. QoS scheduling for NoCs: strict priority queueing versus weighted round robin [C]// Proc of IEEE International Conference on Computer Design. Amsterdam: IEEE Press, 2010: 52-59.

(上接第 702 页)

[2] KOODLI R. RFC 4608, Fast handovers for mobile IPv6 [S]. 2006.

[3] ZHANG L, CHENG Q, WANG Y, et al. A novel distributed sensor positioning system using the dual of target tracking [J]. IEEE Trans on Comput, 2008, 57(2): 246-260.

[4] PATWARI N, ASH J, KYPEROUNTAS S, et al. Locating the nodes: cooperative localization in wireless sensor networks [J]. IEEE Signal Process Mag, 2005, 22(4): 54-69.

[5] GERLA M, KLEINROCK L. Vehicular networks and the future of the mobile Internet [J]. Computer Networks, 2011, 55(2): 457-469.

[6] LEE Kang-won, SEO Won-kyeong, CHO You-ze, et al. Inter-domain handover scheme using an intermediate mobile access gateway for seamless service in vehicular networks [J]. International Journal of Commnication Systems, 2010, 23(9-10): 1127-1144.

[7] PERKINS C. RFC 3344, IP mobility support for IPv4 [S]. 2002.

[8] JOHNSON D, PERKINS C, ARKKO J. RFC 3775, Mobility support in IPv6 [S]. 2004.

[9] SOLIMAN H, CASTELLUCCIA C, MALKI K E, et al. Hierarchical mobile IPv6 mobility management (HMIPv6) [S]. 2005.

[10] KEMPF J. RFC 4830, Problem statement for network-based localized mobility management (NETLMM) [S]. 2007.

[11] GUNDAVELLI S, LEUNG K, DEVARAPALLI V, et al. RFC 5213,

Proxy mobile IPv6 [S]. [S. l.]: IETF, 2008.

[12] GIARETTA G. IETF Internet Draft-giaretta-netlmm-mip-interactions-02, Interactions between PMIPv6 and MIPv6: scenarios and related issues [S]. 2007.

[13] TSIRTISIS G, KRISHNAN S. IETF Internet Draft-tsirtsis-logically-separate-lmaha-01, Behavior of collocated HA/LMA [S]. 2008.

[14] WENIGER K, VELEV G, DEVARAPALLI V. IETF Internet Draft-weniger-netlmm-mip-pmip-forwarding-00, Data forwarding behavior of co-located HA/LMA in PMIP-MIP6 interactions scenario C [S]. 2008.

[15] NEUMANN N, FU X, LEI J, et al. IETF Internet Draft-neumann-netlmm-inter-domain-00, Inter-domain handover and data forwarding between proxy mobile IPv6 domains [S]. 2008.

[16] NA J H, PARK S, MOON J M, et al. IETF Internet Draft-park-netlmm-pmipv6-roaming-01, Roaming mechanism between PMIPv6 domains [S]. 2008.

[17] REAZ A S, ATIQUZZAMAN M. P-SIGMA: paging in end to end mobility management [C]// Proc of IEEE ICC. 2006.

[18] REAZ A S, CHOWDHURY P K, ATIQUZZAMAN M, et al. Signalling cost analysis of SINEMO: seamless end to end network mobility [C]// Proc of the 1st ACM/IEEE International Workshop on Mobility in the Evolving Internet Architecture (MobiArch 2006). 2006: 37-42.