

基于邻居集合的 WiMAX 网络带宽资源调度算法*

杜文峰¹⁺, 贾维嘉^{1,2}, 王国军¹

¹(中南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410083)

²(香港城市大学 计算机科学系, 香港)

A Neighborhood-Based Bandwidth Scheduling Scheme in WiMAX Networks

DU Wen-Feng¹⁺, JIA Wei-Jia^{1,2}, WANG Guo-Jun¹

¹(School of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha 410083, China)

²(Department of Computer Science, City University of Hong Kong, Hong Kong, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-731-8877711, E-mail: duwenfeng@yeah.net, http://www.csu.edu.cn

Du WF, Jia WJ, Wang GJ. A neighborhood-based bandwidth scheduling scheme in WiMAX networks. *Journal of Software*, 2006,17(2):267-274. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/267.htm>

Abstract: In this paper, a concept of neighborhood for bandwidth allocation and a new bandwidth scheduling scheme are introduced based on two classical scheduling algorithms: round-robin and random choice. The proposed scheme first optimizes the bandwidth scheduling for a subset of Subscriber Station (SS), and then provides the optimal performance based on bandwidth scheduling for the whole WiMAX (world interoperability for microwave access) network, especially in the Mesh mode with step-wise approach. Extensive simulation results using NS2 show that the proposed scheme incurs a short delay and increases system throughput while using the network resource efficiently.

Key words: broadband wireless access; neighborhood; priority queue; IEEE 802.16; bandwidth scheduling

摘要: 在轮询带宽调度和随机带宽调度两种经典算法的基础上,提出了一种基于邻居集合的带宽资源调度算法来分析和优化 WiMAX(world interoperability for microwave access)网络的带宽分配和调度过程.该算法通过使用邻居集合和优先列表,对网络中的用户站,尤其是对使用 Mesh 模式连接的用户站之间的带宽调度进行了优化,使无线网络的带宽资源能够在网络局部得到优化调度,以达到优化整个无线网络的带宽调度效率.NS2 模拟结果表明,该算法具有更低的延迟和更高的吞吐量,能够更好地利用网络资源.

关键词: 宽带无线接入;邻居集合;优先列表;IEEE 802.16;带宽资源调度

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

全球微波接入互操作性(world interoperability for microwave access,简称 WiMAX)^[1]作为一项新兴的无线接入技术,能够向网络用户提供面向因特网的无线宽带连接.无线宽带技术作为有线宽带技术的一种补充,允许

* Supported by the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant No.2003CB317003 (国家重点基础研究发展规划(973)); the Strategy Grant of City University of Hong Kong of China under Grant Nos.7001709, 7001587 (香港城市大学战略发展计划)

Received 2005-05-17; Accepted 2005-08-25

DSL 运营商向那些难以进行有线宽带接入或还没有进行有线宽带接入的用户提供高速的因特网接入方式。

在 IEEE 802.16a 协议中, WiMAX 网络由至少 1 个基站(base station, 简称 BS)和多个用户站(subscriber station, 简称 SS)组成^[1,2]。IEEE 802.16e 协议则扩展了 WiMAX 网络对终端移动性的支持, 可向移动用户站(mobile subscriber station, 简称 MSS)提供网络服务, 如图 1 所示。当前, IEEE 802.16 标准提供了点对多点(point to multipoint, 简称 PMP)和 Mesh 两种无线信道共享模式^[2]。基站和用户站, 以及用户站之间采用时间帧(time frame)周期性地收发数据。根据传输方向的不同, 时间帧可以分为上行子帧和下行子帧^[3]。用户站通过分析下行子帧的 UL_MAP 部分获取下一个上行子帧的结构, 如初始化维护、带宽请求竞争以及各用户站发送数据的机会等信息的起始位置。用户站的可用带宽由 IE(information element)来描述。处于 PMP 模式的基站通过带宽请求竞争部分的 TO(transmission opportunity)向基站请求带宽资源; 而在分布式 Mesh 网和集中式 Mesh 网中, 用户站分别使用 MSH-DSCH 和 MSH-CSCH 两种 MAC 层管理信息进行带宽请求和确认。



Fig.1 The architecture of WiMAX network

图 1 WiMAX 网络架构

由于 WiMAX 是一门新兴的无线宽带接入技术, 目前对怎样分配和调度基站中的带宽资源、怎样有效地配置带宽请求策略, 尤其是对使用 Mesh 模式连接的用户站之间的带宽调度研究还很少。虽然带宽缺乏的用户站可以使用两种经典的带宽调度算法, 以向其他用户站请求带宽资源: 按照固定的顺序轮询其他用户站, 以进行带宽调度 (bandwidth scheduling with round-robin, 简称 BS-RR) 和随机选取其他用户站来进行带宽调度 (bandwidth scheduling with random choice, 简称 BS-RC)^[4]。但是, 这两种算法在实际的带宽调度过程中效率很低, 主要体现在请求有效性低、失败率高、处理延迟大等方面。为此, 本文提出了一种基

于邻居集合的带宽资源调度算法 (bandwidth scheduling with neighborhood, 简称 BS-NB), 使用邻居集合来缩小带宽缺乏用户站的请求发送范围, 结合邻居集合优先列表的静态次序和各个邻居节点的带宽使用现状来动态地调整带宽缺乏节点优先列表中的节点请求次序, 增加带宽请求的有效性。

1 邻居集合优先列表构建算法

在 WiMAX 网络的 Mesh 模式中, 邻居节点是指与该节点有直接连接并且距离该节点只有一跳的节点。所有邻居节点构成了该节点的邻居集合^[2]。本算法扩展了 Mesh 模式中的邻居集合概念, 认为邻居集合是由距离该节点 L 跳的所有节点组成的集合, 邻居节点按照离开该节点的跳数顺序排列。同时, 用户站仅向其邻居集合中有剩余带宽的用户站请求带宽资源。为保证能够在整个 WiMAX 网络中进行带宽调度, 不同用户站的邻居集合可以相互重叠, 以便一个用户站可以向不属于它自己邻居集合中的节点请求带宽资源。当用户站的邻居节点都不能满足其带宽调度请求时, 用户站能够通过其邻居节点向邻居集合以外的节点请求带宽资源。

在实际的带宽调度过程中, 带宽缺乏的用户站总是向它发现的第 1 个有剩余带宽的用户站发出带宽调度请求。这样, 很可能出现多个带宽缺乏的用户站同时向某个有剩余带宽的用户站请求带宽资源的情况。当该用户站的剩余带宽资源被调度到部分带宽缺乏的用户站之后, 其他带宽缺乏用户站的调度请求就不能及时得到满足。而此时, 其他一些带宽剩余的用户站却不能及时把剩余带宽资源调度到另外一些带宽缺乏的用户站上, 造成“带宽资源分配不均”。为此, 本文再次在邻居集合中引入了优先列表, 使用户站能够向邻居集合中的最优节点请求带宽资源, 避免或者减少“带宽资源分配不均”的现象。

以一个具有 n 个节点 ($N_0, N_1, \dots, N_i, \dots, N_{n-1}$) ($i \in [0, n-1]$) 的网络来介绍节点 N_i 邻居集合优先列表的构建方法, 并且定义优先列表中的节点个数为优先列表的维度。首先, 以节点 N_i 为根, 使用广度优先方法^[5]遍历整个网络, 得

到距离根节点跳数相等的节点集合,形成优先列表的各层节点;其次,使用格雷码对根节点和优先列表各层节点进行编号,使根节点和优先列表的每一层节点都有一个唯一的编号.图 2 给出了立方体的格雷码编码情况.

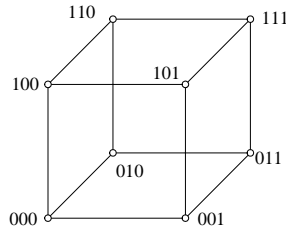


Fig.2 The cube and its Gray code

图 2 立方体结构及其格雷码

设节点 N_i 在特定层节点集合中的编号为 $i_{p-1}i_{p-2}\dots i_0$;令 I_k 为一个 p 位数,该数第 k 位为 1,其他所有位为 0;符号 \otimes 表示按位进行异或操作.这样,该层节点在优先列表中的静态排列次序构造如下:

节点 N_i 层节点第 1 项中的节点静态次序按以下步骤构建:

$$\{(i_{p-1}i_{p-2}\dots i_0) \otimes I_j\}, j=0,1,\dots,p-1 \tag{1}$$

节点 N_i 层节点第 2 项中的节点静态次序按以下步骤构建:

$$\{(i_{p-1}i_{p-2}\dots i_0) \otimes I_j \otimes I_k\}, j=0,1,\dots,p-2, j+1 \leq k \leq p-1 \tag{2}$$

一般地,节点 N_i 这一层节点第 k 项中的节点静态次序按以下步骤构建:

$$\{(i_{p-1}i_{p-2}\dots i_0) \otimes I_{j_1} \otimes I_{j_2} \otimes \dots \otimes I_{j_k}\}, j_1=0,1,\dots,p-k, j_1+1 \leq j_2 \leq p-k+1, \dots, j_{k-1}+1 \leq j_k \leq p-1 \tag{3}$$

最后,以减少通信开销为原则,根据各层节点离开节点 N_i 的跳数对各层节点进行排序,形成节点 N_i 的邻居集合优先列表.当层次中的节点多于 1 个时,以减少“带宽资源分配不均”现象为原则进行排序.以邻居节点离开请求节点 N_i 的跳数对各层节点进行排序,可以使被请求节点尽可能地靠近带宽请求节点,降低请求信息的传递范围,增加带宽调度的有效性.

可以得出对图 2 中的立方体进行排序所产生的邻居集合优先列表的静态次序,见表 1.

Table 1 The priority queue of neighborhood with 8 nodes

表 1 节点数为 8 的邻居集合优先列表

Node	Priority sequence						
Node 0	1	2	4	3	5	6	7
Node 1	0	3	5	2	4	7	6
Node 2	3	0	6	1	7	4	5
Node 3	2	1	7	0	6	5	4
Node 4	5	6	0	7	1	2	3
Node 5	4	7	1	6	0	3	2
Node 6	7	4	2	5	3	0	1
Node 7	6	5	3	4	2	1	0

2 带宽调度算法原理及其性能分析

在本算法中,用户站邻居集合优先列表中的节点请求次序根据各个邻居节点的实际带宽情况进行动态调整,但是优先列表中各个邻居节点的静态次序不随网络状况的变化而改变.

在讨论带宽调度算法之前,先做以下假设:网络中有 n 个用户站,用户站使用标志符 i 索引;用户站 N_i 的当前带宽容量、当前带宽占用量和初始带宽预分配量分别为 M_i, K_i 和 V_i ;连接到达用户站满足速率为 λ 的泊松分布,当用户站的剩余带宽 $(M_i - K_i)$ 不能满足到达连接的带宽需求时,连接到达过程中断;同时,每个连接的服务时间是独立的,满足速率为 μ 的负指数分布;带宽请求过程需要的时间满足速率为 γ 的负指数分布;用户站 N_i 的邻居集合优先列表中第 j 个节点的编号为 $N_i(j)$;用户站 N_i 在时刻 t 向用户站 N_j 发起带宽调度请求表示为 $Q_i(t)=j; O_i(j)$ 表示用户站 N_i 第 j 个邻居节点的邻居集合中的最优先节点编号; $rand(l)$ 表示第 l 次随机选择的用户站标志;用户站

优先列表的维度为 L .

本文使用随机 Petri 网(stochastic petri nets,简称 SPN)^[6]来建模带宽调度过程.取优先列表的维度 $L=4$,得到 8 个用户站对应的带宽调度随机 Petri 网模型,如图 3 所示.其中, λ_i 和 μ_i 分别代表用户站 N_i 的连接到达速率和离开速率.为了简化 Petri 网模型的复杂度,图中使用方框来屏蔽各个用户站的带宽分配细节.方框 $P_0, P_1, P_2, P_3, P_4, P_5, P_6$ 和 P_7 是一个 S —不变量,代表整个网络中的带宽量守恒.各个方框之间的变迁表示用户站之间可以通过变迁进行带宽资源调度.方框 P_0 所代表的内容如图 4 所示.位置 P_v 表示节点 N_0 当前的剩余带宽量,位置 P_k 表示节点 N_0 当前已被占用的带宽资源,而位置 P_w 表示节点 N_0 的接入等待队列.变迁 T_λ 在位置 P_v 有剩余带宽资源,并且位置 P_w 有等待连接时触发.变迁 T_μ 表示用户站中的连接离开时,系统释放网络资源.变迁 $T_{01}, T_{02}, T_{03}, T_{04}$ 与位置 P_v 相连,分别表示节点 N_0 可以与节点 N_1 、节点 N_2 、节点 N_3 和节点 N_4 进行带宽调度,我们称其为调度变迁.图中连接调度变迁的双向箭头表示节点之间可以互相进行带宽调度.

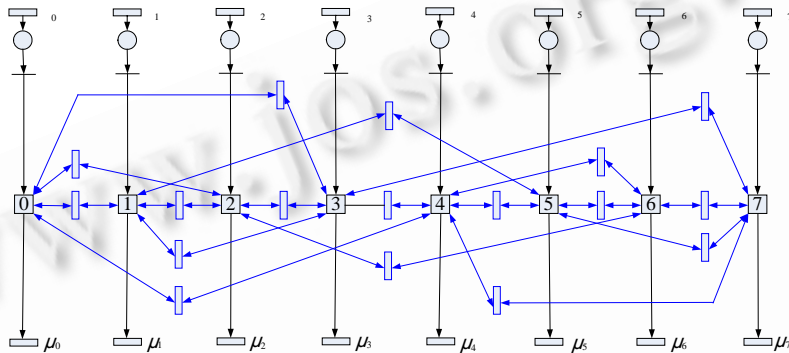


Fig.3 The stochastic Petri net model of BS-NB

图 3 邻居集合带宽资源调度算法的随机 Petri 网模型

用户站通过设定优先列表中各个邻居节点的调度请求时间,来动态调整节点的带宽请求次序.可以得到用户站 N_0 的带宽调度过程,如图 5 所示.调度请求时间根据邻居节点的剩余带宽现状(M_j-K_j)和该节点在优先列表中的静态优先次序进行动态调整.其中,向其第 j 个邻居节点请求带宽资源的时间 $T_{i,j}$ 为

$$T_{i,j} = \alpha_{i,j} \times \left(2 - \frac{M_{N_i(j)} - K_{N_i(j)} - \varepsilon}{\sum_{j=1}^L M_{N_i(j)} - K_{N_i(j)} - \varepsilon} \right) \times \frac{1}{\mu} \tag{4}$$

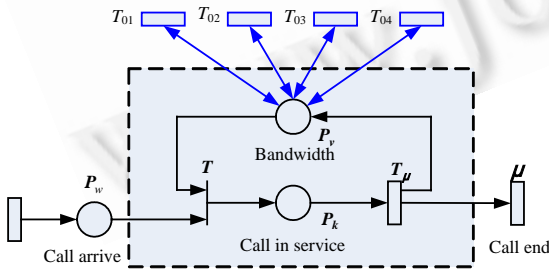


Fig.4 The bandwidth allocation principle of SS N_0

图 4 用户站 N_0 的带宽分配原理

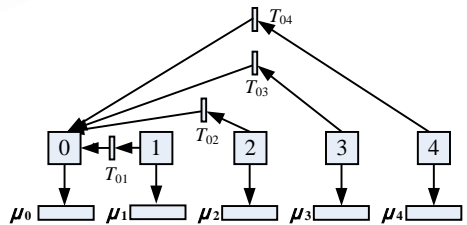


Fig.5 The bandwidth scheduling process of SS N_0

图 5 用户站 N_0 的带宽调度过程

公式(4)中, ε 为带宽设定余量, $\alpha_{i,j}$ 为节点 N_i 第 j 个邻居节点的位置权重系数.邻居节点的位置权重系数按照优先列表中各节点的静态次序由低向高设置.通过使用位置权重系数,让用户站在计算各节点的调度请求时间时既考虑了邻居节点的剩余带宽资源,又考虑了邻居节点在优先列表中的静态优先次序.

为了降低分析用户站之间进行带宽调度的复杂度,本文对图 3 中的随机 Petri 网模型进行了简化,使用变迁 T_{trans} 来表示用户站与其他用户站之间进行带宽调度的所有调度变迁,如图 6 所示.简化的带宽调度随机 Petri 网模型隐藏了用户站向其他用户站请求和转移带宽资源的细节,同样适合于描述轮询带宽调度算法和随机带宽调度算法,只是根据不同算法的实施原理,变迁 T_{trans} 的实施谓词和实施速率各不相同.

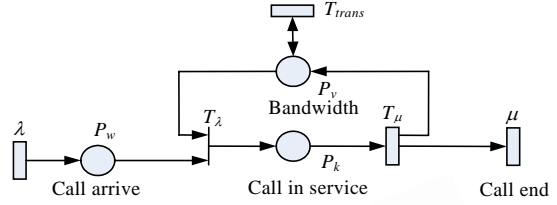


Fig.6 The simplified stochastic Petri net model

图 6 简化的随机 Petri 网模型

类似于文献[7],可以得出用户站 N_i 所需要的带宽近似值 V_i 为

$$V_i = \sum_{k=1}^{\infty} k \times p_{i,k} \times \xi = \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{(k-1)!} \cdot \left(\frac{\lambda_i}{\mu_i}\right)^k \cdot \left[1 + \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k!} \cdot \left(\frac{\lambda_i}{\mu_i}\right)^k\right]^{-1} \cdot \xi \quad (5)$$

其中, $p_{i,k}$ 为用户站向 k 个连接提供服务的概率, ξ 为连接平均需要的带宽量.

当用户站 N_i 的所有带宽资源被占用时,即该用户站所服务的连接数量已经达到了当前带宽容量 M_i 时,该用户站不能再向其他用户站提供带宽资源.与文献[7]类似,可以得到用户站 N_i 处于带宽缺乏状态的概率 p_{i,M_i} 为

$$P_{i,M_i} = \frac{\prod_{j=0}^{M_i-1} \lambda_i}{\prod_{j=1}^{M_i} j \cdot \mu_i} \cdot \left[1 + \sum_{k=1}^{M_i} \frac{\prod_{j=0}^{k-1} \lambda_i}{\prod_{j=1}^k j \cdot \mu_i}\right]^{-1} = \frac{1}{M_i!} \cdot \left(\frac{\lambda_i}{\mu_i}\right)^{M_i} \cdot \left[1 + \sum_{k=1}^{M_i} \frac{1}{k!} \cdot \left(\frac{\lambda_i}{\mu_i}\right)^k\right]^{-1} \quad (6)$$

在轮询带宽调度算法中,带宽缺乏的用户站每次都按照固定的请求次序向其他用户站请求带宽资源.可以得出变迁 T_{trans} 的实施谓词 Y_{trans} 和变迁 T_{trans} 在时刻 t 与标识相关的实施速率 $x_{ij,BSRR}(M_i)$ 为

$$Y_{trans}: (K_i = M_i) \wedge (\text{for } \exists j \in [0, n-1], j \neq i (K_j < M_j)) \quad (7)$$

$$x_{ij,BSRR}(M_i) = \begin{cases} \frac{1}{BSRR(M)} \times \frac{1}{\gamma}, & \text{如果 } j \in BSRR(M) \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (8)$$

其中, $BSRR(M) = \{j | (K_j < M_j) \wedge (\text{for } \forall l \in [0, j-1], l \neq i, (K_l = M_l)), 0 \leq j \leq n-1\}$.

同时,用户站 N_i 在第 t 次才请求到带宽资源的概率 $P(i, t)$ 为

$$P(i, t) = \prod_{j=1, j \neq i}^{t-1} p_{j, M_j} \times (1 - p_{i, M_i}) \quad (9)$$

平均请求次数 N_{aveg} 为

$$N_{aveg} = \sum_{t=1}^{n-1} t \times P(i, t) = \sum_{t=1}^{n-1} t \times \prod_{j=1, j \neq i}^{t-1} p_{j, M_j} \times (1 - p_{i, M_i}) \quad (10)$$

在随机带宽调度算法中,带宽缺乏的用户站从其他用户站中随机选择一个进行带宽资源请求.可以得出变迁 T_{trans} 的实施谓词 Y_{trans} 和变迁 T_{trans} 在时刻 t 与标识相关的实施速率 $x_{ij,BSRC}(M_i)$ 为

$$Y_{trans}: (K_i = M_i) \wedge (\text{for } \exists j \in [0, n-1], j \neq i (K_j < M_j)) \quad (11)$$

$$x_{ij,BSRC}(M_i) = \begin{cases} \frac{1}{BSRC(M)} \times \frac{1}{\gamma}, & \text{如果 } j \in BSRC(M) \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (12)$$

其中, $BSRC(M) = \{j | (K_{rand(j)} < M_{rand(j)}) \wedge (\text{for } \forall l \in [0, j-1], rand(l) \neq i (K_{rand(l)} = M_{rand(l)})), 0 \leq j < \infty\}$.

同时,用户站 N_i 在第 t 次才请求到带宽资源的概率 $P(i, t)$ 为

$$P(i, t) = \left[\sum_{k=1, k \neq i}^n \frac{1}{n-1} \times p_{k, M_k} \right]^{t-1} \times \sum_{k=1, k \neq i}^n \frac{1}{n-1} \times (1 - p_{k, M_k}) \quad (13)$$

平均请求次数 N_{aveg} 为

$$N_{avg} = \sum_{t=1}^{\infty} t \times P(i, t) = \sum_{t=1}^{\infty} t \times \left[\sum_{k=1, k \neq i}^n \frac{1}{n-1} \times p_{k, M_k} \right]^{t-1} \times \sum_{k=1, k \neq i}^n \frac{1}{n-1} \times (1 - p_{k, M_k}) \quad (14)$$

邻居集合优先列表调度算法使用户站只需遍历其优先列表和其邻居节点的优先列表中的最优先节点,就可以遍历整个网络.因此,带宽缺乏的用户站最多进行 $L+1$ 次带宽请求就能遍历整个网络.可以得出,在本算法中,变迁 T_{trans} 的实施谓词 Y_{trans} 和变迁 T_{trans} 在时刻 t 与标识相关的实施速率 $x_{ij,BSNB}(M_i)$ 为

$$Y_{trans}: (K_i = M_i) \wedge (\text{for } \exists j \in [1, L] (K_{N(j)} < M_{N(j)})) \quad (15)$$

$$x_{ij,BSNB}(M_i) = \begin{cases} \frac{1}{BSNB(M)} \times \frac{1}{\gamma}, & \text{如果 } j \in BSNB(M) \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (16)$$

其中, $BSNB(M) = \{j | (K_{O(j)} < M_{O(j)}) \wedge (\text{for } \forall l \in [0, j-1] (K_{O(l)} = M_{O(l)})), 0 \leq j \leq L\}$.

同时,用户站 N_i 在第 t 次才请求到带宽资源的概率 $P(i, t)$ 为

$$P(i, t) = \prod_{j=0}^{t-2} p_{O_i(j), M_{O_i(j)}} \times (1 - p_{O_i(t-1), M_{O_i(t-1)}}), \quad t \leq L+1 \quad (17)$$

平均请求次数 N_{avg} 为

$$N_{avg} = \sum_{t=1}^{L+1} t \times P(i, t) = \sum_{t=1}^{L+1} t \times \prod_{j=0}^{t-2} p_{O_i(j), M_{O_i(j)}} \times (1 - p_{O_i(t-1), M_{O_i(t-1)}}) \quad (18)$$

3 模拟结果

本节给出了一些使用 NS2^[8]进行模拟所得到的结果.在模拟过程中,50 个移动节点通过 4 个用户站使用 CBR 数据流与有线网中的固定节点通信,数据包为 1 024 字节的 UDP 包;移动节点接入到用户站的过程是随机的,满足速率为 5 的泊松分布;数据流的连接时间满足速率为 0.2 的负指数分布;网络广播延迟为 5ms;CBR 数据流的速率满足[10kbps,30kbps]的统一分布;仿真时间片为 20 μ s;邻居集合优先列表的维度为 3.

图 7 给出了 3 种带宽资源调度算法在不同数据流到达速率情况下的带宽请求次数.可以看出,随着数据流到达速率的增加,用户站需要进行带宽请求的次数也随之增加.由于 BS-NB 调度算法只需在网络局部范围内进行带宽请求,通过优先列表的动态位置变化来提高带宽请求的有效性,需要进行带宽请求的次数较少.而 BS-RR 调度算法必须按照固定次序进行带宽请求,当请求序列前面的节点处于带宽缺乏状态时,其他节点仍然要向这些节点提出带宽调度请求,极大地降低了带宽请求的有效性,增加了带宽请求的次数.BS-RC 调度算法随机选择其他用户站进行带宽请求,由于其选择目标用户站的盲目性,带宽资源请求的有效性不高.

3 种带宽调度算法在仿真过程中引入的实时延迟如图 8 所示.通过统计 0s~50s 内 3 种带宽调度算法引入延迟的总量,得出 BS-RR 调度算法、BS-RC 调度算法和 BS-NB 调度算法引入延迟的平均值分别为 34.72ms, 27.69ms 和 20.17ms.其中,BS-NB 调度算法在 BS-RR 调度算法和 BS-RC 调度算法引入的延迟基础上分别减少了 14.55ms 和 7.53ms,在整个运行过程中引入的延迟较少.

图 9 对 3 种带宽调度算法的实时吞吐量进行了比较.可以看出,在 86%的时间范围内,使用 BS-NB 调度算法的网络拥有较高的吞吐量.在 8s 以后,BS-NB 调度算法的吞吐量逐渐稳定,而 BS-RC 调度算法则需要经过 15s 才能够基本趋于稳定.在 BS-RR 调度算法的带宽请求过程中,带宽缺乏节点每次都要按照固定次序开始轮询,这一轮询过程增加了请求序列前面节点的带宽饱和度,导致带宽缺乏节点不能有效地得到带宽资源,以及带宽剩余节点的带宽资源不能及时转移到带宽缺乏的节点上,吞吐量波动较大.可以得出,BS-RR 调度算法、BS-RC 调度算法和 BS-NB 调度算法在 0s~50s 内的平均吞吐量分别为 21501.2kbps, 25469.3kbps 和 28087.6kbps.其中,BS-NB 调度算法比 BS-RR 调度算法和 BS-RC 调度算法分别增加了 6586.4kbps 和 2618.3kbps 的吞吐量.在整个模拟过程中,BS-NB 调度算法的吞吐量比较稳定,抖动较小.

图 10 比较了 3 种带宽资源调度算法的平均吞吐量.可以看出,BS-NB 调度算法的吞吐量,在数据流到达速率增长的初期就基本上趋于稳定了,而 BS-RC 调度算法则要在数据流到达速率接近 10 个/s 以后才能逐渐稳定

下来,BS-RR 调度算法由于不能有效地调度带宽资源,导致网络吞吐量波动较大.BS-RC 调度算法随机地从其他用户站请求带宽资源,避免重复向带宽饱和节点请求带宽的过程,减少了吞吐量的抖动时间.而 BS-NB 调度算法在网络的各个局部达到带宽资源平衡,使整个网络的吞吐量尽早得到稳定.与此同时,BS-NB 调度算法在整个模拟过程中相对于 BS-RR 调度算法和 BS-RC 调度算法拥有较高的吞吐量.

图 11 和图 12 分别给出了 3 种带宽调度算法所对应的平均延迟和平均丢包率.可以看出,随着数据流到达速率的增加,3 种带宽调度算法的平均延迟和平均丢包率也在逐渐增加.在使用 BS-NB 调度算法的网络中,带宽缺乏的用户站只需在邻居集合内请求带宽资源,遍历的网络范围较小;通过使用优先列表,带宽缺乏的用户站可以直接向最优、最近的用户站发起带宽请求,在整个仿真过程中产生的延迟和丢包率都较低.但是,当 BS-NB 带宽调度算法在某一个网络局部达到了带宽饱和时,各个邻居用户站向各自的邻居用户站请求带宽资源将导致网络在短时间内延迟增加,丢包率增高.BS-RR 带宽调度算法每次都要按照固定的次序来请求带宽资源,带宽请求的有效性较低,导致网络延迟较大,丢包率高.

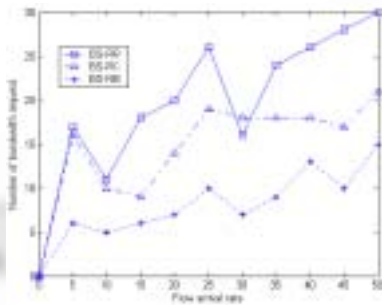


Fig.7 Average bandwidth request

图 7 平均带宽请求次数

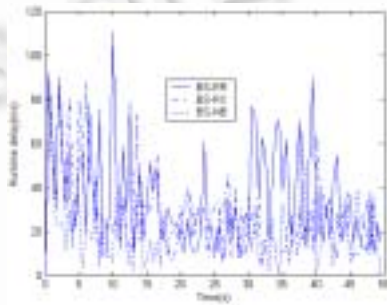


Fig.8 Runtime delay

图 8 实时延迟

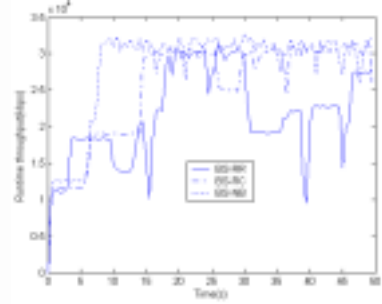


Fig.9 Runtime throughput

图 9 实时吞吐量

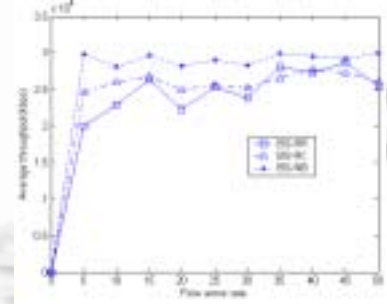


Fig.10 Average throughput

图 10 平均吞吐量

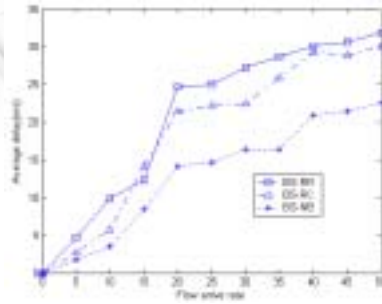


Fig.11 Average delay

图 11 平均延迟

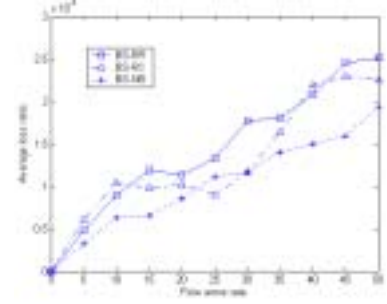


Fig.12 Average loss ratio

图 12 平均丢包率

4 结束语

本文提出了一种基于邻居集合的 WiMAX 网络带宽资源调度算法.通过使用邻居集合和优先列表,本算法在网络局部优化带宽资源调度过程,提高了网络的带宽资源利用率.相对于轮询带宽调度算法和随机带宽调度算法而言,本算法能够使带宽缺乏的用户站在距离最近的邻居用户站处优先获得网络带宽资源,减少带宽资源调度的影响范围,增加带宽缺乏的用户站进行带宽请求的有效性.

通过模拟过程可以看出,对 WiMAX 网络中使用 Mesh 模式连接的用户站以及在基站的各个用户站之间进行带宽资源调度研究非常具有实用价值.现在对这个领域的研究还处于初始阶段.本文只是对网络中的同种数据流进行讨论,并且限定了每个用户站的优先列表拥有相同的维度.在今后的工作中,我们将使用多种类型的数据流,并结合用户站之间的服务切换对 WiMAX 网络中的带宽分配和调度开展进一步的研究.

References:

- [1] IEEE 802.16 working group on broadband wireless access. <http://wirelessman.org/>
- [2] IEEE standard for local and metropolitan area networks part 16: Air interface for fixed broadband wireless access system. 2004. <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/standardstoc.jsp?isnumber=29691&isYear=2004>
- [3] Ganz A, Ganz Z, Wongthavarawat K. Multimedia wireless networks technologies, standards, and QoS. Prentice Hall Communications Engineering and Emerging Technologies Series, Prentice Hall, Inc., 2004.
- [4] Bak S, Cobb JA, Leiss EL. Load-Balanced routing via bounded randomization. In: Proc. of the 11th IASTED Int'l Conf. on Parallel and Distributed Computing and Systems. 1999. 857-862. <http://www.utdallas.edu/~jcobb/PublishedPapers/Conf-1999/PDCS-99/PDCS-99.pdf>
- [5] Johnsonbaugh R. Discrete mathematics. Prentice Hall, Inc., 1997.
- [6] Lin C. Stochastic Petri Nets and Performance Evaluation. Beijing: Tsinghua University Press, 2000 (in Chinese).
- [7] Du WF, Lin LD, Jia WJ, Wang GJ. Handover scheduling in mobile wireless network. In: Zhao W, Lu X, eds. Proc. of the 2005 Int'l Conf. on Computer Networks and Mobile Computing, ICCNMC 2005. Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2005. 229-238.
- [8] NS2. Network simulator. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>

附中文参考文献:

- [6] 林闯.随机 Petri 网和系统性能评价.北京:清华大学出版社,2000.



杜志峰(1977 -),男,云南曲靖人,博士生,主要研究领域为带宽调度,服务切换,QoS,网络路由.



王国军(1970 -),男,博士,教授,CCF 高级会员,主要研究领域为计算机网络,群组通信,容错计算,移动计算.



贾维嘉(1957 -),男,博士,博士生导师,主要研究领域为组播,选播,路由,移动多媒体通信,分布式系统.