维普资讯 http://www.cqvip.com

一种无线 Ad Hoc 网络中的最大最小公平性带宽分配优化方法*)

占小利　谭连生　赵甫哲

(华中师范大学计算机科学系　武汉430079)

摘　要　本文提出了一种无线 Ad Hoc 网络中的最大最小公平性带宽分配优化方法,通过此优化方法所求得的带宽分配不仅能保证最大最小公平性,而且能更有效地利用网络资源,从而提高网络的吞吐量。

关键词　带宽分配,最大最小公平性,无线 Ad Hoc 网络

An Optimization Schedule for Maxmin Fair Bandwidth Allocation in Wireless Ad Hoc Networks

ZHAN Xiao-Li　TAN Lian-Sheng　ZHAO Fu-Zhe

(Department of Computer Science, Central China Normal University, Wuhan 430079)

Abstract　This paper proposes an optimization schedule for maxmin fair bandwidth allocation in wireless Ad Hoc networks. The schedule not only achieves maxmin fairness, but also utilizes network resources efficiently. Therefore, it can improve the networks' throughput by improving bandwidth utilization ratio.

Keywords　Bandwidth allocation, Maxmin fairness, Wireless Ad Hoc networks

1　引言

带宽分配技术在有线网络中已经相当成熟,在无线网络中只是近些年才引起许多研究者的高度重视[1~8]。带宽分配问题在无线网络中和在有线网络中有很大的差别,因为在有线网络中,只有那些共享同一链路的数据流才彼此竞争带宽,而在无线网络中,由于共享信道,即使不使用同一链路,邻近的数据流也会彼此竞争信道带宽。因此在无线网络中比在有线网络中存在着更多的竞争,这使得带宽分配问题在无线网络中更为复杂,带宽分配的限制也比在有线网络中多。

现有的一些无线网络协议,如 IEEE 802.11,MACAW 和 CB-fair 都没有取得很好的公平性[1]。只有很少研究者[1]提出无线网络中最大最小公平性带宽分配策略。文[6,7]所提出的无线网络带宽分配策略只能保证其带宽分配是可行的,不能保证其公平性。文[8]中只考虑拓扑结构为二分图的情况下的无线网络带宽分配策略。虽然文[1]所提出的带宽分配策略既考虑了拓扑结构为二分图的情况,也考虑了拓扑结构为非二分图的情况,且能够保证其带宽分配满足最大最小公平性,但是它没有有效地利用网络资源。本文将同样考虑拓扑结构为二分图和非二分图的两种情况,通过形式化可行带宽分配在无线网络环境下的约束条件以及形式化最大最小公平性目标,使网络带宽分配问题转化为数学优化问题。通过本文所提出的层次优化模型,所求得的带宽分配不仅达到了最大最小公平性,而且与文[1]相比较能更有效地利用网络资源,从而提高网络的吞吐量。

2　网络模型

本文只考虑单链路单播无线 Ad Hoc 网络。我们的网络模型基于两个假设之上,(a)共享结点的流相互竞争,不能同时发送/接收数据包;(b)没有共享结点的流相互之间没有竞争,可以同时发送/接收数据包[1]。在实际中,(a)、(b)这两个条件存在于蓝牙(blue tooth)网络和单无线电波(single radio)并采用 FDMA 或 CDMA 技术的无线网络中。我们举1例加以说明此模型中数据流的竞争情况。从表1中可以看出图1中流的竞争情况。

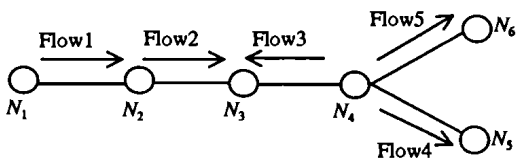

图1　一个无线网络实例

表1　图1中流的竞争情况

相互竞争的流	相互不竞争的流
Flow1,Flow2	Flow1,Flow3
Flow2,Flow3	Flow1,Flow4
Flow3,Flow4	Flow1,Flow5
Flow3,Flow5	Flow2,Flow4
Flow4,Flow5	Flow2,Flow5

我们可以用一个无向图 $G\langle V,E\rangle$ 来描述此网络模型,V 表示无线网络中结点集合,E 表示流结合。图1的网络模型可以用图2来表示。

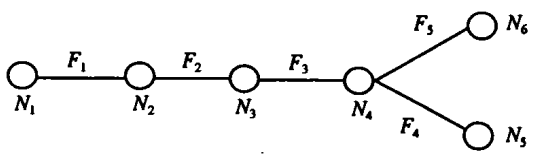

图2　用无向图来描述图1中的网络模型

*)本课题得到国家自然科学基金(批准号:60174043)和湖北省自然科学基金重点项目(批准号:2002AB025)的资助。谭连生　博士,教授,主要研究方向:计算机通信网络。

维普资讯 http://www.cqvip.com

从表1和图2中，可以看到在一个匹配(匹配是指在一个图中彼此没有公共顶点的边的集合)里的流相互之间不竞争，可以同时发送/接收数据包，而不在同一个匹配里的流相互之间竞争，不能同时发送/接收数据包。

3 最大最小公平性带宽分配

3.1 带宽分配可行性的条件

为了简化表示符号，假设所有无线网络结点的发送/接收数据包的速率都是一样的，并且为一个单位带宽。我们用向量$(r_1,r_2,\cdots,r_n)$表示带宽分配，也就是说分配给第i个流的平均时间带宽是r_i。因为共享结点的流不能同时发送/接收数据包，所以如果带宽分配$(r_1,r_2,\cdots,r_n)$是可行的话，那么它一定要满足下面不等式：

$$\begin{cases}\sum_i w_{i,j}r_i\leqslant 1 & \forall \text{ node } j\\ r_i\geqslant 0 & (i=1,2,\cdots,n)\end{cases} \tag{1}$$

其中 $w_{i,j}=\begin{cases}0 & \text{流 } i \text{ 不通过结点 } j\\ 1 & \text{流 } i \text{ 通过结点 } j\end{cases}$

例如图2中无线网络的可行的带宽分配必须满足不等式组(2)：

$$\begin{cases}r_1\leqslant 1\\ r_1+r_2\leqslant 1\\ r_2+r_3\leqslant 1\\ r_3+r_4+r_5\leqslant 1\\ r_4\leqslant 1\\ r_5\leqslant 1\\ r_i\geqslant 0 \quad (i=1,2,\cdots,5)\end{cases} \tag{2}$$

从(2)式中可以得到一个可行的带宽分配为(1/2,1/2,1/3,1/3,1/3)。

但是满足(1)式的所有带宽分配并不总是可行的。由第2部分网络模型可知只有在同一个匹配里的流才能同时发送/接收数据，不在同一个匹配里的流不能同时发送/接收数据，所以我们考虑用一个分时的调度策略来解决带宽分配的问题。这时，带宽分配问题就转化为在每个时间片(time slot)里选择哪一个匹配进行调度，使之各个流得到的平均带宽达到最大最小公平性，同时要最大限度地利用网络资源。显然，如果单从充分利用网络资源的角度上看，每次调度的匹配是最大匹配(一个图中，含边数最多的匹配为最大匹配)即可，而这样就造成了不公平性；如果只考虑公平性，有时又往往不能充分利用网络资源。所以，我们要兼顾两者选择恰当的调度规则，使得各个流所获得的带宽达到最大最小公平性，而又不至于太浪费网络资源。

因此，从某种意义上来讲，网络带宽分配问题可以转化成图的匹配问题。如果网络的拓扑结构为非二分图的话，则匹配问题比较复杂。一个无向图为二分图当且仅当它不含有奇数长度的回路，因此，考虑非二分图的匹配问题的时候，必须要考虑到奇数长度回路的影响。文[1]中是这样给出带宽分配可行解的条件的：

$$\sum_{\substack{i:\text{flow}\\ \text{traverses node } j}} r_i\leqslant \alpha_j \forall \text{ node } j \tag{3}$$

这里，α为结点的效用因子。在二分图里，$\alpha=1$；在非二分图里$\alpha=2/3$。也就是说当为二分图时，文[1]中的条件(3)和本文中的条件(1)是相吻合的。下面，我们考虑非二分图的情况。

首先，我们举一个网络拓扑结构为三角形的例子。

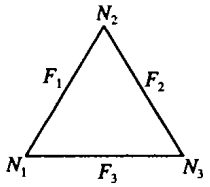

图3 拓扑结构为三角形的无线网络

图3中有三个匹配$\{F_1\}$，$\{F_2\}$，$\{F_3\}$。我们采取轮循(*round-robin*)分时的调度策略，如表2。

表2 图3网络的调度策略

时间片	调度的流	调度的结点
1	F_1	N_1,N_2
2	F_2	N_2,N_3
3	F_3	N_3,N_1

从表2中，我们可以看出每个流在每3个时间片里调度一次，所以得到的平均带宽为1/3，而每个结点则时间片里调度两次，所实际利用的带宽只有2/3，这恰好与(3)式相吻合。我们再来考虑拓扑结构为一五边形的无线网络，如图4。

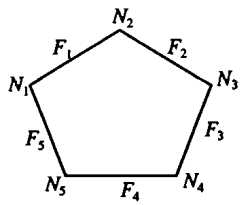

图4 拓扑结构为五边形的无线网络

同样采用轮循分时的调度策略进行带宽分配，结果如表3。

表3 图4网络的调度策略

时间片	调度的流	调度的结点
1	F_1,F_3	N_1,N_2,N_3,N_4
2	F_2,F_4	N_2,N_3,N_4,N_5
3	F_5,F_2	N_5,N_1,N_2,N_3
4	F_4,F_1	N_4,N_5,N_1,N_2
5	F_3,F_5	N_3,N_4,N_5,N_1

从表3中可以看出，每个流所获得的平均带宽为2/5，而每个结点的实际带宽利用率为4/5，大于(3)式中的2/3，因此(3)式作为带宽分配可行解的条件在某些情况下会很严重地浪费网络资源。因此，我们要进一步探讨奇数长度回路对带宽分配的影响。

定义1 回路c_n，$n\geqslant 3$，有n个顶点$v_1,v_2,\cdots,v_n$，和n条边$\{v_1,v_2\},\{v_2,v_3\},\cdots,\{v_{n-1},v_n\}$，和$\{v_n,v_1\}$[9]。

引理1 M为回路c_{2k+1}($k\geqslant 1$，k为自然数)中任意一匹配，$|M|$表示匹配M的基数(即匹配M中包含的边的个数)。则

$$|M|\leqslant k \tag{4}$$

证明：回路C_{2k+1}有$2k+1$条边，$\{v_1,v_2\},\{v_2,v_3\},\cdots,\{v_{2k},v_{2k+1}\}$，和$\{v_{2k+1},v_1\}$。令边集合$N=\{\{v_1,v_2\},\{v_3,v_4\},\cdots,\{v_{2k-1},v_{2k}\}\}$，根据匹配的定义可知，$N$为$C_{2k+1}$的一匹配，且$|N|=k$。假设$C_{2k+1}$中存在一匹配$M'$，且$|M'|>k$。因为匹配里的边彼此没有公共顶点，所以匹配$M'$包含的顶点个数大于等于

维普资讯 http://www.cqvip.com

$2(k+1)$，而 C_{2k+1} 中只有 $2k+1$ 个顶点，所以假设不成立，故不等式(4)成立。

下面定理1说明了无线 Ad Hoc 网络拓扑结构中的奇数长度回路对带宽分配的影响，即因为拓扑结构中有奇数长度回路，带宽分配所必须满足的一些约束条件。

定理1 拓扑结构为 C_{2k+1} 的无线网络的带宽分配必须满足的条件如(5)式，

$$\begin{cases} \sum_i r_i \leqslant k \\ r_i \geqslant 0 \quad (i=1,2,\cdots,2k+1) \end{cases} \tag{5}$$

证明：因为 C_{2k+1} 中所有匹配里至多包含 k 个流，所以每一个时间片里至多有 k 个流被调度，即每一个时间片里，总共分配的带宽小于等于 k，所以每个流所分得的平均带宽之和至多为 k，即(5)式得证。

综合(1)式和(5)式得出任何一个拓扑结构的无线网络的带宽分配可行解的条件如(6)式。

$$\begin{cases} \sum_i w_{i,j} r_i \leqslant 1 \quad \forall \text{ node } j \\ \sum_i u_{i,j} r_i \leqslant k \quad \forall C_{2k+1,j} \\ r_i \geqslant 0 \qquad (i=1,2,\cdots,n) \end{cases} \tag{6}$$

其中 $w_{i,j}=\begin{cases} 0 & \text{流 } i \text{ 不通过结点 } j \\ 1 & \text{流 } i \text{ 通过结点 } j \end{cases}$，

$u_{i,j}=\begin{cases} 0 & \text{流 } i \text{ 不在回路 } C_{2K+1,j} \text{上} \\ 1 & \text{流 } i \text{ 在回路 } C_{2K+1,j} \text{上} \end{cases}$，

$C_{2k+1,j}$ 中的 $2k+1$ 表示此回路的长度为 $2k+1$，j 表示此回路是该网络中的第 j 个回路，用以区分多个长度相同的回路。

3.2 最大最小公平性目标

网络资源分配普遍采用最大最小公平性作为分配策略的公平性目标，下面给出最大最小公平性的定义。

定义2 一个可行的带宽分配 $(r_1,r_2,\cdots,r_i,\cdots,r_j,\cdots,r_n)$ 是最大最小公平性带宽分配，当且仅当增大 r_j，则必须要减小 r_i，且 $r_i \leqslant r_j$。

要增大最大最小公平性带宽分配中的高带宽的流的带宽，必须要降低低带宽的流的带宽，即最大最小公平性带宽分配尽可能地保证低带宽的流的带宽尽可能高。也就是说，最大最小公平性带宽分配使得最小带宽的流的带宽最大，在此基础上，使得第二小带宽的流的带宽最大，以此类推。我们用 R^n 表示可行解的解空间。有一可行解 $r \in R^n$，$r=(r_1,r_2,\cdots,r_n)$。向量 $\bar{r}=(\bar{r}_1,\bar{r}_2,\cdots,\bar{r}_n)$ 为向量 r 的升序排列，即集合 $\{\bar{r}_1,\bar{r}_2,\cdots,\bar{r}_n\}$ = 集合 $\{r_1,r_2,\cdots,r_n\}$ 且 $\bar{r}_1 \leqslant \bar{r}_2 \leqslant \cdots \leqslant \bar{r}_n$。由上面我们可以得到如果一可行解 $r(r_1,r_2,\cdots,r_n)$ 为最大最小公平性分配，则它的升序排列在所有可行解的升序排列中是字典序最大的(lexicographically maximum)。即如果 $r(r_1,r_2,\cdots,r_n)$ 为最大最小公平性带宽分配，当且仅当 $\bar{r}$ 字典序大于等于任意一可行解 r' 的升序排列 $\bar{r}'$[10]。

3.3 层次优化问题及其解法

在3.1节中形式化了可行解的约束条件，3.2节形式化了最大最小公平性目标，所以我们可以把求解最大最小公平性带宽分配问题转化为求解一个层次优化问题。如下：

$$\text{lexicographically max } (\bar{r}_1,\bar{r}_2,\cdots,\bar{r}_n)$$

$$\text{subject To:} \begin{cases} \sum_i w_{i,j} r_j \leqslant 1 \quad \forall \text{ node } j \\ \sum_i u_{i,j} r_j \leqslant k \quad \forall C_{2k+1,j} \\ r_j \geqslant 0 \qquad (i=1,2,\cdots,n) \end{cases}$$

我们可以利用文[11]中的渐次填充(filling procedure)算法来求解此层次优化问题。算法的思想是：

① 所有流的速率从0开始以相同的步调加。

② 如果某个流或某些流的速率达到了(6)式中的限制，则停止增加速率；其他的流继续以相同的步调增加速率。

③ 不断重复第②步，直到所有的流的速率都达到了(6)式的限制为止。

4 一个求解最大最小公平性带宽分配的实例

在这一节，给出一个无线网络中最大最小公平性带宽分配的实例，无线网络的拓扑结构如图5。

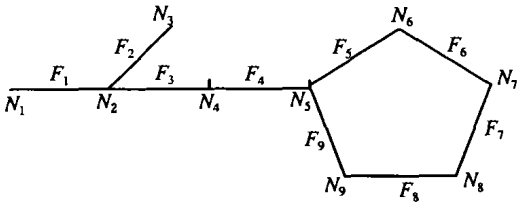

图5 一个无线网络的拓扑结构

求此无线网络的最大最小公平性带宽分配可转化为求解下面层次优化问题。

$$\text{lexicographically max } (\bar{r}_1,\bar{r}_2,\cdots,\bar{r}_n)$$

$$\text{Subject To:} \begin{cases} r_1 \leqslant 1 \\ r_1+r_2+r_3 \leqslant 1 \\ r_3 \leqslant 1 \\ r_3+r_4 \leqslant 1 \\ r_4+r_5+r_9+\leqslant 1 \\ r_5+r_6 \leqslant 1 \\ r_6+r_7 \leqslant 1 \\ r_7+r_8 \leqslant 1 \\ r_8+r_9 \leqslant 1 \\ r_5+r_6+r_7+r_8+r_9 \leqslant 2 \\ r_i \geqslant 0 \quad (i=1,2,\cdots,9) \end{cases} \tag{7}$$

用渐次填充算法求得的结果为 $r_1=1/3, r_2=1/3, r_3=1/3, r_4=1/3, r_5=1/3, r_6=4/9, r_7=4/9, r_8=4/9, r_9=1/3$。其调度策略如表4和表5。

表4 图5中流的调度情况

时间片＼流	F1	F2	F3	F4	F5	F6	F7	F8	F9
1	√			√		√		√	
2		√			√		√		
3			√			√			√
4	√			√		√		√	
5		√			√		√		
6			√				√		√
7	√			√		√		√	
8		√			√			√	
9			√				√		√

按照表4中所示的9个时间片进行轮循调度，表4中和表5中的"√"分别表示流和结点得到调度。

从表5中，可以看出瓶颈结点 $N_2, N_5, N_6, N_7, N_8, N_9$ 的发送/接收数据包的速率分别为1,1,8/9,8/9,7/9,7/9，均大于文[1]中的结点效用因子2/3。所以说，我们的调度策略不仅可

(下转第49页)

维普资讯 http://www.cqvip.com

1)基于泛播技术的组播路由算法和协议具有操作简单、计算复杂度低、易于实现的特点。MOSPF 与 QMoRPF 和 DVMRP 协议比较,使用了 Dijkstra 算法,其时间复杂度为 $O(n^2)$,其中 n 是网络节点数。而 QMoRPF 和 DVMRP 协议使用的分布式 RPF 算法的时间复杂度仅仅为 $O(n)$。

2)基于泛播技术的组播路由算法和协议不需要在整个网络传播成员关系信息。这是因为泛播技术把组播源信息或组播数据传输到了整个网络,成员关系信息只要在指定路由器上存储即可。MOSPF 协议则需要在整个网络传播成员关系信息,这不仅对网络是一个冲击,而且不管一个路由器是否参加组播树的建立,它都要存储通过 LSA 报文传送来的成员关系信息,存储开销也非常大。所以这种协议的规模伸缩性不会太好。

3)QMoRPF 协议的构造证明,泛播技术的通信量不仅可以得到控制,而且相对于目前已经实现的路由协议来说,这种通信量对网络系统的影响不大。我们已经看到,QMoRPF 协议的控制报文开销相对于 DVMRP 和 MOSPF 要小得多。

结束语 本文采用反向路径转发技术设计了一个数据驱动的面向接收者的基于 QoS 的组播路由协议 QMoRPF。QMoRPF 通过扩展的 RPF 在网络广播源节点的信息,并收集沿路的 QoS 属性,包括从源节点开始到当前节点的累计延时、瓶颈带宽(最小可用带宽)、累计代价,并记录路径本身。所有路由器节点都可以接受与它们直接相连的主机的 IGMP 请求。当某个路由器有成员要求加入时,它对其 IGMP 报文进行接纳处理,然后沿 RPF 所生成的反向路径发送加入报文 *Join*。当源节点或在树节点接收到加入报文后,源节点或在树节点便开始传输媒体数据流。分析表明,QMoRPF 算法具有简便高效、易于实现、控制报文开销小、规模伸缩性好等特点。同时对协议性能的模拟测试表明,基于泛播技术的组播路由算法和协议不需要在整个网络传播成员关系信息,泛播通信量也可以得到控制,并且相对于目前已经实现的路由协议来说,这种通信量对网络系统的影响不大。当然,最短路径的单路径路由算法本质上不能提供 QoS 组播优化路由。呼叫接受成功率的测试表明了这一点。实际上,最短路径仅仅满足了 QoS 的延时请求,并没有考虑组播树的整体优化,例如没有考虑代价、丢包率等方面的需求。因此,需要继续研究基于泛播技术的多路径综合优化 QoS 组播路由算法和协议[16]。

参 考 文 献

1 Brown I,et al. Internet Multicast Tomorrow. The Internet Protocol Journal,2002,5(4):2~19
2 Wang Bin, Hou Chao-Ju. A survey on multicast routing and its QoS extension: problems, algorithms, and protocols. IEEE Network Magazine,2000,14(1)
3 Chen Shigang, Nahrstedt K, Shavitt Y. A QoS-Aware Multicast Routing Protocol. IEEE JOURNAL ON SELECTED AREAS IN COMMUNICATION,2000,18(12):2580~2592
4 Striegel A, Manimaran G. A Survey of QoS Multicasting Issues. IEEE Communications Magazine, June 2002. 82~87
5 Carlberg K, Crowcroft J. Building shared trees using a one-to-many joining mechanism. Computer Communication. Rev., Jan. 1997. 5~11
6 Dalal Y. Broadcast Protocols in Packet Switched Computer Networks, Digital System Laboratory. Dept. of Electrical Engineering, Stanford University, 1977
7 Waitzman D, Partridge C, Deering S. Distance Vector Multicast Protocol. RFC 1175, Nov. 1988
8 Nicholas A A J, Siadak W. Protocol Independent Multicast - Dense Mode (PIM-DM): Protocol Specification (Revised), Internet Engineering Task Force. INTERNET DRAFT, Feb. 2003
9 Fenner B. IANA Considerations for IPv4 Internet Group Management Protocol (IGMP), RFC 3228, Feb. 2002
10 Hedrick C L, Routing Information Protocol. RFC 1058, Jun. 1988
11 Camarillo G, Holler J, Schulzrinne H. Grouping of Media Lines in the Session Description Protocol (SDP). RFC 3388, Dec. 2002
12 Moy J. MOSPF: Analysis and Experience. RFC 1585, March 1994
13 Guo L, Matta I. QDMR: An Efficient QoS Dependent Multicast Routing Algorithm: [techniquie report]. College of Computer Science, Northeastern University, Boston, 1999
14 The network Simulator - ns-2. [Online]. Available at: http://www.isi.edu/nsnam/ ns /
15 Waxman B M. Routing of Multipoint Connections. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Dec. 1988
16 迟彩霞,吴士泉,王建方. 多路路由算法及其在 QoS 路由中的应用. 计算机学报,2000,23(7):718~725

(上接第38页)

以达到最大最小公平性,而且能更有效地利用网络资源,从而提高网络的吞吐量。

表5 图5中流的调度情况

时间片 \ 结点	N_1	N_2	N_3	N_4	N_5	N_6	N_7	N_8	N_9
1	√	√		√	√	√	√	√	√
2		√	√		√	√	√	√	
3		√		√	√	√	√		√
4	√	√		√	√	√	√	√	√
5		√	√		√	√	√	√	
6		√		√	√	√	√		√
7	√	√		√	√	√	√	√	√
8		√	√		√	√		√	√
9		√		√	√		√	√	√

结束语 本文着重分析了拓扑结构是二分图和非二分图的无线网络的带宽分配的可行性约束条件,并形式化了其约束条件和最大最小公平性目标,使得网络带宽分配问题转化成数学优化问题。通过数学分析和举例说明,此优化方法所求解的带宽分配不仅可以达到最大最小公平性,而且可以更有效地利用网络资源,从而提高网络的吞吐量和服务质量。

参 考 文 献

1 Tassiulas L, Sarkar S. Maxmin fair scheduling in wireless networks. IEEE INFOCOM'02, 2002
2 Nandagopal T, Kim Tae-Eun, Gao Xia, et al. Achieving MAC Layer Fairness in Wireless Packet Networks. ACM Mobicom 2000, Boston, MA, Aug. 2000
3 Luo Haiyun, Lu Song, Bharghavan V. A New Model for Packet Scheduling in Multihop Wireless Networks. ACM Mobicom 2000, Boston, MA, Aug. 2000
4 Vaidya N H, Bahl P, Gupta S. Distributed Fair Scheduling in a Wireless LAN. ACM Mobicom 2000, Boston, MA, Aug. 2000
5 Barrett C, et al. Link Scheduling in Multihop Wireless Radio Networks. http://compgeom.cs.uiuc.edu/~thite/pubs/d2ec-mobihoc03.pdf
6 Hajek B, Sasaki G. Link Scheduling in Polynomial Time. IEEE Trans. on Information Theory, 1988, 34(5)
7 Tassiulas L, Adaptive back-pressure congestion control based on local information. IEEE Trans. on Automatic Control, 1995, 40(2):236~250
8 Tassiulas L, Ephremidis A. Stability Properties of Constrained Queuing Systems and Scheduling Policies for Maximum Throughput in Multihop Radio Networks. IEEE Trans. on Automatic Control, 1992, 37(12)
9 Rosen K H. Discrete Mathematics and Its Applications. China Machine Press, 1999
10 Gafni E M, Bertsekas D. Dynamic control of session input rates in communication networks. IEEE Trans. Automat. Contr., 1984, 29:1009~1016
11 Massoulié L, Roberts J. Bandwidth Sharing: Objectives and Algorithms. IEEE/ACM Trans Networking, 2002, 10(3)