维普资讯 http://www.cqvip.com

Ad Hoc 无线网络公平调度算法研究*)

马 涛 张信明 陈国良 王青山
(中国科技大学计算机科学技术系 合肥230027) (国家高性能计算中心 合肥230027)
(国家高性能计算中心宁波分中心 宁波315040)

摘 要 随着个人通信的日益增长,支持诸如移动会议、移动网络以及自然灾难营救的 ad hoc 无线网络逐渐从军用扩大到商用等诸多领域。商用 ad hoc 无线网使用一种称为"付费使用"(pay-for-use)的模式,于是在用户间定义合理的公平机制则变得非常重要。公平机制的核心问题是公平调度算法问题。但是在 ad hoc 无线网中,公平分配带宽和最大化利用资源本质上是冲突的,这为公平调度算法的设计带来了巨大的挑战。本文系统地研究了著名的公平性标准以及两类公平调度机制。通过模拟和分析,我们讨论了这两类公平调度机制中存在的问题。此外,我们提出了一种新的公平调度模型并给出了模拟结果。模拟结果表明,该算法在公平性和带宽利用率之间实现了理想的平衡。

关键词 ad hoc 无线网络,公平性,分组调度算法,区分服务

Research on Fair Scheduling Algorithms in Ad Hoc Wireless Networks

MA Tao ZHANG Xin-Ming CHEN Guo-Liang WANG Qing-Shan
(Department of Computer Science and Technology, University of Science and Technology of China, Hefei 230027)
(National High Performance Computing Center at Hefei, Hefei 230027)
(National High Performance Computing Center at Ningbo, Ningbo 315040)

Abstract With the increase of personal communications, ad hoc wireless networks that are able to provide a wide range of network applications are spreading from military areas to lots of commercial areas. Commercial ad hoc wireless networks use a pay-for-use mode, so a reasonable fairness mechanism is required among users. The core problem of fairness mechanism is fair scheduling algorithms. However, in ad hoc wireless networks fair distribution of bandwidth and maximization of resource utilization are in conflict in nature, which brings us a great challenge for designing fair scheduling algorithms. In this paper, we systematically investigate the well-known fairness norms and two kinds of fair scheduling mechanisms. Through simulation and analysis results, we discuss the limitations of these two scheduling mechanisms. Furthermore, we propose a new fair scheduling model and present the simulations. The simulation results show that our fair scheduling mode achieves satisfactory balance between fairness and maximization of bandwidth utilization.

Keywords Ad hoc wireless network, Fairness, Packet scheduling algorithm, Service differentiation

1 引言

最近几年,ad hoc 无线网在网络研究领域受到了广泛的关注。随着研究从实验环境转变到商用环境,网络设计者们需要面对新的挑战,比如如何在不同的竞争用户之间实现"区分服务"(service differentiation)。在付费使用(pay-for-use)的模式下,网络必须要能够为不同的付费用户提供最小的性能保证,于是商用 ad hoc 无线网必须支持某种意义上的公平,比如带权公平,此时具有较大权重的流将会收到比权重较小的流更好的服务。

直观上讲,"公平"是指不能因为某些用户需要更多的资源就牺牲其它用户的合法利益。在对有线网络的研究中,出现了一系列公平调度算法,典型的有 WFQ (Weighted Fair Queueing)[1]、WF²Q(Worst-case Fair Weighted Fair Queueing)[2]和 STFQ(Start-Time Fair Queueing)[3]等。随着蜂窝通信的日益增多,无线蜂窝网中的公平调度算法随之成了一个研究热点。CSDPS(Channel State Dependent Packet Scheduling)[4]、WFS (Wireless Fair Service)[5]、IWFQ (Idealized Wireless Fair Queueing)[6]、SBFA(Server Based Fairness Algorithm)[7]和 CIF-Q(Channel Independent Fair Queueing)[8]等等正是为无线蜂窝网提出的典型的公平调度算法。这些公平调度算法的基本思想都是通过在信道状态"差"的流和信道状态"好"的流之间动态交换信道使用权来解决与位置有关的信道突发错误等问题。它们的不同之处在于它们交换的方式不同。

但是在 ad hoc 无线网络中,上述的公平调度算法的性能无论是在公平性方面还是在资源利用率方面都会显著下降。从本质上讲,这是因为在 ad hoc 无线网中存在如下三大设计难题:

(1) 存在与位置有关的竞争。在有线网和分组蜂窝网中,分组调度是在各自的输出链路中独立进行的,每条链路的调度器只需考虑竞争该链路的流。因此为这两类网络定义的公平性标准本质上是仅考虑时间域的局部公平。在共享信道的 ad hoc 无线网中,传输在局部是广播的,因此对信道的竞争

*)本课题的研究得到宁波市重点博士科学基金(2003A61003)和国家重点基础研究发展规划(973) (G1998030400, G1999032700)的资助。

维普资讯 http://www.cqvip.com

是与位置有关的。于是，ad hoc 无线网中的公平性不再仅仅表现为流的局部性质，而必须要同时考虑时间域和空间域。

(2) 公平性与信道利用率之间的冲突。在有线网和分组蜂窝网中，任一时刻至多有一个流得以传输，并且不同链路/蜂窝的调度算法是独立的。在 ad hoc 无线网中，为了提高信道利用率，可能会延迟某些处于高竞争区的流的传输，从而会在各个流之间引起显著的不公平。同样，为了确保各个流之间的公平性，就不应该延迟处于高竞争区中流的传输，从而会降低信道利用率。由于 ad hoc 网的带宽非常珍贵，牺牲带宽来实现公平性是不可取的，一种最常用的平衡两者冲突的策略是在一定的公平性约束下最大化地利用信道带宽。

(3)分布式的特征。分布式的特征是 ad hoc 无线网的本质特征。由于每个流无法获悉全局网络的信息，公平调度仅能依据局部信息做出，但是局部公平并不意味着全局公平，而公平调度算法要实现的是全局范围内的公平。

基于上述分析，我们认为要设计出适合于 ad hoc 无线网络的公平调度模型必须要遵循如下思路：

(1)从理论上理解公平标准，要定量而不仅仅是定性地理解何为公平；

(2)分析出在 ad hoc 无线网中实现某一特定的公平标准会带来何种性能降级；

(3)结合上述三点特征(即上述三大设计难题)设计出有效的调度算法。

许多人往往忽略对公平标准的研究，而仅仅注重对某些具体算法的研究。事实上，公平标准是设计高效公平调度算法的基础，同时，如何评估设计出的算法的性能，公平标准是一个非常有效的工具。故本文包含了对公平标准理论上的阐述。

本文第2节给出了 ad hoc 无线网络的网络模型及其相关的基本概念，第3节研究了著名的 max-min 公平标准以及一些改进标准，第4节研究了两类典型的实现公平性的调度机制并分析了存在的局限性，第5节提出了一种 max-min 公平的调度算法并给出了模拟结果及其分析，最后对该文进行了总结并提出了下一步研究的课题。

2 网络模型及其基本概念

2.1 网络模型

ad hoc 无线网络(以下简称 ad hoc 网)是一种自治的多跳分组交换网。它由 n 个被称为移动站(MS，Mobile Station)的节点组成，每个节点都可以自由移动。网络中没有诸如基站(BS，Base Station)之类的基础设施来连接这些节点，它们要通讯只能通过无线介质。由于移动节点传输范围有限，ad hoc 网通常是多跳的，这就要求移动节点有时被用作路由器，转发来自其他移动节点的分组。每个节点处都有一个全向天线，可以接收来自任何方向的信息分组，并且每个节点都处在半双工模式，即它可以发送也可以接收，但是不能同时发送和接收。本文假定：(1)所有的节点共享一个有限带宽的信道，并且该信道是无噪声信道，即信道错误仅仅是由冲突引起的；(2)时间被分成大小相等的时槽；(3)所有分组的大小均相等，且可在单位时槽内传输完毕。

2.2 网络拓扑图和流竞争图

定义1(网络拓扑图) 网络拓扑图是一无向图 $G=(V,E)$。V 是网络中节点的集合，边集合 E 的确定如下：如果两个节点 u 和 v 之间有流传输，则边 $(u,v)\in E$。

图1是一个网络拓扑图的例子，黑点表示节点，节点之间的连线表示流。需要注意的是：本文研究的流均是单跳的，在一些文章中也称为子流(subflow)或者链路(link)。

仅有网络拓扑图无法清晰地体现流之间的竞争关系，于是引入了流竞争图的概念。

定义2(流竞争图) 图 G 的流竞争图是一无向图 $G'=(V',E')$。其中 $V'=E$，即 G' 中的每个顶点对应于 G 中的每个流。边集合 E' 的确定如下：如果流 u' 和 v' 流相互竞争，则边 $(u',v')\in E'$。

两个流彼此相互竞争是指：在网络拓扑图中，两个流彼此相距不超过两跳距离。图2是图1对应的流竞争图。从图2中可以看出，与流 f_1 竞争的流有 f_2、f_3 和 f_4，可以和流 f_1 同时传输的流有 f_5、f_6 和 f_7。可见，流竞争图可以深刻地刻画所有流的竞争程度和竞争关系。

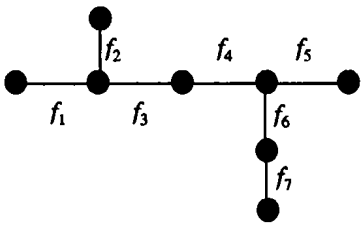

图1 网络拓扑图

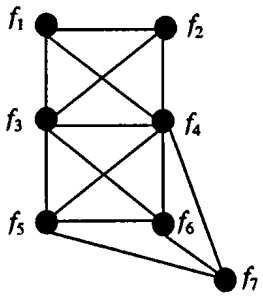

图2 流竞争图

定义3(邻居集合) (1)流 f 的邻居集合 $N(f)$ 定义为：

$N(f)=\{f' \mid f\cap f'\neq\phi\}$

(2)流集合 F 的邻居集合 $N(F)$ 定义为：

$N(F)=\bigcup_{f\in F}N(f)$

(3)流 f 的 k 邻居集合 $N^k(f)$ 递归定义为：

$N^k(f)=N(f) \qquad k=1$

$N^k(f)=N(N^{k-1}(f)) \qquad k>1$

邻居集合的定义在第5节构建生成子图时非常重要。

3 公平标准

为了衡量一种分组调度算法是否在用户间实现了资源的公平分配，事先制定严格而明确的公平标准非常必要。在分组调度算法的研究中，有两类著名的公平标准，一种是 max-min 公平标准，另一种是按比例公平(proportional fairness)标准。因为前一种标准使用的最多，故本文只研究该标准。按比例公平标准在文[9]中有详细的阐述。

max-min 公平是一种简单而有效的网络公平性的定义方法。它的目标是尽可能地给贫穷用户分配资源，同时不必浪费资源。它最早用于窗口流控制协议，后来用于带宽共享的 ATM 网络，现在则广泛用于各种网络。

欧式空间中 max-min 公平的严格定义描述如下：

定义4[10](max-min 公平) 考虑一个集合 $\chi\subset\mathscr{R}^N$，矢量

维普资讯 http://www.cqvip.com

$\vec{x}$ 是集合 χ 的 max-min 公平矢量，当且仅当：$(\forall \vec{y}\in\chi)(\exists s\in\{1,\cdots,N\})y_s>x_s\Rightarrow(\exists t\in\{1,\cdots,N\})y_t<x_t<x_s$

即：要增大某个成分 x_s 必须要以减小某个较小的成分 x_t 为代价。

集合 χ 的 max-min 公平矢量有如下性质：

定理1[11]（唯一性定理） 如果集合 χ 的 max-min 公平矢量存在，则必唯一。

定义5[12]（瓶颈，bottleneck） 节点 n 是流 f 的瓶颈是指：所有经过节点 n 的流的速率之和达到节点 n 的容量且流 f 在经过节点 n 的所有流中速率最大。

定理2[12] 带宽分配是 max-min 公平的，当且仅当每个流都至少满足下列条件之一：

(1)流具有至少一个瓶颈节点；

(2)每个流分得的带宽等于其长期进入速率。

该定理表明：在某一 max-min 公平分配下，如果某个流分得的带宽小于其进入速率，则必然存在某节点是该流的瓶颈节点，且该节点已经被完全利用，无法在为其它的流提供更多的服务。该定理在判断一种分配矢量是否是 max-min 公平时非常方便。

带权 max-min 公平是一种经典的改进，定义如下：

定义6[10]（带权 max-min 公平） 给定一些称为权的正常数 w_i，矢量 $\vec{x}$ 是集合 χ 的带权 max-min 公平矢量，当且仅当：要增大某个成分 x_s 必须要以减小某个较小的成分 x_t 为代价，且要满足不等式 $x_t/w_t<x_s/w_s$。

文[13]中将 max-min 公平进一步扩展，引入了效用 max-min 公平的概念：

定义7[13]（效用 max-min 公平） 给定 N 个增函数 $\phi_i:\mathscr{R}\rightarrow\mathscr{R}$，矢量 $\vec{x}$ 是集合 χ 的效用 max-min 公平矢量，当且仅当：要增大某个成分 x_s 必须要以减小某个较小的成分 x_t 为代价，且要满足不等式 $\phi_t(x_t)\leqslant\phi_s(x_s)$。

如果把映射 ϕ 定义成 $(x_1,\cdots,x_N)\rightarrow(\phi_1(x_1),\cdots,\phi_N(x_N))$，则立即有：矢量 $\vec{x}$ 在集合 χ 上是效用 max-min 公平的，当且仅当：$\phi(\vec{x})$ 在集合 $\phi(\chi)$ 上是 max-min 公平的。如果取 $\phi_i(x_i)=x_i/w_i$，则效用 max-min 公平便成为带权 max-min 公平。

4 两类不同的研究思路

在已有的研究成果中有两类实现公平调度的方法：一种是基于效用函数的方法，另一种则是使用公平队列的方法。

4.1 基于效用函数(utility function)的方法

记流 i 的效用函数记为 $U(r_i)$，它是流 i 信道分配速率 r_i 的函数。进一步要求：$U(r_i)$ 是定义在 $r_i\geqslant0$ 上的单调增且严格凸的连续可微函数。文[14]中已经证明：使凸效用函数最大等价于实现某些全局范围内的公平。可见，一个凸效用函数对应于一种公平模型。因此在共享信道的 ad hoc 网中任何公平模型的建立都等价于确定一效用函数 $U(r_i)$，使总效用达到最大。

文[15]中把流 i 的目标函数表述为：

$$\max J(r_i)=\alpha U(r_i)-\beta p_i r_i$$

其中 p_i 是流 i 可以检测到的冲突，α 和 β 是系统参数，分别表示效用常数和惩罚常数。通过调整 α 和 β 的大小可以平衡最大效用和最小失败概率。文[16]中已经证明：当每个流 i 的目标函数 $J(r_i)$ 均到达最大时，总效用 $\sum_{i\in V}J(r_i)$ 也随之达到最大。该性质带给我们的启示是：要求解所有流总效用最大值问题，可以通过分布式地求解单个流目标函数的最大值问题来实现。

注意到目标函数 $J(r_i)$ 在如下情况达到最大：

$$\frac{dj(r_i)}{dr_i}=0\Leftrightarrow\alpha U'(r_i^*)-\beta p_i=0$$

$$\Leftrightarrow\alpha-\beta p_i/U'(r_i^*)=0$$

其中 r_i^* 是最优信道分配速率。

由于 $U(r_i)$ 是凸函数且惩罚函数是线性函数，所以 $J(r_i)$ 是单峰函数。下面的公式可以用于在信道分配速率最优点附近摆动：

$$\dot{r}_i=\alpha-\beta p_i/U'(r_i^*)$$

其中 $\dot{r}_i$ 是信道分配速率的变化率。

不难看出，该公式中存在一个平衡点等于 $\frac{dJ(r_i)}{dr_i}=0$ 的最优解。于是有如下重要的定理：

定理3 记流 i 的效用函数为 $U(r_i)$。如果流 i 的信道分配速率 r_i 按照下式变化：

$$\dot{r}_i=\alpha-\beta p_i/U'(r_i)$$

则网络效用和流效用函数分别收敛于各自的最优解，同时系统也收敛于最优点。对于带权公平，可以把 α 用 $w_i\alpha$ 代替，这样将得到一个最优的速率分配，它是权重和效用函数的函数。

效用函数选取的不同会导致系统公平模型的不同。效用函数一般的形式为：

$$U(r_i)=-1/r_i^v,v>0$$

(1)当 $v=1$ 时，相应的效用函数 $U(r_i)=-1/r_i$，此时得到的公平模型称为最小潜在时延公平(minimum potential delay fairness)模型[17]；

(2)当 $v=0$ 时，相应的效用函数 $U(r_i)=\log r_i$，此时得到的公平模型称为按比例公平模型；

(3)当效用函数 $U(x_i)=-(-\log x_i)^n$ 时，其中 $0<x_i<1$ 为归一化的速率分配，$n\rightarrow\infty$，此时得到的公平模型称为 max-min 公平模型。

本文提出了一种机制，使用上述机制可以把任一给定的公平模型转变为相应的竞争仲裁算法。该机制具有非常大的理论价值，但是在我们的研究中发现，该机制在实现上效率比较低。比如该文中提出，若效用函数 $U(x_i)$ 取 $-(-\log x_i)^n$，且 $0<x_i<1$ 为归一化的速率分配，在 $n\rightarrow\infty$ 时，输出带分配收敛于 max-min 公平分配。如果面对带宽连续更新的情形，在 n 很大时，更新数量则变得非常巨大。比如，如果用户的带宽是 x_i，x_i 按照公式 $\alpha-(\beta x_i p(x_i))/(n(-\log x_i)^{n-1})$ 更新，α 和 β 是系统常数，$p(x_i)$ 是在带宽为 x_i 时的竞争失败概率。此时，除非发送速率非常小(此时会导致带宽利用率非常低)，不然分组冲突不可避免。随着 n 变得越来越大，$n(-\log x_i)^{n-1}$ 变得非常小。因此，更新数量在 x_i 接近1时变得非常巨大。可见，使用大 n 并不理想，但是使用小 n 的话，近似效果并不好。于是，在实际公平调度算法的设计中，使用效用函数的方法并不理想。

4.2 使用公平队列的方法

使用公平队列的方法中一种最典型的策略是在保证每个流收到一个最小公平份额的基础上，最大程度地利用带宽。该方法实质上是在公平和信道利用率之间做出的一种折衷，采用该种思路的代表性的文献有文[18～21]，它们都是建立在如下核心算法的基础之上：

维普资讯 http://www.cqvip.com

权重为 r_i 的流 i 获得的最小公平份额为 $(r_i/\sum_{j\in N^2(i)} r_j)C$。为了保证该最小公平份额，为每个分组设置了两个标签，S 标签和 F 标签。流 f 的第 n 个分组的 S 标签和 F 标签，分别记为 $ST_{f,n}$ 和 $FT_{f,n}$，其值由下面的公平确定：

$$ST_{f,n}=\max\{v(t_{f,n}),FT_{f,n-1}\}$$

$$FT_{f,n}=ST_{f,n}+L/r_f$$

其中 $t_{f,n}$ 是流 f 的第 n 个分组的达到时间，L 是分组的大小，$v(t)$ 是 t 时刻的虚时间，其值等于 t 时刻信道中正在传输的分组的 S 标签。

记集合 D 为一"基本"流集合，虚时间 $v(t)$ 定义为集合 D 中所有 HOL(Head-Of-Line)分组的 S 标签中的最大值。算法描述如下：

(1)设 D 为空集合。如果某个 HOL 分组的 S 标签不大于 $v(t)+L$，则把该分组所属的流的状态设为 contend，否则设为 no-contend。

(2)如果没有流处在 contend 状态，则把最小 S 标签的流加入集合 D，跳到步骤(3)。否则，把具有最小 F 标签的 HOL 分组所属的流 f 加入集合 D，并把 $N(f)$ 中所有流的状态均设为 no-contend。

(3)令 $v(t)$ 等于集合 D 中所有流的 HOL 分组中 S 标签的最大值。更新集合 D 中所有流的 S 和 F 标签。

(4)求出图 $G-N(D)$ 的最大独立集 S。

(5)调度 $S\cup D$ 中的流。不增加 S 中流的 S 和 F 标签。

上述算法是建立在 STFQ[3]基础之上的，因此上述算法的公平性在理想情况下应该与 STFQ 的公平性相同。但是，注意到步骤(4)需要求解最大独立集，而求解最大独立集是一个 NP-完全问题，作者采用了最小度贪心算法来近似求解最大独立集。而最小度贪心算法的性能与网络拓扑结构有很大的关系，对于某些拓扑，该贪心算法性能并不好。

5 一种新的公平调度算法

基于对 ad hoc 网分组调度公平性的研究，本文提出了一种新的适用于 ad hoc 网的公平调度算法。

5.1 算法描述

在描述该算法之前，首先要定义一些重要的概念：

定义8(集群) 图 G 的一个完全子图称为图 G 的一个集群。

定义9(极大集群) 一个集群如果不能包含在任意其它集群中，则该集群称为极大集群。

定义10(单集群流和多集群流) 若流 i 只属于一个极大集群 C_i，则流 i 称为 C_i 中的单集群流；若流 i 同时属于两个或两个以上极大集群，则流 i 称为多集群流。

定义11 极大集群 C_i 的权重 W_{C_i}：

$W_{C_i}=C_i$ 中所有单集群流的权重之和。

定义12 极大集群 C_i 的速率 R_{C_i}：

$$R_{C_i}=(W_{C_i}/W)C$$

其中 $W=\sum_{C_i} W_{C_i}$，C 为该 ad hoc 网的带宽。显然所有 R_{C_i} 之和为 C，即带宽得以充分利用。

在流竞争图中，极大集群代表着一个极大流集合，该集合中的所有流彼此互相竞争。在任一时刻，极大集群中的所有流至多允许一个被调度。

图3所示的是图2的极大集群图。每个椭圆覆盖的范围是一个极大集群。该图中共有三个极大集群，分别记为 C_1，C_2，C_3。其中 $C_1=\{f_1,f_2,f_3,f_4\}$，$C_2=\{f_3,f_4,f_5,f_6\}$，$C_3=\{f_4,f_5,f_6,f_7\}$。流 f_1 是 C_1 中的单集群流，流 f_3 同时属于 C_1 和 C_2，流 f_4 同时属于 C_1，C_2 和 C_3，故 f_3 和 f_4 均为多集群流。图3中每个流后面括号里面的数字是该流的权重。

子算法 S_1(极大集群 C_i 内部单集群流的公平调度算法)：按照 C_i 中每个单集群流权重的降序依次调度各个单集群流，获准调度的流 i 以速率 R_{C_i} 传输 $(W_i/W_{C_i})W$ 个时槽。

算法 S

(1)确定 G' 中的所有极大集群 C_1，C_2，C_3…

(2)每个极大集群 C_i 分布式地执行子算法 S_1。若所有的极大集群彼此没有公共流，即 G' 中没有多集群流，则算法终止；否则，进入下一步骤。

(3)记图 G' 中所有多集群流构成的子图为 G''，G'' 取代 G' 的地位，递归地调用算法 S。

如此反复地执行算法 S，得到的流竞争子图越来越小，最后必然收敛到一些没有公共流的极大集群。这样一个过程称为一个调度周期 T。容易证明 $T=\sum_{i\in V} W_i$。一个调度周期结束后进入下一个调度周期，重复前一周期的调度过程。

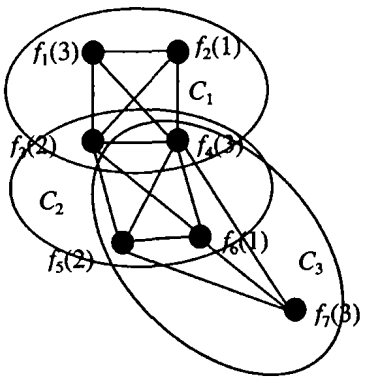

图3 极大集群示意图

5.2 算法实现的关键问题

极大集群的引入是本算法最显著的特色，在构建极大集群的时候，有两个重要的问题需要回答：(1)哪些节点构成一个极大集群；(2)某个节点属于几个极大集群。要回答这两个问题，必须设计出能够求出给定图中所有极大集群的算法。在已有的图论著作中，有专门求解该问题的算法，但是，这些算法都是集中式实现的，而 ad hoc 网中则要求分布式实现。文[22]中提出了一种分布式求解极大集群的算法：

假定流 f 由节点 i 发往节点 j，任一包含流 f 的极大集群都是 $G(N^2(f))$ 的子集，其中 $G(N^2(f))$ 是图中边集合为 $N^2(f)$ 的生成子图。于是可以先构建 $G(N^2(f))$。为了构建 $G(N^2(f))$，发送该流的节点 i 需要将其连通度及其权重信息广播直至两跳远。根据这些信息，节点 i 就可以执行 Bierstone 算法[23]来求出所有包含流 f 的极大集群。

5.3 模拟结果和性能分析

5.3.1 模拟结果 对于图1所示的网络拓扑图，各个流权重的取值如图3所示。容易求得周期 T=15。算法 S 在第一轮执行结束后，得到的子图 G'' 如图4所示，它恰恰是一个极大子图，于是执行子算法 S_1，子算法 S_1 结束后则该调度周期 T 结束。一个调度周期结束后则进入下一个调度周期，并且重复前一周期的调度过程。这样一直进行下去，直到所有分组均调度完毕。每个流在一个调度周期(T=15)内传输的时槽数量以及归一化的传输速率如表1所示。

(下转第183页)

维普资讯 http://www.cqvip.com

故这两个 for 循环的时间复杂度为 $O(n^2)$；又因为循环内部时间复杂度最高的是语句①和②，为 $O(n)$，从而该算法的时间复杂度为 $O(n^3)$。

结束语 上述的定理和算法为基于井字空间的方向关系组合运算表的定性推理提供了有效的方法和手段。由于 GIS 中空间数据具有海量的特点，基于这些特点改进算法，使其适合实际的 GIS 的应用，并将其结合到定性推理中还需要作深入的研究。

参 考 文 献

1 陈军，赵仁亮. GIS 空间关系的基本问题与研究进展. 测绘学报，1999，28(2)：95～102

2 Frank A U. Qualitative spatial reasoning: cardinal directions as an example [J]. INT. J Geographical Information Systems，1996，10(3)：269～290

3 Cohn A G，Bennett B，Gooday J，Gotts N M. Qualitative Spatial Representation and Reasoning with the Region Connection Calculus. Geoinformatica，Kluwer Academic Publishers，Boston. Manufactured in The Netherlands. 1，1997. 1～44

4 刘亚彬，刘大有，等. 定性空间表示与定性空间的研究与发展. 计算机科学，2003，30(3)：65～67

5 应新洋. 地理信息系统中拓扑空间关系及空间推理研究：[硕士学位论文]. 重庆：重庆大学，2003

6 曹菡，陈军等. 方向关系与距离关系的定性描述与推理. 西安石油学院学报(自然科学版)，2001，16(1)：68～72

7 廖士中，石纯一. 定性空间推理的研究与进展. 计算机科学，1998，25(4)：11～13

(上接第32页)

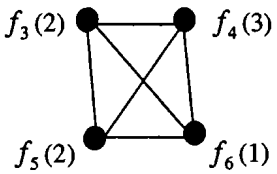

图4 子图

表1 分组调度统计表

流 ID	f_1	f_2	f_3	f_4	f_5	f_6	f_7
周期 T 内传输的时槽数量	5.25	1.75	2.0	3.0	2.0	1.0	7.0
归一化的传输速率	0.57	0.57	1.0	1.0	1.0	1.0	0.43

5.3.2 性能分析 (1)在每个周期 T 内实现了带权 max-min 公平。该算法把时间 t 按照周期 T 进行了分割，在每个周期内，该算法是带权 max-min 公平的。这是因为，在一个调度周期内，每个流均被调度，并且任一流 i 的传输速率($\frac{W_{C_i}}{W}C$)与传输时槽($\frac{W_i}{W_{C_i}}W$)之积等于 W_iC，归一化后恰好等于该流 i 的权重 W_i。表1给出了一个直观的验证。

(2)带宽利用率为100%。这是因为算法 S 是在可以同时传输的流之间实现带宽的带权分配，于是，在任一时刻，带宽均处于完全被利用的状态。

总结与展望 对 ad hoc 无线网分组调度算法公平性的研究是近期网络领域的一个热点同时也是难点。本文在系统地研究公平调度算法的基础上，提出了一种新的分组调度算法。理论分析和模拟结果都表明该算法实现了带权 max-min 公平及带宽资源的最大利用。但是就该公平调度算法本身而言，我们认为仍有许多值得研究的地方：

(1)全分布式地实现。本文提出的算法在计算极大集群速率的时候仍然需要全局流的信息，比如权重。虽然可以预留专门的信道来传播权重等信息，但是在网络拓扑非常巨大的时候，传播信息的通信量则不能忽略，从而会对算法性能造成影响。如何实现完全意义上的"分布式"算法，则是下一阶段研究的目标。

(2)动态权重下的公平。本文定义的权重都是静态意义上的权重，即在调度之前每个流的权重就已经确定，并且在算法执行的过程中均不会变化。这当然有广泛的应用背景，但是对于权重无法在初始时刻静态分配的应用，如何实现动态权重下的公平，同样是一亟待解决的问题。

参 考 文 献

1 Demers A，Keshav S，Shenker S. Analysis and simulation of a fair queueing algorithm. In：Proc. of ACM SIGCOMM'89，1989

2 Bennett J，Zhang H. WFQ：worst-case fair weighted fair queueing. In：Proc. of IEEE INFOCOM'96，1996

3 Goyal P，Vin H，Chen H. Start-time fair queueing：A scheduling algorithm for integrated service access. In：Proc. of ACM SIGCOMM'96，1996

4 Bhagwat P，Bhattacharya P，Krishma A，Tripathi S. Enhancing throughput over wireless LANs using channel state dependent packet scheduling. In：Proc. of IEEE INFOCOM'97，1997

5 Lu S，Nandagopal T，Bharghavan V. Fair scheduling in wireless packet networks. In：Proc. of ACM MOBICOM'98，1998

6 Lu S，Bharghavan V，Srikant R. Fair scheduling in wireless packet networks. In：Proc. of ACM SIGCOMM'97，1997

7 Ramanathan P，Agrawal P. Adapting packet fair queueing algorithms to wireless networks. In：Proc. of ACM MOBICOM'98，1998

8 Eugene Ng T，Stoica I，Zhang H. Packet fair queueing algorithms for wireless networks with location-dependent errors. In：Proc. of IEEE INFOCOM'98，1998

9 Kelly F，Maulloo A，Tan D. Rate control in communication networks：shadow prices，proportional fairness and stability. Journal of the Operational Research Society，1998，49:237～252

10 Bertsekas D，Gallager R. Data networks. Prentice-Hall，1987

11 Radunovic B，Le Boudec J Y. A unified framework for max-min and min-max fairness with applications：[Technical report IC-200248]. EPFL，July 2002

12 Tassiulas L，Sarkar S. Max-min fair scheduling in wireless networks. In：Proc. of IEEE INFOCOM'02，2002

13 Rubenstein D，Kurose J，Towsley D. The impact of multicast layering on network fairness. IEEE/ACM Trans. Networking，2002，10(2)

14 Shenker S. Fundamental design issues for the future internet. IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)，1995，13：1176～1188

15 Nandagopal T，Kim T，Gao X，Bharghavan V. Achieving MAC layer fairness in wireless packet networks. In：Proc. of ACM MOBICOM'00，2000

16 Kunniyur S，Srikant R. End-to-end congestion control schemes：utility functions，random losses and ECN marks. In：Proc. of IEEE INFOCOM'00，2000

17 Massoulie L，Roberts J. Bandwidth sharing：Objectives and algorithms. In：Proc. of IEEE INFOCOM'99，1999

18 Luo H，Lu S. A topology-independent fair queueing model in ad hoc wireless networks. In：Proc. of IEEE ICNP'00，2000

19 Luo H，Medvedev P，Cheng J，Lu S. A self-coordinating approach to distributed fair queueing in ad hoc wireless networks. In：Proc. of IEEE INFOCOM'01 2001

20 Wu X，Yuen C，Gao Y，Wu H，Li B. Fair scheduling with bottleneck consideration in wireless ad-hoc networks. In：Proc. of IEEE IC3N'01，2001

21 Luo H，Lu S，Bharghavan V，Cheng J，Zhong G. A packet scheduling approach to QoS Support in multihop wireless networks. ACM Journal of Mobile Networks and Applications (MONET)，Special Issue on QoS in Heterogeneous Wireless Networks，2002

22 Xue Y，Li B，Nahrstedt K. Price-based resource allocation in wireless ad hoc networks. In：Proc. of IEEE INFOCOM'03，2003

23 Augustson J，Minker J. An analysis of some graph theoretical cluster techniques. Journal of the Association for Computing Machinery，1970，17(4)