

文章编号:1001-9081(2009)02-0487-04

调度和拥塞控制相结合的无线网络资源分配模型

于 骊^{1,2}, 史子博^{1,2}, 舒炎泰¹, 马懋德²

(1. 天津大学 计算机科学与技术学院, 天津 300072; 2. 南洋理工大学 电机与电子工程学院, 新加坡 639798)

(yuli@tju.edu.cn)

摘 要:研究了基于 WLAN 访问 Internet 的网络基站处流,提出了一种基于队列长度的调度方法和基于信道容量的拥塞控制模式,以达到网络资源的公平分配,并解决由于不恰当处理基站处堆积数据包而引起的弊端。在提出的资源分配模型中,调度算法根据各条流堆积的队列长度来随机地选择将要发送的数据分组;而拥塞控制模式中,将链路使用率作为拥塞指示,通过计算,平等地反馈给每一条流的发送端。发送端根据反馈到的拥塞信息来调整发送速率,以达到资源分配的公平性。仿真的结果表明:各条流能公平地共享无线网络的带宽。此算法的最大的优点在于基站不需要按照某种特定的公平性定义来选择数据包却能达到很高的公平性。

关键词:调度;拥塞控制;公平性;无线局域网

中图分类号: TP393.17 **文献标志码:** A

Combining scheduling and congestion control for fair resource allocation in WLAN

YU Li^{1,2}, SHI Zi-bo^{1,2}, SHU Yan-tai¹, MA Mao-de²

(1. School of Computer Science and Technology, Tianjin University, Tianjin 300072, China;

2. School of Electrical and Electronic Engineering, Nanyang Technological University, Singapore 639798)

Abstract: In this paper, focusing the attention mainly on the downlink traffic, the authors presented a scheduler based on queue length at base station and a congestion control scheme based on the wireless channel. The scheduler scheduled flows proportionally to their backlogged queue length, meanwhile made its best effort to flows with the QoS requirement. Flows that have a higher arrival rate were more probable to be chosen, which lead to a fair resource allocation of the total bandwidth. The authors used the link utilization as the congestion indicator and fed it back to the sender to adjust the sending rate, hence realized congestion control. The link utilization was computed by the channel busy time at a predefined time period. The simulation results verify our analysis that our scheduler and congestion control scheme allocate the resource at a considerable fairness degree.

Key words: scheduling; congestion control; fairness; Wireless Local Area Network (WLAN)

0 引言

无线信道是一种共享资源,用户如需访问网络则必须竞争信道。所以,如何将这种共享资源以一种公平且有效的方式分配给每个竞争用户显得极其重要。然而,由于无线信道的时分特性,对于不同用户来说其信道状况可能不一致,为寻求这种公平分配方式增加了很多困难。而且,信道模型和统计数据的缺乏更进一步加剧了解决问题的复杂性。本文研究了基于无线局域网(Wireless Local Area Network, WLAN)访问 Internet 的网络中对于下行流的资源公平分配问题。图 1 对我们所研究的网络结构进行了简单的描述。

图 1 中,由于无线带宽远低于有线带宽,基站成为一个瓶颈节点。按照 IEEE 802.11 DCF 协议的定义,当基站需要发送数据包时,必须和移动节点共同竞争信道,因此将导致更低的发送速率,并进一步加剧了数据包积累。尤其是当移动节点从位于 Internet 中的服务器下载文件,或者在线游戏、视频点播等时,这种情况更容易发生。由于基站承担着连接

WLAN 和 Internet,并进行数据包转发的重要的角色,如果堆积在基站处的数据包没有及时处理,很容易造成网络性能的急剧下降,甚至坍塌。从应用的观点来看,调度方式比较适合处理非响应流,如 UDP 之类发送节点以某种固定速率发送而不能收到从网络中反馈回来的拥塞信息的流;而拥塞控制比较适合响应流,如 TCP 一类根据从网络中反馈回来的拥塞信息进行发送窗口调节的流。就目前的现实情况(包括图 1 所示的网络)而言,TCP 流总是混合大量 UDP 流。众所周知,TCP 的滑动窗口控制模式和 IEEE 802.11 MAC 协议一起工作会造成严重的公平性问题,从而导致无线资源的不公平分配^[1,4,5,9]。基于速率的传输控制方法相对于基于滑动窗口控制来说在无线环境中更具有优势^[6-8]。

因此,本文将调度算法和拥塞控制算法结合起来解决前面提到的问题,提出一个以瞬时队列长度作为调度依据和以信道利用率作为拥塞指示的基于速率传输控制的无线网络资源分配模型,以达到资源的公平分配,有限无线带宽的合理利用。该模型为每一条流在基站处保留一条队列,利用各队列长度作

收稿日期:2008-08-11;修回日期:2008-10-07。

基金项目:国家自然科学基金资助项目(90604013,60702038);国家 863 计划项目(2007AA01Z220)。

作者简介:于骊(1975-),男,天津人,博士研究生,主要研究方向:计算机网络拥塞控制;史子博(1985-),男,天津人,硕士研究生,主要研究方向:无线网络试验床;舒炎泰(1942-),男,江西于都人,教授,博士生导师,主要研究方向:计算机网络与分布技术、实时计算机应用、计算机集成制造系统;马懋德,男,天津人,副教授,主要研究方向:无线网络及通信、网络计算、光网络、交换技术。

为调度依据,配合以调度控制因子,队列越长的流以更大的概率被调度;而同时将无线链路的利用率作为拥塞指示。基站周期性地计算无线链路的可利用带宽并平均分配给每条流,将计算值嵌入数据包包头预先定义的区域。当接收节点成功接收到数据包后,将此区域的值拷贝给 ACK,并由 ACK 携带至发送端。发送端按照此值来更新自己的发送速率。这样做的优点在于系统不必选定某一个特定的公平准则来选择要发送的数据包,比如最大最小公平或比例公平^[14],只需要按照设计好的算法执行,就能达到资源的公平分配。而且,整个算法需要发送节点,接收节点和基站共同协作进行,所以,又是一个分布式的系统,将计算开销在各网络组件上进行了均衡。

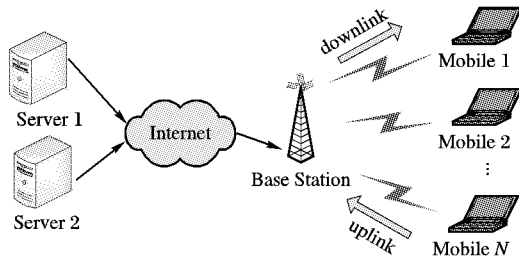


图1 基于基站访问 Internet 的 WLAN 应用图示

1 系统模型

考虑一个由 n 个移动节点和一个基站组成的典型的 WLAN,如图1所示,其中移动节点通过基站访问 Internet。如果基站的缓冲区足够大,并能够在缓冲区内为每一条流保留一列单独的 FIFO 队列,且各条通过基站的流所对应的队列之间动作相互独立。假设时间分为时隙,每一个时隙只能有一条流发送数据包;且在 k 时刻第 i 条流对应的队列长度为 $q_i[k]$ 。整合了调度算法和拥塞控制的系统模型图如图2所示。同样假设单位时间内到达基站的数据包为 $a_i[k]$ 个,如果有 m 条下行流通过基站,则对第 i 条流对应的队列长度的估算为:

$$q_i[k+1] = (q_i[k] + a_i[k] - \mu_i[k])^+, i = 1, 2, \dots, m \quad (1)$$

在这里,如果 $y > 0$ 则 $(y)^+ = y$;反之则为 0。实际上在物理实现上并没有必要给每条流开辟出单独的缓冲区来保存队列,只要在每一个数据包到达基站时进行适当的标记,则相同标记的数据包属于同一条流。

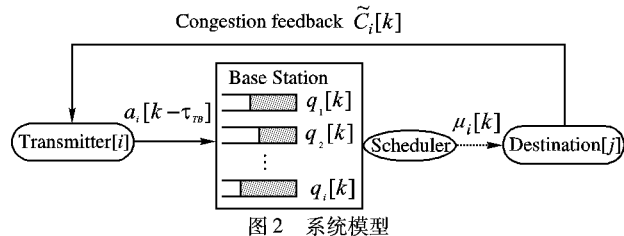


图2 系统模型

如果数据包从发送端到基站所用的时间为 τ_{TB} , 其中 τ_{TB} 包含了有线链路传输过程中的传输延迟和排队延迟,则从基站的观点来看,有:

$$a_i[k] = \gamma \cdot S_i[k - \tau_{TB}] \quad (2)$$

其中 $S_i[k]$ 表示单位时间内发送端发送的数据包个数,而 γ 是控制参数,在这里表示在基站处的数据包聚集速率。调度器在基站处按照第2章式(4)所描述的调度算法调度某条流的数据包进行发送,且在预先定义的时间周期内计算无线链路的利用率,并将其作为拥塞指示。当数据包到达接收端后,接收端将网络拥塞状况显式反馈给接收端。接收端接收到 ACK 后,根据式(3)更新发送速率 S_i :

$$S_i[k + rtt] = S_i[k] + \Delta S_i[k] \quad (3)$$

式(3)中, $\Delta S_i[k]$ 是根据反馈的拥塞水平计算出来的发送速率增加值。

式(1)、(2)和(3)构成了网络基本的传输控制模型。

2 调度算法

考虑由式(1)、(2)和(3)所描述的网络模型,在第 k 个时刻,假如基站发送完一个数据包后而缓冲区不为空,则基站将继续调度某一条流的数据包准备下次发送。调度的方法是从缓冲区各条队列中随机地选取某条队列作为发送目标,选取的依据为使得式(4)计算的概率最大,且独立于第 $k-1$ 时刻的发送。

$$p_i[k] = \frac{\alpha_i q_i[k]}{Q[k] + B}, i = 1, 2, \dots, m \quad (4)$$

式中 $q_i[k]$ 是第 i 条流所对应的队列长度, $Q[k]$ 是总的队列长度,即 $Q[k] = \sum_{i=1}^m q_i[k]$ 。如果第 i 条流被调度,基站将把其队列中处于队首位置的数据包发送。在式(4)中, B 和 $\{\alpha_i\}$ 是正的控制参数。 B 经常取一个很小的数值来确保调算法在极端情况下能正常工作,比如缓冲区队列为空。 $\{\alpha_i\}$ 对某些具有 QoS 需求的流来说非常重要,它决定着这条流是否会以更大的概率被调度。比如,没有 QoS 需求的流对应的队列在某时刻在所有队列中是最长的,按照(4)的调度法则,此流将被选中。但如果某条具有 QoS 需求的流更加急迫需要被发送,此时调节 $\{\alpha_i\}$ 值,将会使具有 QoS 需求的流以更大的概率被调度。 $\{\alpha_i\}$ 一般是预先设定,其取值范围为 $0 < \alpha_i \leq 1$,对于延迟敏感的流, α_i 的值越接近于 1。在实现中,建议将 $\{\alpha_i\}$ 的值设置为 $0.90 < \alpha_i < 1$ 。显而易见,模型(2)中 γ 对队长 $q_i[k]$ 有明显的影响,而 $q_i[k]$ 又将进一步影响被调度的概率。因此, $\{\alpha_i\}$ 和 γ 对某些具有 QoS 需求的流来说,将直接决定着最后的应用效果。

调度算法式(4)是基于这样一个直观的事实:发送速率 $S_i[k]$ 越大的流,其数据包越容易在基站处堆积而形成队列;且其队列越长,为了防止缓冲区溢出丢包并保证系统运行平稳,就越需要及时排空队列。所以选择 $p_i[k] \propto q_i[k]$ 作为调度准则,同时尽最大努力满足各条流的对 QoS 的要求。因此,具有更大 $a_i[k]$ 的到达速率的流以更大的概率被调度,并通过调节调度算法的各参数,以达到资源的公平分配。

3 拥塞控制

3.1 拥塞指示与信道利用率

在有线环境中,当链路的负载接近或者达到链路的容量时,我们称之为拥塞^[4]。如果网络组件的服务速率(service rate)小于输入速率,数据包将会在瓶颈节点出堆积。传统 TCP 中拥塞控制是在发送端执行。由于在有线环境中,所有的丢包都是由于拥塞引起的,因此每当发送端检测到丢包时,便将减小拥塞窗口。在无线环境中,丢包并不一定都是由拥塞引起,有可能是信道错误^[10]。因此丢包不再适合作为无线网络的拥塞指示。对于图1所示的网络来说,基站是潜在的瓶颈节点,WLAN 的容量直接决定着整个网络的容量。类似于有线环境的定义,我们可以利用无线信道的利用率来作为无线网络的拥塞指示。

3.2 信道利用率的计算

信道利用率是在 MAC 层按照预先定义的时间周期内发

送的数据帧,控制帧和管理帧所占用的时间百分比^[1,15]。为了减少计算开销,我们选择每1秒计算1次。计算时,将每1秒钟内发送的所有数据帧,控制帧和管理帧所消耗的时间相加,并将伴随这些帧的 DIFS 和 SIFS 相加。在一个拥塞的网络中,任何时刻,至少有一个用户需要进行发送,也就是说,可以认为在任何时刻,至少有一个节点的退避计数器(backoff counter)为零。另一方面,在一个并不拥塞的网络里,需要发送帧的节点仍然需要进行退避。假设退避时间的选择遵守均匀分布,则利用信道忙时间(channel busy time) $B(t)$ 信道利用率 $U(t)$ 按照以下两式计算:

$$U(t) = \frac{B(t)}{10^6} \quad (5)$$

$$B(t) = \sum [rB_{RTS} + cB_{CTS} + aB_{ACK} + bB_{BEACON} + (\sum_{l=0}^m \mu_l B_{DATA})] \quad (6)$$

其中 r, c, a, b, m 是1秒内 RTS, CTS, ACK, BEACON 和 DATA 帧的数量, L 是数据帧的长度。 $B_{RTS}, B_{CTS}, B_{ACK}, B_{BEACON}$ 和 B_{DATA} 表示信道被 RTS, CTS, ACK, BEACON 和 DATA 帧所占用的时间。这些占用时间很容易通过文献[3]所描述的计算方法得到。

3.3 拥塞控制

尽管信道利用率 $U(t)$ 在无线网络中是一个很好的拥塞指示,但根据式(5)和(6)计算出的 $U(t)$ 并不能直接应用于拥塞控制,必须作一些变形。我们将信道利用率 $U(t)$ 转化为可利用信道容量,假设无线信道带宽为 W bps, 平均包长为 \bar{L} bits, 则任一时刻 t 可利用信道容量 $\bar{C}(t)$ 为:

$$\bar{C}(t) = \frac{W \cdot (1 - U(t))}{\bar{L}} \quad (7)$$

式(7)的直观解释是目前无线网络中还能容纳多少个数据包。也就是说,基站还可以发送多少数据包到 WLAN 中而不引起拥塞。如果仅仅只有一条流通过基站,则基站很容易决定允许这条流的发送端发送 $\bar{C}(t)$ 个数据包。如果有 m 条流通过基站,为了达到公平性,允许每条流的发送端发送的最大数据包个数为:

$$\bar{C}_i(t) = \frac{\bar{C}(t)}{m} \quad (8)$$

这样,基站将按照式(8)计算得到的 $\bar{C}_i(t)$ 嵌入到每个数据包的头部,待数据包到达其终点时,如果接收成功,则将 $\bar{C}_i(t)$ 取出,拷贝到 ACK 的头部相应的区域。发送端按照 ACK 所携带的 $\bar{C}_i(t)$ 按照式(9)来调整发送速率,其中 rtt 表示往返时间:

$$S_i(t + rtt) = S_i(t) + \bar{C}_i(t) \quad (9)$$

4 仿真评估

我们在 NS-2 中采用图3所示的拓扑结构对此模型进行了仿真评估^[11]。仿真中, S1 到 S5 是位于 Internet 中的5台不同的服务器, MN1 和 MN2 是两个移动节点, R 是路由器, 而 AP 是连接有线环境和 WLAN 的基站。每一个移动节点, 包括基站, 采用的路由协议为 NOAH^[12]。MAC 协议采用 IEEE 802.11 DCF, 且不采用 RTS-CTS 机制; 传播模型使用 Ricean 模型^[13]。Ricean 模型中, 参数 K 取值越大, 则通信信道更稳定。在仿真中我们取值为 256。无线带宽设置为 11 Mbps, 数据包大小为 1 000 Bytes。其他参数, 如 SIFS 和 DIFS 以及 PLCP 按照文献[3]来设置。调度的队列处于 LL 层和 MAC

层之间, 且为每一条流实现一条 FIFO 队列。我们采用公平指数 F 来衡量公平程度^[14]:

$$F = \frac{[\sum_{i=1}^N X_i]^2}{N \sum_{i=1}^N X_i^2} \quad (10)$$

其中 X_i 是第 i 条流的吞吐量, N 是总的流的数目。我们将做一组对比实验来考查此调度和拥塞控制结合的资源分配模型的吞吐量和公平性指数。

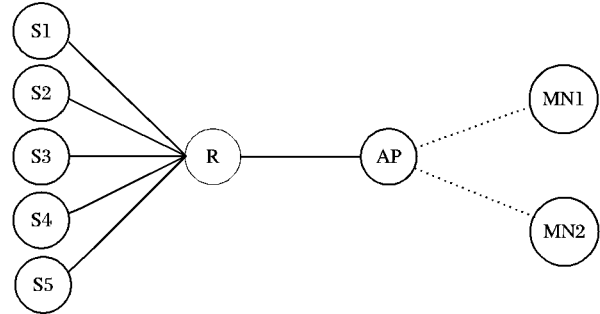


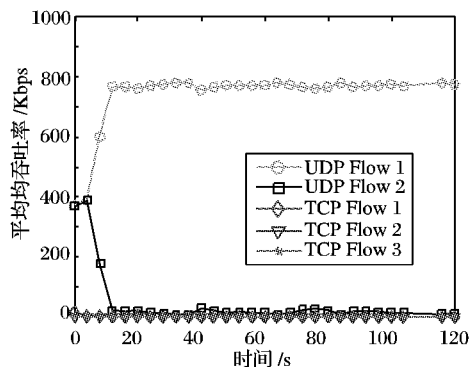
图3 仿真拓扑结构

利用图3的拓扑和前段描述的配置, 从服务器 S1 和 S2 到接收端 MN1 建立2条 UDP 流; 从服务器 S3, S4 和 S5 到接收端 MN2 建立3条 TCP 流。移动节点 MN1 和 MN2 处于静止状态。其对比实验采用相同的场景和配置, 只是将从服务器 S3, S4 和 S5 到接收端 MN2 的流采用上文中所描述的调度算法和拥塞控制相结合的资源分配模型(标记为 FRA Flow)。其中 UDP 模拟一些对时延比较敏感的流, 而 FRA 流模拟对时延要求不高的流。从本文的观点来看, 也就是说 UDP 流要比 FRA 流要求更大的发送概率。FRA 流在应用层被模拟为 FTP 协议, 意味着发送端时刻都有数据包发送。UDP 的数据包大小设置为 500 Byte, 800 Kbps 的发送速率; 而 TCP 的数据包大小设置为 1 000 Byte, 拥塞控制方式为 Reno。式(4)中的参数 B 设置为 1, 而对于参数 α_i , FRA 流设置为 0.90 而 UDP 流设置为 1。仿真实验持续 120 s, 每 4 秒计算一下平均吞吐量, 且重复 5 次实验来求取每次结果的平均值。仿真结果如图 4, 5 所示。

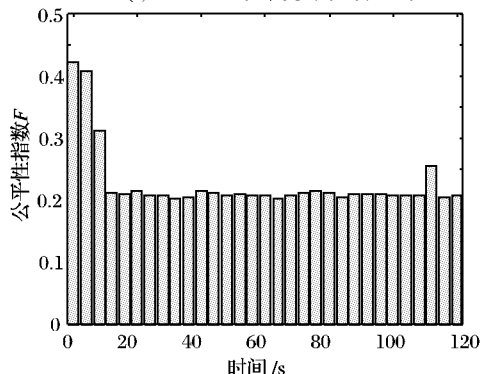
从图4中可以清楚地看出, 在不采取此模型的实验中, 各条流根本无法共享无线链路。从实验开始, UDP 便将 TCP 压制住, 使其窗口不能增长。由于 UDP 的发送速率较高, 能迅速占用无线链路, 且由于无线链路的共享特性, 即使在 TCP 接收端成功接收到数据包后, UDP 流对 ACK 的压制, 使得发送端根本无法接收到从接收端返回的 ACK, 只有不停地减小窗口, 直至“饿死”。在 trace 文件中可以看到, 在随后的实验中, TCP 试图建立新的连接, 但都以失败告终。然而, 如果建立一个低速率的 UDP 流, TCP 有较高的吞吐量。

从图5中很明显看到, 5条流能公平地共享无线链路, 并且将自己所保有的份额保持到仿真结束。这表明我们的资源分配模型达到了预期的目的。同样可以看出, UDP 的吞吐量比 TCP 的稍微高一些, 这进一步验证了我们在第3部分提及的控制参数 $\{\alpha_i\}$ 对性能的影响: 拥有更大的 α_i 的流会以更高的概率被调度, 从而导致更高的吞吐率。同时, FRA 的吞吐量比 TCP 有显著的提高, 其原因是 FRA 并不按照 TCP 的拥塞控制模式来决定发送速率。式(9)总能保证发送端以无线链路所能容纳数据包的最大数量来发送。由于将可利用的链路容量平均地分配给各条流, 因此总能保证很高的公平性。图5(b)描述了按照(10)计算出的公平指数。从图中可以看

到,整个实验中公平性指数基本上维持在 0.9~1.0 之间。总而言之,我们提出的调度算法和拥塞控制模式能达到资源的公平分配。

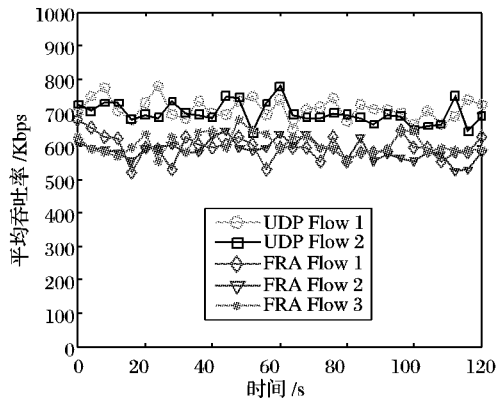


(a) UDP+TCP 各条流的平均吞吐量

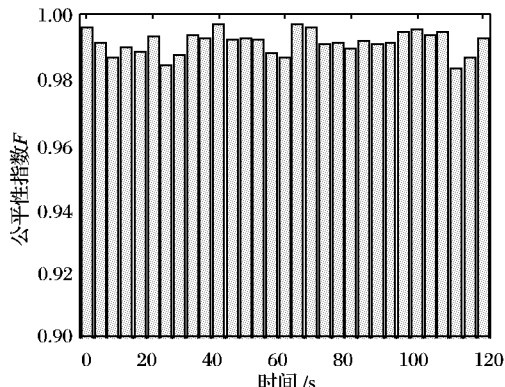


(b) UDP+TCP 公平指数

图 4 不使用资源分配模型的各项流平均吞吐率和公平性指数



(a) UDP+FRA 各条流的平均吞吐量



(b) UDP+FRA 公平指数

图 5 使用资源分配模型的各项流平均吞吐率和公平性指数

5 结语

对通过 WLAN 访问 Internet 的网络中基站处下行流的研

究,本文提出了一种将基于队列长度的调度算法和基于可利用信道容量的拥塞控制模式相结合的无线网络资源分配模型。资源分配模型中,调度算法根据在基站处各条流所堆积起的队列长度来有选择地发送数据包,同时尽可能地达到各条流的 QoS 需求。有更高发送速率的流以更大的概率被调度。在拥塞控制模式中,利用链路利用率作为拥塞指示,并将可利用链路容量显式反馈给发送端,发送端按照所接收到的指示来进行发送速率的调整,发送速率最大的流总能得到最少的增加份额,从而实现拥塞控制。仿真结果验证了此资源分配模型在很大程度上能达到资源的公平分配。

参考文献:

- [1] XU KAIXIN, GERLA M, QI LANTAO, *et al.* Enhancing TCP fairness in Ad Hoc wireless networks using neighborhood RED[C]// Proceedings of ACM Mobicom. New York: ACM 2003: 16-28.
- [2] IEEE Computer Society LAN WAN Standards Committee. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specification[EB/OL]. [2008-06-22]. <http://www.csse.uwa.edu.au/adhocnets/802.11-1999.pdf>.
- [3] JUN J, PEDDABACHAGARI P, SICHITI M. Theoretical maximum throughput of IEEE 802.11 and its applications[C]// Proceedings of the IEEE Network Computing and Applications (NCA). Washington, DC: IEEE Computer Society, 2003: 249-257.
- [4] PILOSOF S, RAMJEE R, SHAVITT Y, *et al.* Understanding TCP fairness over wireless LAN[EB/OL]. [2008-06-22]. http://www.ieee-infocom.org/2003/papers/21_04.PDF.
- [5] HEUSSE M, ROUSSEAU F, BERGER-SABBATEL G, *et al.* Performance anomaly of 802.11b[EB/OL]. [2008-06-22]. http://www.ieee-infocom.org/2003/papers/21_01.PDF.
- [6] ERYILMAZ A, SRIKANT R. Fair resource allocation in wireless networks using queue-length-based scheduling and congestion control[EB/OL]. [2008-06-22]. http://www.ifp.uiuc.edu/~srikant/Papers/atilla_infocom05.pdf.
- [7] ANDREW L L H, HANLY S V, MUKHTAR R G. Active queue management for fair resource allocation in wireless networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2008, 7(2): 231-246.
- [8] WONG S H Y, LU SONGWU, YANG HAO, *et al.* Robust rate adaptation for 802.11 wireless networks[C]// Proceedings of the 12th annual international conference on Mobile computing and networking. New York: ACM, 2006: 146-157.
- [9] MARBACH P. Distributed scheduling and Active Queue Management in wireless networks[EB/OL]. [2008-06-22]. http://www.thlab.net/~thsalon/wshop/petermarbach_infocom07.pdf.
- [10] JARDOSH A P, MITTAL K, RAMACHANDRAN K N. IQU: Practical queue-based user association management for WLANs[EB/OL]. [2008-06-22]. <http://moment.cs.ucsb.edu/~krishna/papers/mobicom06.pdf>.
- [11] NS-2[EB/OL]. [2008-06-22]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [12] NOAH[EB/OL]. [2008-06-22]. <http://icapeople.epfl.ch/widmer/ufw/ns-2/noah/>.
- [13] PUNNOOSE R, NIKITIN P, STANCIL D. Efficient simulation of Ricean fading within a packet simulator[EB/OL]. [2008-06-22]. http://networks.rice.edu/software/OAR/ricean_sim.pdf.
- [14] JAIN R, DURRESI A, BABIC G. Throughput fairness index: An explanation[EB/OL]. [2008-06-22]. <http://www.cis.ohio-state.edu/jain/atmf/a99-0045.htm>.
- [15] JARDOSH A P, RAMCHANDRAN K N, ALMEROTH K C, *et al.* Understanding Congestion in IEEE 802.11b Wireless Networks[EB/OL]. [2008-06-22]. <http://www.imconf.net/imc-2005/papers/imc05efiles/jardosh/jardosh.pdf>.