

文章编号:1001-9081(2006)03-0537-03

## 无线局域网中实现 TCP 流公平的接入点缓存区大小的估计算法

王晓媛<sup>1,2</sup>, 梁 丰<sup>1,2</sup>, 徐 磊<sup>1,2</sup>, 蒋燕荣<sup>1,2</sup>, 凌 隼<sup>1,2</sup>

(1. 浙江万里学院 宁波市 EDA 技术重点实验室, 浙江 宁波 315100;

2. 浙江工业大学 浙江省光纤通信技术重点研究实验室, 浙江 杭州 310014)

(wangxiaoyuan992@163.com)

**摘 要:**研究了无线局域网的接入点(Access Point, AP)缓存区大小对 TCP 公平性的影响,并通过分析平均窗口与平均丢包率以及使用窗口与平均丢包率的关系,加上实现 TCP 公平性时的窗口限制条件,提出一种计算 TCP 上下行流公平时所需的 AP 缓存大小的方法。通过 NS2 仿真,验证了算法的准确性。

**关键词:**通信与信息系统;服务质量;无线局域网;TCP 公平性

**中图分类号:** TP393.17; TP393.07 **文献标识码:** A

## Estimation of AP buffer size for TCP fairness over WLAN

WANG Xiao-yuan<sup>1,2</sup>, LIANG Feng<sup>1,2</sup>, XU Lei<sup>1,2</sup>, JIANG Yan-rong<sup>1,2</sup>, LING Cong<sup>1,2</sup>

(1. Key Laboratory for EDA Technology of Ningbo, Zhejiang Wanli University, Ningbo Zhejiang 315100, China;

2. Key Laboratory for Fiber Telecommunication Technology of Zhejiang, Zhejiang University of Technology, Hangzhou Zhejiang 310014, China)

**Abstract:** The AP buffer effect upon TCP fairness over WLAN was researched. Then an estimation algorithm of AP buffer size for TCP fairness over WLAN was presented based on average window size. The algorithm used the relation of average packet dropping rate with average window size and average used window size, and employed the limiting condition of average window size for TCP fairness. The accuracy of the algorithm was analyzed by NS2 simulation.

**Key words:** telecommunication and information system; QoS; WLAN; TCP fairness

## 0 引言

最近几年基于 IEEE 802.11 标准的无线局域网(WLAN)迅速发展,对于 WLAN 的服务质量(QoS)研究也日益深入。由于一个 WLAN 中的所有用户共享同一链路,因此其公平性问题就异常突出。为了解决 WLAN 在 MAC 层上的公平性, S. Lu<sup>[1]</sup>等提出了应用在 WLAN 接入点 AP 上的中心控制算法来解决该问题。FS-FCR 算法<sup>[2]</sup>通过改进回退算法并应用 SCFQ 算法提高了网络流量并实现各用户能公平接入网络。Nitin H. Vaidya<sup>[3]</sup>等改进了 SCFQ 算法,提出分布式分配带宽的方法并加入包权重的概念,提高分配的灵活性。Jing Deng<sup>[4]</sup>等提出新的回退算法(LMILD),该算法比原 BEB 算法具有更好的网络公平性,但是牺牲了部分网络流量。

文献[5]分析了 WLAN 中 TCP 流的公平性问题,研究了 MAC 层对 TCP/UDP 公平性的影响。文献[6,7]主要从带宽利用等问题着手,分别提出提高 TCP/UDP 流公平性的方法。文献[6]通过在 LLC 层分别为无线节点以及 AP 中的每个数据流都建立队列的方法,根据链路状况利用令牌轮询的方法,提高 TCP 或者 UDP 流接入的公平性。其缺点是需要同时修改无线节点以及 AP 的 LLC 层,开销较大。文献[7]希望在 MAC 层之上架构一个传感层,承担全部包发送控制任务(包括发送时间和时长的限定等),并且该层与 MAC 中的数据流传输同时进行,互不影响,以此减轻数据传输过程中冲突的开销。但是这种方

法为了实现两层独立工作需要占用更多的频带资源。

文献[5]发现 AP 缓存区大小对 TCP 流的公平性具有影响,并给出上下行流量比与 TCP 接收窗口和 AP 可用缓存区大小的关系。因此本文基于 TCP 平均窗口理论分析,得到为实现 TCP 上下行流公平分配带宽的前提下所需的 AP 缓存区大小,以及该大小与下行流数目的关系。实验结果表明,利用本文所提出的方法估计的缓存区大小较精确地反映实际仿真结果。

## 1 AP 缓存区对 TCP 公平性的影响

为了验证 TCP 不公平问题的存在性,我们做了一些基于 IEEE 802.11b 网卡的实验。该实验由三块相同的支持 802.11b 协议的网卡(netgear WG121)、一个接入控制点(netgear WG602v2)以及一个固定的 PC(与 AP 以太网相连)所构成。利用 sniffer 软件观察上行(网卡到固定 PC)和下行(固定 PC 到网卡)TCP 流量的比。其中 MTU 为默认值 1500, TCP 数据包大小为 1440bytes。表 1 显示了平均上下行流量比。当同时存在上行和下行流时,下行流数目的增大将直接影响到上下行的流量比。下行流数量越大,上下行之间的比率越大,即流量分配越不公平。而上行流数量的增加却更利于 TCP 流公平性。而实际网络中,下行流比上行流数目多,可见在以 802.11b 所组成的 WLAN 中,上下行的公平性不能被保证,严重影响到网络的 QoS。而造成 TCP 不公平的原因主要有以下两方面。

收稿日期:2005-09-08 基金项目:浙江省自然科学基金资助项目(Y105592)

作者简介:王晓媛(1981-),女,浙江台州人,硕士研究生,主要研究方向:通信与信息系统;梁丰(1967-),男,北京人,博士,主要研究方向:通信与信息系统;徐磊(1982-),男,浙江绍兴人,硕士研究生,主要研究方向:通信与信息系统;蒋燕荣(1980-),男,浙江舟山人,硕士研究生,主要研究方向:通信与信息系统;凌隼(1982-),男,浙江杭州人,硕士研究生,主要研究方向:通信与信息系统。

IEEE 802.11 标准中定义了两种 MAC 接入模式:分布协调方式(Distributed Coordination Function, DCF)和点协调方式(Point Coordination Function, PCF)。DCF 是默认的工作模式。在 DCF 方式下各接入点利用 CSMA/CA 协议避免冲突,力求做到各节点能公平地接入网络,共享带宽。但是文献[1]就发现当网络中同时存在上行(移动点到 AP)和下行(AP 到移动点)的 UDP 数据包时,上行明显占据优势。分析可知,若有  $N$  条下行链路,这些下行流都必须通过 AP 才能发送到目的节点,而此时的 AP 与上行节点平分无线网络带宽资源,因此下行链路只能得到上行带宽的  $1/N$ 。

表 1 上行与下行的 TCP 流量比

上行流数量	下行流数量	上下行流量比
1	1	1.41
1	2	1.88
2	1	0.89

另外, TCP 流的公平性问题还涉及到 TCP 协议本身的闭环控制特点。TCP 协议中通过 ACK 包确保了数据可靠性的同时也占用了部分 AP 可用缓存区。TCP 流越多, ACK 占用 AP 缓存区空间也越多,因此丢包情况也就越严重。就上行而言,丢掉 ACK 并不会对上行的发送速率造成太大的影响(只要收到后一个 ACK,此前的发送包也全部被确认)。因此上行发送窗口很快将达到 TCP 接收窗口预设值大小,并保持此值发送。而对于下行而言,数据包的丢失造成下行发送窗口较小,直接影响下行速率。可见, AP 的大小直接导致丢包,引起上下行速率不等,上行要比下行速率高。当 AP 缓存区足够大,使得每个包都不会由于缓存区溢出被丢弃。上下行在不丢包的情况下发送窗口均将达到接收窗口预设值大小,只要上下行接收窗口预设值大小一致,上下行速率也将相等,那么上下行流的速率就将达到公平。为了验证 AP 缓存区大小对上下行流公平性的影响,同样采取表 1 中的实际实验方法,观察上下行平均流量比。由于 AP 缓存区大小较难修改,因此通过 UDP 流填充 AP 缓存区实现改变 AP 缓存区大小的目的。在正常的发送单个上行和单个下行 TCP 流的同时,加入恒定速率的 UDP 背景流。图 1 即为实际实验结果图。图中可见,利用不同速率 UDP 流填充 AP 缓存区确实对于上下行流量比产生较大影响,UDP 速率越大,用于发送 TCP 流的 AP 缓存区越小,上下行流量比越大,越不公平。可见, AP 缓存区大小直接影响到 TCP 流公平性。

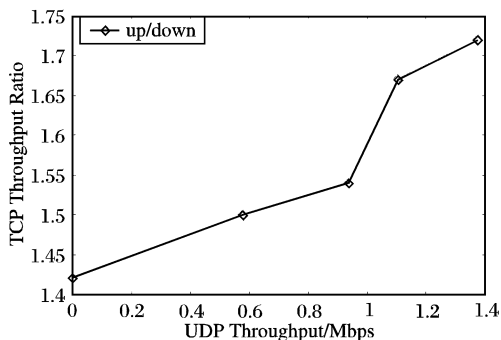


图 1 存在恒定速率 UDP 流下单上行和单下行流的流量比

## 2 缓存区估计算法

本文考虑同时存在单个上行 TCP 流和  $N$  个下行 TCP 流,

并且采用 DCF 工作方式的情况下,估计为实现 TCP 流公平所需的 AP 缓存区大小。假设 TCP 接收窗口预设值为  $W$ ,且各个流  $W$  均相等, AP 缓存区大小为  $B$ 。在文献[5]中提到,当  $B \geq (\partial W + NW)$  (其中  $\partial$  为每个数据包对应返回的 ACK 包数目),那么不论是返回上行的 ACK 还是下行的数据包都有足够的缓存区空间,不再有丢包现象,可以实现 TCP 流的公平性。该方法只是初步估计  $B$  的大小。本文利用平均窗口概念估计实现上下行流公平所需  $B$  的大小。

在此引入平均发送窗口概念。TCP 引入可变发送窗口的方法控制网络流量。发送窗口的大小是接收端告知的接收窗口大小和网络拥塞窗口大小的最小值。当存在丢包时窗口减小一半,而无丢包时窗口大小增 1 直至达到接收窗口预设值。平均发送窗口是指在一段时间内 TCP 发送窗口的平均值。设平均发送窗口大小为  $\bar{W}$ ,平均丢包率  $d$  (一段时间内丢包数占总包数的比例),利用文献[9]中的推导,  $\bar{W}$  与  $d$  关系式为:

$$\bar{W} = (-d + \sqrt{d^2 + 2d})/d \quad (1)$$

只有当平均发送窗口与 TCP 的接收窗口预设值相等时,即:

$$\bar{W} = W \quad (2)$$

此时可视为无拥塞情况,发送窗口大小完全由接收窗口大小所决定。因此只要  $W$  一致(默认情况下是相等的),那么上下行的发送窗口都将达到  $W$  值,从而使得上下行速率相等,流量上实现公平。利用(1)~(2)式得到平均丢包率为:

$$d = 2/[(W+1)^2 - 1] \quad (3)$$

文献[10]利用新的模型解释并预测 TCP 流的丢包率,其中给出了 TCP 平均使用窗口大小  $W'$  ( $W'$  是指在一段时间内 AP 缓存区中可用的 TCP 发送窗口平均值)与丢包率  $d$  的关系式:

$$W' = 0.87/\sqrt{d} \quad (4)$$

根据文献[5]分析可知, TCP 平均使用窗口可用如下表达式:

$$W' = \begin{cases} \sqrt{3\partial/2p}, & B < \partial W \\ \sqrt{3\partial/2p} + 3(B - \partial W)/4N, & B \geq \partial W \end{cases} \quad (5)$$

其中  $p$  表示在一个 TCP round 中首次丢包的概率。为实现 TCP 上下行流的公平,  $B$  至少要大于  $\partial W$ 。而且,随着  $B$  的增大,丢包主要由缓存区溢出引起。因此,当  $B \gg \partial W$  时,

$$W' \approx 3(B - \partial W)/4N \quad (6)$$

设  $\partial = 1$  (TCP 默认设置值),并联立(3),(4),(6)式:

$$B = W + 4N \sqrt{0.38(W^2 + 2W)}/3 \quad (7)$$

(7)式即为达到 TCP 公平性所需的 AP 缓存区的值。从(7)式看出,随着下行流数目  $N$  的增加,所需的缓存区空间  $B$  也随之成倍增加。可见,  $N$  对  $B$  起到关键作用。当然, TCP 接收窗口预设值  $W$  也会影响  $B$ 。

## 3 仿真结果

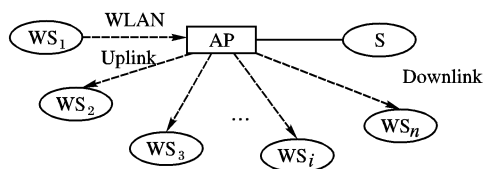


图 2 NS2 仿真结构

为了验证上述估计算法的正确性,本文做了大量的 NS2<sup>[8]</sup>仿真实验。仿真结构如图2。

上行方向为无线节点 WS 通过 AP 发送 TCP 流到固定节点 S,下行方向刚好相反。无线部分采用 IEEE802.11b 协议,使用 DCF 模式工作,最大最小竞争窗口为默认值 ( $CW_{min} = 31, CW_{max} = 1023$ ),采用 short preamble,不使用 RTS/CTS。应用层使用固定包大小为 1000 字节的 CBR 流,速率为 11Mbps。TCP 接收窗口预设置为 42 packets,仿真时长为 100s。定义公平性指数 (Fairness Index) 为  $FI = (\sum_{i=1}^n x_i)^2 / n \sum_{i=1}^n x_i^2$ ,其中  $x_i$  为第  $i$  流的流量,  $n$  为总的流数。 $FI$  越接近 1,各个流越公平。当  $FI = 1$ ,各个流的流量都相等,即实现了公平性。图3就是随着 AP 缓存区以及下行行流数目  $N$  的变化,  $FI$  的变化情况。可见, AP 缓存区对公平性的影响确实较大,另外随着  $N$  的增大,为达到  $FI = 1$  所需的 AP 缓存区也在增大。图4显示了当  $FI = 1$ ,所需的 AP 缓存区大小  $B$  与下行流数目  $N$  的关系图。图中 real 表示多次实际仿真得到的  $B$  与  $N$  的关系; rough 表示文献[5]中所提及的初步估计; computed 为本文提出的估计方法,即(7)式。从图中可以看出,根据本文提出的估计算法能较精确地反映实际测试结果。 $N$  越大,初步估计法与实际的误差也越大。

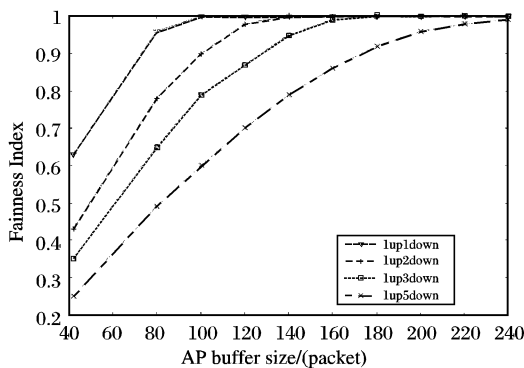


图3 不同的  $N$  随着 AP 缓存区变化时的  $FI$  值

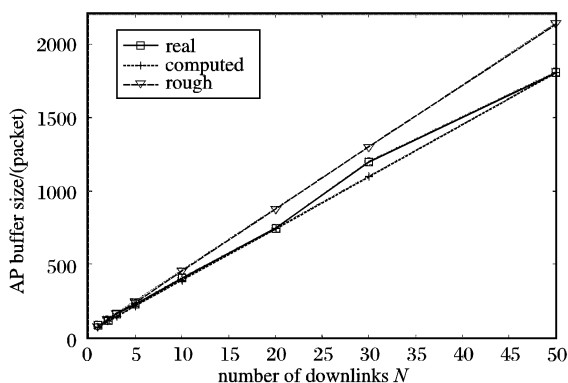


图4  $FI = 1$  时不同所需的  $B$  对比

## 4 结语

本文针对无线局域网上 AP 缓存区对 TCP 公平性的影响进行了研究,并利用平均窗口的概念提出实现 TCP 上下行流公平时所需的 AP 缓存区大小与下行流数目的关系式。实验仿真结果表明,本文提出的估计算法能较准确地反映实际所需 AP 缓存区大小。同时,公式还能确定不同缓存区对 TCP 流公平性的影响程度,从而有助于更好地解决无线局域网中 TCP 流公平性问题。

但是 AP 缓存区不能随意设置,太大则加重队列时延,太小则影响到流的公平性,带来丢包、抖动以及总流量下降等问题。

### 参考文献:

- [1] LU S, BHARGHAVAN V, SRIKANT R. Fair scheduling in wireless packet networks [A]. ACM SIGCOMM'97 [C]. Cannes, France, 1997.
- [2] KWON Y, FANG Y, LATCHMAN H. A Novel MAC Protocol with Fast Collision Resolution for Wireless LANs [A]. IEEE INFOCOM 2003 [C], 2003.
- [3] VAIDYA NH, BAHL P, GUPTA S. Distributed fair scheduling in a wireless LAN [A]. Mobile Computing and Networking [C], 2000. 167 - 168.
- [4] DENG J, VARSHNEY PK, HASS ZJ. A New Backoff Algorithm for the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function [A]. Proceedings of Communication Networks and Distributed Systems Modeling and Simulation (CNDST04) [C]. San Diego, CA, USA, 2004.
- [5] PILOSOFF S, RAMJEE R, RAZ D, et al. Understanding TCP fairness over Wireless LAN [A]. IEEE INFOCOM 2003 [C], 2003.
- [6] BOTTIGLIENGO M, CASETTI C, CHIASSERINI C-F, et al. Smart Traffic Scheduling in 802.11 WLANs with Access Point [A]. IEEE VTC 2003-Fall [C]. Orlando, FL, USA, 2003.
- [7] WAHARTE S, XIAO J, BOUTABA R. Overlay Wireless Sensor Networks for Application-Adaptive Scheduling in WLAN [A]. Proceedings of the 7th IEEE International Conference on High Speed Networks and Multimedia Communications [C], 2004.
- [8] FALL K, VARADHAN K. ns Notes and documentation [R]. VINT Project, UC-Berkeley and LBNL, 1997.
- [9] KIM J. BLACK: A New Active Queue Management Scheme Using Arrival Rate for Reducing Queue Length Variation [EB/OL]. <http://cosmos.kaist.ac.kr/~hdyim/ez2000/system/db/cs540upload/upload/38/20023146-JonghwanKim.doc>, 2005.
- [10] MORRIS R. Scalable TCP Congestion Control [A]. IEEE INFOCOM 2000 [C], 2000.
- [11] TAN G, GUTTAG J. Time-based Fairness Improve performance in Multi-rate WLANs [A]. USENIX 2004 [C], 2004. 269 - 282.
- [12] HEUSSE M, ROUSSEAU F, BERGER-SABBATEL J, et al. Performance Anomaly of 802.11b [A]. IEEE INFOCOM 2003 [C], 2003.

(上接第 536 页)

- [2] CHANG Y, LEUNG C. On Weldon's ARQ strategy [J]. IEEE Transactions on Communications, 1984, 32(3): 297 - 300.
- [3] CL CH. The throughput efficiency of go-back-n ARQ scheme under Markov and related error structures [J]. IEEE Transactions on Communications, 1988, 36(2): 231 - 234.
- [4] 3G TS 25.322 version 3.0, 3rd Generation Partnership Project, Technical Specification Group Radio Access Network, RLC Protocol Specification [S], 1999.
- [5] 杨涛, 谢剑英. 一种基于自适应 MR-ARQ 协议性能的研究 [J]. 计算机工程与应用, 2003, 39(26): 179 - 181, 214.
- [6] TS101761-2 Ver 1.1.1, Broadband Radio Access Networks (BRAN). HiperLAN Type2. Data link control (DLC) layer Part2. Radio link control (PLC) sublayer [S], 1999.
- [7] Institute of Electrical and Electronics Engineers. 802.11 Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications [S], 1999.