

TCP 在 WLAN 中的性能提高与分析

邬海涛, 林 宇, 程时端

(北京邮电大学交换技术与通信网国家实验室, 北京 100876)

摘 要: IEEE 802.11 被用于支持无线以太网(WLAN)中的分组传输. 分布式协调功能(DCF)是 IEEE 802.11 的 MAC 协议的基本方式. 为提高传输控制协议(TCP)在 WLAN 上的性能, 本文提出了 DCF+, 并引入了分析模型对 DCF 及 DCF+ 在 WLAN 上的吞吐量性能进行分析. 建模及仿真结果表明本文提出的 DCF+ 可以提高 TCP 在 WLAN 上的性能.

关键词: 传输控制协议; 分布式协调功能; 性能分析

中图分类号: TN915.04 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2002)12A-1962-06

Performance Enhancement and Analysis of TCP over WLAN

WU Hai-tao, LIN Yu, CHENG Shi-duan

(National Laboratory, Beijing Univ. of Posts & Telecomm, Beijing 100876, China)

Abstract: IEEE 802.11 is proposed to support delivery of radio data packets in WLAN(Wireless LAN). The basis of 802.11 MAC(Medium Access Control) is DCF(Distributed Control Function). This paper proposes DCF+ to improve the performance of TCP(Transport Control Protocol) over WLAN. To analyze the performance of DCF and DCF+, this paper also introduces an analytical model to compute the saturated throughput of WLAN. DCF+ is shown to be able to improve the performance of TCP over WLAN both by modeling and simulations.

Key words: TCP; DCF; performance analysis

1 引言

同有线以太网相比, WLAN 为用户提供了更加方便快捷的接入方式, 而且随着技术的成熟和标准的完善, WLAN 所能提供的接入速率从 1Mbps 提高到几十甚至上百兆. IEEE 为 WLAN 制订了相应的国际标准 802.11^[1,2], 该标准包括了从物理层(PHY)到媒体接入控制(MAC)的详细规范. 其中 MAC 层的标准包括了基本的媒体接入协议 DCF(分布式协调功能)和可选的 PCF(点协调功能).

与有线环境下的媒体相比, 在 WLAN 中的物理媒体有很大的不同, 因为它是被有限的连接距离下的站点所共享. 在 802.11 中, DCF 是用于支持尽力而为的数据传输的基本接入方式. 标准中规定, DCF 必须被一个 BSS(基本业务集合)中的所有站点支持. DCF 协议的工作方式是基于 CSMA/CA(载波监听多址接入/拥塞避免). 由于在无线网络中通常一个站点在传输的时候无法监听到信道中的碰撞, 所以采用了 CA 而不是 CD(拥塞检测). 在 802.11 中, CS(载波监听)不仅仅限于物理层, 在 MAC 层, 标准中还定义了一种称为虚拟载波监听的技术. 作为可选工作方式的 PCF 是基于轮询方式的协议. 本文主要对 DCF 的性能进行了分析和建模.

在 DCF 的分组传输中有两种技术. 缺省的方式是两次握手的基本接入方式. 在该方式下, 当目的站点正确的接收到了数据帧以后, 就向源站点发送一个 MAC ACK 帧表示确认. 如果源站点未收到 ACK 帧, 则假定目的站点没有正确的接收到该数据帧并进行有限次的重传. 另一种方式是四次握手的方式, 采用了 RTS/CTS(request-to-send/clear-to-send)技术为数据传输预留信道. 引入该方式是为了减少隐藏终端所带来的性能劣化. 然而, 该方式的缺点是对小分组带来了很大的 MAC 开销.

从标准的制订之初, 802.11 的建模就是研究领域的一个热点. 文献[3]考虑了隐藏终端和捕获效应, 而文献[4]则通过 802.11 的一个 p 坚持的变种给出了吞吐量的理论极限. 然而, 这些文献没有考虑 802.11 中 DCF 方式下 CW(竞争窗口)的调整和二进制时隙指数退避过程. 文献[5,6]采用 Markov 过程分析了 802.11 的饱和吞吐量, 并用仿真证明 Markov 链分析方式的正确性. 本文认为基于 Markov 链的分析方法有利于对 802.11 工作方式细节的分析, 因此, 本文在前人基础上采用了 Markov 链构造了一个更为精确的模型, 考虑了帧重传对饱和吞吐量的影响^[7].

而另一方面, 随着互联网用户的日益增加, TCP 被应用于

各种不同物理介质的网络互联,而这些介质的物理特性与 TCP 最初设计的工作环境可能有很大的差别,因此 TCP 在无线网络中的性能仍然有待提高.由于 WLAN 的 MAC 同有线环境的 LAN 和传统的无线链路都有区别,比如 MAC 层 ACK 帧,MAC 层重传等,因此,WLAN 中 TCP 的性能分析和提高与以前的研究是很大不同的.近来 TCP 在 WLAN 中的研究日益成熟^[8,9],但是,都没有针对 TCP 的特性在 MAC 层提出性能提高的方案.

实际上,当 TCP 运行于 WLAN 之上时,共享的信道用于多址接入,前向的 TCP 数据分组和反向的 TCP ACK 分组将竞争信道的接入,这将导致冲突进而劣化性能.另外,由于 802.11 已经是 IEEE 的标准,所以任何的性能提高的机制都必须保持和 802.11 的后向兼容,也就是说要可以和 802.11 共存而不引起性能的劣化.本文提出了 DCF + ^[7] 机制以提高 TCP 的性能,该机制可以满足以上要求.

本文的主要内容安排如下:第二节简要介绍了 IEEE 802.11 的 MAC 协议;第三节引入了 DCF + 机制;第四节引入分析模型并用于计算 DCF 的饱和吞吐量;第五节通过仿真验证了该模型的正确性;第六节分析了 DCF + 的性能;第七节对 TCP 在 DCF 和 DCF + 上的性能进行了仿真;最后第八章对全文进行了总结.

2 802.11 中的分布式协调功能 DCF

IEEE 802.11 提供了对 *Ad hoc* 的网络和基础结构网络的支持.本文只对 802.11 DCF 给出了简要的介绍,有关详细内容,请参考文献[1,2].DCF 是基于 CSMA/CA 的,并且只提供了异步的尽力而为的数据传送方式.DCF 包括基本接入方式和 RTS/CTS 方式.

2.1 基本接入方式

在 802.11 中,对无线媒体接入的优先级是通过传输帧之间的时间(IFS)来控制.802.11 中定义了 3 种类型的 IFS:短 IFS(SIFS),PCF IFS(PIFS),和 DCF IFS(DIFS).其中 SIFS 最短而 DIFS 最长,PIFS 介于二者之间.

如果站点检测到媒体空闲的时间大于 DIFS 就可以开始发送分组.如果媒体忙,那么站点在检测到媒体空闲 DIFS 后就计算一个随机退避时间,等待该时间后发送.如果检测到信道空闲,退避计时器的值就随时间减少;当检测到媒体忙就冻结该计时器;当媒体空闲超过 DIFS 后恢复该计时器.当退避计时器的值为零时站点开始发送,该值选择时是在范围 $(0, w - 1)$ 内按均匀分布随机选择.这里的 $(w - 1)$ 也被称为 CW (竞争窗口),CW 是一个整数值,它的选择范围 CW_{min} 到 CW_{max} 由物理层的特性决定.在每次不成功的发送后, w 的值加倍,一直到最大值 $2^m W$,这里的 $W = (CW_{min} + 1)$ 而 $2^m W = (CW_{max} + 1)$

当正确的接收到一个分组后,目的站点就在紧接着接受完分组后的 SIFS 时间后发送一个 MAC ACK 帧,对刚接收到的分组进行确认.如果源站没有收到或没有正确的接收到 MAC ACK 帧,则假定该分组发送失败,并将用于退避计时器的 CW 值加倍.当数据帧发送后,所有正确接收到该帧的站点

将调节他们的 NAV(网络分配矢量),NAV 将被用于 MAC 层的虚拟载波监听,该值是从正确接受到的数据帧的持续时间域中获得.数据帧的 NAV 包括了 SIFS 和紧接着发送的 ACK 帧的发送时间.

2.2 RTS/CTS 接入方式

在 802.11 中,DCF 还提供了一种可选的方式发送分组,就是在发送分组之前先发送短的 RTS 和 CTS 帧.RTS 由源站点发送,该站点将发送数据分组.当目的站点收到 RTS 帧以后,它将在紧接着收到该 RTS 帧之后的 SIFS 的时间发送一个 CTS 帧.只有当源站点正确的接收到 CTS 后才允许发送数据分组.注意到这里所有其他的站点都可以根据接收到的源站点发送的 RTS 帧或是目的站点发送的 CTS 帧中的信息来更新它们的 NAV 值,这将有助于隐藏终端问题的解决.实际上,一个站点如果能正确的接收到 CTS 帧,那么即使它不能监听到源站点数据帧的发送,也可以通过 NAV 来避免碰撞.如果两个或两个以上的 RTS 帧碰撞,那和长的数据帧的碰撞相比,将浪费更少的带宽.

3 DCF + 机制

本文提出了一种新的机制 DCF + ^[7] 来提高可靠传输协议 TCP 在 WLAN 环境中的性能.TCP 工作时需要接收来自目的站点传输层的 ACK 分组.当 TCP 运行于 WLAN 这样的共享信道的多址接入的环境中,前向的 TCP 数据包和反向的 TCP ACK 包将争抢信道的接入,这将会导致碰撞加剧进而劣化整体性能.通过建模分析和仿真验证,证明本文提出的 DCF + 机制可以提高 TCP 在 WLAN 上的性能.

由于该机制是基于 DCF 的,并且可以认为它是对可靠数据传输或是双向业务流在共享媒体的无线信道上的性能提高,所以将其命名为 DCF + .注意到 DCF + 是和 DCF 兼容的,也就是说,在一个 WLAN 中,如果有些站点支持 DCF + 而另外的只支持 DCF,他们是可共存并且可以互相收发数据.DCF + 中的接入方式可以看成是在原来数据交互过程后在反向追加的交互过程,而第一个交换过程既可以使用基本接入方式(图 1),也可以采用 RTS/CTS 接入方式(图 2).

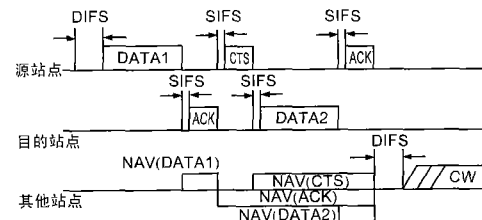


图 1 采用基本接入方式开始的 DCF +

DCF + 的工作方式如下:假定源站点按基本接入方式开始竞争信道(图 1),当数据分组(DATA1)到达目的站点并且此时该目的站点也有一个要发往源站点的数据分组(DATA2),则该目的站点先向该源站点发送一个 ACK 帧.在 DCF + 中,同在 DCF 中一样,MAC 帧头的持续时间域也将被用于接收到的分组站点的 NAV 的设置;所以该目的站点要通过该 ACK 帧的持续时间域来设定其他站点的 NAV.当这样的 ACK 到达源站

点,源站点将回应一个 CTS 帧,该 CTS 帧将用于设置下一个将发送的数据帧(DATA2)的接收方的接收半径内所有站点的 NAV. 然后目的站点就可以将数据帧(DATA2)发送到源站点,而源站点再回应一个 ACK 帧表示确认. 注意在图 1 中,源站点接收半径内站点的 NAV 设置画在水平线的上方,而目的站点接收半径内所有站点的 NAV 的设置画在水平线的下方. 这样,该交换过程中的第一个 ACK 帧实际上是起了目的站点发送的 RTS 帧的作用. 因此,目的站点发送的第二个数据帧(DATA2)总是解决了隐藏终端的问题.

该过程中的第一个 ACK 帧对一个只支持 DCF 的源站点而言,就是一个普通的 ACK 帧. 这个帧必须是一个 ACK 帧,原因是在 802.11 DCF 中规定,当一个站点发送了一个数据帧之后,必须收到的是一个来自目的站点的 MAC ACK 帧,所有其它的帧将会被丢弃,比如采用了捎带(piggy-back)的数据帧. 因此,本文提出的 DCF+ 中采用了先发送一个 ACK 帧的方法来保证与 DCF 的兼容,而且该 ACK 帧还起到了 RTS 帧的作用.

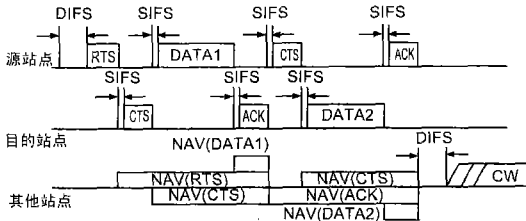


图 2 采用 RTS/CTS 接入方式开始的 DCF+

如果帧交互的过程是以 RTS/CTS 方式开始的,那么整个过程类似,如图 2 所示. 因为 DCF+ 中所有的帧在 DCF 中都被标准化,所以即便有站点只支持 DCF 而不支持 DCF+, 帧的交换过程也不会被破坏,性能也不会比 DCF 劣化. 并且,只支持 DCF 的站点和支持 DCF+ 的站点仍然可以通过 DCF 的方式交互帧,这样可以保证反向兼容性.

4 DCF 性能分析

本文将讨论 WLAN 的饱和吞吐量,文献[6]将其定义为随着负荷的增大系统的吞吐量所能达到的极限值,它代表了系统在稳态条件下所能承载的负荷. 本文的主要贡献是假定信道条件理想情况下的稳态吞吐量的分析模型. 并且,文献[6]的 Markov 模型没有考虑帧重传的限制,本文的模型是对文献[6]中模型的改进. 在分析中,我们假定站点的数目固定. 并且每个站点总有分组等待发送. 为了便于同文献[6]的结果相比,我们使用了相同的符号和标记. 分析包括两部分:1)通过 Markov 链来分析站点的特性,这样可以得到站点发送分组的稳态概率 τ ;2)对基本方式和 RTS/CTS 接入方式下吞吐量的分析.

4.1 Markov 链模型

本文分析中采用了与文献[6]相同的假设. 假定竞争的站点数目为一个定值 n . 用 $b(t)$ 表示时隙 t 时站点的退避窗口值的随机过程. 这里的时隙既是指的定值 σ ,也可以是两次连续的退避计时器值减少之间的不定时间^[6]. 同文[6]相同,本

文中模型的关键假设是一个传输的分组的碰撞概率 p 是独立于站点的状态 $s(t)$. 这样,二维的过程 $\{s(t), b(t)\}$ 构成一个离散时间的 Markov 链,如图 3 所示.

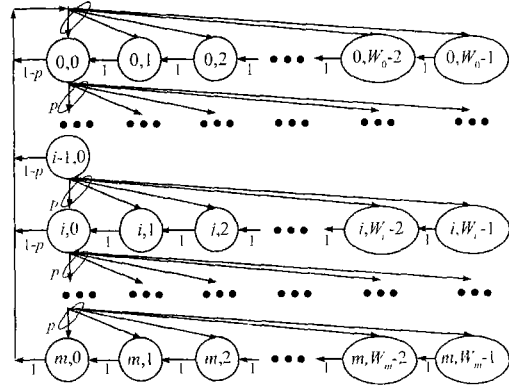


图 3 退避窗口机制的新 Markov 链模型

本文中用的参数是 802.11 为 DSSS(直序扩频)的参数;对于其它的物理层,分析过程是类似的. 在 DSSS 中, CW_{min} 和 CW_{max} 分别等于 31 和 1023, 这样有

$$\begin{cases} W_i = 2^i W, & i \leq m' \\ W_i = 2^{m'} W, & i > m' \end{cases} \quad (1)$$

这里 $W = (CW_{min} + 1)$, 且 $2^{m'} W = (CW_{max} + 1)$, 在 DSSS 中, 有 $m' = 5$.

同文[6]不同,这里用 m 来代表最大退避阶段. 在 802.11 的标准中规定,该值可能大于 m' , 而此时 CW 应该保持不变,即式(1)中的当 i 大于 m' 的情况. 实际上,这里的 m 是最大的重传次数,对数据帧和 RTS 帧的取值不同,在 DSSS 中分别等于 5 和 7*. 文[6]中没有区分这两种情况,而本文的模型考虑了重传次数限制所带来的影响. 在图 3 的 Markov 链中,有效的转移概率如下**:

$$\begin{cases} P\{i, k | i, k+1\} = 1, & k \in [0, W_i - 2] i \in [0, m] \\ P\{0, k | i, 0\} = (1-p)/W_0, & k \in [0, W_0 - 1] i \in [0, m-1] \\ P\{i, k | i-1, 0\} = p/W_i, & k \in [0, W_i - 1] i \in [1, m] \\ P\{0, k | m, 0\} = 1/W_0, & k \in [0, W_0 - 1] \end{cases} \quad (2)$$

这些转移概率所代表的事件如下:(1)退避计时器的减少;(2)成功的发送后,新分组的计时器从阶段 0 开始;(3)不成功的发送使得退避计时器的 CW 加倍;(4)在最大退避阶段,如果没有成功发送或者即使失败但新分组到达后,都要重新开始退避阶段.

假定 $b_{i,k}$ 表示 Markov 链的稳态分布, 首先有

$$b_{i-1,0} * p = b_{i,0}, \quad 0 < i < m \quad (3)$$

$$\text{可得 } b_{i,0} = p^i b_{0,0}, \quad 0 \leq i \leq m \quad (4)$$

由于链的规则性,所以对于每个 $k \in (0, W_i - 1)$, 都有

* 我们采用了文献[2]中所列举的参数. 但读者应该注意在最新的 802.11 的标准中,里面的 dot11ShortRetryLimit 和 dot11LongRetryLimit 分别为 7 和 4.

** 本文采用了和文献[11]相同的标记方式: $P\{i_1, k_1 | i_0, k_0\} = P\{s(t+1) = i_1, b(t+1) = k_1 | s(t) = i_0, b(t) = k_0\}$

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} \begin{cases} (1-p) \sum_{j=0}^{m-1} b_{j,0} + b_{m,0}, & i=0 \\ pb_{i-1,0}, & 0 < i \leq m \end{cases} \quad (5)$$

联立方程(4),方程(5)可以简化为

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} b_{i,0}, 0 \leq i \leq m \quad (6)$$

$$b_{0,0} = \begin{cases} \frac{2(1-2p)(1-p)}{W(1-(2p)^{m+1})(1-p) + (1-2p)(1-p^{m+1})}, & m \leq m' \\ \frac{2(1-2p)(1-p)}{W(1-(2p)^{m'+1})(1-p) + (1-2p)(1-p^{m'+1}) + W2^m p^{m'+1}(1-2p)(1-p^{m-m'})}, & m > m' \end{cases} \quad (8)$$

现在一个站点发送的随机概率 τ 可以表示为

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{1-p^{m+1}}{1-p} b_{0,0} \quad (9)$$

这里 $b_{0,0}$ 可以从式(8)得到.

在稳态下,一个站点的为 τ ,则有

$$p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (10)$$

因此,联立式(8)、(9)和(10) 代表了一个非线性系统,其中 τ 和 p 是未知变量,可以求得数值解. 注意一定有 $p \in (0, 1)$ 和 $\tau \in (0, 1)$ 成立.

由于图 3 中的 Markov 链和文[6]中的不同,所以 $b_{0,0}$ 的表达式乃至 τ 和 p 的解和文[6]都不同.

4.2 吞吐量分析

设 P_r 表示在一个时隙里至少有一个站点发送分组的概率,而 P_s 则表示一次成功发送的概率,根据给定的概率 P_r , 有

$$P_r = 1 - (1 - \tau)^n \quad (11)$$

$$P_s = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{P_r} = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{1-(1-\tau)^n} \quad (12)$$

现在系统的归一化吞吐量 S 可以表示为

$$S = \frac{P_s P_r E[P]}{(1-P_r)\sigma + P_s P_r T_s + (1-P_s)P_r T_c} \quad (13)$$

这里采用了和文[6]相同的符号. 其中: T_s 和 T_c 分别表示信道由于一次成功的发送和一次碰撞所导致的忙期; $E[P]$ 表示平均分组长度; σ 表示一个空时隙的时间.

假定分组头 $H = PHY_{hdr} + MAC_{hdr}$, 并且传播时延为 δ . 可以得出下式,注意该式与文[6]不同,原因是本文考虑了 MAC ACK 超时的影响.

$$\begin{cases} T_s^{bas} = DIFS + H + E[P] + \delta + SIFS + ACK + \delta \\ T_c^{bas} = DIFS + H + E[P^*] + SIFS + ACK \end{cases} \quad (14)$$

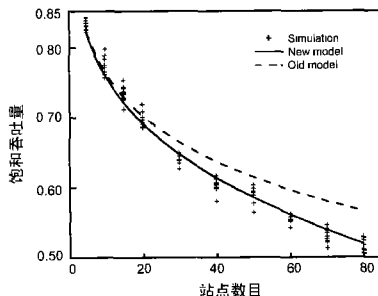


图 4 基本接入方式分析与仿真结果

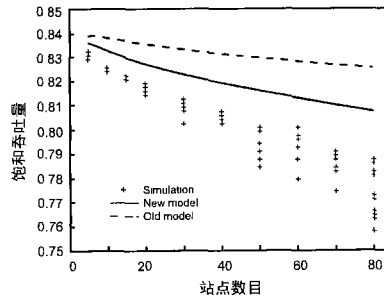


图 5 RTS/CTS 接入方式仿真结果

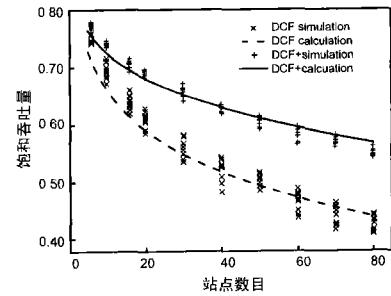


图 6 以基本方式接入的 DCF 和 DCF +

这样,结合稳态分布的归一化条件,可得

$$1 = \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \frac{W_i + 1}{2} \quad (7)$$

通过联立(1)、(6)、(7),可以得到式(8)

这里 bas 代表基本接入方式,而 $E[P^*]$ 则表示发生碰撞的分组中的最大的那个包长. 在所有的情况中,所有的分组都有相同的长度,这样有 $E[P] = E[P^*] = P$.

对于 RTS/CTS 接入方式,为简单起见,假定所有的站点都采用 RTS/CTS 来发送分组,这样可以得到

$$\begin{cases} T_s^{rts} = DIFS + RTS + SIFS + \delta + CTS + SIFS + \delta + H \\ \quad + E[P] + SIFS + \delta + ACK + \delta \\ T_c^{rts} = DIFS + RTS + SIFS + CTS \end{cases} \quad (15)$$

这里的 rts 代表 RTS/CTS 接入方式. 注意到这里假定分组的碰撞只会发生在 RTS 帧之间,并且 T_c^{rts} 的表示不同于文献[6],原因是本文考虑了 CTS 超时的影响.

5 Markov 模型验证

本文使用的仿真工具是由伯克利大学国家实验室开发的 NS2. 为了验证我们的模型,本文将与文献[6]结果相比较. 同样本文假定每个站点都有足够的数要发送以获得饱和吞吐量的条件. 我们将改变站点的数目来观察碰撞概率的增大对吞吐量所带来的影响.

本文中分析模型和仿真所使用的参数与文献[2]中给 DSSS 的参数相同. 这里假定应用的数据负荷是 1000bytes, IP 和 UDP 头分别是 20bytes 和 8bytes,所以到达 MAC 层的分组长度是 1028bytes. 本文中 MAC 层 Markov 链的模型是独立于物理层参数的,所以选择不同的物理层参数对仿真结果没有影响.

5.1 基本接入方式的仿真结果

图 4 为基本接入方式的仿真结果. 这里用新模型来代表本文中的模型,而用旧模型来代表文献[6]中的模型. 对于每个站点数目,用不同的随机种子运行 10 次仿真,图中的每个“+”都代表一次仿真的结果. 由于仿真结果非常接近,有些符号会出现重叠.

从图中可以看出本文分析模型的结果比文献[6]的要精确,由于在计算吞吐量时没有考虑重传次数限制和超时因素的影响,文献[6]对结果的估计偏高.随着仿真中站点数目的增大,本文的分析结果同仿真的结果更为吻合,这与本文一开始的假设更为一致,即一个传输分组碰撞的概率 p 是和站点的状态 $s(t)$ 独立的,当站点数目越大时这一假设越接近真实的情况.

5.2 RTS/CTS 接入方式的仿真结果

RTS/CTS 接入方式仿真结果与基本接入方式的结果类似.注意图 5 中纵轴的尺度和图 4 中的不同,从图 4 和图 5 的结果可以得出 RTS/CTS 可以有效的补偿由于碰撞所导致的性能劣化的结论.随着站点数目的增多,碰撞的概率将增大,由于本文仿真中的分组长度 1028bytes 比 RTS 的长度要大得多,因此所获得的提高要大于 RTS 和 CTS 本身所引入的开销.注意到本文的分析结果仍然比仿真结果要偏高,这是由于仿真中的路由分组是按广播方式发送的,标准中规定广播包不能使用 RTS/CTS.而且路由分组的数目会随着站点数目的增大而增大.

这样,本文中 Markov 链模型的结果得到了仿真的验证,我们将用这一模型来分析本文提出的 DCF+ 机制.

6 DCF+ 分析

在本章中将使用本文的 Markov 链模型来分析 DCF+ 的性能.注意目的站点并不是总有给源站点的分组,在这种情况下下的分组的交互过程和 DCF 是相同的.为了简化分析,这里

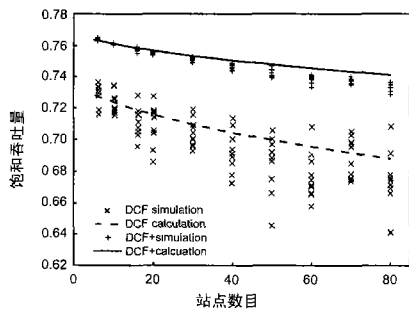


图 7 以 RTS/CTS 接入的 DCF 和 DCF+

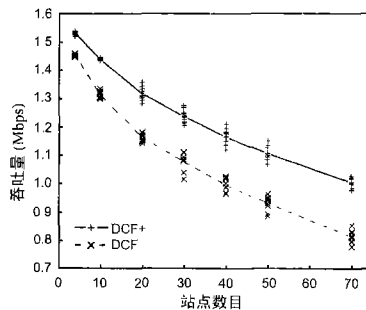


图 8 TCP 在基本接入方式下

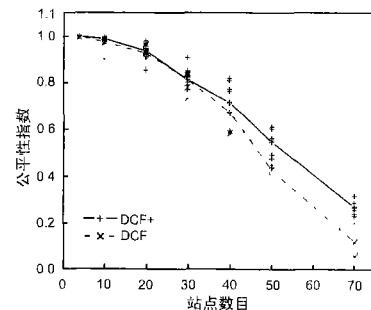


图 9 基本接入方式下的公平性

7 TCP 在 WLAN 上的性能分析

在本章中,将通过仿真方法来考察 TCP 在 WLAN 上的性能,包括在 DCF 和 DCF+ 上的性能.性能的指标分为 3 类:有效吞吐量 (goodput),公平性和时延. TCP 的段长设为 1460bytes,这样到达 MAC 层的分组长度为 1500bytes,包括了 TCP 头和 IP 头长. WLAN 物理的带宽设为 2Mbps,其它的参数同文[2]中 DSSS 的参数保持相同.

7.1 TCP 在 WLAN 上的有效吞吐量

首先考察的是 TCP 的吞吐量性能.对于一个站点数目,用不同的种子进行 10 次仿真,并且每次仿真的结果都用一个符号表示,其中“+”代表 DCF+ 而“x”代表 DCF.仿真的平均值用线连接.注意有效吞吐量指的是正确接受到的并且不包括重传的吞吐量,相当于应用层接收的流量.

假定目的站点总有一个要发给源站点的分组.这样的话,本章中得到的分析结果是实际情况中双向的业务流量在 DCF+ 方式下吞吐量的最大值.传输协议是假定为 TCP,并且在目的端没有使用延时 ACK 的机制,也就是说,每个正向的 TCP 数据分组将触发一个反向的 TCP ACK 分组.应用层的数据分组在 TCP 层分段,假定 TCP 数据分组长度为 1040bytes. TCP ACK 分组为 40bytes,不考虑选项.

假定从高层到达 MAC 层的分组长度服从的概率分布函数(PDF)为 $F(x)$,简单起见假定 TCP 的窗口足够大,这样数据分组到达 MAC 层的概率和 ACK 到达 MAC 层的概率是近似相同的,那么可以得到

$$F(x) = \begin{cases} 0, & x < 40 \\ 1/2, & 40 \leq x < 1040 \\ 1, & x \geq 1040 \end{cases} \quad (16)$$

为了简便,忽略三个或三个以上分组碰撞的概率,那么两个分组发生碰撞所导致的最大的分组长度的分布为

$$F^*(x) = F^2(x) \quad (17)$$

那么对 DCF 分析的过程可以进行类似的推导,对 DCF+ 的分析和仿真结果见图 6 和图 7,分别对应于基本接入方式和 RTS/CTS 方式的情况.

从这些结果看出 DCF+ 可以有效的提高 WLAN 的吞吐量性能.并且,从图中可以看到 DCF 比 DCF+ 有更大的方差,尤其是在 RTS/CTS 的接入方式下.这样,可以得出 DCF+ 较 DCF 有更稳定且更高的吞吐量的结论.

从图 8 可以看到 DCF+ 能有效的提高 TCP 在 WLAN 上的性能.将图 8 和图 6 的结果相比较,可以看到本文的分析结果与仿真结果吻合的很好.并且,可以发现由于站点间分组的碰撞概率增大, TCP 在 WLAN 上的吞吐量也随之劣化. RTS/CTS 方式的结果类似,限于篇幅从略.

这样,可以得出如下结论:尽管 MAC 层的重传机制可以为 TCP 层在很大程度上屏蔽 MAC 层分组碰撞所带来的影响,随着 MAC 层竞争的加剧, TCP 的整体性能仍然会有很大的劣化.

7.2 TCP 在 WLAN 上的公平性

这里采用的是公平性指数^[10]来评估 TCP 的有效吞吐量间的公平性.公平性指数 f 的定义如下:假定目前网络中有 n 个连接,并且每个连接 i 的有效吞吐量为 x_i ,并且 $0 \leq i \leq n$,有

$$f = \left(\sum_{i=1}^n x_i \right)^2 / \left(n \sum_{i=1}^n x_i^2 \right) \quad (18)$$

公平性指数总是一个介于 0 和 1 之间的非负数. 该值越接近 1, 表示公平性越好.

从图 9 可以看到 TCP 连接的公平性, DCF 和 DCF+ 的公平性很接近, 但当连接数目增大时都迅速的劣化. 出现这么差的公平性的原因是有一些 TCP 连接完全的断连. 这样, 可以得出结论: 公平性的取得和 MAC 层的竞争有关, 当站点的数目增大, 对于 DCF 和 DCF+, 公平性都将劣化.

7.3 MAC 层的时延

使用 DCF+ 时, 由于数据的交换过程变长, 站点等待一次数据交互的时间将变长, 因此站点等待时间需要评估. 时延包括两部分: (1) MAC 层接入时延, 包括数据帧传输和重传的时延; (2) 网络接口队列时延, 这是链路层队列的时延.

图 10 为 TCP 在 WLAN 上的时延. 显然接口队列时延比 MAC 接入时延大的多. 虽然 DCF+ 会增大一点 MAC 的时延, 但接口队列时延却有显著的降低, 这样, DCF+ 的总时延将小于 DCF. 从图 10 中可以看到, 随着站点数目的增大, 分组的碰撞概率将增大, MAC 层的接入时延也随之增大. 另一方面, 随着站点数目的增大, 接口队列时延先增大后减小. 这是由于 TCP 受 MAC 层碰撞的影响时延增大, 而 TCP 的吞吐量随着站点数目的增大而减小, 因此需要传输的分组数目减少, 这样将导致接口队列时延的减小.

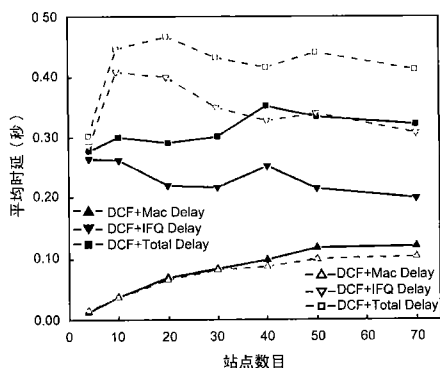


图 10 基本接入方式下时延

通过仿真, 可以得出 DCF+ 能提高 TCP 在 WLAN 上的性能结论.

8 结束语

IEEE 802.11 被用于支持 WLAN 中的分组传输, 而 DCF 是 802.11 的 MAC 协议的基本方式, TCP 在 WLAN 上的性能值得分析. 为提高传输控制协议 TCP 在 WLAN 上的性能, 本文提出了 DCF+. 本文在前人工作的基础上, 提出了一个基于 Markov 链的模型来对 DCF 及 DCF+ 的性能进行分析. 仿真结果表明本文的模型比文献[6]的更为准确, 另外, DCF+ 的简化建模结果也得到了仿真的验证. 建模及仿真结果表明本文提出的

DCF+ 可以提高 TCP 在 WLAN 上的性能.

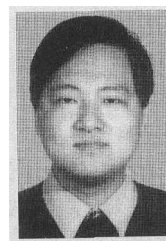
参考文献:

- [1] IEEE standard for Wireless LAN Medium Access Control and Physical Layer (PHY) specifications[S]. ISO/IEC 8802-11:1999(E), 1999.
- [2] B P Crow, J G Kim. IEEE 802.11 wireless local area networks[J]. IEEE Communications magazine, 1997, 35(9): 116-126.
- [3] H S Chhaya, S Gupta. Performance modeling of asynchronous data transfer methods of IEEE 802.11 MAC protocol[J]. Wireless Networks, 1997, 5(3): 217-234.
- [4] F Cali, M Conti, E Gregori. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit[J]. IEEE/ACM Trans. On Networking, 2000, 8(6): 785-799.
- [5] G Bianchi. IEEE 802.11 saturation throughput analysis[J]. IEEE Comm. Letters, 1998, 2(12): 318-320.
- [6] G Bianchi. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Area in Comm. 2000, 18(3): 535-574.
- [7] Haitao Wu, Yong Peng, Keping Long, Shiduan Cheng, Jian Ma. Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless LAN: Analysis and enhancement[A]. Proc. IEEE INFOCOM'02[C]. New York, 2002.
- [8] M Gerla, R Bagrodia, L Zhang, K Tan, L Wang. TCP over wireless multi-hop protocols: simulation and experiments[A]. ICC'99[C]. 1999. 1089-1094.
- [9] G Xylomenos, G C Polyzos. Link layer support for quality of service on wireless internet links[J]. IEEE Personal Communications, 1999, 6(5): 52-60.
- [10] R Jain. The Art of Computer Systems Performance Analysis[M]. John Wiley and Sons, 1991.

作者简介:



邬海涛 男, 1976 年 9 月生于江西省南昌市. 北京邮电大学交换技术与通信网国家重点实验室博士研究生. 1998 年毕业于北京邮电大学电信工程工程系, 目前研究方向为宽带网络服务质量, TCP/IP 改进, 区分服务, 流控和拥塞控制, 及无线分组网络性能.



林宇 男, 1976 年 12 月生于福建省浦城县. 北京邮电大学交换技术与通信网国家重点实验室博士研究生. 1998 年毕业于北京邮电大学, 获机械电子工程和电信工程学士学位. 目前研究方向为 Internet 测量和网络行为分析.