

IEEE 802.11 协议中分布式协调机制的性能模型

陈弘原,李衍达

(清华大学自动化系,北京 100084)

摘 要: IEEE 802.11 采用异步传输方式作为媒体层的主要技术,而基于载波检测碰撞避免的分布式接入机制则是其最大的特点.关于分布式接入机制的研究,目前已经有了许多的模型,但是,大部分的模型都是研究终端所产生的数据包是固定长度,很少有模型来研究终端数据包是可变长度的情况.这种情况下的难点就是不易求得碰撞发生时信道所消耗的时间长度.本文则研究在终端数据包长度的分布函数为 $f(x)$ 下协议的吞吐量和延迟性能模型.首先本文将原标准协议的退避算法看成是有固定大小的竞争窗口,用以求得站点的发送概率;然后,分析信道的工作状态,给出了性能模型,重点在求解碰撞消耗的信道时间,在文章的最后,我们通过仿真试验来验证了模型的正确性.

关键词: 无线局域网;性能评估;性能模型;碰撞检测碰撞避免;分布式协调机制

中图分类号: TN919.21 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2005) 01-0138-04

Modeling the Distributed Coordination Function of the IEEE 802.11

CHEN Hong-yuan, LI Yan-da

(Department of Automation, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

Abstract: The IEEE 802.11 is used to support asynchronous and time bounded delivery of radio data packets. The primary MAC technique of 802.11 is called distributed coordination Function (DCF), which is based on Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance (CSMA/CA) mechanism with binary slotted exponential backoff. The basic access and the RTS/CTS access mechanisms are the packet transmission schemes employed by DCF. There have been few models to analysis the combination of the basic and RTS/CTS scheme until now. In this paper, we propose an analytical model to evaluate the throughput and delay performance of a combination mechanism, in the assumption that the distribution function of the packet length is a general function $f(x)$. The accuracy of our model is validated by elaborate simulations.

Key words: WLAN; performance evaluation; performance model; CSMA/CA; DCF

1 引言

IEEE 802.11^[1]协议的基本信道接入机制是基于分布式随机竞争的分布式协调机制(DCF: Distributed Coordination Function). DCF 定义两种工作方式,一种是基于碰撞避免的碰撞检测机制(CSMA/CA);另外一种则是 RTS/CTS,这种方式在 CSMA/CA 的基础上增加两个长度特别小的数据包 RTS 和 CTS 来克服隐藏站点.在以往的研究中,这两种工作方式都被分离独立研究.而在 IEEE802.11 规定当数据包的长度小于给定的系统阈值 $RTS_{threshold}$ 时,本文中简记为 l_r ,系统采用基本访问机制 CSMA/CA,否则,系统采用 RTS/CTS 机制,本文中称这个机制为混合访问机制.明显,CSMA/CAS 机制和 RTS/CTS 机制是混合访问机制的特例.

IEEE 802.11 中还引入了一种分片功能,即当数据包的长度大于给定的分片参数 $MSDU_{max}$ 时,本文简记为 l_f ,系统将其分割为多个小的分片.第一个分片发送完之后,接下来的分片不用再竞争获取信道的使用权,而是在等待 SIFS 帧间隔的时间后,立即发送,直至最后的一个分片发送完,图 1 示出了这一过程.在本文中,我们研究的是具有分片功能的混合访问机制.关于 IEEE802.11 协议的详细介绍,我们在这里不再细述,读者可以参见文献[1]了解其详细的机制.关于 IEEE802.11 的工作性能已经有大量的研究.一些学者利



图 1 分片作用下数据包的发送过程

用仿真^[2,3]来评估其工作性能,而在理论研究方面也有非常多的模型提出. Xiao^[4]给出了在没有碰撞消耗的情况下,系统在理论上所能达到的吞吐量和延迟的极限值. Bianchi^[5,6]建立了一个二维的马尔可夫模型详细描述了 IEEE802.11 的工作过程,其后,许多研究者^[7-10]基于这个马尔可夫模型进行了更为深入的研究.但是,这些模型都是假定站点所产生的数据包是固定长度的,这样计算由碰撞引起的信道消耗时间就很容易,同时,由于数据包的长度固定,使得混合访问机制(实际上,它是实际工作中的接入机制)无法研究.在 Cali^[11,12]的模型中研究了数据包的长度是服从参数为 q 的几何分布这一情况,但是他假设 IEEE 802.11 的后退退避时间服从参数为 p 的几何分布,而非标准协议中的二进制退避算法.虽然从仿真度验来看,在平均竞争窗口的大小一致的情况下,两者的吞吐量能够有一样的性能指标,但是,由于后退退避算法的简化,使得该模型不能够细致的反映标准协议的工作性能.

本文研究了在可变数据包长度的情况下,具有分片功能

的混合访问机制的吞吐量和延迟性能模型。首先,简化原标准协议的后退退避算法,将竞争窗口的大小看成是固定长度的,而非每次失败后都要增大一倍,固定大小为原标准协议的竞争窗口的大小,经过这样的简化,使后退机制具有无记忆性,从而容易的求得站点的发送概率,我们记为 p ,而且,不同于 Cali 的模型的是,通过平均竞争窗口的模型,简化协议能够细致的反映原标准协议的工作过程。在得到了发送概率 p 的情况下,详细的分析了由于碰撞所消耗的信道时间,由此来得到系统的性能模型。在文中的最后,利用仿真软件验证了模型的正确性。在下面的研究中,总是假定信道质量是良好的,没有传输错误出现,也没有隐藏站点的问题;在一个有 n 个工作站点的网路中,每个站点工作在一种非常“贪婪”的情况下,即每当它发送完当前的数据包后,立即会有一个新的数据包等待发送,而数据包的长度则服从分布函数 $f(x)$, 下面的论述中,只考虑 $f(x)$ 为离散的情况。

2 平均竞争窗口和发送概率

我们用一个 Markov 模型来求得平均竞争窗口 $E[CW]$ 的大小。根据标准协议,我们是知道每次竞争窗口的大小,表示在 (1) 式中。

$$CW = W_i = \begin{cases} 2^i W & 0 \leq i < m \\ 2^m W & m \leq i \leq m \end{cases} \quad (1)$$

这样从条件概率的角度来考虑的话,我们只需要求得站点选择某个竞争窗口的概率即可。从 Bianchi 的二维马尔可夫模型中,我们可以得到启示。给定一个站点,我们将它每次发送前选择的竞争窗口的过程看成是一个 Markov 过程。该马尔可夫模型的时间刻度是离散、整型的,时间 t 和 $t+1$ 表示两个连续的时间刻度,而且每个时间 t 的开始表明了一次竞争窗口的选择。我们以 $s(t)$ 代表这个过程,令 W 为最小竞争窗口的大小,用 $CW_{max} = 2^m W$ 表示最大的竞争窗口的大小,而 m 则代表的是一个数据包所能够达到的最大重发次数,把 $s(t)$ 的取值 $s(t) = 2^i W$ 简记为 $s(t) = i$, 那么 $s(t)$ 的取值范围是 $0 \leq i \leq m$ 。同样,类似于 Bianchi 的模型,我们也假设每个数据包发送时产生碰撞的概率为 p_c , 那么可以用图 2 来表示这样的 Markov 过程。

该 Markov 模型的一步非零转移概率如下:

$$\begin{cases} P\{s(t+1) = i+1 | s(t) = i\} = p_c & 0 \leq i < m-1 \\ P\{s(t+1) = 0 | s(t) = i\} = 1 - p_c & 0 \leq i < m-1 \\ P\{s(t+1) = 0 | s(t) = m\} = 1 \end{cases} \quad (2)$$

其中,每一个式子表示当前的发送产生了碰撞,所以在下一次的发送时,竞争窗口应该加倍;第二个式子表示的是在站点处于任一窗口的时候,只要这次的发送成功了,那么下一次发送时,它将把竞争窗口的大小设定为初始竞争窗口的大小;最后一个式子表示的是当一个数据包的发送已经达到了它的最大

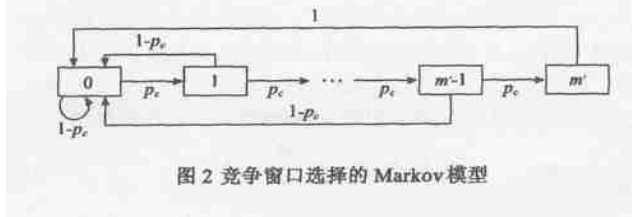


图 2 竞争窗口选择的 Markov 模型

重发次数,无论它是否被发送成功,在下一次的发送时都将是一个新的数据包的发送,所以竞争窗口重新设定为初始值。

令 $P_i = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i\}$, $0 \leq i \leq m$ 是该马尔可夫过程稳态的概率分布。依据链的规则,可以得到

$$P_i = p_c^i \cdot P_0 \quad 0 \leq i \leq m \quad (3)$$

利用归一性,则可以得到概率

$$\sum_{i=0}^m P_i = 1 \Rightarrow P_0 = \frac{1 - p_c}{1 - p_c^{m+1}} \quad (4)$$

利用概率 P_0 就可以求得各个分布的概率

$$\begin{cases} P_i = p_c^i \cdot P_0 & 0 \leq i \leq m-1 \\ P_m = \sum_{i=m}^m P_i = \frac{p_c^m - p_c^{m+1}}{1 - p_c} \cdot P_0 \end{cases} \quad (5)$$

最终 $E[CW]$ 的表达式为

$$E[CW] = \sum_{i=0}^m W_i \cdot P\{CW = W_i\} = \sum_{i=0}^m 2^i W \cdot P_i = \begin{cases} \frac{W(1 - p_c)(1 - (2p_c)^{m+1})}{(1 - 2p_c)(1 - p_c^{m+1})} & m \leq m \\ \frac{W(1 - p_c - p_c(2p_c)^m - 2^m p_c^{m+1}(1 - 2p_c))}{(1 - 2p_c)(1 - p_c^{m+1})} & m > m \end{cases} \quad (6)$$

定义 p 为站点在一个时隙内发送的概率。当一个站点的发送产生碰撞时,其他 $n-1$ 个站点中至少有一个站点也在同一时隙内发送了数据包,所以 p_c 可以表达为

$$p_c = 1 - (1 - p)^{(n-1)} \quad (7)$$

下面将求取发送概率 p 的大小。如果我们将协议看成是固定竞争窗口的,而且大小为 $E[CW]$, 则可以建立一个 Markov 模型来获得发送概率 p 。我们用 $b(t)$ 表示站点在时刻 t 的后退计时器的值,显然它的取值为 $[0, E[CW] - 1]$ 。这里,有两点需要说明,第一,这个模型中的时间刻度不同于上面的模型,本模型的时间刻度同 Bianchi 模型⁽⁶⁾的一样;第二,这里我们为了方便的求得目的表达式,假定 $E[CW]$ 的值为整型的,在后面的仿真试验中,我们可以看到,这样的假设并没有损害模型的精确性,相反,还可以方便的达到目的。

依据协议工作过程,该模型的非零一步转移概率为

$$\begin{cases} P\{b(t+1) = k\} = P\{b(t) = k+1\} + \frac{P\{b(t) = 0\}}{E[CW]} & k < E[CW] - 1 \\ P\{b(t+1) = E[CW] - 1\} = \frac{P\{b(t) = 0\}}{E[CW]} & k = E[CW] - 1 \end{cases} \quad (8)$$

该模型在稳态下的分布概率 $P\{b(t) = k\}$ 表达为:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} P\{b(t) = k\} = \frac{2(E[CW] - k)}{E[CW](E[CW] + 1)} \quad (9)$$

当后退计时器的值达到了 0 的时候,该站点将发送数据包,所以发送概率 p 就可以表示为: $p = \frac{2}{E[CW] + 1}$ (10)

这样表达式 (7) 和 (10) 就组成了一个非线性方程组,且数值方法可以验证在区间 $p \in (0, 1)$, $p_c \in (0, 1)$ 上,该方程有唯一解。

3 吞吐量性能

可以认为信道状态是由多个工作周期重复出现构成的,

每个工作周期由发送前的待等期 (由于延迟退避算法引起的) 和发送期 (不管它是否发送成功) 构成, 分别记为 I 和 B . 一个周期内成功发送的数据包的长度为 U . 这样, 吞吐量 S 可以表达为 $S = E[U] / (E[B] + E[I])$

每次发送前的空闲期, 是由每个站点的发送概率所决定的, 所以发送前等待的时隙的个数服从几何分布:

$$P\{I = k\} = (1 - p)^{nk} (1 - (1 - p)^n)$$

从而可以得到

$$E[I] = \frac{(1 - p)^n}{1 - (1 - p)^n} \cdot t_{\text{slot}} \quad k = 0, 1, 2, \dots \quad (11)$$

上式中 t_{slot} 为一个系统时隙的长度. 对于发送期 B 来讲, 令 P_s 为每次发送成功的概率, 当每次发送成功时, 是由于系统中且有仅有一个站点在同一时刻发送了数据包, 所以成功发送的概率为 $P_s = [np(1 - p)^{n-1}] / [1 - (1 - p)^n]$ (12)

记 T_s 和 T_c 分别为发送一个数据包成功时的时间和发生碰撞时消耗的时间. 那么发送一个数据包所需要的时间期望可以表示为 $E[B] = P_s T_s + (1 - P_s) T_c$ (13)

显然, 每一次发送期内如果成功的话, 那传输的长度应该就是数据包的长度, 因此 $E[U] = P_s E[P]$ (14)

根据上面的分析可以得到完整的吞吐量表达式:

$$S = \frac{E[U]}{E[I] + E[B]} = \frac{P_s E[P]}{E[I] + P_s T_s + (1 - P_s) T_c} \quad (15)$$

接下来求 T_s 和 T_c 的值. 定义 O_f 表示由分片功能所引入的额外负荷的期望值. 由图 1 可得

$$O_f = \sum_{m=l_r+1}^m \frac{r}{l_f} \cdot T_f \cdot (f(m) - f(m-1)) \quad (16)$$

上式中 $\lceil x \rceil$ 表示的是大于 x 的最小整数, 而 T_f 表示一个数据包分片所引入的额外的负荷量. 记信道的传输延迟为 $H = MAC_{\text{hdr}} + PHY_{\text{hdr}}$, 则 $T_f = H + ACK + 2SIFS + 2$ (17)

令 O_r 表示相对于基本机制, 由 RTS/CTS 机制所引入的额外负荷的期望值:

$$O_r = (RTS + CTS + 2 + 2SIFS) \cdot (1 - f(t_r)) \quad (18)$$

当一个数据包发送成功时, 它所消耗的信道时间期望可表示如下:

$$T_s = H + E[P] + ACK + 2 + SIFS + DIFS + O_r + O_f \quad (19)$$

这里简单的说明一下该式的得来. 从文献[6]中, 我们可以得到, 基本访问机制和 RTS/CTS 机制下成功发送一个长度为 m 的数据包所需要的时间

$$\begin{cases} T_s^{\text{bas}} = H + m + ACK + 2 + SIFS + DIFS \\ T_s^{\text{rts}} = H + m + RTS + CTS + ACK + 4 + 3SIFS + DIFS \end{cases} \quad (20)$$

上式中, 上标 bas 和 rts 分别表示在基本访问机制和 RTS/CTS 机制下的情况. 当数据包的长度小于 l_r 时, 它成功发送的时间长度是 T_s^{bas} , 反之, 则是 T_s^{rts} . 考虑到数据包的长度取 m 时的概率为 $(f(m) - f(m-1))$, 将上面的情况联合起来, 变换一下可得到 T_s 的表达式.

$$T_s = O_f + \sum_{m=0}^{l_r} [T_s^{\text{bas}} \cdot (f(m) - f(m-1))] + \sum_{m=l_r+1}^m [T_s^{\text{rts}} \cdot (f(m) - f(m-1))]$$

求解 T_c 最主要的是要求得发生碰撞的数据包中最长的数据包的分布, 我们通过考虑卷入碰撞的站点数目 N_c 下的条件期望来获取目标表达式. 如果卷入碰撞的站点数为 k , 么表示在信道处于繁忙的状态下, 当前有 k 个站点发送了数据包, 所以碰撞数目为 k 的概率为

$$P\{N_c = k\} = \frac{\binom{n}{k} p^k (1 - p)^{n-k}}{1 - (1 - p)^n - np(1 - p)^{n-1}} \quad (21)$$

首先我们来分析卷入碰撞的数据包长度的分布区间. 卷入碰撞的只有两种分组包, 一种是 RTS 包, 另外一种实际的. 从协议中我们知道, 一般来说, RTS 包的长度都是小于数据包头 H 的, 所以当 RTS 包和数据包发生碰撞时, 碰撞的长度必定是数据包的长度. 而当数据包的长度大于 l_f 时, 它被分片, 当发生碰撞时, 它只有第一个分片卷入了碰撞, 而且还考虑到 l_f 和 l_r 之间的大小关系, 令 $l_{\min} = \{l_r, l_f\}$, 综合上面的分析, 可得到碰撞的长度肯定分布在区间 $(H, H + l_{\min})$ 和点 RTS (相应于所有卷入碰撞的站点都使用的是 RTS/CTS 机制) 上. 在碰撞的数目为 k 的情况下, 碰撞长度 l_c 的概率分布如下:

$$P\{l_c = x | N_c = k\} = \begin{cases} (1 - f(l_f))^k & x = \text{RTS} \\ (1 - f(x - H) - f(l_r))^k - (1 + f(x - H - 1) - f(l_r))^k & H < x < H + l_{\min} \\ 1 - (1 + f(x - H - 1) - f(l_r))^k & x = H + l_{\min} \end{cases} \quad (22)$$

由上面的这些条件分布, 就可以得到如下的表达式

$$T_c = \sum_{k=2}^n [(RTS + DIFS) \cdot P\{l_c = \text{RTS} | N_c = k\} \cdot P\{N_c = k\}] + \sum_{m=1}^{l_{\min}} [(H + m + DIFS) \cdot \sum_{k=2}^n P\{l_c = H + m | N_c = k\} \cdot P\{N_c = k\}] \quad (23)$$

4 延迟性能

首先定义一下所要求的延迟: 一个数据包从它产生的时刻起, 到它被接收方正确的接收为止这一段时间. 这样延迟由多个碰撞期和一个成功发送期组成, 表达为

$$E[D] = E[N_p] (E[W_d] + T_c + T_o) + E[W_d] + T_s \quad (24)$$

这里 $E[N_p]$ 代表的是一个数据包发送成功前的平均碰撞次数, $E[N_d]$ 代表的是每次发送前所等待的时间, T_o 是由于碰撞发生所引起的站点额外的等待时间. T_c 和 T_s 已经在式 (23) 和 (19) 定义过了. 平均碰撞次数的分布显然应该是 P_s 的几何分布, 所以有 $E[N_p] = \frac{1}{P_s} - 1 = \frac{1 - (1 - p)^n}{np(1 - p)^{n-1}} - 1$ (25)

$E[W_d]$ 显然是由后退退避算法所引起的. 如果求得了平均后退计时器的值 $E[BC]$, 以及在每一个计时器的时间刻度内, 站点所等待的平均时间 $E[l_{bc}]$, 就可以得到所需要的等待时间 $E[W_d]$. 后退计时器的值是由当前的竞争窗口的大小所确定的, 依据协议, 它是从当前的竞争窗口中随机的选取的一个. 利用上面所求得平均竞争窗口的大小, 容易地得到

$$E[BC] = \frac{E[CW] - 1}{2} \quad (26)$$

依据信道的工作状态,在一个计时器的时间刻度内,一个给定的站点等待的时间分为三种:(1)如果其他站点中没有有一个站点发送数据包,则该站点过一个时隙时间就将计时器的值减 1;(2)如果其他站点中有站点发送数据包,并且此次的发送成功的话,那么等待的时间则为 T_s ;(3)如果信道上没有发送,且此次发送产生了碰撞,那么等待的时间为 T_c 。分别记上面三种情况发生的概率为 p_1, p_2, p_3 ,它们的概率为

$$p_1 = (1 - p)^{n-1}, p_2 = (n-1)p(1-p)^{n-2}, p_3 = 1 - p_1 - p_2 \quad (27)$$

依据上面的分析,站点在一个计时器的时间刻度内等待的平均时间 $E[l_{bc}]$ 为 $E[l_{bc}] = p_1 t_{slot} + p_2 T_s + p_3 T_c$ (28)

综合式(26)和式(28),就可以得到发送前平均等待的时间长度 $E[W_d] = \frac{E[CW] - 1}{2} \{p_1 t_{slot} + p_2 T_s + p_3 T_c\}$ (29)

在混合访问机制下, T_o 应该是站点需要等待 ACK 包或者 CTS 包的时间,由前分析可得

$$T_o = SIFS + ACK_{timeout} \cdot f(l_r) + CTS_{timeout} \cdot (1 - f(l_r)) \quad (30)$$

5 模型验证

为了检验上面模型的有效性,我们用著名的网络仿真软件 NS-2^[13]来验证。模型和仿真软件中采用的物理调试方式是 DSSS,一些重要的参数设置如下:MAC 包头和物理包头分别长为 272 和 192 比特,ACK 包长为 304 比特,RTS 包长为 352 比特,CTS 包长为 304 比特、信道的传输速率为 2Mbit/s、 CW_{min} 为 31、 CW_{max} 为 1023、信道传输延迟 1 微秒、SIFS 为 10 微秒、DIFS 为 50 微秒, t_{slot} 为 20 微秒。

这里我们采用的分布函数 $f(x)$ 是几何分布函数。数据包的

平均长度从 50 字节到 1000 字节。仿真过程中,我们始终假定系统中的站点数目是 25。选取两种情况:(i) $L_r = 256$ 字节, $L_f =$; (ii) $L_f = 512$ 字节, $L_f = 512$ 字节。图 3 和图 4 分别表示了吞吐量和延迟性能在模型和仿真情况下的结果。从图中可以看出,我们的模型是非常精确的,而且还正确的反映了性能指标的发展趋势。

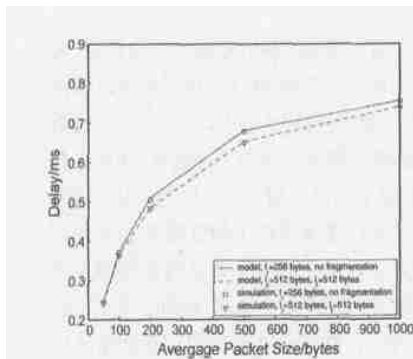


图 3 吞吐量性能:仿真与理论模型

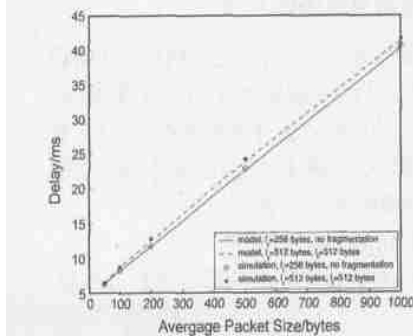


图 4 延迟性能:仿真与理论模型

6 总结

本文首次建立了关于可变数据包长度下的 IEEE

802.11 的访问机制模型,并且验证了该模型的有效性。而且我们假设数据包的长度分布函数是通用的表达式 $f(x)$,所以该模型具有一定的通用性。目前关于混合访问机制的性能评估较少,主要的一点就是大部分模型都假设数据包的长度为固定值,所以难以把基本访问机制和 RTS/CTS 机制结合起来考虑,本文算是在这方面的首创。相对于两种最基础的机制来讲,研究混合访问机制的性能则更具有实际的意义。如何通过该模型来分析混合访问机制下的系统性能是我们正在进行的工作。

参考文献:

- [1] IEEE 802.11 WG. IEEE standard for wireless lan medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification[S]. 1999.
- [2] G Binchi, L Fratta, M Oliveri. Performance evaluation and enhancement of the CSMA/CA MAC protocol for 802.11 wirelesslans[A]. Proc of PIMRC '96[C]. Taipei, Vol. 1, 1996. 392 - 396.
- [3] B P Crow, I Widjaja, L G Kim, P T Sakai. IEEE 802.11 wireless local area networks[J]. IEEE Communications Magazine, 1997, 35(8): 116 - 120.
- [4] Yang Xiao, J Rosdahl. Throughput and delay limits of IEEE 802.11[J]. IEEE Communications Letters, 2002, 6(8): 355 - 357.
- [5] G Bianchi. IEEE 802.11 — saturation throughput analysis[J]. IEEE Communications Letters, 1998, 2(12): 318 - 320.
- [6] G Bianchi. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(3): 535 - 547.
- [7] Haitao Wu, Shiduan Chen, Yong peng, Keping Long, Jian Ma. IEEE 802.11 distributed coordination function (DCF): analysis and enhancement[A]. Proc of ICC '02[C]. New York, 2002, 2: 605 - 608.
- [8] Haitao Wu, Yong peng, Keping Long, Shiduan Chen, Jian Ma. Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless lan: analysis and enhancement[A]. Proc of INFOCOM '02[C]. New York, 2002, 2: 599 - 607.
- [9] E Zouva, T Antonakopoulos. CSMA/CA performance under high traffic conditions: throughput and delay analysis[J]. Computer Communications, 2002, 25: 313 - 321.
- [10] Yang Xiao. A simple and effective priority scheme for IEEE 802.11[J]. IEEE Communications Letters, 2003, 7(2): 70 - 72.
- [11] F Cali, M Conti, E Gregori. IEEE 802.11 wireless lan: capacity analysis and protocol enhancement[A]. Proc of INFOCOM '98[C]. San Francisco, 1998, 1: 142 - 149.
- [12] F. Cali, M Conti, E Gregori. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit[J]. IEEE Transactions Networking, 2000, 8(6): 785 - 799.
- [13] NS[Z]. <http://www.mash.cs.berkeley.edu/ns>.

作者简介:

陈弘原 男,生于湖南,2000年毕业于西安交通大学,获得工学学士学位,现在清华大学自动化系攻读博士学位,主要研究方向为无线局域网及无线个域网。e-mail:chenhongyuan@mails.tsinghua.edu.cn

李衍达 男,生于广东,1959年毕业于清华大学自动控制系,中国科学院院士,清华大学自动化系教授,主要研究方向为:信号处理,生物信息学与智能信息处理,已发表论文百余篇及多部著作。