

IEEE 802.11 无线局域网非饱和吞吐量分析

许炎义¹ 王树宗² 许昌春³

(海军工程大学科研部 武汉 430033)¹(海军工程大学兵器工程系 武汉 430033)²

(海军工程大学现代教育技术中心 武汉 430033)³

摘要 当前关于 IEEE802.11 无线局域网 DCF 性能分析研究通常假设网络工作在饱和条件下,但是对于实际的 IEEE802.11 局域网而言,非饱和工作状态更为普遍。本文针对非饱和条件下的 IEEE802.11 无线局域网,提出了一种基于二维马尔可夫链的分析模型,推导得到吞吐量与网络非饱和程度之间的定量数学表达式。结果表明,非饱和吞吐量可以超过饱和吞吐量,在一定的非饱和程度下,网络吞吐量可以最大化,在多数情况下 RTS/CTS 接入机制优于基本接入机制。

关键词 IEEE802.11,无线局域网,非饱和吞吐量,马尔可夫链

Throughput Analysis of IEEE 802.11 WLANs in Non-Saturated Conditions

XU Yan-Yi¹ WANG Shu-Zong² XU Chang-Chun³

(Office of Scientific Research, Naval University of Engineering, Wuhan 430033)¹

(Dept. of Weaponry Engineering, Naval University of Engineering, Wuhan 430033)²

(Educational Technology & Network Center, Naval University of Engineering, Wuhan 430033)³

Abstract This paper presents a bidimensional Markovain chain model to evaluate the throughput of IEEE 802.11 Wireless LANs in non-saturation conditions. The impact of non-saturation degree on the throughput of both basic and RTS/CTS access mechanisms are analyzed and compared. It's shown the throughput of basic access scheme will be significantly affected by non-saturation degree.

Keywords IEEE 802.11, Wireless LANs, Non-saturated throughput, Markov chain

802.11^[1]是 IEEE 标准化组织定义的旨在支持宽带多媒体通信的 WLAN 技术。在其 CSMA/CA 媒体接入控制协议的必选项“分布式协调功能”(DCF)中,定义了两种接入方式:基本方式(默认方式)和 RTS/CTS 方式(可选方式)。目前已有较多的研究工作对 DCF 协议的吞吐量进行了较准确的分析^[2~5]。然而,已有的研究通常假设网络工作在饱和状态下,即每个站点的发送队列始终不为空。但对于实际的无线局域网而言,非饱和状态更具有代表性,网络的非饱和程度对吞吐量影响很大,因此分析非饱和和吞吐量有重要意义。基于上述考虑,本文提出了一种基于二维马尔可夫链的分析模型,详尽分析了非饱和程度对 DCF 吞吐量的影响。

1 分布式协调功能 DCF 体系的描述

出于效率的考虑,DCF 将传输之后空闲的 DIFS 划分为多个时隙,时隙的大小设为 σ 。每个移动设备仅仅允许在每个时隙开始时传输。同时 DCF 采用一种指数级后退机制。每个分组传输需要后退的时隙数目从区间 $(0, W-1)$ 中均匀选取,其中 W 称为冲突窗口。每次开始传输一个新的分组时,冲突窗口被设置成最小冲突窗口,记为 W_{\min} 。此后每次传输失败,冲突窗口加倍,直到达到一个最大值。只要信道空闲,后退计数器就递减;当探测到信道上有传输时,计数器停滞;当信道再次空闲超过一个 DIFS 时,计数器再次激活。当后退计数器达到 0 时移动设备开始传输分组。关于 802.11 的标准 DCF 更详尽的介绍请参阅文^[1]。

2 分析模型

假设移动设备的数目 n 为固定值,数据分组的长度为 L ,忽略无线信道的捕获效应和误码问题以及隐藏终端问题,即数据分组的碰撞仅发生在两个或者两个以上的移动设备在一个时隙内同时发送的情况下。在当计数器到达 0 时,开始传输数据分组,当数据分组成功传输后,该设备以概率 P_0 保持空闲,以概率 $1-P_0$ 产生一个新的数据分组从而启动新的后退计数器。因此概率 P_0 可以描述网络的非饱和程度,若 P_0 为 0 则网络工作在饱和状态, P_0 越大网络的非饱和程度越高,当 P_0 为 1 时网络负荷为 0,即网络处于空闲状态。

2.1 分组重发(后退)概率

定义一个移动设备在一个随机选取的时隙内传输分组的概率为 τ 。为了简化问题,假定系统处于稳定状态,即 n 个移动设备均以概率 τ 传输分组。后退概率(P_{BAS} 或 P_{RTS} , 简记为 P)可表示为:

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

2.2 分组发送概率

设 $b(t)$ 为表示一个给定移动设备的后退计数器的随机过程,且 t 和 $t+1$ 相当于两个连续时隙的开头。定义 $W_0 = W_{\min}$ 。设 m 为最大后退阶数,有 $W_{\max} = 2^m W_0$ 。令 $W_i = 2^i W_0$, 其中 $i \in [0, m]$ 称为后退阶数。设 $s(t)$ 为表示移动设备在时间 t 的后退阶段的统计过程。为了分析非饱和性能,设每当一个移动设备成功发送一个数据分组时(即该数据分组

从发送缓冲区中移出)该设备的计数器立即进入 DISABLE 状态,此时设备以概率 P_0 保持空闲,即计数器继续保持 DISABLE 状态,以概率 $1-P_0$ 产生新的数据分组,即计数器以概率 $1-P_0$ 离开 DISABLE 状态进入新一轮后退过程。为了建立分析模型,假设被传输的分组发生冲突或不成功传输的概率 P 不依赖于移动设备的状态(当 W 和 n 更大时这种近似更精确)。从而后退计数器的状态变化可以用一个二维的离散马尔可夫链进行描述,见图 1。

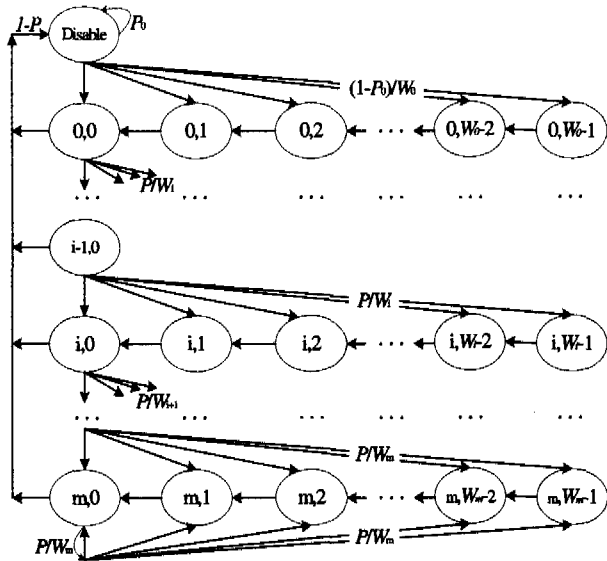


图 1 后退计数器的马尔可夫链模型

简记 $P\{s(t)=i, b(t)=k\}$ 为 $P\{i, k\}$, 简记 $P\{s(t)=disable, b(t)=disable\}$ 为 $P\{disable\}$, 则由图 1 可得非空的单步状态转移概率如下(式中下标表示对应后退阶数):

$$\begin{cases} P\{i, k|i, k+1\}=1 & k \in [0, W_i-2] \quad i \in [0, m] \\ P\{i, k|i-1, 0\}=p/W_i & k \in [0, W_i-1] \quad i \in [1, m] \\ P\{m, k|m, 0\}=p/W_m & k \in [0, W_m-1] \\ P\{0, k|disable\}=(1-P_0)/W_0 & k \in [0, W_0-1] \\ P\{disable|i, 0\}=1-P & i \in [0, m] \\ P\{disable|disable\}=P_0 \end{cases} \quad (2)$$

其中第一个公式表示在每个时隙的开头,后退计数器递减的过程。第二、三两个公式表示当分组以概率 P 发生碰撞然后计数器的状态变化。当后退阶数小于最大后退阶数 m 时,冲突窗口加倍,否则冲突窗口保持不变,计数器的值在冲突窗口范围内随机选取。后面三个公式描述系统非饱和程度对后退计数器状态的影响。当计数器达到 0 时开始发送数据分组,成功发送一个数据分组(即该分组被移出发送缓冲区)的概率为 $1-P$, 即后退计数器以概率 $1-P$ 进入 *disable* 状态,然后系统以概率 P_0 继续保持空闲,以概率 $1-P_0$ 产生新的数据分组,从而离开 *disable* 状态,重新启动计数器,在初始冲突窗口范围内均匀选取一个值。

记 $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t)=i, b(t)=k\}$, $i \in [0, m]$, $k \in [0, W_i-1]$ 以及 $b_0 = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t), b(t)=disable\}$ 为马尔可夫链的稳态概率分布。根据单步状态转移概率,有如下关系:

$$b_{i,k} = \begin{cases} P^i b_{0,0} & i \in [0, m-1] \quad k=0 \\ \frac{P^m}{1-P} b_{0,0} & i=m \quad k=0 \\ \frac{W_i-k}{W_i} b_{i,0} & i \in [0, m] \quad k \in [0, W_i-1] \end{cases} \quad (3)$$

由归一化条件可求 $b_{0,0}$ 如下:

$$1 = b_0 + \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = \frac{b_{0,0}}{1-P_0} + \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i-k}{W_i} = \frac{b_{0,0}}{1-P_0} + \frac{b_{0,0}}{2} \left[W \left(\sum_{i=0}^{m-1} (2P)^i + \frac{(2P)^m}{1-P} \right) + \frac{1}{1-P} \right] \quad (4)$$

$b_{0,0} =$

$$\frac{2(1-2P)(1-P)(1-P_0)}{(1-2P)[(W+1)(1-P_0)+2(1-P)]+P(1-P_0)W[1-(2P)^m]} \quad (5)$$

因为无论移动设备的后退阶数为多少,只要后退计时器为 0, 就可传输分组。因此根据 τ 的定义,有:

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{1-P_0}{1-P} b_0 = \frac{b_{0,0}}{1-P} = \frac{2(1-2P)(1-P_0)}{(1-2P)[(W+1)(1-P_0)+2(1-P)]+P(1-P_0)W[1-(2P)^m]} \quad (6)$$

公式(1)、(6)用两个未知参数 τ 和 P 表示了一个非线性系统,容易证明这个系统有唯一解,这两个参数可以用数值计算方法求得。

2.3 吞吐量分析

定义归一化的系统吞吐量 S 为信道上成功传输负载所用时间占整个信道通信时间的百分比。定义 P_{idle} 为信道空闲的概率, P_c 为信道上发生分组冲突的概率。同时定义 P_r 为在任一个时隙中信道上有且只有一个分组在发送的概率。很显然 $P_c = 1 - P_{idle} - P_r$ 。

由于站点需要竞争信道,而且每个站点以概率 τ 发送分组。因此可得:

$$P_{idle} = (1-\tau)^n \quad (7)$$

$$P_r = n\tau(1-\tau)^{n-1} \quad (8)$$

由于在一个时隙里,系统成功发送的平均信息负荷为 $P_r L$, 设信道速率为 R , 因此一个随机选取的时隙中用于成功传分组的时间为 $P_r L/R$, 因此系统的归一化吞吐量为:

$$S = \frac{P_r L/R}{P_{idle} \delta + P_r T_i + P_c T_c} \quad (9)$$

其中 T_i 为由于成功传输一个分组导致信道忙的平均时间, T_c 为每个移动设备在一次冲突中监听到信道忙的平均时间, δ 是一个空时隙所持续的时间。在基本接入和 RTS/CTS 机制下 T_i 和 T_c 分别为:

$$\begin{cases} T_{i,BAS} = L_{DIFS} + (L_h + L + L_{ACK})/R + L_{SIFS} \\ T_{c,BAS} = L_{DIFS} + (L_h + L)/R + L_{SIFS} \end{cases} \quad (10)$$

$$\begin{cases} T_{i,BAS} = L_{DIFS} + (L_h + L + L_{RTS} + L_{CTS} + L_{ACK})/R + 3L_{SIFS} \\ T_{c,BAS} = L_{DIFS} + L_{RTS}/R + L_{SIFS} \end{cases} \quad (11)$$

3 分析结果

实验中采用的参数基于跳频扩频(FHSS)技术,具体数值见表 1。网络中移动设备的数目 n 依次设为 10, 30, 50, 80。网络的吞吐量随系统的非饱和程度的标志 P_0 变化的性能曲线见图 2 和图 3 所示。横坐标为 $1-P_0$ 从 0 变化到 1 表示网络的非饱和程度逐渐降低(即网络从空闲变化到饱和状态)。结果表明,在一定的非饱和程度下,基本接入机制可以获得与 RTS/CTS 机制一样的最大吞吐量,这和饱和条件下的结论是迥然不同的。在饱和状态下,对于较长的数据分组,RTS/CTS 接入机制的吞吐量明显大于基本接入机制所获得的吞吐量。当 $1-P_0 \in (0, 10^{-3})$ 时在两种接入机制下系统的吞吐量均随着负荷的增加迅速并达到最大值,当 $1-P_0 \in (10^{-2},$

(下转第 51 页)

行计算,决定报文的转发方向、向管理节点返回封装体报文的类型及其携带的数据信息。这种灵活性是通过转发例程来实现的,例程存在于各个节点中,目前将转发例程分为4类:

(1)One-One 模式:根据包是否在所经过节点分成两种结构。一是所经中间节点不执行,其方式与目前的端到端通信方式类似。二是封装体报文按照指定的路径每到一个中间节点时,就要在该节点执行其携带的程序。通过这种执行方式,管理节点可以把集中的任务分发到沿整个传输路径上去执行。

(2)One-Multi 模式:在这种转发模式中,多个同样的封装体报文同时从一个节点发出,这些封装体报文发向不同的目的节点并且在该节点执行。这种转发模式可以用于信息的广播(如拥塞位置的检测)、子网的控制。

(3)BFST(Breadth First Search Traversing)转发模式:当封装体报文到达一个主动节点后,它被转发到与当前节点直接相连的邻居节点,到达下一个节点时同样按照将该报文直接转发给相邻的节点,直到遍历完整个网络。

(4)DFST(Depth First Search Traversing)转发模式:这是一种串行控制模式。在该模式中,封装体报文到达一个主动节点后,它被转发到与当前节点直接相连的一个邻居节点。当它到达这个邻居节点后,它又被转发到该邻居节点的一个邻居节点,依次转发下去,直至遍历完整个网络。

结束语 传统集中式网络管理不能满足日益复杂网络的

需要,分布式、可编程的网络管理平台是网络管理发展的必然趋势。主动网络管理体现了主动网络的思想,将一部分网络管理功能动态地分布在主动节点上,充分利用了主动节点的计算能力,使节点能够自动发现、解决问题,从而极大地优化了网络管理。本文讨论了基于主动节点的层次管理模式,该模式中各个模块相互独立、任务明确,而且在每个层都可以动态更新以适应主动网络中主动节点的易变性和主动应用的扩展性,因此网络管理的稳定性和扩展性都大为提高,适应了现代网络管理的需要。

参考文献

- 1 Kawamura R, Stadler R. Active Distributed Management for IP Networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2000, 38(4):114~121
- 2 Al Shaer E. Active Management Framework for Distributed Multimedia Systems[J]. Journal of Networks and Systems Management, 2000, 8(1):49~72
- 3 Brunner M, Stadler R. Service Management in Multi-Party Active Networks[J]. IEEE Communications Magazine, March 2000, 38(3):281~286
- 4 Kiwior D, Zabele S. Active Resource allocation in Active Networks[J]. IEEE JSAC, March 2000, 19(3): 452~459
- 5 Hicks M, Kakkar P, Moore J T, et al. PLAN: A programming language for active networks [C]. ACM SIGPLAN Notices, January 1999, 34(1): 86~93
- 6 Fatta G D, Re G L. Active Networks: an Evolution of the Internet [C]. In: Proc. of AICA2001-39th Annual Conference, Cernobbio, Italy, Sept. 2001. 19~22

(上接第 43 页)

1)时,在 RTS/CTS 机制下吞吐量一直保持最大值,基本上不随 n 变化,也不随 P_0 变化,显示出很强的稳定性。而基本接入机制下吞吐量随着网络负载的增加而减小最后稳定在饱和吞吐量(均小于最大吞吐量),而且受 n 影响很大。

表 1 系统参数

MAC 首部长度	272 比特	传输时延	1 μ s
PHY 首部长度	128 比特	时隙长度	50 μ s
ACK 长度	112 比特	SIFS 长度	28 μ s
信道速率(R)	1Mbps	DIFS 长度	128 μ s
分组长度(L)	8184 比特		

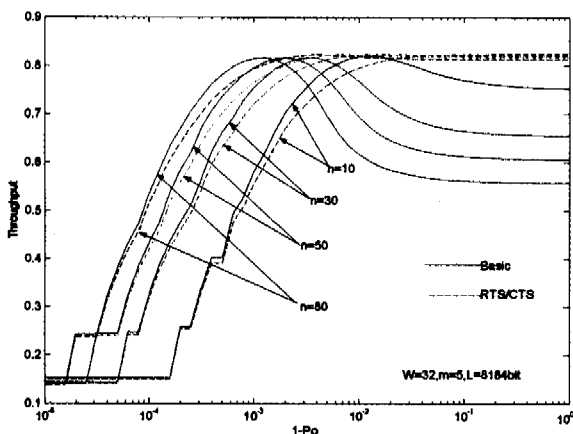


图 2 吞吐量与非饱和程度的关系图(W=32, m=5)

结论 本文分析了非饱和条件下 IEEE802.11 无线局域网 DCF 协议的吞吐量,结果表明网络的吞吐量是随系统非饱和程度动态变化的,在一定非饱和程度下,两种接入机制均可以达到相同的最大吞吐量。在数据分组较长的情况下,RTS/

CTS 接入方式在非饱和条件下的性能比基本接入方式更优越。

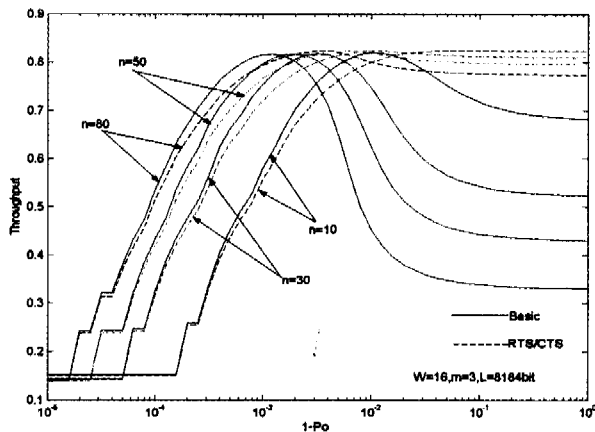


图 3 吞吐量与非饱和程度的关系图(W=16, m=3)

参考文献

- 1 IEEE 802.11 Working Group. Wireless LAN Medium Access Control(MAC)and Physical Layer(PHY)Specifications. 1999
- 2 Bianchi G. IEEE 802.11-Saturation throughput analysis. IEEE Communications Letters, 1998, 2:318~320
- 3 Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. IEEE J. Select. Areas Commun., 2000, 18:535~547
- 4 Dong X J, Varaiya P. Saturation Throughput Analysis of IEEE 802.11 Wireless LANs for a Lossy Channel. IEEE Communications Letters, 2005, 9(2):100~102
- 5 Chuan Heng Foh, et al. Comments on IEEE 802.11 Saturation Throughput Analysis with Freezing of Backoff Counters. IEEE Communications Letters, 2005, 9(2):130~132