

一种802.11DCF性能分析的简单方法

黎 宁¹, 史诚光²

(1. 中国电子科技集团公司第七研究所 广州 510310; 2. 第二炮兵装备部 北京 海淀区 100085)

【摘要】为了简化全互连环境饱和情况下IEEE 802.11DCF的性能分析方法,采用了一种简单的盒子-球模型。研究了将活跃结点发送报文时的碰撞转换成对相同数目的球独立随机放入多个盒子问题,盒子数目与活跃节点的平均竞争窗口相关。当有多个球恰巧落入同一个盒子中时,表明相应时刻会有碰撞发生。针对结点重发次数有限的实际情况,将发送结点的状态变化看作一个一维有限状态的马尔可夫过程,提出了一种基于虚发送周期和平均竞争窗口的计算802.11DCF容量的简单方法。仿真结果验证了该方法的合理性。

关键词 802.11DCF; 盒子-球模型; 虚发送周期; 平均竞争窗口; 网络容量
中图分类号 TN925.93 文献标识码 A

An Easy Way for 802.11DCF Performance Analysis

LI Ning¹, SHI Cheng-guang²

(1. No. 7 Research Institute, China Electronics Technology Group Corporation Guangzhou 510310;
2. Ministry of Ordnance Equipment of the 2nd Artillery Haidian Beijing 100085)

Abstract To simplify the performance analysis of IEEE 802.11DCF in a saturated wireless LAN environment, a simple box-ball model is proposed. It regards the problem of packet transmission collisions as throwing some balls into several boxes randomly and independently. Balls are equal to the number of active nodes and boxes are related to the average contention window of each node. When two or more balls happen to fall into the same box, it means a collision would occur when the corresponding time slot arrives. In concern of limited retransmissions for every packet, the state transform of transmitting node is approximated as a finite-state one-dimension Markovian process. A simple method is finally proposed to evaluate the capacity of 802.11DCF based on the concepts of virtual transmission period and average contention window. Simulation results validate the analysis.

Key words 802.11DCF; box-ball model; virtual transmission period; average contention window; network capacity

1 802.11DCF建模及分析

802.11标准是IEEE 802.11工作组制定的无线局域网标准^[1],其中的一种接入机制是分布式协作功能DCF(Distributed Coordination Function,称802.11协议),适用于ad hoc网络。文献[2]将每一个活跃结点在每个空闲时隙开始时刻的发送概率看作是一个服从几何分布的随机过程,首次采用平均竞争窗口和虚发送周期的概念来分析协议性能;文献[3]将活跃结点的状态变化看作一个二维马尔可夫过程,将结点的当前重发次数和结点的退避过程分别作为一个因素来考虑;本文采用“盒子-球”模型对报文碰撞问题进行研究,针对结点重发次数有限的情况,建立一维有限状态马尔可夫模型,用一种相对简单的方法分析802.11DCF在全互连网络中饱和情况下的系统容量。

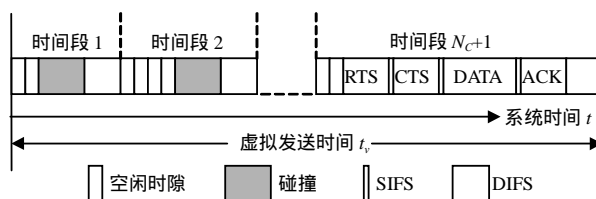


图1 虚发送期结构图

图1所示是从信道角度来看,成功发送一个报文所经历的过程,称为“虚发送期”,系统所经历的时间

收稿日期:2003-12-15

基金项目:“十五”国防预研基金资助项目

作者简介:黎宁(1973-),男,博士,主要从事宽带网络技术和无线通信方面的研究。

称为“虚发送时间”。假设系统中的活跃结点(发送结点)一直都有报文准备发送,活跃结点数用 $M(M > 1)$ 来表示。物理层采用直扩接口,请求发送RTS(Request To Send)、允许发送CTS(Clear To Send)、数据报文和确认ACK(Acknowledgment)的发送时间分别用 t_{rts} 、 t_{cts} 、 t_{data} 、 t_{ack} 表示。为了简化分析,假设所有报文发送之前都需要进行RTS/CTS交互。

如果用 i 来代表发送一个报文所经历的发送次数,则结点发送一个报文要经历 i 个退避过程,退避时长为 $\{BO_1, BO_2, \dots, BO_i\}$ (均值用 $E[BO]$ 表示),它们分别是 i 个竞争窗口 $\{CW_1, CW_2, \dots, CW_i\}$ (均值用 $E[CW]$ 表示)中经均匀抽样而得到的。如果系统是公平的,则各结点的 $E[BO]$ 、 $E[CW]$ 应相同。

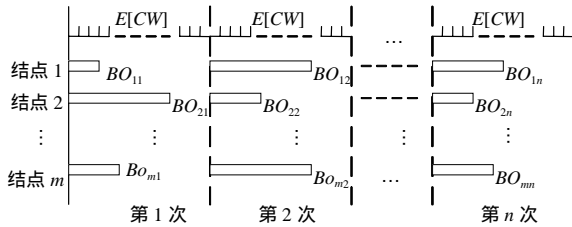


图2 结点退避时间的选择

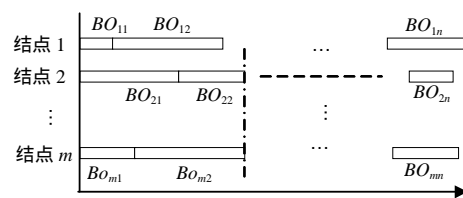


图3 系统的虚拟退避时间

要求解 $E[CW]$,可研究如下过程:各结点每次发送之前都会从 $E[CW]$ 中随机选择一个整数(0到 $E[CW]-1$ 之间)作为本次的退避计数器值。图2显示了 m 个结点在 n 次退避过程中对退避时间的选择,各结点对第 i 次退避时间的选择并不一定是在同一时刻进行的。图3显示了系统的虚拟退避时间的推进过程,它代表信道空闲DIFS后继续空闲时的时间推进状况。虚拟退避时间的推进与系统的实际时间推进并不一一对应,虚拟退避时间推进一个时隙,系统实际上可能已经历了很长时间。如果有多于一个的结点在同一虚拟退避时刻结束退避,就会发生碰撞。

假设系统是公平的,则有 $E[BO] = (E[CW] - 1) / 2$ 。当系统稳定后,系统的虚拟退避时间平均每推进 $E[BO]$ 个时隙,每个活跃结点都会随机选择一个时隙的开始(或结束)时刻作为自己发送的起始时刻。 $E[BO]$ 个时隙对应于 $E[BO]+1$ 个时隙的开始或结束时刻,所以每个结点有 $E[BO]+1$ 种可能的选择。

对于碰撞问题的求解最终可转换为向 $N(N = E[BO] + 1)$ 个盒子中随机放 M 个球的问题,称之为“盒子-球”问题。当有多于一个的球落在同一个盒子中时就相当于系统在相应的时刻到来时由于多个结点同时发送而发生一次碰撞。为了求出 $E[CW]$,只需观察任意结点 j 的竞争窗口变化过程。设 cw_i 是结点 j 连续第 i 次碰撞后所用的竞争窗口值。根据文献[1],假设对同一个数据报文最多能重发6次RTS,则有: $cw_i = 32 * 2^i - 1, 0 \leq i \leq 4, cw_i = 1023, 5 \leq i \leq 6$ 。对于直扩接口,短帧间隔SIFS(Short Interframe Space)为 $10 \mu s$,分布式帧间隔DIFS(Distributed Interframe Space)为 $50 \mu s$,时隙长度 $t_{slot} = 20 \mu s$,信道速率为2 Mbps, $CW_{min} = 31, CW_{max} = 1023$,最大传播时延 τ 取 $1 \mu s$ 。对于某结点 j ,其发送时刻不会与其他结点冲突的概率(成功发送概率)转换为“盒子-球”问题后就是要求解:其他 $M-1$ 个球随机放入 $N(N = E[BO] + 1)$ 个盒子中,所有球都不会落入球 j 所在盒子的概率。则结点 j 发送时刻发生碰撞的概率 P_{Coll} 可表示为:

$$P_{Coll} = 1 - \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{M-1} = 1 - \left(1 - \frac{1}{E[BO] + 1}\right)^{M-1} = 1 - \left(\frac{E[CW] - 1}{E[CW] + 1}\right)^{M-1} \tag{1}$$

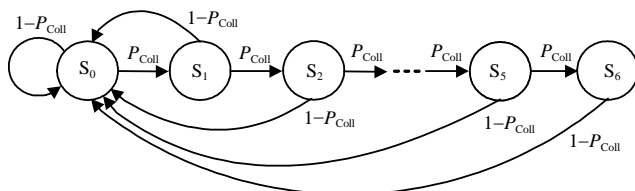


图4 发送结点的状态迁移图

P_{Coll} 是从结点角度而并不是从系统角度观察到的成功和失败发送概率。将某结点处于第 i 次重发时状态计为 $S_i(0 \leq i \leq 6)$,若假设结点发送时的碰撞概率 P_{Coll} 与结点的状态无关,则结点的状态迁移过程可以看作一个状态有限的一维马尔可夫过程,状态迁移图如图4所示。图中设结点处于状态 i 的概率为 P_i ,则可列方程:

$$P_i = P_0 P_{Coll}^i \quad 0 \leq i \leq 6, \quad \sum_{i=0}^6 P_i = 1 \tag{2}$$

对于任意结点, 其中竞争窗口可能的取值分别为: $CW_0=31$, $CW_1=63$, $CW_2=127$, $CW_3=255$, $CW_4=511$, $CW_5=1023$ 。根据全概率定理有:

$$E[CW] = \sum_i P\{CW = CW_i\} CW_i \quad (3)$$

令 $P_{CW_i} = P\{CW = CW_i\}$, 其中 $0 \leq i \leq 5$, 则有:

$$\{P_{CW_i} = P_i \quad 0 \leq i \leq 4, \quad P_{CW_5} = (P_5 + P_6)\} \quad (4)$$

在 M 给定的情况下, 由式(1)~(4)可求出 $E[CW]$ 。由 $E[CW]$ 就可得到 $E[BO]$ 。以下的讨论中, 在给定系统活跃结点数 M 的情况下都认为结点的 $E[BO]$ 已知。

在对网络容量进行求解之前, 先研究这样一个问题: 将 M 个球随机独立放入 $N(N=E[BO]+1)$ 个盒子中, 球放完后, 盒子中有球盒子数均值 $Z(M, N)$ 及盒子中球数多于1个的盒子数均值 $R(M, N)$ 。对于某盒子 A 来说, 某个球放到 A 中的概率是 $1/N$, 不放到 A 中的概率是 $(1-1/N)$, M 个球都不放到 A 中的概率是 $(1-1/N)^M$ 。由于所有盒子中球的分布相同, 所以 M 个球都放完后, 无球的盒子数目均值为 $N(1-1/N)^M$ 。则 $Z(M, N)$ 可以表示为:

$$Z(M, N) = N - N(1-1/N)^M = [N^M - (N-1)^M] / N^{M-1} \quad (5)$$

同样, M 个球都放完后, 盒子 A 中恰好有一个球的概率为: $C_M^1 (1/N)(1-1/N)^{M-1} = M(1-1/N)^{M-1} / N$, 则所有盒子中恰好有一个球的盒子数均值为: $M(1-1/N)^{M-1}$ 。有球盒子数减去恰好有一个球的盒子数就得到有多个球的盒子数 $R(M, N)$:

$$R(M, N) = \frac{N^M - (N-1)^M}{N^{M-1}} - M \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{M-1} = N - (N+M-1) \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{M-1} \quad (6)$$

盒子中有球, 对应相应的系统虚拟退避时间到来时刻有一次发送(可能一个结点发送, 也可能有多个结点同时发送), 所以系统的虚拟退避时间平均每推进 $E[BO]$ 个时隙, 整个系统中就对应有 $Z(M, E[BO]+1)$ 次发送(可能成功也可能失败)。系统中两个连续发送之间的退避空闲时间的平均值 $E[Idle]$ 可写为:

$$E[Idle] = \frac{E[BO]}{Z(M, E[BO]+1)} t_{\text{slot}} = \left(1 + \frac{1}{E[BO]}\right)^{M-1} t_{\text{slot}} \left/ \left[\left(1 + \frac{1}{E[BO]}\right)^M - 1 \right] \right. \quad (7)$$

从系统角度看, 成功发送一个报文所经历的平均碰撞次数 $E[N_c]$ 可表示为:

$$E[N_c] = \frac{R(M, N)}{Z(M, N) - R(M, N)} = \frac{E[BO]}{M} \left[\left(1 + \frac{1}{E[BO]}\right)^M - 1 \right] - 1 \quad (8)$$

如果成功发送一个报文所占用的信道时间用 S 来表示(开始无冲突发送 RTS 到最后收到 ACK, 再加上一个 DIFS), 则有:

$$S = t_{\text{rts}} + t_{\text{cts}} + t_{\text{data}} + t_{\text{ack}} + 4\tau + 3SIFS + DIFS \quad (9)$$

碰撞是由于多个结点同时发送 RTS 造成的, 每次碰撞时间长度 t_c 都为固定值, 且有 $t_c = t_{\text{rts}}$ 。设一个虚发送期内所经历的系统时间为 t_v , 则有:

$$t_v = \left[\sum_{i=1}^{N_c} (Idle_i + t_c + \tau + DIFS) \right] + Idle_{N_c+1} + S \quad (10)$$

不失一般性, 假设 $Idle_i$ 独立同分布, 就可得到系统的虚发送周期 $E[t_v]$:

$$E[t_v] = E[N_c](t_c + \tau + DIFS) + E[Idle](E[N_c]+1) + E[S] = \left\{ \frac{E[BO]}{M} \left[\left(1 + \frac{1}{E[BO]}\right)^M - 1 \right] - 1 \right\} [t_c + DIFS + \tau] + \frac{E[BO]}{M} \left(1 + \frac{1}{E[BO]}\right)^{M-1} t_{\text{slot}} + E[S] \quad (11)$$

在 $M(M-1)$ 和报文平均长度 \bar{m} 已知的情况下, 根据式(11)由 $\rho_{\max} = \bar{m} / E[t_v]$ 可求出网络容量。

2 分析及仿真结果比较

本文采用文献[4]对全互连环境下802.11DCF进行了仿真, 得到了不同报文长度 L (字节)条件下, 网络容量 ρ_{\max} 与活跃结点数 M 的关系曲线, 如图5所示。图中实线代表本文方法分析值, 虚线代表仿真值, 点划线代表Cali方法的分析值。结果显示, 本文的分析结果具有较好的精确度。本文还采用文献[3]方法作了重新计

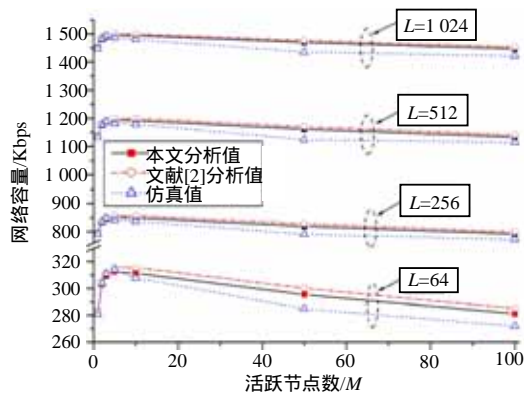


图5 不同报文长度时网络容量与M关系

算(一种二维马尔可夫模型的分析方法), 仍然得到了与本文分析结果基本一致的结论。以上结果表明, 本文的一维马尔可夫模型在不影响分析精度的情况下能够大大简化分析过程, 这对于理解和掌握802.11DCF协议性能的分析方法具有重要意义。

3 结论

本文采用一种简单的盒子-球模型来分析发送报文的碰撞问题, 同时采用一维有限状态马尔可夫模型来表征发送节点的状态变化过程, 对802.11DCF协议的吞吐率性能进行了分析, 通过仿真对本文的分析方法进行了验证, 并与相关研究者提出的方法进行了比较。结果表明: 本文采用的盒子-球模型以及一维马尔可夫模型可以较为准

确的表征802.11DCF的工作过程, 在不影响分析精度的情况下可大大简化问题的分析过程。

参考文献

- [1] IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee. IEEE Std. 802.11-1999. Wireless LAN medium access control and physical layer (PHY) specifications [S]. New York: IEEE Standards Association Press, 1999.
- [2] Cali F, Conti M, Gregori E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2000, 8(6): 785-799.
- [3] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communication, 2000, 18(3): 535-547.
- [4] UCLA parallel computing laboratory and wireless adaptive mobility laboratory. GloMoSim: a scalable simulation environment for wireless and wired network systems[EB/OL]. <http://pcl.cs.ucla.edu/projects/glomomim>, 2003-12-10.

编辑 刘文珍

(上接第304页)

表4 长度自适应算法与改进的长度自适应算法分组丢失率比较(BC-pOct89)

穿越计数器步长	1	2	3	4	5
改进前的分组丢失率(10^{-3})	7.76	7.48	7.60	7.61	7.62
改进后的分组丢失率(10^{-4})	2.98	2.09	1.96	1.81	1.83

4 结论

本文提出一种改进的长度门限自适应组装算法, 它相对原有的长度门限自适应组装算法更能根据网络业务动态地调整突发数据长度门限值, 更大程度地降低OBS突发数据的自相似性, 分组阻塞率降低了一个数量级。

参考文献

- [1] An G E, Franco C, Lakshman S T. On optical burst switching and self-similar traffic[J]. IEEE Communications Letters, 2000, 4(3): 98-100.
- [2] Fei X, Yoo S J B. Self-similar traffic shaping at the edge router in optical packet-switched networks[C]//Communications, IEEE International Conference on, New York, USA, 2002, 4(2): 2 449-2 453.
- [3] Yu J H, Yang Y J, Chen Y H, et al. United assembly algorithm for optical burst switching[J]. Chinese Optics Letters, 2003, 1(6): 320-321.
- [4] Se Y O, Hyun H H, Minho K. A burst assembly algorithm in optical burst switching networks[J]. ETRI Journal, 2002, 24(4): 311-322.
- [5] Xiong Y J. Control architecture in optical burst-switched WDM networks[J]. Communications, 2000, 18(10): 1 838-1 851.
- [6] The internet traffic archive[EB/OL]. Princeton, NJ08544, USA, ACM SIGCOMM, 2004-06-25, <http://www.acm.org/sigcomm/ITA>

编辑 徐安玉