

IEEE 802.11 功耗分析*

黎 宁

(中国电子科技集团公司第七研究所, 广东 广州 510310)

摘 要: 为得到 IEEE 802.11DCF 在全互连网络饱和情况下的功耗, 采用“盒子-球”模型对报文碰撞问题进行了研究。通过将发送结点的状态变化看作一个状态有限的一维马尔可夫过程, 运用一种基于虚发送周期和平均竞争窗口概念的方法分析了 IEEE 802.11DCF 的功耗性能。结果表明, 报文长度、信道速率等因素对协议功耗性能只有微弱影响; 结点数达到一定程度之后, 协议功耗主要由接收功耗决定, 与发送功耗关系不大。

关键词: 802.11DCF; 盒子-球模型; 功率消耗; 虚发送周期; 平均竞争窗口

中图分类号: TN925.93 **文献标识码:** A **文章编号:** 0529-6579 (2005) 05-0034-04

1 802.11DCF 功耗性能分析

IEEE 802.11 定义的分布式协调功能 DCF (Distributed Coordination Function) 是一种用于对等式无线局域网和多跳 ad hoc 网络的媒体接入协议^[1]。

Cali 首次采用平均竞争窗口和虚发送周期的方法分析了 802.11DCF 的容量问题^[2]。Bianchi 将活跃结点当前所处退避阶段和结点当前的退避计数器分别作为一个因素, 通过求解二维马尔可夫过程得到协议的容量^[3]。Bononi 采用与 Cali 相似的模型分析了 DCF 的功耗问题, 但分析过程较为复杂, 且未将空闲状态功耗与接收状态功耗加以区别^[4]。本文将采用一种更简单和直观的方法来分析此问题。

本文以 RTS/CTS 接入方式为例来阐述 802.11DCF 的功耗分析方法, 如果考虑基本接入方式, 仍然可以采用同样的方法分析, 仅在计算碰撞时间 Coll 时有所不同。

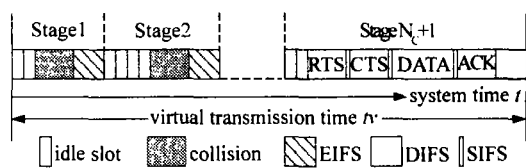


图1 虚拟发送时间结构图

Fig.1 Structure of virtual transmission period

图1是从信道角度来看, 系统从前一次成功发送完一个报文开始到下一次成功发送完一个报文为

止所经历的过程。对于 802.11DCF, 我们希望计算出全互连网络饱和情况下的协议功耗。假设系统中的活跃结点一直都有报文准备发送, RTS、CTS、数据和 ACK 的发送时间分别用 t_{rts} 、 t_{cts} 、 t_{data} 、 t_{ack} 表示。系统中的结点总数和活跃结点数分别用 K 和 M ($M \leq K$) 表示。

如果系统是公平的, 则每个活跃结点的平均竞争窗口和平均退避时间 (以基本时隙数表示) 应该相同, 分别用 $E[CW]$ 和 $E[BO]$ 表示, 且有:

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

定义系统的“虚拟退避时间”为: 各结点在退避过程中所经历的退避时间。虚拟退避时间以基本时隙为单位向前推进, 与系统实际时间的推进并不一一对应。比如: 在虚拟退避时间轴上, 前一个退避时隙的结束与下一个退避时隙的开始在同一点上, 而系统的实际时间则可能因为发送数据、等待 SIFS、DIFS 或因报文碰撞而过了很长时间。

系统的虚拟退避时间平均每推进 $E[BO]$ 个时隙, 每个活跃结点都会在其中随机选择一个时隙的开始 (或结束) 时刻作为自己发送报文的起始时刻。因为 $E[BO]$ 个时隙对应于 $E[BO] + 1$ 个时隙的开始或结束时刻 (如: 结点既可能在第 1 时隙的开始时刻发送, 也可能在第 $E[BO]$ 时隙的结束时刻发送), 所以每个结点有 $E[BO] + 1$ 种可能的选择。

观察某结点 j 的竞争窗口变化过程, 结点 j 的平均竞争窗口代表了网络中任意结点的平均竞争窗

* 收稿日期: 2005-01-19

基金项目: 国家“十五计划”预研基金资助项目

作者简介: 黎宁 (1973 年生), 男, 博士; E-mail: liningbjqh@sina.com

口。如果用 cw_i 表示结点 j 连续第 i 次碰撞后所用的竞争窗口值, 用 m' 表示活跃结点的最大退避阶数 (根据 [1], $m' = 5$), 用 m 表示对同一个报文的最大重发门限 (根据 [1], 对于 RTS/CTS 接入方式 $m = 6$), 则有:

$$\begin{cases} cw_i = (CW_{\min} + 1) * 2^i - 1, & 0 \leq i < m' \\ cw_i = CW_{\max} & m' \leq i \leq m \end{cases} \quad (2)$$

对报文碰撞问题的求解最终可转换为将 M 个球随机放入 N ($N = E[BO] + 1$) 个盒子中的问题, 我们称之为“盒子-球”模型。当有多个球落在同一个盒子中时就相当于在相应时刻到来时由于多个结点同时发送而产生碰撞。

对于某结点 j , 其开始发送时刻不会与其它结点冲突的概率 P_{succ} 转换为盒子-球模型后就是要求解: 其它 $M-1$ 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。由于各球落入哪个盒子是随机独立的, 有:

$$P_{\text{succ}} = \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{M-1} = \left(\frac{E[CW] - 1}{E[CW] + 1}\right)^{M-1} \quad (3)$$

结点 j 发送时刻与其它结点发生碰撞的概率用 P_{coll} 表示可写为:

$$P_{\text{coll}} = 1 - P_{\text{succ}} = \left(\frac{E[CW] - 1}{E[CW] + 1}\right)^{M-1} \quad (4)$$

P_{succ} 和 P_{coll} 是从结点角度 (顾客到达分布) 观察到的成功和失败发送概率。

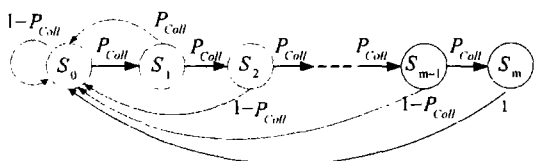


图2 活跃结点的状态迁移图

Fig.2 State transition of active nodes

我们将某结点处于第 i 次重发时状态计为 S_i ($0 \leq i \leq m$), 若假设结点发送时的碰撞概率 P_{coll} 与结点的状态无关, 则结点的状态变化可看作为一个状态有限的一维马尔可夫过程, 状态迁移图如图2所示。设结点处于状态 i 的概率为 P_i , 则可列方程:

$$\begin{cases} P_i = P_0 P_{\text{coll}}^i & 0 \leq i \leq m \\ \sum_{i=0}^m P_i = 1 \end{cases} \quad (5)$$

根据全概率定理有:

$$E[CW] = \sum_i P \{CW = CW_i\} * CW_i, 0 \leq i \leq m' \quad (6)$$

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

$$\begin{cases} P_{CW-i} = P_i & 0 \leq i < m' \\ P_{CW-m'} = \sum_{i=m'}^m P_i \end{cases} \quad (7)$$

从以上的分析中可知: 系统中的活跃结点数 M 直接决定了各发送结点的平均竞争窗口 $E[CW]$ (可采用 Bianchi 提出的方法估计 M 值^[5])。在 M 确定的情况下, 由(4)-(7)式, 通过数值计算方法可求出 $E[CW]$, 并由此得到 $E[BO]$ 。

首先研究这样一个问题: 将 M 个球随机放入 N ($N = E[BO] + 1$) 个盒子中, 有球盒子数均值 $Z(M, N)$ 以及球数多于 1 的盒子数均值 $R(M, N)$ 。盒子中有球对应于相应的系统虚拟退避时间到来时刻有结点发送 (可能一个结点发送, 也可能有多个结点同时发送), 盒子中的球数多于 1 个对应于相应的系统虚拟退避时间到来时刻由于有多个结点同时发送而导致碰撞发生。经过推导可得:

$$Z(M, N) = \frac{N^M - (N-1)^M}{N^{M-1}} \quad (8)$$

$$R(M, N) = \sum_{i=1}^{M-1} \frac{i(N-1)^{i-1}}{N^i} = \frac{N - (M + N - 1) \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{M-1}}{N} \quad (9)$$

系统中两次连续发送之间空闲时间的平均值 $E[Idle]$ 可表示为:

$$E[Idle] = \frac{E[BO]}{Z(M, E[BO] + 1)} t_{\text{slot}} = \frac{\left(1 + \frac{1}{E[BO]}\right)^{M-1}}{\left(1 + \frac{1}{E[BO]}\right)^M - 1} t_{\text{slot}} \quad (10)$$

每次发生碰撞时发送结点数的均值 $E[N_s]$ 可表示为:

$$E[N_s] = \frac{M - (Z(M, N) - R(M, N))}{R(M, N)} = \frac{M \left[1 - \left(1 - \frac{1}{E[BO] + 1}\right)^{M-1}\right]}{(E[BO] + 1) - (M + E[BO]) \left(1 - \frac{1}{E[BO] + 1}\right)^{M-1}} \quad (11)$$

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:

$$E[N_c] = \frac{R(M, N)}{Z(M, N) - R(M, N)} = \frac{\frac{E[BO]}{M} \left[\left(1 + \frac{1}{E[BO]}\right)^M - 1\right] - 1}{1} \quad (12)$$

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), 忽略信号传播时延, 有:

$$S = t_{\text{rs}} + t_{\text{cts}} + t_{\text{data}} + t_{\text{ack}} + 3\text{SIFS} + \text{DIFS}$$

因为碰撞主要是由于多个结点同时发送 RTS 造成的, 所以每次碰撞 (RTS 碰撞) 时间长度 Coll

都为固定时长:

$$Coll = t_{rs} \quad (14)$$

$$EIFS = SIFS + t_{cs} + DIFS \quad (15)$$

协议总功耗 $P(M, K)$ 与系统中结点总数 K 以及活跃结点数 M ($M \geq 1$) 有关, 当所有结点都有报文发送时, 有 $M = K$ 。考察一个虚发送周期内的平均功耗, 当发生碰撞时平均有 $E[N_s]$ 个结点发送, 我们假设其它 $(K - E[N_s])$ 个结点处于空闲状态; 当成功发送时, 总有一个结点发送, $(K - 1)$ 个结点接收; 在虚发送期内的其它时间所有 K 个结点都处于空闲状态。 M 对 $E[Idle]$ 、 $E[N_s]$ 和 $E[N_c]$ 的取值有作用。在 M 、 K 和报文平均长度 L (决定了 $E[t_{data}]$) 已知的情况下, 根据(10)~(15)可由下式求出协议总功耗:

$$P(M, K) = \frac{\left(E[N_c](E[N_s]P_{tx} + (K - E[N_s])P_{idle})Coll + KP_{idle} \left(\frac{E[N_c]EIFS + 3SIFS + DIFS}{E[Idle](E[N_c] + 1)} \right) + \frac{(P_{tx} + (K - 1)P_{rx})(t_{rs} + t_{cs} + E[t_{data}] + t_{ack})}{E[N_c](Coll + EIFS) + E[Idle](E[N_c] + 1) + E[S]} \right)}{E[N_c](Coll + EIFS) + E[Idle](E[N_c] + 1) + E[S]} \quad (16)$$

式中, P_{tx} 、 P_{rx} 、 P_{idle} 分别表示发送、接收和空闲状态时的功耗, 分母即为虚拟发送周期 $E[t_r]$ 。

2 仿真验证和结果分析

根据 Feeney 的实际测量结果^[6], P_{tx} 、 P_{rx} 、 P_{idle} 分别为 1.327、0.967 和 0.844 W, 我们在无线仿真工具 GloMoSim^[7] 中对此能耗模型进行了实现^[8]。仿真中各结点构成一全互连网络, 活跃结点始终有数据等待发送。物理层采用直扩模型, $SIFS = 10 \mu s$, $DIFS = 50 \mu s$, 基本时隙长度 $t_{slot} = 20 \mu s$, $CW_{min} = 31$, $CW_{max} = 1023$ 。

协议功耗分析结果和仿真结果如表 1 所示。结果表明, 本文的分析结果与仿真结果基本相符 (最大误差在 0.5% 左右), 这验证了本文分析方法的合

表 1 无线网卡总功耗分析与仿真结果比较

Tab.1 Analysis and simulation results of network power-consumption of the wireless interface card /W

(M, K)	L = 64 bytes		L = 1024 bytes	
	分析结果	仿真结果	分析结果	仿真结果
(1, 2)	2.165	2.168	2.253	2.253
(2, 2)	2.199	2.209	2.275	2.268
(3, 3)	3.157	3.175	3.241	3.235
(5, 5)	5.061	5.093	5.168	5.152
(10, 10)	9.790	9.843	9.976	9.961
(50, 50)	47.202	47.504	48.295	48.110
(100, 100)	93.427	94.145	95.986	95.497

理性。结果还表明: 随着报文变长, 总功耗会增加, 但增加幅度非常有限。

由 (16) 式我们还得到了图 3 和图 4。并以 $P(M, K)/K$ 表示结点的归一化功耗。

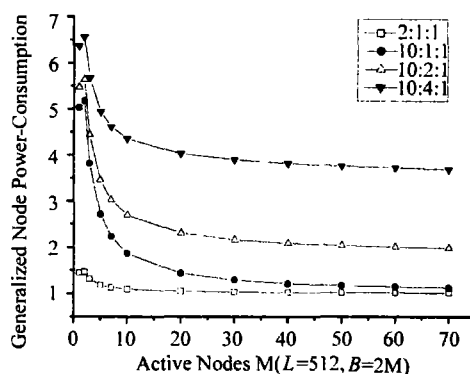


图 3 各模式不同功耗比时的结点归一化功耗
Fig.3 Normalized node power-consumption at different power ratio

图 3 显示了信道速率 $B = 2$ Mbps, $L = 512$ bytes, $K = M$ ($M = 1$ 时 $K = 2$ 除外) 时, $P_{tx} : P_{rx} : P_{idle}$ 不同比值条件下结点归一化功耗随 M 变化的曲线。结果表明, 当结点数较少时, 发送功耗对结点的平均功耗性能影响较大; 而其它情况下, 结点平均功耗接近于接收功耗, 与发送功耗关系不大。这主要是因为同一时刻系统中只能有 1 个 (或少数几个) 结点发送, 而多数结点在绝大部分时间里都处于接收状态。

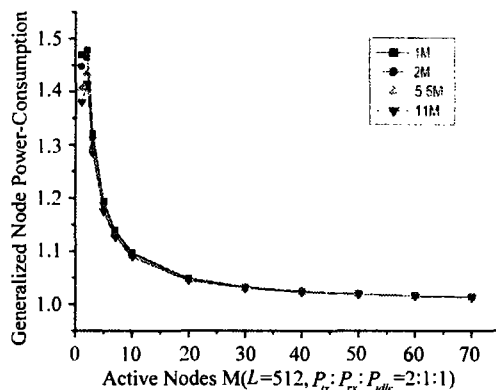


图 4 不同信道速率时的结点归一化功耗
Fig.4 Normalized node power-consumption at different channel rate

图 4 显示了 $P_{tx} : P_{rx} : P_{idle} = 2 : 1 : 1$, $L = 512$ bytes 条件下不同信道速率时结点的归一化功耗。图中考虑了 802.11b 的几种典型信道速率, 此处我们假设结点各模式功耗不随信道速率的变化而改变。结果表明, 随着信道速率的增加, 结点的归一化功耗会略微减小, 但信道速率对结点功耗的影响非常微弱。

3 结论

本文基于虚发送周期和平均竞争窗口的概念,通过运用盒子-球模型和将结点的状态变化看作一维有限状态的马尔可夫过程,分析了全互连网络饱和情况下 IEEE 802.11DCF 的功耗性能并通过仿真验证了分析的合理性。结果表明:报文长度、信道速率对协议功耗性能只有微弱影响;结点数达到一定程度后,IEEE 802.11DCF 的饱和功耗主要由接收功耗决定而与发送功耗关系不大,这说明通过技术改进而降低硬件的接收功耗比降低发送功耗对节能具有更大意义。

参考文献:

- [1] IEEE Std. 802.11 - 1999. Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications [S]. IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee, New York, 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] BONONI L, CONTI M, DONATELLO L. Distributed mechanism for power saving in IEEE 802.11 wireless LANs[J]. ACM/Kluwer Mobile Networks and Applications Journal. June 2001, 6(3): 211 - 222.
- [5] BIANCHI G, TINNIRELLO I. Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802.11 network [A]. In Proceedings of IEEE INFOCOM'03 [C]. San Francisco, CA, April 2003, Volume 2: 844 - 852.
- [6] FEENEY LM, NILSSON M. Investigating the energy consumption of a wireless network interface in an ad hoc networking environment[A]. IEEE Infocom 2001 [C]. Anchorage, AK, USA, April, 2001: 1548 - 1557.
- [7] 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/gloMosim>, Apr. 2004.
- [8] 黎宁, 王小伟, 郑少仁. 无线网卡能耗建模及在 GloMoSim 中的实现 [J]. 系统仿真学报, 2003, 15(5): 696 - 699.

Power-Consumption Analysis for IEEE 802.11

LI Ning

(China Electronics Technology Group Corporation No.7 Research Institute, Guangzhou 510310, China)

Abstract: To achieve the power-consumption of IEEE 802.11DCF in a saturated wireless LAN environment, a box-ball model is used to resolve the packet transmission collision probability of active stations. By approximating the state transition of active stations as a finite-state one-dimension Markovian process, the power-consumption performance of IEEE 802.11DCF is analyzed based on the concepts of virtual transmit period and average contention window. Results show that packet length and channel rate only has marginal effects on the average power-consumption of the protocol. When stations in the network are some few, the average power-consumption level of the protocol is mainly determined by the receive power of the station, and it has little relevance to the transit power.

Key words: 802.11DCF; power-consumption; box-ball model; virtual transmission period; average contention window