

Ad-hoc 网络的负载自适应 MAC 协议

Load Adaptive MAC Protocol of Ad-hoc Network

吴心一¹ 赵霞¹ 孟伟² 王祝萍¹

(同济大学电子与信息工程学院¹,上海 201804;上海电信科技发展有限公司²,上海 200010)

摘要: 基于 Ad-hoc 网络,提出一种负载自适应 MAC 协议——LAP。该协议综合考虑了站点个数、帧长度和帧到达率对网络负载的影响,并引入负载因子评估当前网络的负载状况。当负载因子小于切换阈值时,LAP 采用基于竞争的 CSMA/CA 机制;反之,则采用基于非竞争的 Token-Ring 机制。仿真证明,该协议能在重负载和轻负载环境中有效控制接入延时,最终提高网络实时性。

关键词: MAC 协议 负载因子 CSMA/CA 机制 Token-Ring 机制 接入延时

中图分类号: TP273 **文献标志码:** A

Abstract: Load awareness protocol (LAP), a load adaptive MAC protocol of Ad-hoc network is proposed. It comprehensively considers the influence of station number, frame length and frame arrival rate to network load, and load factor is introduced to evaluate the current load condition of network. When the load factor is less than switching threshold, LAP adopts CSMA/CA mechanism based on competition; otherwise Token-Ring mechanism based on non-competition is adopted. Simulation shows that the protocol controls access delay effectively under heavy-load and light-load situation, and improves the real-time performance finally.

Keywords: MAC protocol Load factor CSMA/CA mechanism Token-Ring mechanism Access delay

0 引言

无线网络 MAC 协议最重要的功能是解决信道分配问题,IEEE 802.11 标准提供了基于竞争机制的分布式协调功能(distribute coordinated function,DCF)和基于轮询机制的点协调功能(point coordinated function,PCF)两种控制信道接入功能。其中 DCF 是一种基于 CSMA/CA 机制实现的信道协调功能。在轻载网络环境下,CSMA/CA 性能优越且容易实现;然而在重载网络环境中,移动站点的接入延时将不可估计(接入延时是指站点开始竞争信道直到数据被成功发送的时间间隔)。基于轮询机制的协调功能(如 PCF),Token-Ring 能够在重载网络环境中为移动站点提供更加公平的接入机制,减少站点的平均接入延时,从而提高网络吞吐量。

MAC 协议设计是近几年的研究热点^[1-7]。文献[1]基于 DCF 模型提出了一种动态开启 RTS/CTS 标志的策略;文献[2]将基于竞争机制的 CSMA/CD 和基于轮询机制的令牌环机制(Token-Ring)在不同负载环境下的性能进行了比较,并验证了两种协议的优缺点;文献[3]认为

竞争机制的避退窗口估计算法对竞争网络的性能影响重大,据此优化了原有算法,提高了网络的吞吐量;文献[4]针对多信道隐藏终端问题和 DCF 协议,提出一种基于邻居节点合作机制的 MAC 层机制,提高了吞吐量,降低了数据包延时;文献[5]和文献[6]对基于非竞争的轮询模式进行了研究,优化了令牌网络的性能;文献[7]对令牌网络模型各网络参数给出了准确的估计。

在以上各研究的基础上,本文以 Ad-hoc 网络为对象,提出了一种新的负载自适应 MAC 协议。该协议采用负载因子 δ 评估当前无线网络的负载状态,用最小二乘法得到全局切换阈值 $\delta_{\text{Threshold}}$ 的估计值。这种方法对当前负载状况给出了比较准确的估计,且全局切换阈值为一个确定值。根据该阈值,网络中的所有站点确定是否进行协议切换,避免了因个别站点突发状况引起的误切换,大大减少了切换次数。

1 协议实现

1.1 接入延时分析

本文将站点的平均接入延时作为当前网络负载客观反映^[8-10],其中基于 CSMA/CA 机制的竞争网络站点接入延时可用下式表示:

$$T_{\text{access_delay}} = N_{\text{back_off}} T_{\text{slot}} + N_f T_f \quad (1)$$

式中: $N_{\text{back_off}}$ 为站点在冲突阶段的平均避退窗口数; T_{slot} 为单位避退窗口的延时; N_f 为数据发送失败的次

国家 863 重点基金资助项目(编号:2009AA043001);

上海市科委科技攻关计划基金资助项目(编号:10511501002)。

修改稿收到日期:2012-06-28。

第一作者吴心一(1988-),男,现为同济大学控制理论与控制工程专业在读硕士研究生;主要从事机器人方向的研究。

数; T_f 为发送失败导致的延时。

文献[8]~文献[10]均对竞争机制的网络建立了马尔科夫链模型,由此得到网络中某一站点一次发送过程中冲突的概率为:

$$p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (2)$$

式中: τ 为站点任意时刻发送数据帧的概率; n 为活跃站点个数。

基于以上结论,数据包在第 i 次发送成功的概率为:

$$P_i = \frac{p^i - p^{i+1}}{1 - p^{m+1}} \quad (3)$$

式中: i 表示数据包经历了 i 次碰撞。

N_f 可以表示为:

$$N_f = \sum_{i=0}^m \left(i \times \frac{p^i - p^{i+1}}{1 - p^{m+1}} \right) \quad (4)$$

每一次避退单位数都在 $[0, W_i - 1]$ 范围内均匀分布,平均避退单位数为 $(W_i - 1)/2$ 。因此,有:

$$N_{back_off} = \sum_{i=0}^m \left(\frac{W_i - 1}{2} \times \frac{p^i - p^{i+1}}{1 - p^{m+1}} \right) \quad (5)$$

每一次发送失败经历的最大延时为:

$$T_f = T_{packet} + T_{SIFS} + T_{ack} + T_{DIFS} \quad (6)$$

式中: T_{packet} 为传输一个数据包失败的最大延时,该值等于一个数据包被完整发送的时间; T_{SIFS} 与 T_{DIFS} 为协议控制时隙; T_{ack} 为响应超时时间。将式(4)~式(6)代入式(1),能够得到采用 CSMA/CA 机制的站点接入延时估计值。

文献[6]中已给出了基于非竞争的 Token-Ring 网络的接入延时的分析。CSMA/CA 与 Token-Ring 机制的接入延时响应曲线如图 1 所示。

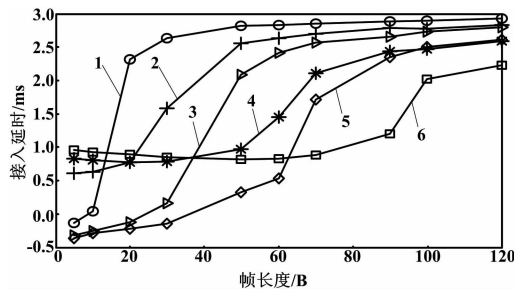


图 1 接入延时响应曲线

Fig. 1 Response curves access delay

图 1 中:曲线 1 基于 CSMA/CA,其参数为 $n = 150$, $\gamma = 10$ 数据包/s;曲线 2 基于 Taken-Ring,其参数 $n = 150$, $\gamma = 10$ 数据包/s;曲线 3 基于 CSMA/CA,其参数为 $n = 150$, $\gamma = 5$ 数据包/s;曲线 4 基于 Taken-Ring,其参数为 $n = 150$, $\gamma = 5$ 数据包/s;曲线 5 基于 CSMA/CA,其

参数为 $n = 100$, $\gamma = 10$ 数据包/s;曲线 6 基于 Taken-Ring,其参数 $n = 100$, $\gamma = 10$ 数据包/s。

从图 1 可以看出,随着帧长度的增加,站点的接入延时也随之增大。

1.2 网络负载因子 δ 与切换阈值 $\delta_{Threshold}$

由前文可知,站点的平均接入延时都随着站点个数 n 、帧长度 L 和帧到达率 γ 的改变而改变。本文采用文献[6]的网络负载因子 δ 作为评估当前网络的负载状况, δ 可定义为:

$$\delta = \frac{n\gamma L}{R} \quad (7)$$

式中: δ 为网络的全局切换阈值,也是网络轻载与重载的分界点,它的值是唯一的; R 为信道容量。

自适应协议切换机制如图 2 所示。当 $\delta > \delta_{Threshold}$ 时,表明当前网络负载较大,负载意识协议(load awareness protocol, LAP)协议能够在 $\delta_{Threshold}$ 附近切换为 Token-Ring 模式;当 $\delta < \delta_{Threshold}$ 时, LAP 协议能够在 $\delta_{Threshold}$ 附近切换为 CSMA/CA 机制。

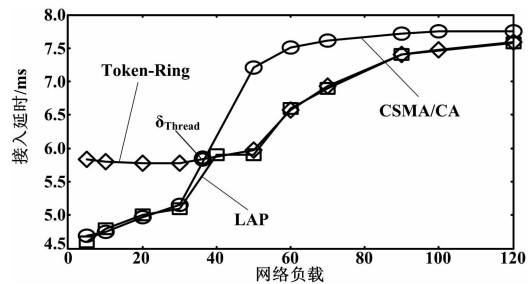


图 2 协议切换机制

Fig. 2 Protocol switching mechanism

为求解 $\delta_{Threshold}$,取站点数 $n_i \in (n_1, n_2, \dots, n_m)$,帧到达率 $\gamma_j \in (\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$,帧长度 L 为 $(40, 400)$ 之间的离散数组。以 (n_i, γ_j, L) 作为输入参数,得到站点个数为 n_i ,帧到达率为 γ_j ,下局部切换阈值为 δ_{ij} ;另取帧到达率 $\gamma_k (k \neq j)$,得到站点个数为 n_i ,帧到达率为 γ_k 下的局部切换阈值为 δ_{ik} ;取遍 $(\gamma_1, \gamma_2, \gamma_3, \dots, \gamma_n)$,最终得到站点个数为 n_i 下对应所有帧到达率 $(\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$ 的局部切换阈值 $(\delta_{i1}, \delta_{i2}, \dots, \delta_{in})$ 。站点个数为 $n_i (t \neq i)$ 下的临界负载因子可采用相同方法获得。

以上方法得到了站点个数 n_i 下的一组局部切换阈值组 $(\delta_{i1}, \delta_{i2}, \dots, \delta_{im})$,同时也确定了对应局部阈值的帧到达率与帧长度组合,记为 $[(\gamma_1, L_{i1}), (\gamma_2, L_{i2}), \dots, (\gamma_n, L_{in})]$ 。取站点个数为 n_i 下的局部切换阈值为:

$$\delta_i = \frac{\sum_{j=1}^n \delta_{ij}}{n} \quad (8)$$

由 $\delta_{Threshold}$ 的唯一性可知,站点个数为 n_i 下的局部切

换阈值满足 $\delta_i \approx \delta_{\text{Threshold}}$ 。由式(7)和式(8)可知,帧长度与帧到达率乘积近似等于只与站点个数 n 有关的常数,站点个数为 n_i 下的常数为 C_i ,可以得到:

$$C_i = \frac{\delta_i}{n_i} \approx \frac{\delta_{\text{Threshold}}}{n_i} \quad (9)$$

C_i 将通过对 $[(\gamma_1, L_{i1}), (\gamma_2, L_{i2}), \dots, (\gamma_n, L_{in})]$ 采取最小二乘拟合获得。最终,本文通过式(10)确定全局切换阈值 $\delta_{\text{Threshold}}$ 的估计值 $\delta_{\text{Threshold}}^*$:

$$\delta_{\text{Threshold}}^* = \frac{\sum_{i=1}^m \delta_i}{m} = \frac{\sum_{i=1}^m n_i \times C_i}{mR} \quad (10)$$

式中: m 为重发次数。

Token-Ring 机制的令牌帧和 CSMA/CA 的时隙控制帧会给网络负载因子计算带来误差,因此,对 δ_i 的计算有必要添加误差补偿项。

2 仿真与结果

具体的仿真参数如表 1 所示。

表 1 仿真参数
Tab. 1 Simulation parameters

参数	数值	参数	数值
R	2 MB	T_{ack}	14
T_{slot}	20 μs	CW_{min}	31
T_{SIFS}	10 μs	CW_{max}	1 023
T_{DIFS}	50 μs	m	8

2.1 无休眠站点网络的切换阈值 $\delta_{\text{Threshold}}$ 求解

休眠站点指网络中长时间无数据收发的站点。当 n 固定时,帧长度与帧到达率之积近似等于一个只与 n 相关的常数,本文对站点个数 n 分别为 30、50、80、150 进行多次仿真。仿真过程中,不考虑休眠站点,因此总站点数等于活跃站点数,即 $M = n$ 。为了减小误差,仿真采用了多次试验取均值的方式,获得数据长度与帧到达率及其倒数之间的关系,即 $L-\gamma$ 的分布和 $L-(1/\gamma)$ 分布分别如图 3、图 4 所示。

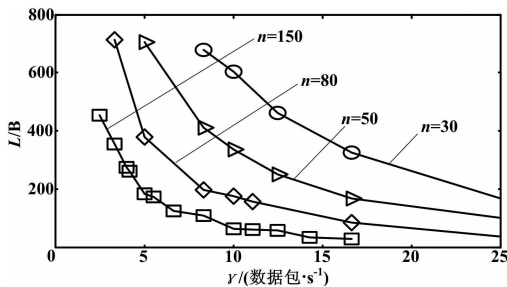


图 3 $L-\gamma$ 的分布

Fig. 3 Distribution of $L-\gamma$

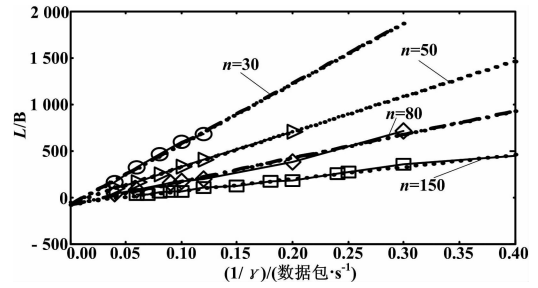


图 4 $L-(1/\gamma)$ 分布

Fig. 4 Distribution of $L-(1/\gamma)$

本文通过最小二乘拟合得到活跃站点个数 n 固定条件下数据帧长度 L 和帧到达率倒数 $1/\gamma$ 之间的关系,假设下式成立:

$$L = a_0 + a_1 \times \frac{1}{\gamma} + a_2 \times \left(\frac{1}{\gamma}\right)^2 + \dots + a_n \times \left(\frac{1}{\gamma}\right)^n \quad (11)$$

系数矩阵如式(12)所示:

$$\begin{bmatrix} m+1 & \sum_{i=0}^m x_i & \dots & \sum_{i=0}^m x_i^n \\ \sum_{i=0}^m x_i & \sum_{i=0}^m x_i^2 & \dots & \sum_{i=0}^m x_i^{n+1} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ \sum_{i=0}^m x_i^n & \sum_{i=0}^m x_i^{n+1} & \dots & \sum_{i=0}^m x_i^{2n} \end{bmatrix} \times \begin{bmatrix} a_0 \\ a_1 \\ \dots \\ a_n \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \sum_{i=0}^m y_i \\ \sum_{i=0}^m x_i y_i \\ \dots \\ \sum_{i=0}^m x_i^n y_i \end{bmatrix} \quad (12)$$

基于上文已经证明的数据帧长度 L 和数据帧到达率 γ 乘积为常数的结论,因此只需对 L 和 $1/\gamma$ 进行线性拟合,拟合结果如表 2 所示。

表 2 拟合结果

Tab. 2 Fitting result

站点个数	拟合方程
150	$L - 1\,297.1 \times \frac{1}{\gamma} + 56.6 = 0$
80	$L - 2\,394.4 \times \frac{1}{\gamma} + 58.3 = 0$
50	$L - 3\,815.6 \times \frac{1}{\gamma} + 53.4 = 0$
30	$L - 6\,513.3 \times \frac{1}{\gamma} + 63.8 = 0$

2.2 休眠站点对 LAP 的影响

当网络中存在大量休眠站点时,将给基于轮询模式的 Token-Ring 机制带来额外的轮询延时。在前文的模型基础上,对参杂大量休眠站点的 Ad-hoc 网络进行了仿真。我们取 $n = 150$,分别令 $M = 2n$ 、 $M = 4n$ 。仿真结果如图 5 所示。休眠站点的引入将使 $L-(1/\gamma)$ 的线性关系发生细微改变,最终影响对 $\delta_{\text{Threshold}}$ 的估计,但是这种改变将不会给切换阈值的估计带来很大的误差。

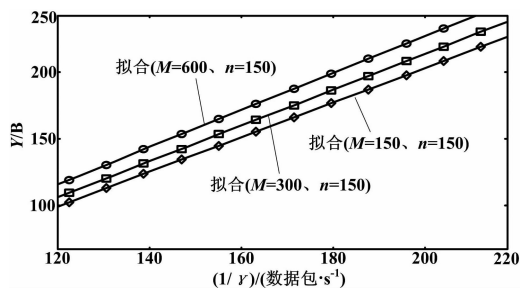


图5 线性仿真结果

Fig. 5 Linear simulation result

2.3 一般网络仿真

本文最后通过动态改变网络的站点个数、帧长度和帧到达率,模拟网络负载变化来验证 LAP 协议,其中总站点个数 M 固定为 300 个。接入延时响应曲线如图 6 所示。接入延时取以 10 为底的对数。

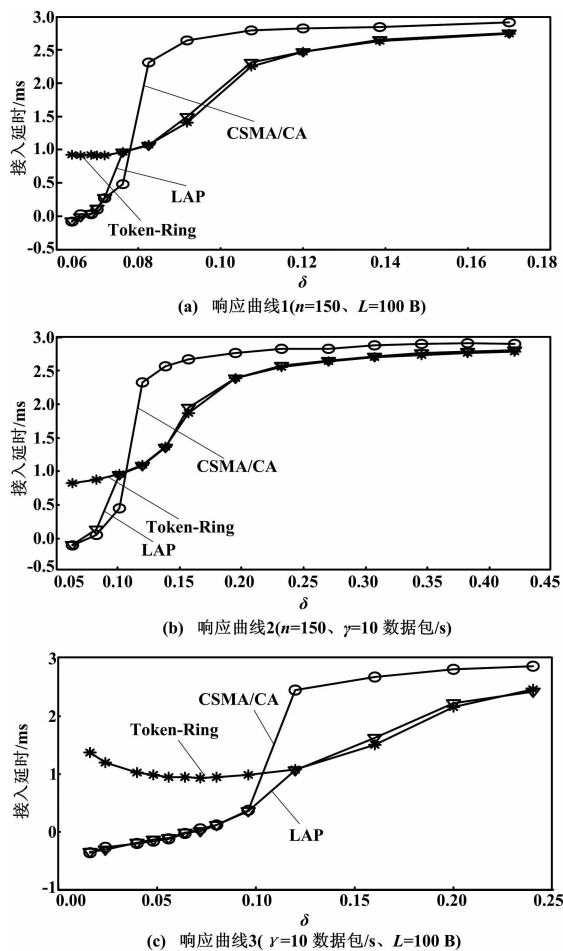


图6 接入延时响应曲线

Fig. 6 Response curves of access delay

由图 6 可以看出,本文的 LAP 协议能够根据网络负载状况,有效地进行协议切换,最终提高网络的实时性能。

3 结束语

本文针对 Ad-hoc 网络提出了一种新的 MAC 层协议——LAP。该协议在网络负载较低时采用基于竞争的 CSMA/CA 机制,负载较高时采用基于非竞争轮询的 Token-Ring 机制,从而在不同的负载环境中保证接入延时的最小化。设计负载自适应 MAC 协议的关键是寻找协议的全局切换阈值 δ_{thread} ,本文引用负载因子 δ 评估当前网络的负载状况,并通过仿真计算得到针对本模型的近似全局切换阈值 δ_{thread}^* 。此外,还考虑了休眠站点的引入对切换阈值的影响,通过仿真证明了 LAP 在有大量休眠站点存在的网络中也能完成对负载的感应和协议的切换^[11]。

参考文献

- [1] Shigeyasu T, Matsuno H. Effect of adaptive RTS/CTS ON/OFF control method for mitigating transmission overhead of IEEE 802.11DCF[C]//International Conference on Broadband, Wireless Computing, Communication and Applications (BWCCA), 2010:627-632.
- [2] Okada H, Nomura Y, Yamamoto T, et al. Comparative evaluation of token-ring and CSMA/CD medium-access control protocols in LAN configurations[C]//Computer Networking Symposium, Gaithersburg, 1984:57-63.
- [3] Frederico C, Marco C, Enrico G. 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.
- [4] 方理才, 雷磊, 许宗泽. 基于节点合作的 Ad hoc 网多信道 MAC 协议[J]. 计算机工程, 2010, 36(18):98-100.
- [5] Chen Dong, Li Jiandong, Ma Jing. Multiple access protocol for WLAN based on adaptive token passing with fairness guarantee[C]//20th International Conference on Advanced Information Networking and Applications, Vienna, 2006.
- [6] Ndiritu M, Alister G. A robust token passing protocol for peer-to-peer radio LANs[C]//IEE Colloquium of Radio LANs and MANs, London, 1995.
- [7] Davies R, Watson R, Munro A. Ad-Hoc wireless networking: contention free multiple access using token passing[C]//IEEE 45th Vehicular Technology Conference, Chicago, 1995:361-365.
- [8] 肖永康. 无线 Ad Hoc 网络中 MAC 协议和 TCP 的性能研究[D]. 北京:清华大学, 2004.
- [9] 李本亮, 王厚军, 师奕兵, 等. IEEE 802.11 的 DCF 机制媒介接入延时分析与仿真[J]. 计算机应用研究, 2009, 26(6):2202-2204.
- [10] Emad F, Eylem E. Single hop IEEE 802.11 DCF analysis revisited accurate modeling of channel access delay and throughput for saturated and unsaturated traffic cases[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2011, 10(10):3256-3266.
- [11] 齐丽丽, 钟锐. Gauss 整数环及其商环的几个性质[J]. 贵州大学学报:自然科学版, 2008, 25(1):37-38.