

基于多门限估计节点个数的自适应退避算法

石 春^{1,2},戴宪华¹,梁平元^{1,3}

(1.中山大学信息科学与技术学院,广东广州 510006; 2.海南师范大学信息科学技术学院,海南海口 571158;
3.吉首大学信息科学与工程学院,湖南吉首 416000)

摘 要: 针对现有接入协议的性能随着 WLAN 中节点个数增加而显著下降的问题,本文提出一种新的基于多门限估计激活节点个数的自适应退避算法.该算法优化了时延模型,针对最优退避竞争窗口,分析给出了竞争窗口是激活节点数目的线性函数以及准确的窗系数计算方法;通过更公平地计算空闲时隙间隔,使用三个门限来识别节点个数变化的四种情况,实现了节点个数的估计.理论分析表明,该退避算法使得碰撞概率较小并能获得较高的总吞吐量,同时节点个数的变化对性能影响较小.仿真验证了分析的正确性和算法较好的可扩展性,在公平性方面也优于其它算法.

关键词: IEEE 802. 11; WLAN; 退避算法; 吞吐量

中图分类号: TN915.04

文献标识码: A

文章编号: 0372-2112 (2012) 06-1108-07

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn>

DOI: 10.3969/j.issn.0372-2112.2012.06.007

Adaptive Backoff Algorithm Based on Node Number Estimation with Multiple Thresholds

SHI Chun^{1,2}, DAI Xian-hua¹, LIANG Ping-yuan^{1,3}

(1. School of Information Science and Technology, Sun Yat-sen University, Guangzhou, Guangdong 510006, China;

2. School of Information Science and Technology, Hainan Normal University, Haikou, Hainan 571158, China;

3. College of Information Science and Engineering, Jishou University, Jishou, Hunan 416000, China)

Abstract: The performance of these access protocols decreases dramatically when the node number increases in WLAN. To resolve this problem, we propose an adaptive backoff algorithm by estimating the active node numbers with multiple thresholds. The proposed algorithm optimizes the delay model and gives a linear function between the contention window and the active node number, and an accurate contention window index is given for the optimal contention window scheme. Then, we realize the estimation of node number by using three thresholds to identify four levels of node number changes with a calculation of the idle slot intervals. The theoretical analysis shows that the proposed backoff algorithm holds low collision probability and larger throughput, and the node number has little impact on the performance. The simulation results demonstrate the validity and scalability of the algorithm. Moreover, it outperforms other algorithms in fairness as well.

Key words: IEEE 802. 11; WLAN; backoff algorithm; throughput

1 引言

在无线网络中,随着用户的级数增加,针对共享信道的随机接入,现有协议不能很好适应网络规模的变化,会造成网络吞吐量和公平性性能的下降.如何保持高的网络吞吐量并提高公平性成为研究接入技术的热点.在基于 IEEE802.11^[1]标准协议 WLANs 中,分布式协作功能

(Distributed Coordination Function, DCF)是 IEEE802.11 媒体接入控制(Medium Access Control, MAC)的重要接入方法.DCF 采用二进制指数退避算法(Binary Exponential Backoff, BEB)处理节点随机接入.BEB 算法在竞争窗口内随机选择退避时间,当完成一次成功传输后,重置竞争窗口 CW 到最小值.而当发生碰撞的时候,则会倍数增加竞争窗口,直至达到最大竞争窗口.每个节点根据

收稿日期:2010-07-31;修回日期:2011-11-30

基金项目:国家自然科学基金(No.60772132);广东省自然科学基金重点项目(No.8251027501000011);广东省科技计划(No.2007-B010200055);广东省教育部产学研(No.2007A090302116);国家自然科学基金—广东省联合基金(No.U0635003);中央高校基础研究基金(No.10lgzd06);湖南省教育厅优秀青年项目(No.11B102);湖南省自然科学基金(No.6111281)

上一次传输成功与否来决定竞争窗口的大小, BEB 算法使得发生碰撞的节点以更大概率选择较长退避时间, 而成功传输的节点会选择更小的退避时间, 因此竞争窗口不能准确反映网络的通信竞争状态, 节点也不会保持一个最优的竞争窗口. 随着网络中激活节点个数增加, 总的碰撞概率会变大, 因此总吞吐量下降. 同时由于节点通信状态导致竞争窗口不同的变化方式, 使得小竞争窗口的节点尝试发送次数较多, 进而造成公平性下降.

针对吞吐量和公平性两个性能特性, 文献[2]分析了 IEEE802.11^[1] 协议: 对于节点个数较少的网络, DCF 机制能获得比较好短期公平性; 随着节点个数增长, 超过了最优值(802.11b 最优节点个数为 3、4 个), 碰撞概率会显著增加, 短期公平性将急剧变差. 文献[3]进一步分析了 CW 随节点个数变化的概率分布特性. 同时, 文献[2]提出一种较好的方法: 网络中所有激活节点的竞争窗口能随着网络动态特性(比如结点个数或者业务流量)自适应调整以达到最优竞争窗口.

基于相似思想, 文献[4]提出了根据节点个数变化的竞争窗口增长因子自适应调整算法. 文献[5~7]研究了基于两次传输之间的平均空闲时隙间隔和时隙利用率信息来调整竞争窗口. 文献[8]根据传输失败率反馈信息来估计节点个数信息. 文献[9]基于信道使用情况对 IEEE802.11 网络中节点个数进行估计和分析. 这些算法由于不能从所探测到的空闲时隙或者时隙利用率来判断是否有节点在该统计过程中多次传输, 因此公平性问题并不能得到满意的解决. 同时, 对于网络中节点个数的大幅度变化, 这些算法并没有提供有效的跟踪机制.

为了更好解决吞吐量和公平性问题, 本文提出了一种新的最优窗口的退避算法(Backoff Algorithm with Optimal Window, BAOW). 新算法不仅解决竞争窗口的自适应选取问题, 而且综合考虑了业务流量和激活节点个数等因素, 基于新定义的空闲时隙间隔进行估计网络中激活节点个数, 有效解决了相同节点的多次传输导致的节点估计误差问题. 本文创新之处和主要贡献在于: 区分了其它节点占用信道时间以及分析节点(tagged node)需要额外等待的时间, 并首次应用于时延模型的优化; 针对最优竞争窗口, 分析了竞争窗口长度和激活节点个数之间的线性关系, 定义了更准确计算窗系数的方法; 提出了一个新的更公平地计算平均空闲时隙间隔的算法, 该算法消除了在一个传输周期相同节点的多次传输. 因此, 新算法有效解决了相同节点的多次传输导致的节点估计误差问题; 首次定义多个门限来识别网络规模变化的四种情况, 并且根据不同网络规模采用更优的估计参数, 实现了实时有效节点

个数的估计; 理论分析进一步得出该 BAOW 算法使得碰撞概率较低以及能获得较高的网络总吞吐量, 并且节点个数的变化对性能影响较小.

2 基于最优竞争窗口的 BAOW 退避算法

如前所述, 在 WLANs 中, 为了获得较好的公平性和吞吐量性能, 仅考虑业务流量是不够的, 退避算法还需要自适应网络规模变化. 本节内容首先区分了分析节点由于中断需要等待的时间, 首次将其运用于优化时延模型; 通过最大化网络吞吐量, 分析得出竞争窗口和节点个数之间的线性关系以及准确的窗系数计算方法; 采用更公平的空闲时隙间隔计算方法, 首次提出一个新的多门限估计节点个数的退避算法.

2.1 时延优化和最优竞争窗口分析

假设网络中有 N 个激活节点, 所有节点每次退避均在最优竞争窗口 CW 内选择退避时间. 本文中, 令 W 表示竞争窗口的时隙个数 $E[U^j]$ 为第 j 次选择的平均退避时隙个数. 根据文献[10]和[11],

$$E[U^j] = \frac{W}{2}, j = 0, \dots, K-1 \quad (1)$$

其中 K 是最大重传次数门限. 式(1)给出了每次退避需要的平均时间, 时延分析还需要结合其它 $N-1$ 个节点的成功发送或者碰撞事件.

根据文献[1, 12, 13], 需要发送数据的节点首先在退避过程中探测信道的状态. 如果信道忙, 那么节点冻结退避过程. 当节点从冻结状态转到退避时隙递减状态前, 需要判断信道中最后一帧的接收情况. 如果信道中最后的帧接收正确, 那么节点只需要等待一个 DIFS 时间, 继续退避递减过程. 如果发生碰撞, 表明最后接收的是多个帧的叠加, 则节点需要等待一个 EIFS 时间. 该过程表明, 针对信道中的不同通信情况, 分析节点需要等待的时间是不同的, 其它节点成功传输或者碰撞的概率对分析节点的附加时延作用是不同的. 文献[10, 11, 13]是将 DIFS 时间或者 EIFS 时间作为成功传输一帧所需要的时间长度或者碰撞判断时间的一部分. 成功传输时间或者碰撞判断时间是其它节点对分析节点时延的影响, 而 EIFS 或者 DIFS 时间则是分析节点根据不同信道状态需要等待信道空闲的附加时延, 二者产生的原因是不同的. 混淆二者区别会造成时延误差随着碰撞概率增加而变大.

为了准确和清晰对时延建模, 针对采用 RTS/CTS 进行信道预约的接入机制, 定义成功传输一帧所需的平均时间 T_s 和平均的碰撞判断时间 T_c .

$$\begin{cases} T_s = T_{RTS} + 3T_{SIFS} + 4\sigma + T_{CTS} + T_{Data} + T_{head} + T_{ACK} \\ T_c = T_{RTS} + T_{SIFS} + 2\sigma + T_{DIFS} \end{cases} \quad (2)$$

其中 T_{Data} 和 T_{head} 分别表示 MAC 帧(包括信息净荷)传输时间和物理层头部信息传输时间. σ 和 T_{SIFS} 分别表示传播时延和 SIFS 持续时间. T_{RTS} , T_{CTS} 和 T_{ACK} 表示传输 RTS 帧, CTS 帧和 ACK 帧分别需要的时间. 区别于文献[10, 11, 13], 该定义将 DIFS 时间从成功传输时间中分离出来, 更准确表达了成功传输所需要的时间.

由于分析节点需要等待的附加时间与中断事件有关, 因此, 本文进一步研究在分析节点的退避时隙内, 其它 $N-1$ 个节点发生碰撞以及成功传输的概率. 假设 τ 是节点在任一个时隙尝试发送数据的概率, 则在分析节点的任一退避时隙中, 其它 $N-1$ 个节点不发送数据使得信道空闲的退避时隙空闲概率为 $p = 1 - (1 - \tau)^{N-1}$, 退避时隙成功传输概率 $p_s = (N-1) \cdot \tau \cdot (1 - \tau)^{N-2}$ 为其它 $N-1$ 节点成功传输的概率, 退避时隙碰撞概率 $p_c = 1 - p_s - p_l$ 为其它 $N-1$ 个节点在分析节点退避过程的时隙内发生碰撞的概率. 结合文献[11]中定义的网络中全部节点的条件冲突概率 $p = 1 - (1 - \tau)^{N-1}$

$$\begin{aligned} p &= 1 - (1 - \tau)^{N-1} \\ &= [1 - (1 - \tau)^{N-1} - (N-1) \cdot \tau \cdot (1 - \tau)^{N-2}] \\ &\quad + [(N-1) \cdot \tau \cdot (1 - \tau)^{N-2}] \\ &= p_c + p_s \end{aligned} \quad (3)$$

式(3)给出了其它 $N-1$ 个节点的成功传输或者碰撞事件的不同概率对分析节点附加时延的影响. ($p_s \cdot T_{\text{DIFS}} + p_c \cdot T_{\text{EIFS}}$) 表示分析节点在每个时隙需要等待的平均附加时间. 假定 F_E 为分析节点在退避过程中发生状态转移所产生的附加时延

$$F_E = (p_s \cdot T_{\text{DIFS}} + p_c \cdot T_{\text{EIFS}}) \sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=1}^i p^i E[U^j] \quad (4)$$

其中 T_{DIFS} 和 T_{EIFS} 表示的是 DIFS 时间和 EIFS 时间.

$\sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=1}^i p^i E[U^j]$ 表示分析节点以概率 p 和最大传输次数 K 完成一帧传输所需要等待的平均时隙个数. 该附加时延式(4)区分了其它 $N-1$ 个节点占用信道的时间以及分析节点需要额外等待时间, 并首次用于网络时延的分析中, 准确表达了节点由于中断所产生的附加时延. 参照文献[10], 令 T_{SLOT} 表示一个时隙时间长度, 可以得到一个更准确的网络时延 $E[D]$ 模型(5)

$$\begin{aligned} E[D] &= \sum_{i=0}^{K-1} p^i \left\{ (T_{\text{SLOT}} + E[Y]) \sum_{j=1}^i E[U^j] + i \cdot T_C \right\} \\ &\quad + T_S + F_E \\ &= [T_{\text{SLOT}} + p_c \cdot (T_C + T_{\text{DIFS}}) + (p_s \cdot (T_S + T_{\text{DIFS}}))] \\ &\quad \cdot \sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=1}^i p^i E[U^j] + T_C \sum_{i=0}^{K-1} i \cdot p^i + T_S \end{aligned} \quad (5)$$

与文献[10]中时延模型比较, 该时延模型准确表达了其它 $N-1$ 个节点的成功传输以及碰撞事件对时延的影响, 同时给出了分析节点在不同状态之间转换所

需要的附加时延. 该公式也表明, 简单的将 DIFS 时间或者 EIFS 时间作为成功传输时间或者碰撞判断时间的一部分是不正确的, 随着碰撞概率的增加, 会导致时延分析模型误差的增大.

参考式(5), 可以得到吞吐量 S

$$S = \frac{E[P] + F_{\text{ed}} \cdot (T_{\text{Data}}/T_s) \cdot \lambda \cdot R_{\text{Data}}(t)}{E[D]} \quad (6)$$

其中 $F_{\text{ed}} = p_s \cdot T_s \sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=1}^i p^i E[U^j]$ 表示在平均时延中, 其它节点成功传输所占用的时间. $E[P]$ 和 $R_{\text{Data}}(t)$ 分别表示的是信息净荷和数据帧速率. λ 是有效数据的长度和添加了头信息的帧长度比值.

由式(1)、(5), 吞吐量 S 是竞争窗口 CW 和节点个数 N 的函数. 因此, 当给定了网络中的节点个数, 则存在一个最优的竞争窗口, 使得吞吐量最大. 这是一典型的函数优化问题. 通过求吞吐量 S 关于竞争窗口大小的偏导数, 令 $\partial S/\partial W = 0$, 忽略 $1/W^3$ 及以上幂级数的项, 可以得到如下解析式

$$\begin{aligned} 0 &= (N-1) [(4T_{\text{SLOT}} - 2T_C - 2T_{\text{EIFS}})N^2 \\ &\quad + (2T_{\text{EIFS}} - 2T_{\text{DIFS}} - 14T_{\text{SLOT}})N \\ &\quad + (2T_{\text{DIFS}} + 10T_{\text{SLOT}}) \\ &\quad + 2(N-1)^2 T_{\text{SLOT}} \cdot W + \frac{N \cdot T_{\text{SLOT}}}{2} \cdot W^2 \end{aligned} \quad (7)$$

求解式(7)并忽略负数结果, 得到竞争窗口关于节点个数的解析式

$$\begin{aligned} W &= \frac{-2(N-1)^2 T_{\text{SLOT}}}{N \cdot T_{\text{SLOT}}} \\ &\quad + \frac{\sqrt{2N(N-1) \cdot T_{\text{SLOT}} [T_{\text{ECS}}(N-1)^2 + T_1(N - \frac{T_2}{T_1})]}}{N \cdot T_{\text{SLOT}}} \end{aligned} \quad (8)$$

其中, $T_1 = 2T_{\text{EIFS}} + 4T_C + 2T_{\text{DIFS}} + 4T_{\text{SLOT}}$, $T_2 = T_1 - 2T_C - 2T_{\text{SLOT}}$, $T_{\text{ECS}} = 2T_{\text{EIFS}} + 2T_C - 2T_{\text{SLOT}}$. 由于 $0.5 < (T_2/T_1) < 1$, 可以近似假定 $T_2/T_1 \approx 1$. 又因为 $2T_{\text{EIFS}} > 8T_{\text{SLOT}} + 2T_{\text{DIFS}}$, 当 $N \gg 1 > (2T_C + 2T_{\text{DIFS}} + 6T_{\text{SLOT}})/T_{\text{ECS}}$, 简化式(8), 得到竞争窗口关于节点个数的近似解

$$W \approx \left(\sqrt{\frac{2T_{\text{ECS}}}{T_{\text{SLOT}}}} - 2 \right) \cdot (N-1) \approx \theta \cdot (N-1) \quad (9)$$

当选定了接入方案, 由于 T_C 是常数并且式(9)中其它参数是依赖于物理特性的, 因此窗系数 θ 是一个定值, 即: 在最优窗口的接入方案中, 竞争窗口是关于节点个数的线性函数. 为简化计算, 参考列表 2, 可以得到窗系数 $\theta \approx 10$.

2.2 空闲时隙间隔和激活节点个数估计

基于式(9)给出的线性关系, 通过采用计算空闲时隙间隔, 本文实现了估计网络中激活节点的个数. 文献

[6]中的 Idle Sense 算法研究了如何确定最优竞争窗口. 采用 Idle Sense 算法, 节点观察每个时隙的使用率, 并计算两次传输之间平均的空闲时隙个数; 然后, 节点根据平均空闲时隙数量来调整竞争窗口. 该方法是一种实用的自适应调整竞争窗口的方法. 但在一个发送周期内, Idle Sense 算法没有提供任何机制来约束相同节点的多次接入信道, 即竞争窗口小的节点会多次接入信道, 而窗口大的节点则会持续增大竞争窗口, 从而严重降低节点之间的公平性.

为了提高公平性, 在一个传输周期内, 每个节点应该而且只应该有一次接入信道的机会. 令 E_{Si} 表示在退避时间 BTime 内第 i 个节点的总的传输次数, 则当 E_{Si} 越大, 表示第 i 个节点的传输次数越多, 相对其它节点而言公平性越差. 空闲时隙间隔 \hat{n}_i 的计算应该消除相同节点多次传输的影响, 可以得到 \hat{n}_i

$$\hat{n}_i = \frac{E_{SLOT}}{E_C + E_S - \sum_{i=1}^m (E_{Si} - 1)} \quad (10)$$

其中 E_{SLOT} 表示总的退避时隙个数事件. E_S 和 E_C 分别是其它节点总的传输成功次数和冲突次数. 通过解析正确接收的 RTS 控制帧, 分析节点得到的其它不同地址的节点个数总和为 m . 与 Idle Sense 算法相比较, 该公式通过消除相同节点的多次传输, 提供了一个更公平的估计空闲时隙间隔的算法.

基于空闲时隙间隔, 文献[7~9]采用二元信息反馈估计激活节点的个数. 但二元信息反馈不能很好的跟踪网络中大的节点个数变化. 基于此, 本文首次提出多个门限来快速而准确估计激活节点的个数, 并考虑了激活节点个数变化剧烈的情况来确定门限值.

结合式(10)给出的空闲时隙间隔计算公式和文献[14]的 AIMD(Additive Increase/ Multiplicative Decrease)控制机制, 本文首次定义了三个门限 (n_{low} , n_{target} , n_{high}) 来识别网络中的节点个数变化:

$$\begin{cases} N \leftarrow M_1 N, & \text{IF}(n_{low} > \hat{n}_i) \Rightarrow \text{Increase} \\ N \leftarrow \frac{1}{\alpha} N, & \text{IF}(n_{low} \leq \hat{n}_i < n_{target}) \Rightarrow \text{Increase} \\ N \leftarrow \frac{2N}{2 + \epsilon \theta N}, & \text{IF}(n_{target} \leq \hat{n}_i < n_{high}) \Rightarrow \text{Decrease} \\ N \leftarrow \frac{N}{M}, & \text{IF}(n_{high} \leq \hat{n}_i) \Rightarrow \text{Decrease} \end{cases} \quad (11)$$

其中 ϵ 和 $1/\alpha$ 同文献[14]所定义, 分别是加法因子和乘法因子. n_{target} 数值计算参考文献[6]. 定义 $n_{low} = \theta/4$ 和 $n_{high} = \theta$ 是区分不同空闲时隙间隔密度的经验数值. 考虑反馈因子 \hat{n}_i 的随机性, 定义三个门限已经能够满足节点个数估计的需要. 同样定义 $M_1 = 2$ 和 $M_D = 0.8$ 来

加速增加或者减少节点个数. 式(11)首次给出了多个门限估计网络中激活节点个数的模型, 能更准确快速跟踪节点个数变化, 更好地适应网络的动态特性.

通过分析加法因子和乘法因子的曲线随节点个数变化规律, 在式(11)中采用相同的参数远远不能适应整个网络变化的复杂性. 因此, 本文设置节点个数 $N_{SIZE} = 20$ 作为判断网络规模是大 ($N_{SIZE} > 20$) 还是小 ($N_{SIZE} \leq 20$). 表 1 给出了一种比较好的参数选择.

表 1 加法因子和乘法因子

节点个数	ϵ	$1/\alpha$	n_{target}
≤ 20	0.001	1.15	4.5
> 20	0.00004	1.01	5

与文献[7~9]基于二元信息反馈的算法相比较, 式(11)给出的估计算法首次采用了三个门限并且针对不同的网络规模采用更优的估计参数, 因此更能快速追踪网络中的节点个数变化情况.

3 性能分析

在最优竞争窗口和节点个数之间近似线性关系的前提下, 可以进一步分析冲突概率以及吞吐量的相关性质. 由文献[11]可知, 概率 $\tau = 2/(W+1) \approx 2/W$, 结合式(3)和式(9), 当节点个数 N 足够大的时候, 有如下关系

$$\begin{cases} p = 1 - (1 - \tau)^{N-1} \approx 1 - e^{-2/\theta} \\ p_S = \frac{(2/\theta)}{e^{\theta/2} - ((2/\theta) + 1)} \\ p_C \end{cases} \quad (12)$$

式(12)中, 当节点个数足够大, 条件碰撞概率 p 的近似值只取决于窗系数 θ , 即在最优窗口方案中, 当竞争窗口和节点个数之间保持线性关系式(9)的时候, 冲突概率并不会随节点个数增加而变大. 根据文献[10], IEEE802.11 协议中 BEB 算法的冲突概率 p_{BEB} 是节点个数的函数, 当节点个数超过 30 的时候, 冲突概率数值大于 0.5. 与 BEB 算法的冲突概率相比较, BAOW 算法能一直保持比较低的冲突概率 $p \approx 0.18$ ($\theta = 10$). 同时, 式(12)表明, 其它 $N-1$ 个节点成功发送数据和碰撞概率之比是相对固定的.

为了进一步分析吞吐量特性, 将式(9)代入式(6), 当 $\theta \geq 10$ 的时候, 可以得到

$$\begin{aligned} S &\approx \frac{E[P](1 + (\frac{2}{\theta}))}{(\frac{2}{\theta})T_{SLOT} + (2T_{SLOT} + T_S + T_{DFS} + (\frac{2}{\theta})) \cdot (3T_{SLOT} + T_S + T_{DFS} + T_C + T_{EIFS})} \\ &= \frac{E[P]}{\theta \cdot T_{SLOT} + (2T_S + 2T_{DFS} + 2T_{SLOT})} \end{aligned} \quad (13)$$

式(13)表明, 当竞争窗口和节点个数之间保持线性

关系时,节点个数 N 对吞吐量 S 影响小,吞吐量基本保持一个常数数值.由于 $T_s + T_{DIFS} \gg T_{SLOT}$,虽然吞吐量是窗系数 θ 的函数,当 $\theta < 100$,吞吐量 S 保持较小的变化幅度,这也进一步表明,窗系数 θ 对于吞吐量的影响较小.

为了进一步说明吞吐量 S 的变化情况,结合式(9)和式(6),采用数值计算的方法得到吞吐量关于节点个数 N 以及窗系数 θ 的三维立体数值仿真图.

图1进一步验证,在最优窗的方案中,当竞争窗口和节点个数保持线性关系,节点个数对吞吐量影响很小,同时窗系数($\theta \geq 10$)对吞吐量影响也较小.图1也验证了式(13)关于吞吐量近似值结论的正确性.图1还显示,当窗系数 $\theta < 10$,吞吐量依然保持了和节点的无关性,但是总吞吐量会减少.由于窗系数是竞争窗口和节点个数的比值,因此窗系数数值减少,碰撞概率会变大,导致总的吞吐量会减少.

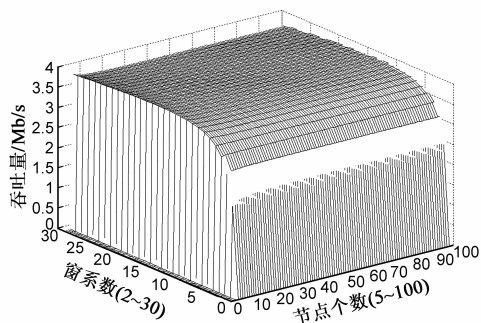


图1 吞吐量随窗系数和节点个数变化图

4 仿真验证

在本节中,我们采用 OPNET(版本:14.5)工具进行 BAOW 算法的验证.假设每个节点都处于饱和状态,并且在传输信息数据前,使用 RTS/CTS 控制帧进行信道预约.同时,假设信道状态是理想的,帧丢失主要是由于碰撞导致.部分关键参数见表2.

表2 主要仿真参数

参数	默认值	参数	默认值
数据包净荷	8184 bits	PHY 头信息	192 bits
MAC 头信息	224 bits	RTS 帧长度	352 bits
CTS 帧长度	304 bits	数据帧速率	11 Mb/s
PHY 特性	DSSS	控制帧速率	1 Mb/s
DIFS 长度	50 μ s	时隙长度	20 μ s
传播时延	1 μ s	最大重传次数	7 次

4.1 CW 和吞吐量

为了验证算法的效率和公平性,本文设计了对称大网络规模变化方案,总的网络节点个数变化幅度从 10 到 100 个.变化方式是:节点个数首先为 10 个,然后陡增到 40 个,再陡增到 100 个节点,之后开始减少到 40 个,并最后减少到 10 个节点.每种节点个数状态均运行

10s.为了能更好进行各种算法的比较,本文选取竞争窗口参数作为显示对象.同时,为了分析竞争窗口 CW 指配的公平性,采用了和文献[2,15]一样的公平性 Jain 指数,该指数数值越接近“1”,表示公平性性能越好.图2和图3给出了不同算法的竞争窗口变化趋势和竞争窗口 CW 指配的公平性.

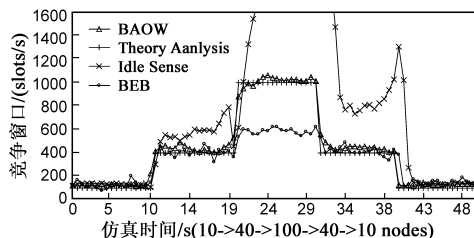


图2 竞争窗口随仿真时间变化趋势

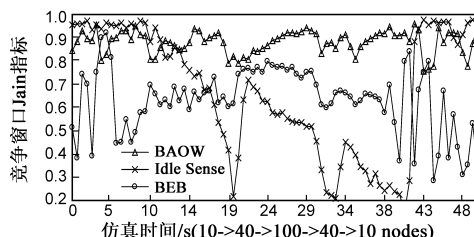


图3 竞争窗口指配公平性随时间变化

如图2所示,BAOW 算法的竞争窗口和实际分析值很吻合.图3曲线也可以看到,当节点个数变化的时候,BAOW 算法的竞争窗口指配公平性的 Jain 指数保持了一个更高和更平坦的数值,即使在节点个数变化剧烈的 20s 和 30s(分别对应网络中节点个数增加 60 个和减少 60 个).结合图2和图3,BAOW 算法呈现了更高的效率和更好的可扩展性.同时,进一步的实验也表明,设置更多的门限来跟踪节点变化并不能获得更大的算法性能优势.

与 BAOW 算法比较,增大网络中节点个数,Idle Sense 算法并不能保证所指配的竞争窗口的稳定性.如图3所示,当节点个数变大,Idle Sense 算法的公平性 Jain 指数逐渐减少,特别是在节点个数变化剧烈的情况下,公平性 Jain 指数曲线下降的更剧烈.这主要归功于 BAOW 算法一方面消除了相同节点在传输周期内的多次传输,另一方面是该算法定义三个门限来快速和准确地跟踪节点的变化.而 Idle Sense 算法不能识别相同节点的多次传输,因此大竞争窗口的节点会探测了虚假的少的空闲间隔,从而持续增大竞争窗口,导致了公平性性能的下降.

对于 BEB 算法,在节点变化的过程中,竞争窗口保持了相对的平滑,因为在每次传输成功后,所有的节点都从最小的竞争窗口开始参与竞争接入信道.当网络中节点个数比较大的时候,每个节点经历相同的退避

阶段的概率会增大。

为了进一步评价 BAOW 算法,我们研究了 BAOW 算法和 Idle Sense 算法的吞吐量关系.与 Idle Sense 算法相比较,BAOW 算法的最优竞争窗口和空闲间隔均小于 Idle Sense 算法的相关内容.直观地认为,BAOW 算法应该比 Idle Sense 算法具有更高的吞吐量.图 4 给出的吞吐量比较也进一步验证了我们的分析内容.同时,从图中也可以看出,当节点个数变化的时候,总的吞吐量并不会太大的幅度变化($\approx 1\%$),这也进一步验证了式(11)的正确性以及 BAOW 算法中节点个数对于吞吐量影响小的特性.

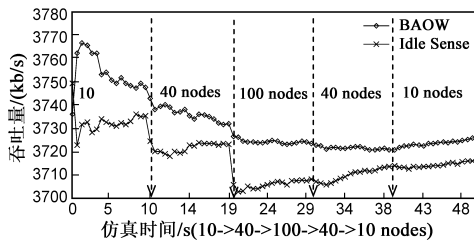


图4 平均吞吐量随仿真时间变化曲线

4.2 收敛速度

为了研究各种算法的收敛速度,我们设计了一个固定网络节点数为 100 个的场景,同时设置 BAOW 算法和 Idle Sense 算法的初始数值相同,初始时隙个数为 30,初始默认网络节点个数为 3 个.由图 4 可知,最优窗口的总吞吐量大约为 3.7Mb/s,因此比较 BAOW 算法和 Idle Sense 算法首次达到 3.6Mb/s 的时间($3.6/3.7 \approx 0.97$).同时,我们还对 BEB 算法吞吐量达到 3.0Mb/s 的时间进行了比较.

图 5 给出了不同算法在初始条件基本相同的情况下达到稳定状态的时间信息.由图可知,收敛速度为 $BAOW > BEB > Idle\ Sense$. BAOW 算法收敛较快得益于定义了三个门限来鉴别网络中四种节点个数变化,从而能很快跟踪节点个数变化,同时也验证了初始状态对算法的影响小. BEB 算法的限制在于每次成功传输后,竞争窗口被重置为最小竞争窗口,从而导致冲突概率增加吞吐量下降.而 Idle Sense 算法缺陷在于二进制反馈信号不足以反映网络规模的变化情况.

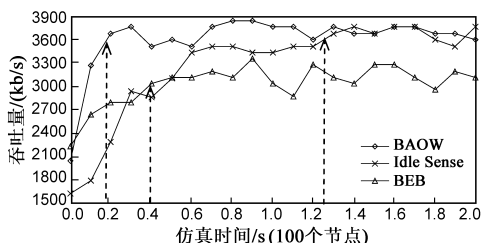


图5 大网络规模下的各种算法收敛速度

5 结论

本文分析了基于 802.11 的 WLANs 中退避算法的最优窗设计方案,提出了新的 BAOW 算法.该算法区分了中断事件对分析节点造成的附加时延,并首次运用于优化网络时延模型;通过最大化饱和吞吐量,分析了最优竞争窗口和节点个数之间的线性函数关系;分析给出了更公平的空闲时隙间隔计算方法,消除了相同节点多次传输所导致的不公平性因素;首次提出多门限估计节点个数模型,根据不同网络规模调整最优估计参数,提供了一个更准确、更快速收敛的基于估计网络节点个数的自适应退避算法.仿真结果表明,新提出的 BAOW 算法在公平性和吞吐量性能方面优于其它算法,特别在大规模网络中节点个数较多时,算法的可扩展性能优势更明显.

参考文献

- [1] IEEE Std 802.11-1999, IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications[S].
- [2] A Duda. Understanding the performance of 802.11 networks [A]. PIMRC'08[C]. France: IEEE Press, 2008. 1-6.
- [3] 葛永明,朱艺华,龙胜春,彭静. IEEE 802.11 移动自组织网络节点竞争窗口长度的概率分布[J]. 电子学报, 2010, 38(8): 1841-1844.
Ge Yongming, Zhu Yihua, Long Shengchun, Peng Jing. Probability distribution of the contention window size in the IEEE 802.11 based mobile ad hoc networks [J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(8): 1841-1844. (in Chinese)
- [4] 姚程,俞能海,王松. SCWGF: 802.11 DCF 竞争窗口增长因子自适应调整算法[J]. 电子学报, 2009, 37(10): 2134-2138.
Yao Cheng, Yu Nenghai, Wang Song. SCWGF: A self-adaptive algorithm of adjusting contention window's growth factor for 802.11 DCF [J]. Acta Electronica Sinica, 2009, 37(10): 2134-2138. (in Chinese)
- [5] L Bononi, M Conti, E Gregori. Runtime optimization of IEEE 802.11 wireless LANs performance [J]. IEEE Trans on Parallel and Distributed Systems, 2004, 15(1): 66-80.
- [6] M Heusse, F Rousseau, R Guillier, A Duda. Idle Sense: An optimal access method for high throughput and fairness in rate diverse wireless LANs [A]. ACM SIGCOMM 2005 [C]. USA: ACM SIGCOMM, 2005. 121-132.
- [7] S W Kang, J R Cha, J H Kim. A novel estimation based back-off algorithm in the IEEE 802.11 based wireless Network [A]. IEEE CCNC2010 [C]. USA: IEEE Press, 2010. 1-5.
- [8] D J Deng, C H Ke, H H Chen, Y M Huang. Contention window optimization for IEEE 802.11 DCF access control [J]. IEEE

Trans Wireless Comm, 2008, 7(12): 5129 – 5135.

- [9] T Vercauteren, A L Toledo, X Wang. Batch and sequential bayesian estimators of the number of active terminals in an IEEE 802.11 network[J]. IEEE Trans on Signal Processing, 2007, 55(2): 437 – 450.
- [10] Taka Sakurai, Hai L Vu. MAC access delay of IEEE 802.11 DCF[J]. IEEE Trans Wireless Commun, 2007, 6(5): 1702 – 1710.
- [11] G Bianchi. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[J]. IEEE J Select Areas Commun, 2000, 18(3): 535 – 547.
- [12] Chuan Heng Foh, Juki Wirawan Tantra. Comments on IEEE 802.11 saturation throughput analysis with freezing of backoff counters[J]. IEEE Commun Letters, 2005, 9(2): 130 – 132.
- [13] I Tinnirello, G Bianchi, Y Xiao. Refinements on IEEE 802.11 distributed coordination function modeling approaches [J]. IEEE Trans Vehicular Tech, 2010, 59(3): 1055 – 1067.
- [14] D Chiu, R Jain. Analysis of the increase and decrease algorithms for congestion avoidance in computer networks [J]. Journal of Computer Networks and ISDN, 1989, 17(1): 1 – 14.
- [15] R Jain, D Chiu, W Hawe. A Quantitative Measure of Fairness and Discrimination for Resource Allocation in Shared Computer Systems[R]. USA: Digital Equipment Corporation, 1984.

作者简介



石春 男, 1977 年出生于江西鄱阳, 中山大学信息科学与技术学院博士研究生, 海南师范大学信息科学技术学院副教授. 主要研究方向为无线 MAC 接入协议和无线自组织网络性能分析.

E-mail: shich@mail2.sysu.edu.cn



戴宪华 男, 1964 年出生于江苏徐州, 中山大学信息科学与技术学院教授、博士生导师. 主要研究方向为无线通信, 生物信息处理, 非线性信号处理等.

E-mail: issdxh@mail.sysu.edu



梁平元 男, 1972 年出生于湖南涟源, 中山大学信息科学与技术学院博士研究生, 吉首大学信息科学与工程学院副教授. 主要研究方向为无线传感器网络与光通信.