

## Ad hoc 网络中一种生命周期约束的自适应退避算法

王叶群, 黄国策, 张衡阳, 郑博, 景渊  
(空军工程大学 信息与导航学院, 陕西 西安 710077)

**摘 要:** 在 IEEE 802.11 标准定义的 BEB 退避算法基础上, 提出一种生命周期约束的自适应退避算法 LCAB, 以生命周期代替最大重传次数作为分组丢弃的依据, 并根据网络忙闲程度自适应地调整节点执行退避过程的权限, 以最大化系统归一化有效吞吐量, 适合于 ad hoc 网络中有严格时延要求的 VoIP 等实时性业务。构建 Markov 链模型分析 LCAB 算法性能, 得到系统归一化有效吞吐量表达式。仿真结果表明, 理论分析与仿真结果一致, 且 LCAB 算法的归一化有效吞吐量优于 BEB 算法。

**关键词:** ad hoc 网络; 退避算法; IEEE 802.11; 时延; 吞吐量; 马尔可夫链

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2012)11-0057-10

## Life cycle constrained backoff algorithm for ad hoc network

WANG Ye-qun, HUANG Guo-ce, ZHANG Heng-yang, ZHENG Bo, JING Yuan

(School of Information and Navigation, Air Force Engineering University, Xi'an 710077, China)

**Abstract:** Based on researching binary exponential backoff algorithm which defined in IEEE 802.11 standard, a life cycle constrained adaptive backoff algorithm (LCAB) was proposed. LCAB used life cycle instead of maximum retransmission times as the reference of packet dropping, and controlled process of backoff adaptively according to degree of network congestion. It fitted for real-time traffic such as VoIP which used widely in ad hoc network. A Markov model was introduced to analyze the performance of LCAB, and the normalized effective throughput of LCAB was obtained. The results show that the theoretic analysis is in accordance with the simulation, and the throughput of LCAB is better than that of BEB.

**Key words:** ad hoc network; backoff algorithm; IEEE 802.11; delay; throughput; Markov chain

### 1 引言

随着 ad hoc 网络的快速发展和广泛应用, 需要其支持的业务类型也趋于多样化<sup>[1]</sup>, 不同的业务有不同的性能要求, 以 VoIP<sup>[2,3]</sup>为代表的实时性业务有严格的时延要求, 即在超过一定时间到达收端的分组会被当成无效信息进行处理。

媒体接入控制 (MAC) 协议中的退避算法是影响分组时延的直接因素<sup>[4]</sup>, 现有解决时延问题的方法主要有: 在 BEB<sup>[5]</sup>算法基础上引入时隙预约机制<sup>[6]</sup>,

通过降低分组碰撞概率减小重传次数以达到降低时延的目的; 根据分组碰撞概率动态调整传输速率<sup>[7]</sup>, 为视频流提供低时延支持; 对实时业务和非实时业务设置不同的退避窗口初始值和最大重传次数<sup>[8]</sup>, 使得系统在兼容 2 种业务的同时, 为实时业务提供时延保证; 还有如建立各种数学模型, 推导时延及其抖动与退避算法中各参数的关系, 并通过监视网络运行状况<sup>[9,10]</sup>自适应调整参数值, 来优化时延性能, 其中分析方法主要有 Markov 建模<sup>[4,11]</sup>、更新理论<sup>[12]</sup>和排队理论<sup>[13,14]</sup>。

收稿日期: 2011-05-22; 修回日期: 2012-03-22

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (61202490); 国防科技重点实验室基金资助项目 (9140C020102110C0207)

**Foundation Items:** The National Natural Science Foundation of China (61202490); The National Defense Science and Technology Key Laboratory Foundation of China (9140C02010110C0207)

以上这些算法改善的是分组时延均值和方差(抖动),没有考虑分组的时延上限,因为它们继续采用最大重传次数作为分组丢弃的依据,无法提供严格的时延保证,但是在实际应用中,有些实时性业务对时延上限有严格的要求<sup>[15]</sup>。

引入术语“生命周期”、“等待时间”和“剩余寿命”,生命周期指分组可承受的最大端到端时延,包括等待时间、设备处理时间、传播时延和传输时延,此处忽略设备处理时间和传播时延;等待时间指分组从产生时刻开始到当前时刻为止所消耗的时间;剩余寿命指分组从当前时刻开始到失效时刻为止的时间长度,等于生命周期减去等待时间。

文章在 BEB 算法基础上提出一种生命周期约束的自适应退避(LCAB, life cycle based adaptive back-off)算法,通过采用生命周期约束和自适应调整分组执行退避过程的权限,为分组提供严格的时延保障。采用 Markov 链模型描述节点的状态转移过程、采用离散拉普拉斯变化、留数定理、中心极限定理求解退避算法相关参数及系统归一化有效吞吐量表达式。

## 2 LCAB 算法描述

IEEE 802.11 标准定义了 2 种分组接入方式: 2 次握手的基本接入方式和 4 次握手的 RTS/CTS (request to send/clear to send)方式。文中以 2 次握手的基本接入方式为例,研究 LCAB 算法性能。

LCAB 算法以生命周期作为分组丢弃的依据,采取线性退避策略:

设  $m$  为退避窗口的最大倍乘阶数,表示退避窗口从初始值  $CW_{min}$  一直倍增至最大值  $CW_{max}$  的过程中,所经历的退避次数。

当退避次数小于  $m-1$  时,若分组发生碰撞,退避窗口  $CW$  增加为原来的  $\alpha (>1)$  倍,若分组传输成功,  $CW$  重置为初始值  $CW_{min}$ ;

当退避次数大于等于  $m-1$  时,若分组发生碰撞且未超时,  $CW$  增加为原来的  $\alpha$  倍,直到最大退避窗口  $CW_{max}$  为止,若分组发生碰撞且超时、或分组传输成功,  $CW$  重置为初始值  $CW_{min}$ 。

退避时隙的选择由式(1)决定

$$CW_{backoff} = randint(0, W_i - 1) \quad (1)$$

$W_i$  为第  $i$  阶段退避窗口大小,  $W_0 = CW_{min}$ ,  $randint(0, W_i - 1)$  指在  $[0, W_i]$  之间的一个随机整数,各退避阶段退避窗口描述如式(2)

$$W_i = \begin{cases} CW_{min}, & \text{初始值 // 分组传输成功 //} \\ & \text{(分组碰撞 \&\& (} T_{remain} < T_{Remain} \text{))} \\ \alpha^i CW_{min}, & \text{(退避阶段 } i < m \text{) \&\&} \\ & \text{分组碰撞 \&\& (} T_{remain} \geq T_{Remain} \text{)} \\ \alpha^m CW_{min}, & \text{(退避阶段 } i \geq m \text{) \&\&} \\ & \text{分组碰撞 \&\& (} T_{remain} \geq T_{Remain} \text{)} \end{cases} \quad (2)$$

其中,  $T_{remain}$  为分组剩余寿命,等于分组生命周期减去已等待时间;  $T_{Remain}$  为分组剩余寿命门限值,仅当  $T_{remain} \geq T_{Remain}$  时分组才具有执行退避过程的权限,且  $T_{Remain}$  随网络忙闲程度动态调整。

## 3 建模分析

### 3.1 假设条件

$n$  个节点组成一个完全连通的单跳自组织网络;信道理想无误码;各节点均按照泊松分布接收来自上层的数据分组,分组长度固定,到达率为  $\lambda$  packet/s;发送缓冲区只能容纳一个数据分组,该分组在成功发送或超时后移出缓冲区。

### 3.2 建立模型

定义  $p$  为数据分组接入信道时发生碰撞的概率,等于节点在退避过程中检测到信道为忙的概率。设  $b(t)$  为  $t$  时刻某个节点退避计数器的值,  $s(t)$  为  $t$  时刻节点所处的退避阶段,则二维随机过程  $(s(t), b(t))$  构成离散的 Markov 链。

引入状态  $(-1, 0)$  表示发送缓冲区为空,当一个分组由于成功发送或超时而被移出缓冲区时,节点进入  $(-1, 0)$  状态。引入虚拟时隙的概念,定义为计数器退避一次所消耗的平均时间,设一个虚拟时隙内有一个以上数据分组到达的概率为  $q$ 。基于以上假设所构建的 Markov 链模型如图 1 所示,单步非零转移概率如式(3)

$$\begin{cases} P\{0, k | -1, 0\} = q / W_0, & k \in [0, W_0 - 1] \\ P\{i, k | i, k + 1\} = 1 - p, & i \in [0, v], k \in [0, W_i - 2] \\ P\{i, k | i - 1, 0\} = p / W_i, \\ & i \in [1, m - 1], k \in [0, W_i - 1] \\ P\{i, k | i - 1, 0\} = \psi_i / W_i, \\ & i \in [m, v], k \in [0, W_i - 1] \\ P\{-1, 0 | -1, 0\} = 1 - q \\ P\{-1, 0 | i, 0\} = 1 - p, & i \in [0, m - 1] \\ P\{-1, 0 | i, 0\} = 1 - \psi_{i+1}, & i \in [m, v - 1] \\ P\{-1, 0 | v, 0\} = 1 \end{cases} \quad (3)$$

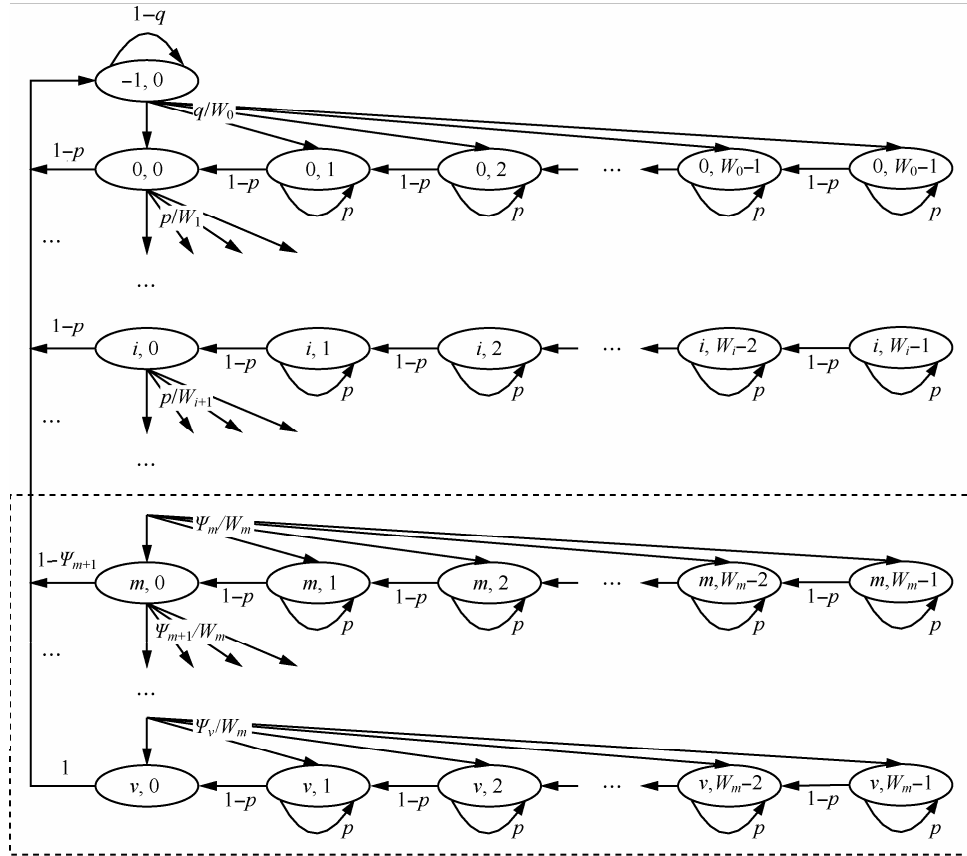


图 1 LCB 和 LCAB 算法节点状态转移

$v$  表示数据分组在生命周期内可支持的最大重传次数, 仅当数据分组在之前的第  $0 \sim v-1$  退避阶段总退避时隙等于或接近于 0 时才可达到, 此时数据分组所消耗的时间仅为  $v$  次碰撞导致信道忙的时间, 设  $T_{Life}$  是分组生命周期,  $T_c$  是分组碰撞导致信道忙的时间, 则有  $v = \lfloor (T_{Life} - T_{Remain}) / T_c \rfloor$ , 其中  $\lfloor x \rfloor$  表示小于  $x$  的最大整数, 如  $\lfloor 5.6 \rfloor = 5$ 。  $\psi_i, i \in [m, v]$  为分组经过第  $i-1$  退避阶段后接入信道时发生碰撞且剩余寿命  $T_{remain}$  大于等于门限值  $T_{Remain}$  的概率。虚线框部分表示退避窗口大小固定为  $[0, CW_{max} - 1]$  的退避阶段。

从图 1 可以看出, LCB、LCAB 与其他算法<sup>[4,11]</sup> 的节点状态转移相比, 区别主要体现在 2 个方面: 1) 传输不成功的数据分组在结束退避过程之前重传次数不固定为  $v$ , 而是与各退避阶段退避时隙 (影响剩余寿命) 的选取有关; 2) 进入第  $m$  退避阶段之后, 数据分组因碰撞而继续执行下一退避阶段的概率  $\psi_i, i \in [m, v]$  也不固定, 取值与剩余寿命  $T_{remain}$  有关。

设  $b_{i,j} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = j\}$  表示 Markov 链的稳态分布, 根据式(3)可得  $b_{0,0}$  关于  $p, q, \psi, W$  ( $\psi$  表示  $\psi_m, \psi_{m+1}, \dots, \psi_v, W$  表示  $W_0, W_1, \dots, W_m$ )

的表达式(4), 具体推导见附录 1。

$$b_{0,0} = \frac{1}{\frac{1}{q} + \frac{p(1-p^{m-1})}{1-p} + \frac{1}{1-p} \sum_{i=1}^{m-1} (p^i) \frac{W_i - 1}{2} + \sum_{i=m}^v \left( p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k \right) + \frac{W_0 - 1}{2(1-p)} + \frac{1}{1-p} \sum_{i=m}^v \left( p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k \right) \frac{W_m - 1}{2}} \quad (4)$$

### 3.3 参数求解

当节点处于  $i \in [0, v]$  退避阶段且退避计数器的值  $b(t) = 0$  时开始发送分组, 在任意虚拟时隙内节点发送分组的概率  $\tau$  为

$$\tau = \sum_{i=0}^v b_{i,0} = \frac{1 + \sum_{i=1}^{m-1} p^i + \sum_{i=m}^v \left( p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k \right)}{\frac{1}{q} + \sum_{i=1}^v \prod_{k=1}^i \psi_k + \frac{W_0 - 1}{2(1-p)} + \frac{1}{1-p} \sum_{i=1}^{m-1} \left( \left( \prod_{k=1}^i \psi_k \right) \frac{W_i - 1}{2} \right) + \frac{1}{1-p} \sum_{i=m}^v \left( \left( \prod_{k=1}^i \psi_k \right) \frac{W_m - 1}{2} \right)} \quad (5)$$

本节点分组发生冲突的概率  $p$  等于其他  $n-1$  个节点中至少有一个节点在发送分组的概率, 即

$$p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (6)$$

一个虚拟时隙的大小与一个实时隙的平均大小相等, 可表示为

$$E[slot] = P_s T_s + P_{idle} \sigma + (1 - P_s - P_{idle}) T_c \quad (7)$$

其中,  $P_s$ 、 $P_{idle}$  为条件概率, 分别为本节点的退避计数器在递减过程中监听到信道处于成功发送状态和空闲状态的概率, 即

$$\begin{cases} P_s = (n-1)\tau(1-\tau)^{n-2} \\ P_{idle} = (1-\tau)^{n-1} \end{cases} \quad (8)$$

式(7)中  $T_s$  为成功传输一个数据分组导致信道忙的时间,  $T_c$  为一次分组冲突导致信道忙的时间,  $\sigma$  为空闲时隙单位大小。可近似认为  $T_s$  与  $T_c$  的值相等, 为

$$T_s = T_c = \frac{(H_{MAC} + H_{PHY} + L)}{R} + SIFS + \frac{ACK}{R} + DIFS \quad (9)$$

其中,  $H_{MAC}$  为 MAC 层首部的长度,  $H_{PHY}$  为物理层首部的长度,  $L$  为分组长度, 均以 bit 为单位,  $R$  为数据帧和控制帧的传输速率。

在一个虚拟时隙内, 节点从上层收到一个以上数据分组的概率  $q$  为

$$q = 1 - \exp(-\lambda E[slot]) \quad (10)$$

节点从进入第  $i \in [0, v]$  退避阶段开始到退避计数器减小到 0 后分组接入信道时发生碰撞为止所消耗时间的概率密度函数为

$$f_{w_i}(kE[slot]') = \begin{cases} 1/W_i, & i \in [0, m-1] \\ & k \in [N'_c, N'_c + W_i - 1] \\ 1/W_m, & i \in [m, v] \\ & k \in [N'_c, N'_c + W_m - 1] \end{cases} \quad (11)$$

$N'_c$  为分组碰撞导致信道忙的时间  $T_c$  与  $E[slot]'$  的比值,  $N'_c \approx \lfloor T_c / E[slot]' \rfloor$ 。其中,  $E[slot]'$  为节点在退避过程中, 每退避一个时隙所消耗时间的期望值, 为

$$E[slot]' = \sigma(1-p) + (\sigma + T_c)(1-p)p + (\sigma + 2T_c) \cdot (1-p)p^2 + \dots = \sigma + T_c \frac{p}{(1-p)} \quad (12)$$

$f_{w_i}(kE[slot]')$  的概率密度生成函数 PGF 为

$$FW_i(Z) = \begin{cases} \sum_{k=N'_c}^{N'_c+W_i-1} Z^{-k} / W_i, & i \in [0, m-1] \\ \sum_{k=N'_c}^{N'_c+W_m-1} Z^{-k} / W_m, & i \in [m, v] \end{cases} \quad (13)$$

分组从进入第 0 退避阶段开始到经过第  $i \in [m-1, v]$  阶段退避后接入信道时发生碰撞为止所消耗时间的概率密度函数为  $f_i(kE[slot]')$ , 其概率密度生成函数 PGF 为

$$F_i(Z) = \begin{cases} \prod_{j=0}^{m-1} ( \sum_{k=N'_c}^{N'_c+W_j-1} Z^{-k} / W_j ), & i = m-1 \\ \prod_{j=0}^{m-1} ( \sum_{k=N'_c}^{N'_c+W_j-1} \frac{Z^{-k}}{W_j} ) \prod_{j=m}^i ( \sum_{k=N'_c}^{N'_c+W_m-1} \frac{Z^{-k}}{W_m} ), & i \in [m, v] \end{cases} \quad (14)$$

数据分组从进入第 0 退避阶段开始到经过第  $i \in [m-1, v]$  阶段退避后接入信道时发生碰撞为止所消耗时间的概率分布函数为

$$g_i(kE[slot]') = \sum_{j=0}^k f_j(jE[slot]'), i \in [m-1, v] \quad (15)$$

$g_i(kE[slot]')$  的概率生成函数 PGF 为

$$G_i(Z) = \frac{Z}{Z-1} F_i(Z), i \in [m-1, v] \quad (16)$$

分组从进入第 0 退避阶段开始到经过第  $i \in [m-1, v]$  阶段退避后接入信道时发生碰撞为止剩余寿命  $T_{Life} - T_i$  大于等于门限值  $T_{Remain}$  的概率为

$$\begin{aligned} \gamma_i &= \begin{cases} P\{T_{Life} - T_{m-1} \geq T_{Remain}\}, & i = m-1 \\ P\{T_{Life} - T_i \geq T_{Remain} \mid T_{Life} - T_{i-1} \geq T_{Remain}\}, & i \in [m, v] \end{cases} \\ &\approx \begin{cases} g_{m-1} \left( \left\lfloor \frac{T_{Life} - T_{Remain}}{E[slot]'} \right\rfloor \right) \\ = \frac{1}{2\pi i} \oint_c G_{m-1}(z) z^{\left\lfloor \frac{T_{Life} - T_{Remain}}{E[slot]'} \right\rfloor - 1} dz, & i = m-1 \\ g_i \left( \left\lfloor \frac{T_{Life} - T_{Remain}}{E[slot]'} \right\rfloor \right) \\ = \frac{g_{i-1} \left( \left\lfloor \frac{T_{Life} - T_{Remain}}{E[slot]'} \right\rfloor \right)}{\oint_c G_i(z) z^{\left\lfloor \frac{T_{Life} - T_{Remain}}{E[slot]'} \right\rfloor - 1} dz} \\ = \frac{\oint_c G_i(z) z^{\left\lfloor \frac{T_{Life} - T_{Remain}}{E[slot]'} \right\rfloor - 1} dz}{\oint_c G_{i-1}(z) z^{\left\lfloor \frac{T_{Life} - T_{Remain}}{E[slot]'} \right\rfloor - 1} dz}, & i \in [m, v] \end{cases} \quad (17) \end{aligned}$$

其中, 等待时间  $T_i$ ,  $i \in [m-1, v]$  为分组从进入第 0 退避阶段开始到经过第  $i$  阶段退避后接入信道时发生碰撞为止所持续的时间,  $\oint_c f(z) dz$  为  $f(z)$  的曲线

积分, 采用留数定理求解。

节点经过第  $i \in [m-1, v]$  阶段退避后分组接入信道时发生碰撞且未超时的概率为

$$\psi_i = p\gamma_{i-1}, i \in [m, v] \quad (18)$$

通过式(5)、式(6)、式(7)、式(10)、式(12)、式(18)构成的  $v-m+6$  个方程, 在分组到达率  $\lambda$ 、分组长度  $L$ 、传输速率  $R$ 、初始退避窗口大小  $CW_{\min}$ 、退避窗口最大递增阶数  $m$ 、退避窗口单步递增调整因子  $\alpha$ 、分组生命周期  $T_{\text{Life}}$ 、分组剩余寿命门限值  $T_{\text{Remain}}$  固定的情况下, 通过数值方法可求解  $\tau$ 、 $p$ 、 $q$ 、 $E[\text{slot}]$ 、 $E[\text{slot}]'$ 、 $\psi_i$   $i \in [m, v]$  共  $v-m+6$  个参数的值。

## 4 性能分析

### 4.1 系统吞吐量

设  $S_{\text{total}}$  为系统归一化吞吐量, 定义为一个虚拟时隙内用于成功传输数据分组所占用时间的比例。为更好的评价 LCAB 算法的性能, 引入归一化有效吞吐量的概念, 用  $S_{\text{effective}}$  表示, 定义为一个虚拟时隙内用于成功传输满足时延上限要求的数据分组所占用时间的比例, 即部分数据分组虽然成功传输, 但超过时延要求的不再属于归一化有效吞吐量的范畴,  $S_{\text{effective}} \leq S_{\text{total}}$ 。

任意时隙所有节点都不发送数据分组的概率为  $P'_{\text{idle}} = (1-\tau)^n$ , 有且仅有一个节点发送数据分组的概率为  $P'_s = n\tau(1-\tau)^{n-1}$ , 发生分组碰撞的概率为  $1 - P'_{\text{idle}} - P'_s$ 。

则系统归一化吞吐量可计算如下

$$S_{\text{total}} = \frac{P'_s L / R}{P'_s T_s + P'_{\text{idle}} \sigma + (1 - P'_s - P'_{\text{idle}}) T_c} \quad (19)$$

在不考虑超时丢弃的情况下, 由于分组碰撞和分组成功传输导致信道忙的时间相等, 所以分组经过第  $i$  次退避阶段后在成功传输的情况下未超时的概率与分组经过第  $i$  次退避阶段后在发生碰撞的情况下分组未超时的概率相同, 时间概率分布函数与式(15)相同。

数据分组从进入第 0 退避阶段开始到经过第  $i$  阶段退避后成功接入信道为止未超时的概率为

$$\begin{aligned} \zeta_i &= P\{T_{\text{Life}} - T_i \geq T_{\text{packet}}\} \approx g_i \left( \left[ \frac{T_{\text{Life}} - T_{\text{packet}}}{E[\text{slot}]} \right] \right) \\ &= \frac{1}{2\pi i} \oint_c G_i(z) z^{\left[ \frac{T_{\text{Life}} - T_{\text{packet}}}{E[\text{slot}]} \right] - 1} dz \end{aligned} \quad (20)$$

在成功传输的分组中, 重传次数为  $i$  且未超时的分组所占比例为

$$\eta_i = \begin{cases} \frac{\zeta_0}{1 + \frac{p(1-p^{m-1})}{1-p} + \sum_{i=m}^v (p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k)} & , i=0 \\ \frac{p^i \zeta_i / \zeta_{i-1}}{1 + \frac{p(1-p^{m-1})}{1-p} + \sum_{i=m}^v (p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k)} & , i \in [1, m-1] \\ \frac{p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k \zeta_i / \zeta_{i-1}}{1 + \frac{p(1-p^{m-1})}{1-p} + \sum_{i=m}^v (p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k)} & , i \in [m, v] \end{cases} \quad (21)$$

系统归一化有效吞吐量可计算如下:

$$S_{\text{effective}} = S_{\text{total}} \sum_{i=0}^v \eta_i \quad (22)$$

### 4.2 自适应机制

从以上分析可以看出, 系统归一化有效吞吐量的大小与节点数量、业务负载大小、分组剩余寿命门限值的大小有关, 如何根据节点数量和业务负载的变化动态调整分组剩余寿命门限值, 来最大化系统归一化有效吞吐量, 是自适应机制需要解决的问题。根据已知的  $S_{\text{effective}}$  表达式, 一般采取求微分方程的方式  $\partial S_{\text{effective}} / \partial T_{\text{Remain}} = 0$  求取使得  $S_{\text{effective}}$  最大的  $T_{\text{Remain}}$  值。由于  $S_{\text{effective}}$  的表达式过于复杂, 求导难度太大, 文章采用一种简化方式来求取近似的  $T_{\text{Remain}}$  值, 称为  $\mu$  值控制法, 具体步骤如下:

**步骤 1** 统计周期性时间  $T_{\text{period}}$  内本节点退避时隙个数之和  $N_{\text{backoff}}$ , 以及退避计数器递减过程中所消耗时间之和  $T_{\text{backoff}}$ , 根据统计结果计算  $E[\text{slot}]' = T_{\text{backoff}} / N_{\text{backoff}}$ ;

**步骤 2** 根据  $E[\text{slot}]' = \sigma + N_c p / (1-p)$  计算分组碰撞概率  $p$ ;

**步骤 3** 引入参数  $\mu$  表示剩余寿命为  $T_{\text{Remain}}$  的分组经过退避窗口大小为  $W_m$  的退避阶段后不超时的概率, 根据步骤 2 计算的  $p$  值和预先设定的  $\mu$  值求取剩余寿命门限值  $T_{\text{Remain}} = f(\mu, p)$ 。

求解  $T_{\text{Remain}}$  时有 2 个问题需要解决: 第一,  $T_{\text{Remain}}$  与  $p$ 、 $\mu$  的数学关系式; 第二,  $\mu$  值的选取。节点在退避的过程中, 存在因检测信道忙而“冻结”退避计数器的问题, 每“冻结”一次, 所消耗的时间等于分组碰撞导致信道忙的持续时间  $T_c$ 。设  $T_{\text{bt}}$  是节点每退避一个时隙所消耗的时间, 数学期望和方

差分别为

$$E[T_{b1}] = \sigma + T_c \frac{P}{(1-p)} \quad (23)$$

$$D[T_{b1}] = \frac{P}{(1-p)^2} T_c^2 \quad (24)$$

具体求解过程见附录 2。

节点退避  $i$  个时隙需要消耗的时间为  $T_{bi} = \sum_{j=1}^i T_{bj}$ ,  $i \in [1, W_m - 1]$ , 由于各个时隙退避过程相互独立且服从同一分布, 可求得  $T_{bi}$  的数学期望和方差分别为

$$E[T_{bi}] = iE[T_{b1}] = i \left( \sigma + T_c \frac{P}{(1-p)} \right) \quad (25)$$

$$D[T_{bi}] = iD[T_{b1}] = i \frac{P}{(1-p)^2} T_c^2 \quad (26)$$

根据中心极限定理, 当  $i$  的值较大时,

$$Z = \frac{\sum_{i=1}^i T_{bi} - iE(T_{b1})}{\sqrt{i} \sqrt{D(T_{b1})}} = \frac{T_{bi} - i\sigma - iT_c \frac{P}{(1-p)}}{\sqrt{i} \sqrt{\frac{P}{(1-p)^2} T_c^2}} \text{ 近似服从}$$

正态分布  $N(0,1)$ 。

当分组的剩余寿命为门限值  $T_{\text{Remain}}$  时, 经过  $i$  个退避时隙后不超时的概率为

$$\begin{aligned} \mu_i &= P\{T_{bi} \leq T_{\text{Remain}} - T_{\text{packet}}\} \\ &= \Phi \left( \frac{T_{\text{Remain}} - T_{\text{packet}} - E[T_{bi}]}{\sqrt{i} \sqrt{D[T_{bi}]}} \right) \\ &= \Phi \left( \frac{T_{\text{Remain}} - T_{\text{packet}} - i \left( \sigma + T_c \frac{P}{(1-p)} \right)}{\sqrt{i \frac{P}{(1-p)^2} T_c^2}} \right) \end{aligned} \quad (27)$$

分组经过退避窗口大小为  $W_m$  的退避阶段后不超时的概率  $\mu$  与  $T_{\text{Remain}}$ 、 $p$  的关系为

$$\begin{aligned} \mu &= \sum_{i=1}^{W_m-1} \frac{1}{W_m} P\{T_{bi} \leq T_{\text{Remain}} - T_{\text{packet}}\} \\ &= \frac{1}{W_m} \sum_{i=1}^{W_m-1} \Phi \left( \frac{T_{\text{Remain}} - T_{\text{packet}} - i \left( \sigma + T_c \frac{P}{(1-p)} \right)}{\sqrt{i \frac{P}{(1-p)^2} T_c^2}} \right) \end{aligned} \quad (28)$$

其中,  $\mu$  近似为 0.8, 取值方法参考 5.1 节。

在  $\mu$  值固定的情况下, 随着分组碰撞概率  $p$  的变化, 根据式(28)自适应调整分组剩余寿命门限值  $T_{\text{Remain}}$ , 可使得系统归一化有效吞吐量达到最大。

## 5 仿真分析

采用 OPNET 网络仿真工具, 仿真条件: 所有节点在  $1500\text{m} \times 1500\text{m}$  的单跳通信范围内呈随机分布, 且每个节点随机选择目的节点进行通信; 信道理想无误码; 各节点均按照泊松分布接收来自上层的数据分组, 分组到达率为  $\lambda$  packet/s, 业务负载为网络内所有节点数据分组到达率之和; 发送缓冲区只能容纳一个数据分组。具体仿真参数如表 1 所示。

表 1 仿真参数

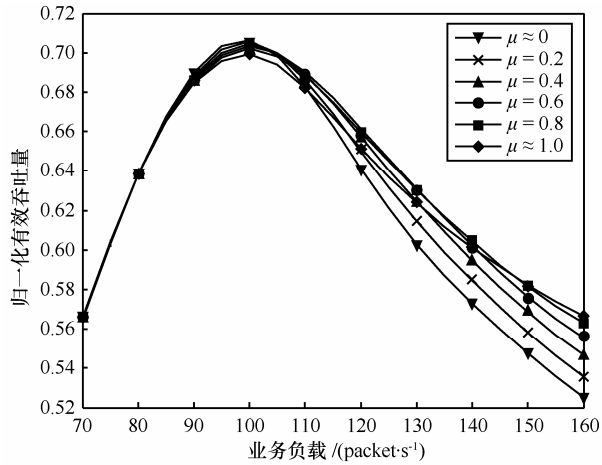
参数	数值
信道速率( $R$ )	1Mbit/s
时隙大小( $\sigma$ )	50 $\mu$ s
MAC 层首部( $H_{\text{MAC}}$ )	224bit
物理层首部( $H_{\text{PHY}}$ )	128bit
分组长度( $L$ )	8 192bit
分组生命周期( $T_{\text{Life}}$ )	0.2s
初始退避窗口( $CW_{\text{min}}$ )	16
退避窗口最大递增次数( $m$ )	6
退避窗口递增因子( $\alpha$ )	2
DIFS	128 $\mu$ s
SIFS	28 $\mu$ s
ACK	112bit+ $H_{\text{PHY}}$

### 5.1 参数 $\mu$ 的选取

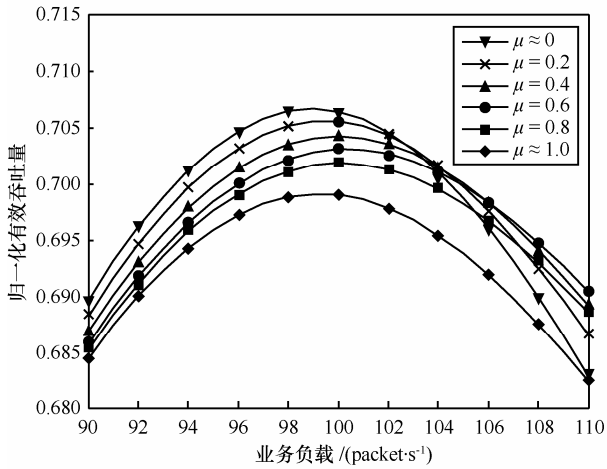
参数  $\mu$  值的选取直接影响系统归一化有效吞吐量的大小。从式(28)可以看出, 较大的  $\mu$  值对应的  $T_{\text{Remain}}$  值也大, 节点执行退避过程时对分组剩余寿命的要求就高, 这将导致系统丢弃一部分满足时延要求的分组, 降低归一化有效吞吐量; 较小的  $\mu$  值对应的  $T_{\text{Remain}}$  值也小, 降低了节点执行退避过程的权限, 将导致部分分组在接入信道前就会超时, 也会降低归一化有效吞吐量。

当节点数量为 40, 不同  $\mu$  值时的系统归一化有效吞吐量如图 2 所示。

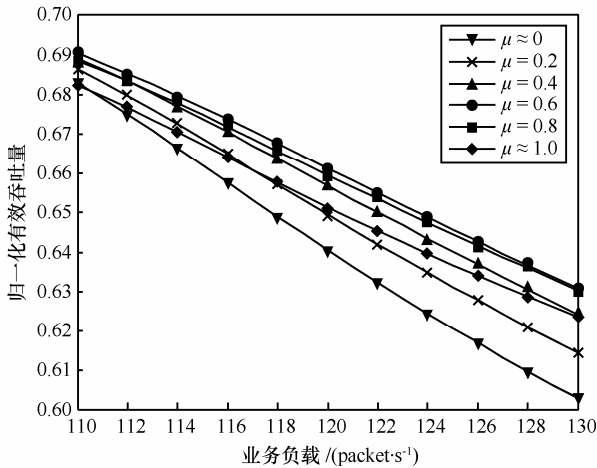
从图 2 可以看出, 当业务负载小于 80packet/s 时, 不同  $\mu$  值时的归一化有效吞吐量基本相同, 原因是轻负载时的分组碰撞概率小, 分组接入信道前的等待时间相应就小, 超时丢弃机制尚未发挥作用; 当业务负载为 80~110packet/s 时,  $\mu$  值越大, 丢弃的分组越多, 归一化有效吞吐量越小; 当业务负载大于 110packet/s 时,  $\mu$  值越大, 节点在执行退避过程时对分组剩余寿命的要求越高, 相应的分组端到端时延减小, 吞吐量提高。



(a) 业务负载为70~160packet/s



(b) 业务负载为90~110packet/s



(c) 业务负载为110~130packet/s

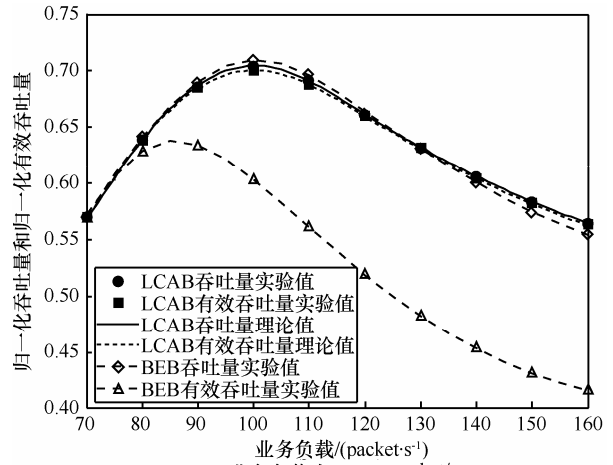
图2 不同  $\mu$  值时的归一化有效吞吐量

对不同  $\mu$  值时的归一化有效吞吐量进行权重 (不同业务负载时的归一化有效吞吐量均值) 比较, 发现  $\mu = 0.8$  时的权重最高。对不同  $\mu$  值不同节点数量时的归一化有效吞吐量进行仿真, 同样得到  $\mu = 0.8$  时权重最高的结论。所以在理论分析和仿真

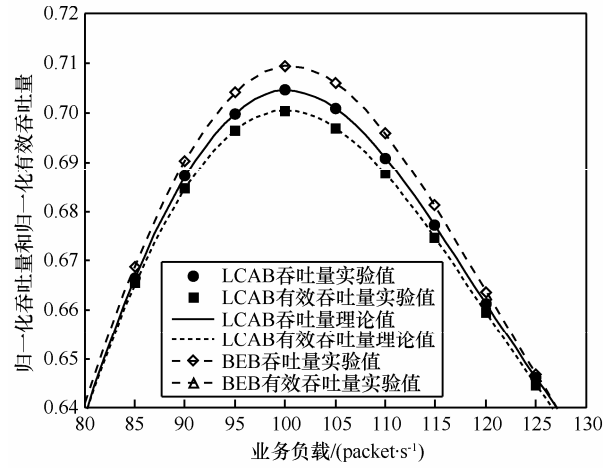
实验时选取  $\mu$  的值为 0.8 是合理的。

### 5.2 系统吞吐量

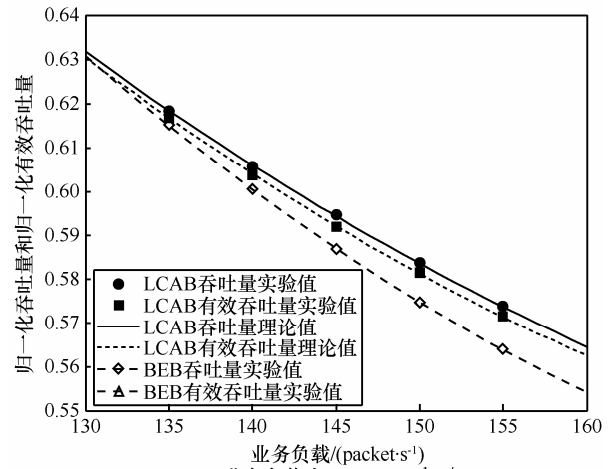
节点数量为 40, 不同业务负载时的归一化吞吐量和归一化有效吞吐量如图 3 所示; 每个节点分组到达率固定为 2packet/s, 不同节点数量时的归一化吞吐量和归一化有效吞吐量如图 4 所示。



(a) 业务负载为70~160packet/s



(b) 业务负载为80~130packet/s



(c) 业务负载为130~160packet/s

图3 业务负载对算法性能的影响

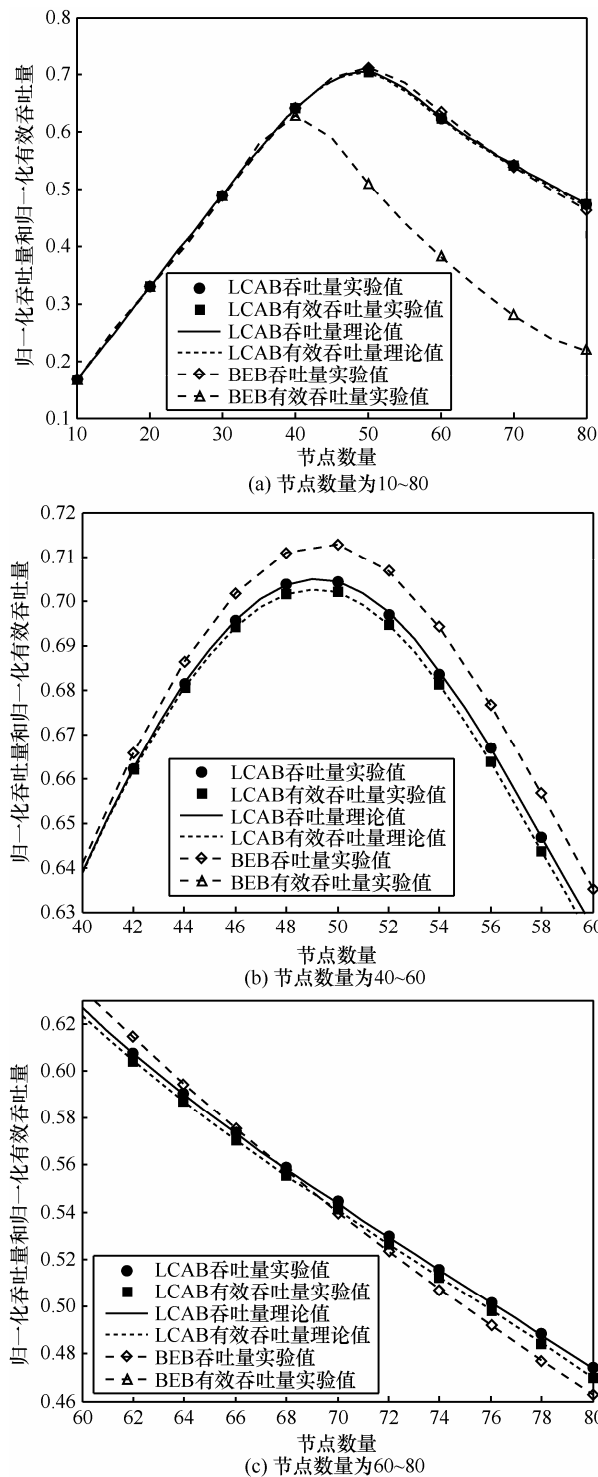


图 4 节点数量对算法性能的影响

从图 3、图 4 的仿真结果，可以得出以下结论。

1) 业务负载（节点数量）不同时 LCAB 算法的归一化吞吐量理论值和实验值、归一化有效吞吐量理论值和实验值基本一致，说明所构建的 Markov 模型能够反映 LCAB 算法中节点的退避过程及近似求解系统吞吐量。

2) LCAB 算法在不同业务负载（节点数量）时的归一化吞吐量与归一化有效吞吐量非常接近，说明超时丢弃机制能够为分组提供严格的时延保证。

3) 当业务负载低于 80packet/s（节点数量小于 40）时，系统工作在轻负载状态，超时丢弃机制尚未发挥作用，LCAB 算法的归一化有效吞吐量与 BEB 算法的归一化有效吞吐量近似一致；当业务负载大于 80packet/s（节点数量大于 40）时，系统逐渐由中负载状态转移到重负载状态，超时丢弃机制开始发挥作用，LCAB 算法的归一化有效吞吐量远远高于 BEB 算法的归一化有效吞吐量，表明 LCAB 算法的归一化有效吞吐量性能优于 BEB 算法性能。

## 6 结束语

由于数据分组都有自身时效性的要求，且现有以最大重传次数作为分组丢弃依据的 BEB 算法存在时效性保障方面的问题，提出了以生命周期代替最大重传次数进行分组丢弃的 LCAB 算法。通过构建二维 Markov 模型，得到归一化吞吐量和归一化有效吞吐量表达式。通过 opnet 仿真验证了模型对于求解系统性能参数的近似准确性，与 BEB 算法相比，LCAB 算法在归一化有效吞吐量性能上具有优势。

## 附录 1: $b_{0,0}$ 推导过程

设  $b_{i,j} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = j\}$  表示 Markov 链的稳态分布，根据式(3)得

$$\begin{cases} b_{0,k}(1-p) = b_{-1,0} \frac{W_0 - k}{W_0} q, k \in [1, W_0 - 1] \\ b_{i,k}(1-p) = b_{i-1,0} \frac{W_i - k}{W_i} p, i \in [1, m-1], k \in [1, W_i - 1] \\ b_{i,k}(1-p) = b_{i-1,0} \frac{W_i - k}{W_i} \psi_i, i \in [m, v], k \in [1, W_i - 1] \\ b_{-1,0} q = \sum_{i=0}^{m-2} b_{i,0}(1-p) + \sum_{i=m-1}^{v-1} b_{i,0}(1-\psi_{i+1}) + b_{v,0} \\ b_{i,0} p = \sum_{j=i+1}^{m-2} b_{j,0}(1-p) + \sum_{j=m-1}^{v-1} b_{j,0}(1-\psi_{j+1}) + b_{v,0}, i \in [0, m-3] \\ b_{i,0} \psi_{i+1} = \sum_{j=i+1}^{v-1} b_{j,0}(1-\psi_{j+1}) + b_{v,0}, i \in [m-2, v-1] \end{cases} \quad (29)$$

由式(29)中的第 5、6 式，可得  $b_{i,0}, i \in [1, v]$  关于  $b_{0,0}$  的表达式，如式(30)

$$\begin{cases} b_{i,0} = p^i b_{0,0}, i \in [1, m-1] \\ b_{i,0} = p^{m-1} \prod_{j=m}^i \psi_j b_{0,0}, i \in [m, v] \end{cases} \quad (30)$$



由式(29)中的第 4 式和式(30), 可得  $b_{-1,0}$  关于  $b_{0,0}$  的表达式, 如式(31)所示

$$b_{-1,0} = 1/qb_{0,0} \quad (31)$$

由式(29)中的第 1 式和式(31), 可得  $b_{0,k}$ ,  $k \in [1, W_0 - 1]$  关于  $b_{0,0}$  的表达式; 由式(29)中的第 2、3 式和式(30), 可得  $b_{i,k}$ ,  $i \in [1, v]$ ,  $k \in [1, W_i - 1]$  关于  $b_{0,0}$  的表达式。

由归一化条件可得

$$\begin{aligned} 1 &= \sum_{i=0}^v \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} + b_{-1,0} \\ &= b_{-1,0} + \sum_{i=1}^{m-1} b_{i,0} + \sum_{i=m}^v b_{i,0} + \sum_{k=1}^{W_0-1} b_{0,k} + \sum_{i=1}^{m-1} \sum_{k=1}^{W_i-1} b_{i,k} + \sum_{i=m}^v \sum_{k=1}^{W_i-1} b_{i,k} \\ &= \left(\frac{1}{q} + \frac{p(1-p^{m-1})}{1-p}\right) + \sum_{i=m}^v (p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k) + \frac{W_0-1}{2(1-p)} + \\ &\quad \frac{1}{1-p} \sum_{i=1}^{m-1} (p^i)^{\frac{W_i-1}{2}} + \frac{1}{1-p} \sum_{i=m}^v (p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k)^{\frac{W_i-1}{2}} b_{0,0} \end{aligned} \quad (32)$$

于是可得到  $b_{0,0}$  关于  $q$ 、 $\psi$ 、 $W$  ( $\psi$  表示  $\psi_1$ 、 $\psi_2 \cdots \psi_v$ ,  $W$  表示  $W_0$ 、 $W_1 \cdots W_m$ ) 的表达式。

$$\begin{aligned} b_{0,0} &= \frac{1}{\frac{1}{q} + \frac{p(1-p^{m-1})}{1-p} + \frac{1}{1-p} \sum_{i=1}^{m-1} (p^i)^{\frac{W_i-1}{2}} + \sum_{i=m}^v (p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k) + \frac{W_0-1}{2(1-p)} + \frac{1}{1-p} \sum_{i=m}^v (p^{m-1} \prod_{k=m}^i \psi_k)^{\frac{W_i-1}{2}}} \end{aligned} \quad (33)$$

### 附录 2: $E[T_{b1}]$ 、 $D[T_{b1}]$ 推导过程

$T_{b1}$  的概率分布函数为

时间/s	$\sigma$	$\sigma+T_c$	$\sigma+2T_c$	$\sigma+3T_c$	...
概率/%	$1-p$	$(1-p)p$	$(1-p)^2 p^2$	$(1-p)^3 p^3$	...

设  $E[T_{b1}]$ 、 $D[T_{b1}]$  分别为  $T_{b1}$  的数学期望和方差, 有

$$\begin{aligned} E[T_{b1}] &= \sigma(1-p) + (\sigma+T_c)(1-p)p + (\sigma+2T_c)(1-p)^2 p^2 + \cdots \\ &= \sigma(1-p)(1+p+p^2+p^3+\cdots) + T_c(1-p)(p+2p^2+3p^3+\cdots) \end{aligned} \quad (34)$$

设

$$M = p + 2p^2 + 3p^3 + \cdots \quad (35)$$

式(35)左右各乘以  $p$ , 得到

$$pM = p^2 + 2p^3 + 3p^4 + \cdots \quad (36)$$

式(35)减式(36),  $M - pM = p + p^2 + p^3 + \cdots = p/(1-p) \Rightarrow M = p/(1-p)^2$ , 代入式(34)得到

$$E[T_{b1}] = \sigma + T_c \frac{p}{(1-p)} \quad (37)$$

$$\begin{aligned} E[T_{b1}^2] &= \sigma^2(1-p) + (\sigma+T_c)^2(1-p)p + (\sigma+2T_c)^2(1-p)^2 p^2 + \cdots \\ &= (1-p)[\sigma^2 + (\sigma+T_c)^2 p + (\sigma+2T_c)^2 p^2 + (\sigma+3T_c)^2 p^3 + \cdots] \end{aligned} \quad (38)$$

设

$$N = \sigma^2 + (\sigma+T_c)^2 p + (\sigma+2T_c)^2 p^2 + (\sigma+3T_c)^2 p^3 + \cdots \quad (39)$$

式(39)左右各乘以  $p$ , 得到

$$pN = \sigma^2 p + (\sigma+T_c)^2 p^2 + (\sigma+2T_c)^2 p^3 + (\sigma+3T_c)^2 p^4 + \cdots \quad (40)$$

设

$$\begin{aligned} Q &= p + 3p^2 + 5p^3 + 7p^4 + \cdots \\ &= p + (1+2)p^2 + (2+3)p^3 + \cdots \\ &= (p^2 + 2p^3 + 3p^4 + \cdots) + (p + 2p^2 + 3p^3 + 4p^4 + \cdots) \end{aligned} \quad (41)$$

设

$$Q_1 = p^2 + 2p^3 + 3p^4 + \cdots \quad (42)$$

式(42)左右各乘以  $p$ , 得到

$$pQ_1 = p^3 + 2p^4 + 3p^5 + \cdots \quad (43)$$

式(42)减式(43),  $Q_1 - pQ_1 = p^2 + p^3 + \cdots = \frac{p^2}{1-p} \Rightarrow Q_1 =$

$$\frac{p^2}{(1-p)^2}.$$

设

$$Q_2 = p + 2p^2 + 3p^3 + 4p^4 + \cdots \quad (44)$$

式(44)左右各乘以  $p$ , 得到

$$pQ_2 = p^2 + 2p^3 + 3p^4 + 4p^5 + \cdots \quad (45)$$

式(44)减式(45),  $Q_2 - pQ_2 = p + p^2 + \cdots = \frac{p}{1-p} \Rightarrow Q_2 =$

$$\frac{p}{(1-p)^2}.$$

将  $Q_1$ 、 $Q_2$  代入式(41), 得到

$$Q = Q_1 + Q_2 = \frac{p^2}{(1-p)^2} + \frac{p}{(1-p)^2} = \frac{p(1+p)}{(1-p)^2} \quad (46)$$

式(39)减式(40), 有

$$\begin{aligned} N - pN &= \sigma^2 + (2\sigma+T_c)N_c p + (2\sigma+3T_c)N_c p^2 + (2\sigma+5T_c)N_c p^3 + \cdots \\ &= \sigma^2 + 2\sigma T_c(p+p^2+p^3+\cdots) + T_c^2(p+3p^2+5p^3+7p^4+\cdots) \\ &= \sigma^2 + 2\sigma T_c \frac{p}{1-p} + T_c^2 \frac{p(p+1)}{(1-p)^2} \end{aligned}$$

$$\Rightarrow N = \frac{\sigma^2}{1-p} + 2\sigma T_c \frac{p}{(1-p)^2} + T_c^2 \frac{p(p+1)}{(1-p)^3}$$

代入式(38)得到

$$E[T_{b1}^2] = \sigma^2 + 2\sigma T_c \frac{p}{1-p} + T_c^2 \frac{p(p+1)}{(1-p)^2} \quad (47)$$

由式(37)、式(47)可计算  $T_{b1}$  的方差

$$D[T_{b1}] = E[T_{b1}^2] - (E[T_{b1}])^2 = \frac{p}{(1-p)^2} T_c^2 \quad (48)$$

## 参考文献:

- [1] SOLDO F, CASETTI C, CHIASSERINI C, *et al.* Video streaming distribution in VANETs[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2011, 22(7): 1085-1091.
- [2] STOECKIGT K O, VU H L. VoIP capacity — analysis, improvements, and limits in IEEE 802.11 wireless LAN[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2010, 59(9):4553-4563.
- [3] DE C L, MASCOLO S. A mathematical model of the skype VoIP congestion control algorithm[J]. IEEE Transactions on Automatic Control, 2010, 55(3): 790-795.
- [4] BABICH F, COMISSO M. On the use of a nonuniform backoff in 802.11 networks[J]. IEEE Electronics Letters, 2010, 46(21):1468-1470.
- [5] IEEE 802.11-2011. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications[S]. 2011.
- [6] HE Y, SUN J, YUAN R X, *et al.* A reservation based backoff method for video streaming in 802.11 home networks[J]. Journal on Selected Areas in Communications. 2010, 28(3): 332-343.
- [7] ZHOU C, ZHANG X G, LU L C, *et al.* Collision-detection based rate-adaptation for video multicasting over IEEE 802.11 wireless networks[A]. Proceedings of ICIP 2010[C]. Hong Kong, China, 2010. 2905-2908.
- [8] 李瑞芳, 罗娟, 李仁发. 适于无线多媒体传感器网络的 MAC 层退避算法[J]. 通信学报, 2010, 31(11): 107-116.  
LI R F, LUO J, LI R F. Backoff algorithm in MAC layer for wireless multimedia sensor networks[J]. Journal on Communications, 2010, 31(11):107-116.
- [9] KOO K J, KO D Y, KIM D Y, *et al.* A codec-based QoS control mechanism for voice over IEEE 802.11 WLAN[A]. Proceedings of ICOIN 2011[C]. Kuala, Malaysia, 2011.504-508.
- [10] BIANCHI G, TINNIRELLO I. Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802.11 network[A]. Proceedings of INFOCOM 2003[C]. San Francisco, USA, 2003.844-852.
- [11] TIAN G S, TIAN Y C. Markov modelling of the IEEE 802.11 DCF for real-time applications with periodic traffic[A]. Proceedings of HPCC[C], Melbourne, Australia, 2010. 419-426.
- [12] TICKOO O, SIKDAR B. Modeling queueing and channel access delay in unsaturated IEEE 802.11 random access MAC based wireless networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2008,16(4): 878-891.
- [13] ZHAO Q L, TSANG D H K, SAKURAI T. Modeling nonsaturated IEEE 802.11 DCF networks utilizing an arbitrary buffer size[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2010,10(9): 1-15.
- [14] KUMAR A, ALTMAN E, MIORANDI D, *et al.* New insights from a fixed point analysis of single cell IEEE 802.11 WLANs[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2007, 15(3):588-601.
- [15] BONONI L, DONATIELLO L, FURINI M. Real-time traffic in ad-hoc sensor networks[A]. Proceedings of ICC 2009[C]. Dresden, Germany, 2009.1-5.

## 作者简介:



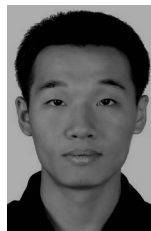
王叶群 (1985-), 男, 安徽安庆人, 空军工程大学博士生, 主要研究方向为移动自组织网络。



黄国策 (1962-), 男, 陕西西安人, 空军工程大学教授、博士生导师, 主要研究方向为移动自组织网络。



张衡阳 (1978-), 男, 湖南衡阳人, 空军工程大学讲师, 主要研究方向为移动自组织网络。



郑博 (1982-), 男, 陕西咸阳人, 空军工程大学博士生, 主要研究方向为移动自组织网络。



景渊 (1986-), 男, 陕西延安人, 空军工程大学博士生, 主要研究方向为无线网络流量预测。