

# 一种时效性约束的二进制指数退避算法

王叶群 黄国策 张衡阳 郑博 景渊  
(空军工程大学电讯工程学院 西安 710077)

**摘要** 针对 IEEE 802.11 标准中二进制指数退避算法(Binary Exponential Backoff, BEB)以最大重传次数作为分组丢弃依据其时效性性能差的问题,提出一种基于时效性约束的二进制指数退避算法(Delay-constrained Binary Exponential Backoff, DC\_BEB)。以分组自身的超时门限替代最大重传次数作为分组丢弃的依据,能在不显著降低系统归一化吞吐量的同时,提高系统归一化有效吞吐量,适合于对分组时效性要求高的无线自组织网络。构建了 Markov 模型来分析采用 DC\_BEB 算法时的系统性能。通过仿真实验,验证了模型的近似准确性以及 DC\_BEB 算法相对于 BEB 算法的优势。

**关键词** 自组织网络, 802.11, 退避算法, 时延, 吞吐量  
**中图分类号** TP393 **文献标识码** A

## Delay-constrained Binary Exponential Backoff Algorithm

WANG Ye-qun HUANG Guo-ce ZHANG Heng-yang ZHENG Bo JING Yuan  
(Institute of Telecommunication Engineering, AFEU, Xi'an 710077, China)

**Abstract** According to the problem of timeliness for IEEE 802.11's binary exponential backoff algorithm, which used maximum transmitting times, a new delay-constrained binary exponential backoff algorithm was proposed, which used timeout threshold instead of maximum transmitting times as the reference for packet dropping. It can increase system unitary effective throughput, and doesn't reduce system unitary throughput dramatically, which is fit for wireless Ad hoc networks demanding restrict delay. A Markov model was introduced to analyze system performance. The simulations validate the accuracy of model and the advantagement of DC\_BEB over BEB.

**Keywords** Ad hoc, 802.11, Backoff algorithm, Delay, Throughput

## 1 引言

由于 IEEE 802.11 标准<sup>[1]</sup>定义的 BEB 算法存在分布式工作、基于退避窗口的媒体接入特性,采用该标准的无线网络很难保证实时业务的传输<sup>[2]</sup>,如 IP 话音通信<sup>[3]</sup>。实时性业务的数据分组都有自身的时效性要求,在超过一定时间后到达收端的分组会当作失效数据进行处理。对于资源有效的无线网络,失效数据的传输导致信道资源的浪费。

在采用 BEB 算法的无线网络中,系统时延特性<sup>[4]</sup>主要与节点数量、业务负载大小、最大重传次数、初始退避窗口大小、退避窗口变化因子 5 个参数相关。在业务负载和节点数量相对固定的网络中,主要采用近似反映算法退避过程的更新理论<sup>[5]</sup>、Markov 模型<sup>[6,7]</sup>、排队模型<sup>[8]</sup>求解与时延特性相关的后 3 个参数,以期达到最佳时延性能。而对于业务负载和节点数量不断变化的网络,就需要采取某种机制估计当前网络情况<sup>[9-11]</sup>,并以此为依据自适应调整后 3 个参数,以达到最佳时延性能。

Bianchi 提出一种根据 Karlman 滤波原理<sup>[9]</sup>估计节点数

量的算法,为需要估计节点数量的自适应退避算法提供了参考。文献[10]根据信道有无分组传输将其分为空闲时隙和忙时隙,以一段时间内忙时隙的个数与总时隙个数之比来反映信道的繁忙程度,并根据 Markov 理论动态调整相关参数。但这些算法需要实时监测节点数量和业务负载大小,增加了算法的实现难度,且可靠性难以保障。文献[11]提出用分组连续成功发送  $n_1$  次后减小退避窗口,连续发送失败  $n_2$  次后增大退避窗口的机制来适应网络的负载变化,但这只适用于负载或节点变化非常缓慢的网络。

其它从提高系统吞吐量、提供公平性保障和服务区分方面所设计的新退避算法<sup>[12,13]</sup>,也都沿用了 BEB 算法以最大重传次数作为分组丢弃的依据。还未发现有以超时门限为依据进行分组丢弃的退避算法研究,其中超时门限指分组可承受的最大端到端时延,端到端时延指从分组抵达发送缓冲区到分组成功到达收端的时间。

## 2 BEB 算法时延性能分析

BEB 算法采用基于载波侦听的随机竞争接入方式,包括

到稿日期:2011-05-15 返修日期:2011-07-15 本文受航空科学基金(20095596016),陕西省自然科学基金(2009JM8010),空军工程大学博士创新基金(200901)资助。

王叶群(1985-),男,博士生,主要研究方向为无线自组织通信, E-mail: wangyequnhao@163.com; 黄国策(1962-),男,教授,博士生导师,主要研究方向为无线通信。

两种传输方式:采用2次握手的基本接入方式和采用4次握手的RTS/CTS(request to send/clear to send)方式。详细内容可参考IEEE 802.11技术标准<sup>[1]</sup>,本文采用2次握手的基本接入方式。

BEB算法以最大重传次数作为分组丢弃的依据,来为分组的时效性提供保障。从 Bianchi 在文献[14]中建立的Markov模型可以看出,节点在退避的过程中,如果检测到信道忙,则“冻结”退避计数器,直到信道持续空闲一个时隙后才继续退避。显然,随着业务负载或节点数量的增加,节点在退避的过程中检测信道为忙的概率加大,其“冻结”的可能性也就加大。在重传次数相同的情况下,“冻结”的概率越大,退避过程中消耗的时间就越长,影响分组端到端平均时延。

通过仿真实验也可验证 BEB 算法在时效性保障方面的问题。仿真条件:所有节点在 1500m×1500m 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  $\lambda$ packets/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者到达最大重传次数后将被移出缓冲区。具体仿真参数如表 1 所列。

表 1 仿真参数

参数	数值
信道速率(R)	1Mbps
时隙大小( $\sigma$ )	50 $\mu$ s
MAC层首部(HMAC)	224bit
物理层首部(HPHY)	128bit
分组长度(L)	8192bit
初始退避窗口(CW <sub>min</sub> )	16
退避窗口最大递增次数(m)	6
最大重传次数	6
DIFS	128 $\mu$ s
SIFS	28 $\mu$ s
ACK	112bit+HPHY

节点数量固定为 20 时,不同业务负载(所有节点数据分组到达率之和)情况下分组的端到端平均时延分布如图 1(a)所示。每个节点分组到达率固定为 5packets/s 时,不同节点数量情况下分组的端到端平均时延分布如图 1(b)所示。

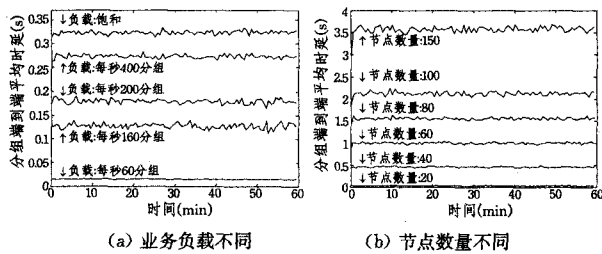


图 1 分组端到端平均时延分布图

在实际应用中,每种业务的每个数据分组都有自身的时效性要求。超出该要求时,即使分组顺利到达收端,也会当成无效数据而丢弃。从图 1(a)可以看出,随着业务负载的增多,分组端到端平均时延不断增大。若数据分组的超时门限为 0.13s,则当业务负载超过 160packts/s 时,到达收端的绝大部分分组会因为超时而丢弃。从图 1(b)可以看出,随着节点数量的增加,分组端到端平均时延不断增大。若数据分组的时效性要求为 1.5s,则当节点数量超过 80 时,到达收端的绝大部分分组会因为超时而丢弃。说明在业务负载和节点数量不断变化的网络中,采用固定的最大重传次数作为分组丢

弃依据时,无法提供足够的时效性保证。

### 3 DC\_BEB 算法设计思想与建模分析

#### 3.1 设计思想

第 2 节的分析表明,仅以最大重传次数作为分组丢弃的依据,无法为分组时效性提供保证。随着业务负载的增多或节点数量的增加,分组端到端平均时延逐渐增大,直至超出时效性性能指标。具有自适应调整参数能力的相关改进算法又需要实时监测某些网络运行参数,增加了算法的实现复杂度,且可靠性难以保障。本文所设计的 DC\_BEB 算法能够在不需要监测网络运行参数的情况下,为数据分组提供可靠的时效性保障。

DC\_BEB 算法的设计思想为:节点收到上层到达的数据分组后,从初始退避阶段开始,以均匀概率从初始退避窗口选取退避时隙。在退避的过程中,若检测到信道忙,则“冻结”退避计数器,直到信道空闲一个时隙后继续退避。退避计数器减为 0 时分组接入信道。若分组发送成功,回到初始退避阶段;若分组发生碰撞,检查分组是否超时。如果超时,则丢弃分组后回到初始退避阶段,否则进入下一个退避阶段。依此反复,直到分组发送成功或到达超时门限后从发送缓冲区移出。退避时隙的选择由式(1)决定。

$$T_{\text{backoff}} = \lfloor CW \cdot \text{random}() \rfloor \cdot \sigma \quad (1)$$

式中,CW 是退避窗口大小,random()是在[0,1]之间的一个随机数, $\lfloor x \rfloor$ 代表小于等于  $x$  的最大整数, $\sigma$  为时隙长度。退避窗口的选取方式如式(2)所示。

$$CW = \begin{cases} CW_{\min}, & \text{(初始值) || (分组发生碰撞 \&\& 分组超时 \&\& 退避阶数小于等于 } m) \\ 2^i CW_{\min}, & \text{分组发生碰撞 \&\& 退避阶数 } i \text{ 小于等于 } m \\ 2^m CW_{\min}, & \text{分组发生碰撞 \&\& 分组未超时 \&\& 退避阶数大于 } m \end{cases} \quad (2)$$

式中,CW<sub>min</sub>是初始退避窗口,m 是退避窗口最大递增次数,i 是退避阶数。DC\_BEB 算法与 BEB 算法的不同之处在于,分组丢弃的依据从最大重传次数替换为分组超时门限。

#### 3.2 建立模型

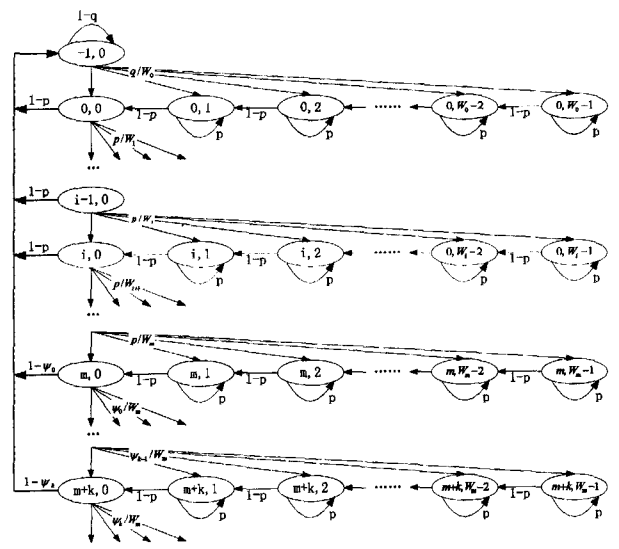


图 2 DC\_BEB 退避算法的 Markov 链模型

定义  $p$  为数据分组接入信道时发生碰撞的概率,它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。当一个数据分组由于成功发送或超时而移出缓冲区时,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,一个虚拟时隙内有一个以上数据分组到达的概率为  $q$ 。所构建的 Markov 链模型如图 2 所示。

其中  $i \in [0, \infty)$  时,  $\psi_i$  表示分组发生碰撞且未超时的情况下节点从状态  $(m+i, 0)$  转移到  $(m+i+1, 0) \sim (m+i+1, W_m-1)$  状态的概率,  $W_i$  为重传  $i$  次后的退避窗口大小。

为减低模型的复杂性,假设最大退避阶段为 20(可根据实际情况以及精确度要求,设为其它值),则退避阶段为 20 时的节点状态转移过程如图 3 所示。

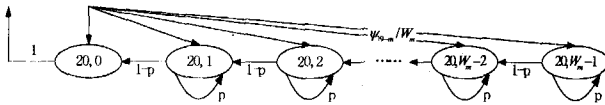


图 3 节点在第 20 退避阶段的状态转移图

设  $b_{i,j} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = j\}$  表示 Markov 链的稳态分布,根据图 2 可得

$$\begin{cases} b_{0,j} \cdot (1-p) = b_{-1,0} \cdot \frac{W_0-j}{W_0} \cdot q, & j \in [1, W_0-1] \\ b_{i,j} \cdot (1-p) = b_{i-1,0} \cdot \frac{W_i-j}{W_i} \cdot p, & j \in [1, W_i-1], \\ & i \in [1, m] \\ b_{i,j} \cdot (1-p) = b_{i-1,0} \cdot \frac{W_m-j}{W_m} \cdot \psi_{m-1}, & j \in [1, W_m-1], \\ & i \in [m+1, 20] \\ b_{-1,0} \cdot q = \sum_{i=0}^{m-1} (b_{i,0} \cdot (1-p)) + \\ \quad \sum_{i=m}^{19} (b_{i,0} \cdot (1-\psi_{i-m})) + b_{20,0} \\ b_{i,0} \cdot p = \sum_{k=1}^{m-i-1} (b_{i+k} \cdot (1-p)) + & i \in [1, m-1] \\ \quad \sum_{k=m-i}^{19-i} (b_{i+k} \cdot (1-\psi_{k-m+i})) + b_{20,0} \\ b_{i,0} \cdot \psi_{i-m} = \sum_{k=1}^{19-i} (b_{i+k,0} \cdot (1-\psi_{k-m+i})) + b_{20,0}, & i \in [m, 19] \end{cases} \quad (3)$$

由式(3)中第 5、6 式组成的 19 个方程,包括 20 个参数,分别为  $b_{0,0}, b_{1,0}, \dots, b_{20,0}$ ,可以求解由  $b_{0,0}$  表示的各  $b_{i,0}$  ( $i \in [1, 20]$ ) 值。再由式(3)中第 4 式可得到  $b_{-1,0}$  关于  $b_{0,0}$  的表达式。当  $j$  依次取值  $1 \sim W_0-1$ ,通过式(3)中第 1 式可得到  $b_{0,1} \sim b_{0,W_0-1}$  关于  $b_{0,0}$  的表达式。再由式(3)中第 2、3 式可得到  $b_{1,1}, b_{1,2}, \dots, b_{1,W_1-1}, \dots, b_{i,1}, b_{i,2}, \dots, b_{i,W_i-1}, \dots, b_{20,1}, b_{20,2}, \dots, b_{20,W_m-1}$  关于  $b_{0,0}$  的表达式。

由归一化条件可得到

$$\sum_{i=0}^{20} \sum_{j=0}^{W_i-1} b_{i,j} + b_{-1,0} = 1 \quad (4)$$

于是可得到  $b_{0,0}$  关于  $p, \psi, m, W$  ( $\psi$  表示  $\psi_0, \psi_1, \dots, \psi_{20-m}$ ,

$W$  表示  $W_0, W_1, \dots, W_m$ ) 的表达式为

$$b_{0,0} = f_1(p, \psi, m, W) \quad (5)$$

当节点在退避阶段  $j \in [0, 20]$  且退避计数器的值  $b(t)$  为

零时开始发送数据分组,在某个时隙内节点发送分组的概率  $\tau$  为

$$\tau = \sum_{i=0}^{20} b_{i,0} = f_2(p, \psi, m, W) \quad (6)$$

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

$$p = 1 - (1-\tau)^{n-1} \quad (7)$$

一个虚拟时隙的大小等于一个实时隙的平均大小,即

$$E[\text{slot}] = P_s \cdot T_s + P_{\text{idle}} \cdot \sigma + (1 - P_s - P_{\text{idle}}) \cdot T_c \quad (8)$$

式中,  $P_s, P_{\text{idle}}$  为条件概率,分别表示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,这两个条件概率的值由其它  $n-1$  个节点的发送概率决定,如式(9)所示。

$$P_s = (n-1) \cdot \tau \cdot (1-\tau)^{n-2}, P_{\text{idle}} = (1-\tau)^{n-1} \quad (9)$$

式中,  $T_s$  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,  $\sigma$  为空闲系统时隙单位大小。  $T_s$  和  $T_c$  的值分别为

$$T_s = T_c = \frac{H_{\text{MAC}} + H_{\text{PHY}} + L}{R} + \text{SIFS} + \frac{\text{ACK}}{R} + \text{DIFS} \quad (10)$$

式中,  $H_{\text{MAC}}$  为 MAC 层首部的长度,  $H_{\text{PHY}}$  为物理层首部的长度,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

$$q = 1 - \exp(-\lambda \cdot E[\text{slot}]) \quad (11)$$

当业务流大小  $\lambda$ 、节点数量  $n$ 、最小退避窗口  $W$ 、窗口最大递增阶段  $m$  固定时,式(6)、式(7)、式(11)表示了一个非线性系统含有 4 个未知参数:  $q, p, \tau, \psi$ 。如果  $\psi$  所表示的  $\psi_0, \psi_1, \dots, \psi_{20-m}$  均能用  $q, p, \tau$  3 个参数表示,则容易通过数值计算方法求解各个参数的值。

### 3.3 $\psi_0$ 值求解

节点进入状态  $(m, 0)$  时,所消耗的时间由 3 个方面引起。

第一,由分组碰撞引起的状态  $(0, 0) \rightarrow (1, 0) \dots (m-1, 0) \rightarrow (m, 0)$  转移所消耗的时间  $\Gamma_{01} = m \cdot T_c$ 。

第二,节点检测到信道空闲,状态  $(i, W_i-1) \rightarrow (i, W_i-2) \dots (i, 1) \rightarrow (i, 0), i \in [0, m]$  转移所消耗的时间  $\Gamma_{02} = X_0 \cdot \sigma$ 。

用  $x_i$  表示节点在第  $i$  退避阶段选取的退避时隙,则分组接入信道前所经历的空闲时隙个数  $X_0 = x_1 + x_2 + \dots + x_m$ ,其分布函数易通过  $m$  个独立均匀函数的和进行求解。

第三,节点在退避的过程中检测到信道忙,在状态  $(i, j), i \in [0, m], j \in [1, W_i-1]$  “冻结”所消耗的时间  $\Gamma_{03} = Y_0 \cdot T_c$ 。

从图 2 可以看出,空闲时隙个数与忙时隙个数之比满足  $Y_0/X_0 = p/(1-p)$ ,即  $Y_0 = p/(1-p) \cdot X_0$ 。

则分组进入  $(m, 0)$  状态前所消耗的总时间为

$$\begin{aligned} \Gamma_0 &= \Gamma_{01} + \Gamma_{02} + \Gamma_{03} = mT_c + X_0\sigma + Y_0T_c \\ &= mT_c + X_0\sigma + \frac{p}{1-p}X_0T_c = mT_c + (\sigma + \frac{pT_c}{1-p}) \cdot X_0 \end{aligned} \quad (12)$$

分组超时的概率为  $P\{\Gamma_0 \geq T_{\text{dead}}\}$ 。

从状态  $(m, 0)$  转移到  $m+1$  退避阶段的概率为  $\psi_0 = p \cdot P\{\Gamma_0 < T_{\text{dead}}\}$ 。

由于  $X_0$  的概率分布函数已知,  $\psi_0$  可表示为

$$\psi_0 = f_3(p, q, m) \quad (13)$$

从状态  $(m, 0)$  转到  $(-1, 0)$  的概率包括分组成功传输的

概率、分组碰撞且超时的概率。

$$1 - \phi_0 = (1 - p) + p \cdot P\{\Gamma_0 \geq T_{\text{dead}}\} = 1 - f_3(p, q, m) \quad (14)$$

同理可求解  $\phi_1, \phi_2, \dots, \phi_{20-m}$  关于  $q, p, m$  的表达式。通过与式(6),式(7),式(11)合并,可求解  $q, p, \tau, \phi$  的值。

### 3.4 系统归一化吞吐量与归一化有效吞吐量

设  $S_{\text{total}}$  为系统归一化吞吐量,定义为一个虚拟时限内用于成功传输数据分组所占时间的比例。为更好地评价 DC\_BEB 算法的性能,引入归一化有效吞吐量的概念,用  $S_{\text{effective}}$  表示,定义为一个虚拟时限内用于成功传输时效性满足要求的数据分组所占时间的比例。即部分数据分组虽然成功传输,但超过时效性要求的不再属于归一化有效吞吐量的范畴。当归一化有效吞吐量与归一化吞吐量相同时,为最佳效果,这也是检验 DC\_BEB 算法的重要指标。但由于 DC\_BEB 算法在设计时,分组超时时刻的选取是依据分组重传之前的时间作为判断标准,而未考虑分组在下次传输过程中可能会消耗的时间,因此同样存在成功传输但仍失效的数据分组,  $S_{\text{effective}} \leq S_{\text{total}}$ 。

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

$$S_{\text{total}} = \frac{P_s' \cdot L/R}{P_s' \cdot T_s + P_{\text{idle}} \cdot \sigma + (1 - P_s' - P_{\text{idle}}) \cdot T_c} \quad (15)$$

系统归一化有效吞吐量为

$$S_{\text{effective}} = S_{\text{total}} \cdot \left[ \sum_{i=0}^{m-1} b_{i,0} + b_{m,0} \cdot P\{\Gamma_{i-m} \leq T_{\text{dead}}\} + \sum_{i=m+1}^{20} b_{i,0} \cdot P\{\Gamma_{i-m} \leq T_{\text{dead}} | \Gamma_{i-m-1} < T_{\text{dead}}\} \right] / \left( \sum_{i=0}^{20} b_{i,0} \right) \quad (16)$$

## 4 仿真分析

仿真条件和仿真参数与第 2 节相同,数据分组的超时时限设为 0.5s。

### 4.1 模型验证

采用 DC\_BEB 算法,网络节点数量固定为 40,则整个网络的业务流到达服从参数为 40λpackets/s 的泊松分布,不同业务负载情况下的系统归一化吞吐量、归一化有效吞吐量的理论值和实验值分布如图 4(a)所示。每个节点的业务流到达固定,即 5packets/s 时,不同节点数量情况下的系统归一化吞吐量、归一化有效吞吐量的理论值和实验值分布如图 4(b)所示。

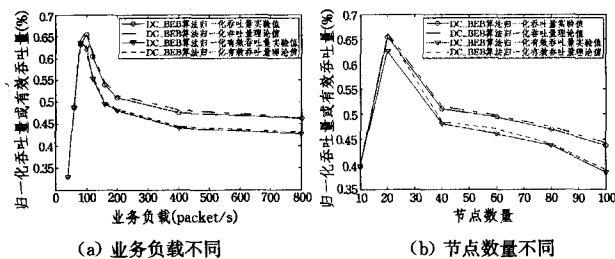


图 4 采用 DC\_BEB 算法时系统归一化吞吐量与归一化有效吞吐量分布图

从图 4 可以看出,业务负载不同和节点数量不同时的系统归一化吞吐量理论值、归一化有效吞吐量理论值与仿真结果近似一致,说明所构建的 Markov 模型能够反映 DC\_BEB 算法中节点的退避过程及近似求解系统吞吐量。当业务负载

低于 100packets/s 或节点数量低于 20 时,系统工作在轻负载状态,超时机制基本未启动,其归一化吞吐量与归一化有效吞吐量的值一致;当业务负载大于 100packets/s 或节点数量大于 20 时,系统工作在重负载状态,超时机制开始发挥作用。由于仅在重传之前检测分组是否超时,未考虑退避计数器不为 0 时的超时检测,使得系统归一化吞吐量稍高于归一化有效吞吐量。

### 4.2 算法比较

比较以最大重传次数作为分组丢弃依据的 BEB 算法与以超时门限作为分组丢弃依据的 DC\_BEB 算法的性能。网络节点数量固定为 40,不同业务负载情况下的系统归一化吞吐量和归一化有效吞吐量实验值分布如图 5(a)所示。每个节点的业务流到达固定,即 5packets/s 时,不同节点数量情况下的系统归一化吞吐量和归一化有效吞吐量实验值分布如图 5(b)所示。

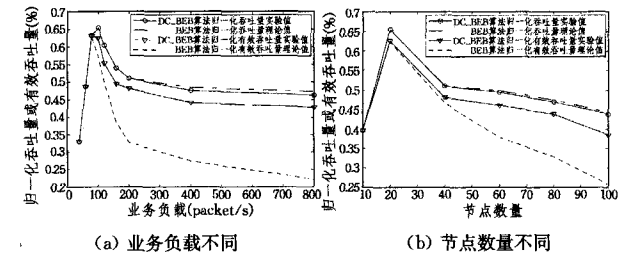


图 5 采用 BEB 算法与 DC\_BEB 算法时系统归一化吞吐量与归一化有效吞吐量分布图

从图 5 可以看出,当业务负载低于 100packets/s 或节点数量低于 20 时,系统工作在轻负载状态,超时机制基本未启动,两种算法的归一化吞吐量性能相近,归一化有效吞吐量性能也相近;当业务负载大于 100packets/s 或节点数量大于 20 时,系统工作在重负载状态,DC\_BEB 的超时机制发挥作用,与 BEB 算法相比,以牺牲少许归一化吞吐量为代价,大幅度提高了归一化有效吞吐量。

**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,提出了以超时门限代替最大重传次数进行分组丢弃的 DC\_BEB 算法。通过构建二维 Markov 模型,得到采用本算法时的系统归一化吞吐量和归一化有效吞吐量表达式。通过 opnet 仿真实验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,DC\_BEB 算法以牺牲少量系统归一化吞吐量为代价,显著提高了系统归一化有效吞吐量性能。

## 参考文献

- [1] IEEE 802.11-2011. Wireless LAN medium access control(MAC) and physical layer(PHY) specifications[S]. 2011
- [2] 黄志杰,李峰,高强. 无线多媒体传感器网络实时 MAC 协议[J]. 计算机科学,2010,37(11):81-85
- [3] De Cicco 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] Zhao Qing-lin, Tsang D H K, Sakurai T. A novel CAC scheme for homogeneous 802.11 networks [J]. Transactions on Wireless Communications, 2010, 9(3):1168-1174

(下转第 93 页)

EM4->>grp01-EM4;  
 A1,A2,A3->EM1;  
 A4->>grp01-EM2;  
 A5,A6,A7,A8->EM2;  
 A9,A10,A11,A12->EM2;  
 A13,A14,A15,A16->EM2.

## 4.2 实验结果

从轮询数据包总量和轮询总时间来比较单播和组播后的数据采集性能。在单播的情况下,所有管理站和代理通信时全部采用单播方式。

### (1) 轮询数据包总量比较

图6所示为在设备数量相同时分别采用单播和组播方式的轮询设备的数据包总量比较。从图中可见,采用单播方式的轮询数据包总量大约在550~650kb之间,而采用组播方式则在250~350kb之间。轮询数据包总量减少了50%左右,可见组播方式可以大大减少轮询的数据包总量。

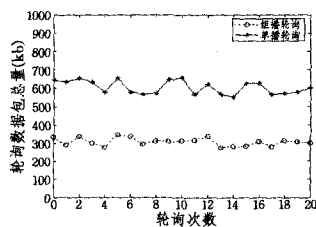


图6 轮询数据包总量比较

### (2) 轮询总时间比较

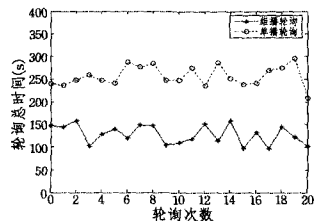


图7 轮询总时间比较

图7所示为在相同设备数量的情况下单播和组播方式的轮询总时间的比较。从图中可以看出,采用单播方式的轮询

总时间大约在230~300s之间,而采用组播方式的轮询总时间为110~160s之间,轮询时间大约缩短了一倍。

**结束语** 根据三网融合环境下进行网络管理的实际需求,为提高网管系统的性能,本文将SNMPv3协议和组播相结合,提出一种支持组播的SNMPv3改进模型,引入了组播组和组代理实体,给出了管理站和代理端的系统模型。并基于此改进模型开发了网管软件。从对软件的测试结果可以看出,与单播方式相比,采用组播进行数据采集时,轮询数据包总量和轮询总时间都会减少大约50%。因此,改进模型可以大大减少系统的轮询数据包量和缩短轮询周期,有效地提高了网管系统的性能。

## 参考文献

- [1] 付玄. 三网融合下的网管平台组网[J]. 通信世界, 2010, 22: 36
- [2] Zeng Jian-qiu, Shen Meng-ru, Patal I. Triple Play: Development Trends and Business Strategy in China [C]// Management and Service Science (MASS). 2010; 1-4
- [3] Boxma O, van der Wal J, Yechiali U. Polling with batch service [J]. Stochastic Models, 2008, 24(4): 604-625
- [4] 程春玲, 崔国亮, 隋宗见. 基于广播SNMP的网络管理并行轮询算法[J]. 计算机应用研究, 2010, 27(12): 4711-4714
- [5] 陆正福, 杨洋, 何英, 等. 基于IP多播的SNMP研究[J]. 微计算机应用, 2007, 28(4): 380-385
- [6] Biswas P K. A Formal Framework for Multicast Communication [J]. IEEE Systems Journal, 2010, 4(3): 353-362
- [7] Yang Xiao. Physical path tracing for IP traffic using SNMP [C]// ICETC 2010 2nd International Conference on Education Technology and Computer. 2010, 5: 5310-5317
- [8] Huang Chun-ying, Chiu Yun-peng, Chena K, et al. Secure multicast in dynamic environments [J]. Computer Networks, 2007, 51(10): 2805-2817
- [9] Case J, Harrington D, Presuhn R, et al. Message Processing and Dispatching for SNMP [R]. RFC: 3412. Network Working Group, 2002
- [10] 李洋. 安全组播通信技术的研究与实现[D]. 北京: 北京邮电大学, 2009

(上接第59页)

- [5] Zhao Qing-lin, Tsang D H K, Sakurai T. A simple and accurate model for nonsaturated IEEE 802. 11 DCF [J]. Transactions on Mobile Computing, 2009, 8(11): 1539-1553
- [6] Liu R, Surton G J, Collings I B. A New Queueing Model for QoS Analysis of IEEE 802. 11 DCF with Finite Buffer and Load [J]. Transactions on Wireless Communications, 2010, 9(8): 2664-2675
- [7] Tian Guo-song, Tian Yu-chun. Markov Modelling of the IEEE 802. 11 DCF for Real-time Applications with Periodic Traffic [C]// 12th IEEE International Conference on High Performance Computing and Communications. Melbourne, Australia, Sept. 2010: 419-426
- [8] Zhao Qing-lin, Tsang D H K, Sakurai T. Modeling Nonsaturated IEEE 802. 11 DCF Networks Utilizing an Arbitrary Buffer Size [J]. Transactions on Mobile Computing, 2010, 99: 1-15
- [9] Bianchi G, Tinnirello I. Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802. 11 network [C]// Twenty-second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications. San Francisco, USA, 2003(2): 844-852
- [10] Zhai H, Fang Y. How well can IEEE 802. 11 wireless LAN support quality of service [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2005, 4(6): 3084-3094
- [11] Song Y, Zhu X, Fang Y, et al. Threshold optimization for rate adaptation algorithms in IEEE 802. 11 WLANs [J]. Transactions on Wireless Communications, 2010, 9(1): 318-327
- [12] Laddomada M, Mesiti F, Mondin M, et al. On the throughput performance of multirate IEEE 802. 11 networks with variable-loaded stations; analysis, modeling, and a novel proportional fairness criterion [J]. Transactions on Wireless Communications, 2010, 9(5): 1594-1607
- [13] Prakash G, Thangaraj P. Throughput Analysis of IEEE 802. 11b WLAN Under a Non-saturated Condition [C]// IEEE International Test Conference. Marriott Austin, 2010: 65-69
- [14] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802. 11 distributed coordination function [J]. Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(3): 535-547