

一种移动自组网中简单高效的广播算法*

邹仕洪¹⁺, 邬海涛², 程时端¹

¹(北京邮电大学 网络与交换技术国家重点实验室,北京 100876)

²(微软亚洲研究院 无线网络组,北京 100800)

A Simple and Efficient Broadcasting Scheme for Mobile Ad Hoc Networks

ZOU Shi-Hong¹⁺, WU Hai-Tao², CHENG Shi-Duan¹

¹(State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

²(Wireless and Networking Group, Microsoft Research Asia, Beijing 100080, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-10-62283761, E-mail: zoush@bupt.edu.cn, http://bnrc.cs.bupt.cn

Received 2003-11-11; Accepted 2004-11-05

Zou SH, Wu HT, Cheng SD. A simple and efficient broadcasting scheme for mobile ad hoc networks. *Journal of Software*, 2005,16(6):1104–1111. DOI: 10.1360/jos161104

Abstract: Network wide broadcasting is a basic operation in mobile ad hoc networks. Counter-Based broadcasting scheme is well suited for highly mobile networks because of its simplicity. The paper presents several improvements on the counter-based broadcasting scheme and proposes an enhanced counter-based broadcasting scheme, CBB+. Analyses and simulations have shown that CBB+ operates more efficiently than the original counter-based scheme. It has higher reachability, fewer rebroadcasts and lower delay.

Key words: MANET(mobile ad hoc NETWORKS); broadcast; DCF(distributed coordination function); performance analysis

摘要: 全网范围的广播在移动自组网中有着相当广泛的应用.基于计数器的广播算法非常适合于高速移动的网络环境.在基于计数器的广播算法的基础上提出了一种简单高效的广播算法——CBB+.理论分析和大量仿真结果表明,CBB+算法相对于原基于计数器的广播算法而言,广播的达到率有着较大的提高,并且能够减少再广播分组的发送数量,降低了广播时延.

关键词: 移动自组网;广播;分布式协调功能;性能分析

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.90204003 (国家自然科学基金); the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant No.2003CB314806 (国家重点基础研究发展规划(973)); the National Research Foundation for the Doctoral Program of Ministry of Education of China under Grant No.20010013003 (国家教育部博士点基金)

作者简介: 邹仕洪(1978—),男,江西抚州人,博士,讲师,主要研究领域为无线局域网,移动自组网,网络服务质量;邬海涛(1976—),男,博士,副研究员,主要研究领域为无线局域网,移动自组网,网络服务质量;程时端(1940—),女,教授,博士生导师,主要研究领域为网络性能评估,网络服务质量.

移动自组网(mobile ad hoc NETWORKS,简称 MANET)^[1]是由移动的可以互相通信的主机组成的无线网络。基于无线功率有限、信道利用率以及节能方面的考虑,一台主机可能不直接与它的目的主机进行通信,而需要其他主机帮助转发,通过多跳以达到目的主机。在 MANET 中,每台主机既是终端(业务源),又是路由器(为其他主机转发分组)。而且由于 MANET 不具备固定的网络基础设施,加上主机的移动性以及无线通信的时变特性,使得 MANET 的网络拓扑经常发生变化。MANET 协议栈的一个重要组成部分是路由协议,目前在这方面已经有了很多的研究,提出了不少协议,如 DSR^[2],AODV^[3],ZRP^[4],LAR^[5]等。而所有这些路由协议的路由发现都依赖于全网范围的广播以寻找目的主机。另外,某些应用场合的一些服务本身就需要进行全网广播,比如军事方面的入侵告警、环境监测的异常警报等。可以说,全网范围的广播在 MANET 中有着非常广泛的应用。

最简单的广播算法是洪泛(flooding),但它容易引起广播风暴问题(broadcast storm problem)^[6],效率极低。文献[6]提出了 5 种解决广播风暴问题的算法:基于概率的算法、基于计数器的算法、基于距离的算法、基于位置的算法和基于簇的算法。鉴于 IEEE 802.11 DCF(distributed coordination function)^[7]在移动自组网的研究和实验中被广泛使用,本文假定 MAC 层为 IEEE802.11 的 DCF,然后在基于计数器的广播算法的基础上提出了 CBB+算法。CBB+算法的改进主要包括 3 方面,其一是对于退避机制进行改进,将在路由层和 MAC 层分别退避改为在 MAC 层统一进行退避;其二是引入再广播的优先级,位于一次广播的接收边缘的主机具有较高的优先级进行再广播;其三是动态调整计数器的门限值。仿真结果和分析表明,采用这 3 种改进的 CBB+算法在广播的达到率、广播效率等方面均有较大提高,且减少了广播时延。

本文第 1 节简单介绍 IEEE 802.11 DCF、基于计数器的广播算法以及相关工作。第 2 节提出了 CBB+算法。第 3 节是仿真结果和分析。第 4 节对全文进行了总结。

1 分布式协调功能、基于计数器的广播算法及相关工作

分布式协调功能(DCF)是以一种尽力而为的机制来支持突发的数据传送,它是 IEEE 802.11 的基本接入方式,也是目前移动自组网中常用的 MAC 层协议。标准规定,一个基本服务集(basic service set,简称 BSS)中的所有主机(节点)都必须支持 DCF。DCF 协议基于载波监听多址接入/碰撞避免(CSMA/CA)机制。在 IEEE 802.11 中,载波监听同时在物理层(物理载波监听)和链路层(虚拟载波监听)进行。碰撞避免目的是为了在信道空闲 DIFS 之后所有有数据发送的节点同时发送数据,导致产生碰撞。碰撞避免由退避过程来实现。DCF 要求一台主机在发送完一个分组后、或者有数据需要发送时信道忙且前一个退避过程已经结束,开始一个新的退避过程。退避过程的时间长短随机确定,为物理时隙的整数倍(该整数记为 Backoff_time)。Backoff_time 当信道空闲一个时隙时减 1,而当信道忙时暂停递减。只有当 Backoff_time 减为 0 时,节点才允许发送数据。

DCF 中单播分组的传送可以使用两种方法。缺省的是 2 次握手机制,即基本接入方法,目的节点接收到分组后,发送一个 MAC 层的肯定确认(ACK)以确认分组的成功发送。另一种可选方法是 4 次握手机制,使用请求发送/清除发送(RTS/CTS)技术来在数据发送之前预留信道。而广播分组由于接收者为所有节点(通常不止一个),无法使用 RTS/CTS 和 ACK,因此直接发送。由于没有 RTS/CTS 广播分组的发送更容易受隐藏终端问题的影响,而没有 ACK 使得发送节点无法确认一个广播分组是否成功发送、也就无法对其进行重传。因此,广播分组的发送尤其需要避免碰撞。

文献[8]将现有的移动自组网广播算法分为 4 类:简单的洪泛,基于概率的算法(包括纯概率算法和基于计数器的算法)、基于面积的算法(包括基于距离的算法和基于位置的算法)以及基于邻居信息的算法。从这 4 大类算法中又选出 5 种具有代表性的算法:洪泛、基于计数器的算法、基于位置的算法和两种基于邻居信息的算法 SBA 和 AHBP,并进行了性能仿真分析。简单的洪泛,前面已经提到过,效率太低。基于距离和位置的算法需要 GPS(全球定位系统)的支持,对移动节点的要求较高。基于邻居的算法则需要定期发送 hello 消息维护邻居信息,该类算法只适合于静态网络或者移动性较低的网络,而在移动性较大的网络中很难以较低的代价及时地获取精确的邻居信息,故该类算法不适用于移动性较强的网络。而基于计数器的算法,由于其简单性,不需要 GPS,且不要求维护邻居信息,效率又远高于简单的洪泛,非常适合在移动自组网中应用。下面简单介绍基于计数器的广播算法^[6](以下简称 CBB 算法)。

当节点接收到一个新的广播分组后,该分组的再广播可能由于信道忙、退避过程以及队列中已经存在其他分组等原因而被阻塞.在该分组未发送出去之前,如果该节点接收到超过门限个数 C 的同样的广播分组,则取消自己的再广播.该算法中节点需要为每个广播分组(由源节点 ID 和序列号唯一标识)维护一个计数器,每收到一个重复的广播分组时该计数器加 1,而当该计数器超过门限 C 时取消再广播该分组.门限 C 建议取 3 或者 4.

前面介绍了在 DCF 中,发送完数据或者准备发送数据时信道忙而前一个退避过程已经结束时都会重新产生一个退避过程.但当信道长期空闲时,会导致所有节点的退避过程都结束.此时,如果某个节点发送广播,则接收到广播分组的所有节点会同时再广播而产生碰撞.为避免该碰撞,需要为再广播引入一个额外的随机评估时延^[6,8](random assessment delay,简称 RAD).现有的广播算法都在路由层实现该 RAD.而本文针对广播分组对 DCF 进行适当修改,以实现在 MAC 层统一进行退避,从而减少碰撞概率.

Cartigny 等人^[10]对基于纯概率的算法进行了改进,其主要思想是赋予处于接收边缘的节点较高的转发概率,另外,在每个广播分组中捎带自己的邻居列表,并结合邻居信息(通过定期发送 hello 获得),每个接收节点根据捎带的发送节点邻居表和自己的邻居表进行邻居排除算法.

2 简单高效的广播算法 CBB+

CBB+通过下面 3 个改进来提高广播算法的性能.

2.1 只在 MAC 层进行退避

第 1 节提到,在信道较长时间空闲时,为了避免 MAC 层的退避过程早已结束、所有的接收节点同时再广播,引入随机评估时延 RAD.目前的 RAD 都是在路由层实现^[6,8,9],而当信道不空闲、或广播的产生速率较大时,广播分组在路由层进行一次随机退避之后,在 MAC 层还需退避一次,这样进行两次退避会使碰撞概率大大增加.下面对此加以分析和证明.

令 x_1, x_2 分别表示两个节点在网络层的退避时间(以时隙为单位), y_1, y_2 分别表示两个节点在 MAC 层的退避时间(以时隙为单位),则有

$$x_1, x_2 \in [0, A-1], y_1, y_2 \in [0, B-1],$$

其中, B 为 MAC 层竞争窗口的大小(由于广播报文只发送一次,不进行重传,该窗口也无须倍增,在 802.11 标准中, B 等于 32), A 可以看成是网络层的竞争窗口值.

显然, x_1, x_2, y_1, y_2 都为整数且互相独立.因此,两个邻居再广播碰撞的概率为 $x_1 + y_1 = x_2 + y_2$ 的概率.首先证明下面的定理:

定理 1. 独立同分布的两个离散整型随机变量,当其分布为均匀分布时它们相等的概率最小.

证明:不妨设两个离散整型随机变量 x, y 独立同分布,其分布函数分别为

$$p(x=i)=p_i, 0 \leq i \leq N,$$

$$p(y=i)=p_i, 0 \leq i \leq N,$$

则
$$p(x=y) = \sum_{i=0}^N p(x=i)p(y=i) = \sum_{i=0}^N p_i^2,$$

另有约束条件 $\sum_{i=0}^N p_i = 1.$

由拉格朗日乘法可得:

当 $p_i = p_j (i \neq j; 0 \leq i \leq N; 0 \leq j \leq N)$ 时, 概率 $p(x=y)$ 最小. □

定理 2. 两个均匀分布的离散整型随机变量之和不满足均匀分布.

证明:设两个离散整型随机变量 x, y , 其分布函数分别为

$$p(x=i) = \frac{1}{Q-P+1}, P \leq i \leq Q,$$

$$p(y = j) = \frac{1}{S - R + 1}, R \leq j \leq S,$$

其中 P, Q, R, S 均为整数.

则
$$p(x + y = P + R) = \frac{1}{(Q - P + 1)(S - R + 1)},$$

$$p(x + y = P + R + 1) = p(x = P)p(y = R + 1) + p(x = P + 1)p(y = R) = \frac{2}{(Q - P + 1)(S - R + 1)},$$

因此,随机变量 $x + y$ 不符合均匀分布,得证. □

由定理 2 可知,当在路由层和 MAC 层采用均匀分布分别进行退避时,最后得到的总退避时间不是均匀分布.而由定理 1 可知,在同等条件下(相同的最大退避时间),其碰撞概率比在 MAC 层统一进行退避要大.下面分别计算采用这两种方法时的碰撞概率.

不妨假设 $A \geq B$, 令 z_1, z_2 表示统一在 MAC 层退避时的退避时间.为了比较它们在相同的最大退避时间下的碰撞概率,则 $z_1, z_2 \in [0, A + B - 2]$.另外,由退避时间的定义, $x_1, x_2, y_1, y_2, z_1, z_2$ 在各自范围内取值为整数,且都满足均匀分布,则分层退避时的两个节点碰撞的概率为 $p(x_1 + y_1 = x_2 + y_2)$.

$$p(x_1 + y_1 = x_2 + y_2) = \sum_{k=0}^{A+B-2} p(x_1 + y_1 = k) \times p(x_2 + y_2 = k) = \sum_{k=0}^{A+B-2} (p(x_1 + y_1 = k))^2.$$

$$p(x + y = k) = \begin{cases} \sum_{j=0}^k p(x = j)p(y = k - j) = \frac{k + 1}{AB}, & 0 \leq k \leq A - 1 \\ \sum_{j=k-A+1}^{B-1} p(x = k - j)p(y = j) = \frac{A + B - 1 - k}{AB}, & A \leq k \leq A + B - 2 \end{cases}.$$

$$\begin{aligned} p(x_1 + y_1 = x_2 + y_2) &= \sum_{k=0}^{A-1} \left(\frac{k + 1}{AB}\right)^2 + \sum_{k=A}^{A+B-2} \left(\frac{A + B - 1 - k}{AB}\right)^2 \\ &= \frac{(A + B)[(A + B - 1)(2A + 2B - 1) - A(B - 1)]}{6(AB)^2} \end{aligned} \quad (1)$$

而在 MAC 层统一进行退避时,两节点碰撞的概率为 $p(z_1 = z_2)$,

$$p(z_1 = z_2) = \frac{1}{A + B - 1} \quad (2)$$

当 A, B 的取值均为 32 时,由式(1)(2)可得,上面两个概率分别为

$$\begin{aligned} p(x_1 + y_1 = x_2 + y_2) &= 0.0713, \\ p(z_1 = z_2) &= 0.0159, \end{aligned}$$

前者是后者的 4.5 倍.

因此,我们的 CBB+ 只在 MAC 层进行退避.在 MAC 层统一退避需对 MAC 层的 DCF 进行少量修改,对路由层提供取消已经下发的数据分组的功能.该取消功能类似一种层间交互,它能够更好地实现基于计数器的广播算法.由于无线带宽有限,且所有节点竞争共享信道,在一个分组发送出去之前可能会有不小的延时.而在这段延时过程中,很可能又接收到同样的广播分组,导致计数器达到门限,此时便利用取消功能将已经下发到 MAC 层的分组取消.如果没有取消功能,则已经下发的广播分组还是必须发送出去,这对于资源有限的无线网络来说是一种浪费.

采用统一退避能够减少碰撞的概率,则在相同的碰撞概率下需要的随机退避时间少,因此能够减少广播的时延.第 4 节的仿真结果表明,采用统一退避的方法只需 $64 \times 20\mu s$ 就能达到文献[8](采用分层退避的方法实现基于计数器的算法)在路由层退避 10ms、在 MAC 层退避 $32 \times 20\mu s$ 的效果.

2.2 位于接收边缘的节点优先进行再广播

文献[6]指出,当一个接收节点距离发送节点越近时,该接收节点进行再广播所能额外覆盖的面积就越小,能够到达新的节点的概率也就越小;反之,当接收节点距离发送节点越远时,该接收节点进行再广播所能额外覆盖

的面积就越大,能够到达新的节点的概率也就越大.根据这一观察,在 CBB+算法中,我们对再广播的随机退避时间进行优先级划分,接收节点不再是统一的在一个范围内均匀分布地产生退避时间,而是根据与该发送节点的距离远近产生退避时间:距离远的节点退避时间短,距离近的节点的退避时间长.这样,距离远的节点就能获得优先发送的机会,减少距离近的节点的发送机会(由于退避时间长,很可能在退避过程中收到 C 个重复广播分组而不进行再广播).

令无线发射半径为 r ,按与发送节点的距离将接收范围分成等长的 m 段.在第 i 个环带中,与发送节点的距离在范围 $\left[\frac{i-1}{m} \times r, \frac{i}{m} \times r\right]$ 中.假定整个网络中节点密度均匀,则各自范围内的节点数与其面积成正比.以 $m=3$ 为例,距离发送节点由近及远的 3 段面积之比为 1:3:5.因此,相应的节点数目比例为 1:3:5.为此,将退避时间也按比例划分为 3 段.又令最大退避时间为 MB ,则与发送节点距离为 $[2r/3, r]$ 的节点退避时间的取值范围为 $[0, 5MB/9-1]$;与发送节点距离为 $[r/3, 2r/3]$ 的节点退避时间取值范围为 $[5MB/9, 8MB/9-1]$;与发送节点距离为 $[0, r/3]$ 大的节点退避时间取值范围为 $[8MB/9, MB-1]$.与发送节点的距离可以利用接收功率的大小来进行估计,接收功率的大小由 MAC 层提供,目前的无线网卡都能提供该数据.因此该方法无须全球定位系统.

对于同样的节点数,将退避时间进行分段不会增加发生碰撞的概率,反而会减小碰撞的概率,下面证明这一断言.首先考虑将退避时间分成两段时的碰撞概率变化情况.

令时隙数 $N=(a+b)n$,节点数 $K=(a+b)k$.其中 a, b, n, k 均为整数,且 $a, b > 0; n > k > 1$ (只考虑时隙数大于节点数的情况,否则发生碰撞的概率为 1),则不分段时不发生碰撞的概率为

$$p_1 = \frac{(a+b)n((a+b)n-1)((a+b)n-2)\dots((a+b)n-(a+b)k+1)}{((a+b)n)^{(a+b)k}}$$

$$= \frac{n\left(n-\frac{1}{a+b}\right)\left(n-\frac{2}{a+b}\right)\dots\left(n-\frac{a+b-1}{a+b}\right) \times (n-1)\left(n-1-\frac{1}{a+b}\right)\dots\left(n-(k-1)-\frac{a+b-1}{a+b}\right)}{n^{(a+b)k}}$$

将 N 和 K 分成两段: an 个时隙、 ak 个节点和 bn 个时隙、 bk 个节点后不发生碰撞的概率为

$$p_2 = \left(\frac{an(an-1)\dots(an-ak+1)}{(an)^{ak}}\right) \left(\frac{bn(bn-1)\dots(bn-bk+1)}{(bn)^{bk}}\right)$$

$$= \frac{n\left(n-\frac{1}{a}\right)\left(n-\frac{2}{a}\right)\dots\left(n-\frac{a-1}{a}\right) n\left(n-\frac{1}{b}\right)\left(n-\frac{2}{b}\right)\dots\left(n-\frac{b-1}{b}\right) \times (n-1)\dots}{n^{(a+b)k}}$$

可以证明下面的不等式(证明见附录):

$$(n-i)\left(n-i-\frac{1}{a+b}\right)\left(n-i-\frac{2}{a+b}\right)\dots\left(n-i-\frac{a+b-1}{a+b}\right) < (n-i)\left(n-i-\frac{1}{a}\right)\left(n-i-\frac{2}{a}\right)\dots\left(n-i-\frac{a-1}{a}\right) \quad (3)$$

$$\times (n-i)\left(n-i-\frac{1}{b}\right)\left(n-i-\frac{2}{b}\right)\dots\left(n-i-\frac{b-1}{b}\right)$$

其中 i 为整数, $i=0, \dots, k-1$.对 i 从 0 取到 $k-1$ 得 k 个不等式后,将这 k 个不等式左右式分别累积,不等号仍然成立,累积所得的左边式子便是 p_1 的分子,右边式子便是 p_2 的分子.因此有 $p_1 < p_2$.所以 $(1-p_2) < (1-p_1)$,分成两段后的碰撞概率要更小.

对于分成多段的情况,反复应用上面的结论可知,分段后的碰撞概率更小. \square

2.3 动态调整计数器门限值

在 CBB 中,每个节点的计数器门限都是一样的,不论其与发送节点的距离怎样.然而,基于与前面同样的观察,与发送节点距离越近的节点进行再广播所能达到的新节点的概率就越小,因此 CBB+采用动态的计数器门限.当一个节点收到来自和自己距离小于门限 D 的节点发送的广播时,将该广播的计数器门限减少 1.这可以通过在收到和自己距离小于 D 的节点发送的广播时将计数器的值加 2(CBB 在收到重复广播时计数器的值加 1)来实现.

如果距离门限值 D 设置得太大,例如等于发送半径 r ,则所有节点的计数器门限值 C 都将比正常值小 1,这将降低广播算法的可达性.如果门限值 D 设置得太小,该动态调整机制的效果则不明显,因为距发送节点距离小于 D 的节点数目较小.同时, D 在取值时应该考虑计数器门限 C 的取值.当 C 取值较大时, D 也可以取得略大一些.当 C 取值较小时, D 的取值也应该较小,因为此时动态调整计数器的门限将对广播算法的达到率(达到率的定义见第 3 节)有较大的影响.

由文献[6]可知,当所有邻居均匀分布在接收范围内时,平均一个邻居再广播的预期额外覆盖面积(expected additional coverage,简称 EAC)为 $0.41\pi r^2$.在仿真中,计数器门限值 C 设为 3,距离门限值设为 $r/4$.与发送节点距离为 $r/4$ 的节点进行再广播的预期额外覆盖面积为 $0.0005\pi r^2$,相当于平均值的 0.1%.

采用上面 3 个改进之后的 CBB+算法的具体流程如下:

S1. 当第 1 次接收到一个广播分组时,初始化计数器为 1(如果到发送节点的距离小于距离门限值 D ,则初始化为 2).根据接收到的分组信号强度估算到发送节点的距离,并在相应范围内产生一个随机退避时间——Backoff_time,然后将该分组和 Backoff_time 参数一并传给 MAC 层.

S2. MAC 层发送该分组时,如果当前的退避过程已经结束,则根据前面传过来的参数 Backoff_time 进行退避.

S3. 在退避过程中,如果接收到重复的广播分组,则对计数器加 1(如果到发送节点的距离小于距离门限值 D ,则对计数器加 2).如果计数器达到门限值 C ,则通知 MAC 层取消该广播分组;否则不执行任何动作.

3 仿真结果和分析

本文在仿真工具 NS2^[11]上实现了 CBB 和 CBB+算法.为了验证 CBB+算法相对于 CBB 算法在性能上的提高,我们在不同节点数、不同广播产生速率以及不同运动速度的情况下对上述两种算法进行了仿真.

仿真的 MAC 层为 DCF,无线带宽为 2Mbps.仿真的范围为 $350\text{m}\times 350\text{m}$,节点的无线发射半径都为 100m,仿真的节点数分别为 20,30,40,50,60,70,90,110.对于每个节点数,广播的产生速率从 10 分组/s 增加到 80 分组/s.广播分组的载荷为 64 字节.仿真时长设为 100s.CBB+的最大退避时长 MB 取值为 64 个时隙,退避时间范围[0,63]被分为 3 段:[0,35],[36,56],[57,63].CBB 的 RAD 设置为 10ms.计数器的门限 C 设为 3.距离门限值 D 设为 25m.每个仿真结果都是运行 10 次之后再取平均值.首先我们在不同节点数和不同广播产生速率的情况下全面考察 CBB+算法对性能的提高,此时,各节点的最大运动速度为 2m/s,暂停时间为 0s.之后,我们专门考察节点运动对上述算法带来的影响,考察运动时的节点数设为 60,广播的产生速率设为 10 分组/s.考察时各节点的最大运动速度分别设为 2,5,10,15,50m/s,暂停时间为 0s.节点的运动满足随机停靠点(random waypoint)模型^[12].

对于广播算法的性能我们用以下 3 个指标进行评估:

(1) 达到率.接收到该广播消息的节点数/从广播的发起者可以达到(直接或间接)的节点总数^[6].对于简单洪泛算法来说,如果不存在碰撞的话,该指标为 100%.该指标越接近 100%越好.

(2) PPB(每广播每节点发送的分组数).一次广播引起的总的分组发送数目/节点总数.该指标越小越好.对于洪泛算法来说,该指标为 1.在达到率相同的前提下,该指标越小表明节省的再广播数越多,广播算法的效率也就越高.

(3) 时延.最后一个节点结束再广播的时间减去广播发起的时间^[6].

两种算法的有关上面 3 个指标的比较如图 1~图 4 所示.图中的横坐标实际有两维,一维是节点个数,在图的上方标出,从 20~110 不等;另一维是广播的产生速率,在图的下方标出,从 10 分组/s、20 分组/s、30 分组/s 一直增加到 80 分组/s.对于每一个节点数,广播的产生速率都从 10 分组/s 增加到 80 分组/s.

首先,从图 1~图 3 我们可以看出,随着节点数的增加,邻居的数目也在增加,一个节点所有的邻居都不进行再广播的概率降低了,因此广播算法的达到率增加了.时延的增加是因为随着节点数的增加,碰撞也增加了.另外,当节点数增加时,节点的邻居数也在增加,因此每个节点收到至少 C 个重复的广播分组的概率也在增加,从而节点不执行再广播的概率增加,因此 PPB 随着节点数的增加而有所下降.

其次,从图 1~图 3 我们可以看出,当节点数目增加或者广播的产生速率增加时,CBB 的性能急剧下降.这是

由碰撞的增加而引起的.相比之下,在同样的场景下,CBB+的达到率要高得多,时延和 PPB 指标要低得多.这是由于第 1 个改进仔细考虑了碰撞避免,第 2 个改进提高了空间的扩散效率,第 3 个改进减少了再广播的数目.

图 4~图 6 是节点数为 60、广播产生速率为 10 分组/s 时在不同运动速度的情况下两种算法各指标的比较.从图中可以看出,节点的运动速度(最大速度从 2m/s~50m/s)对于 CBB 和 CBB+的性能指标都没有太大的影响,各算法在高速运动时呈现的性能与低速运动(或静止)时差不多,这是因为 CBB 和 CBB+算法都无须维护邻居信息,因此对于运动不敏感.同样,在性能指标的相对比较上,CBB+算法依然大大优于 CBB 算法.

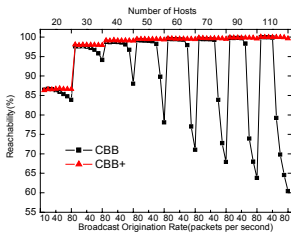


Fig.1 Reachability
图 1 达到率

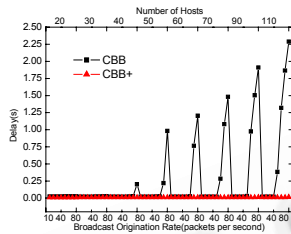


Fig.2 Delay
图 2 时延

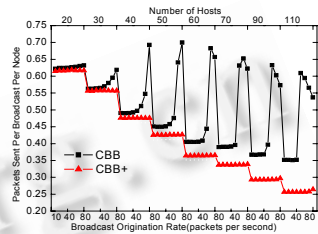


Fig.3 Packets sent per broadcast per host
图 3 每广播每节点发送的分组数

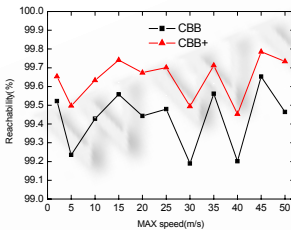


Fig.4 Reachability versus max speed
图 4 不同速度下的达到率

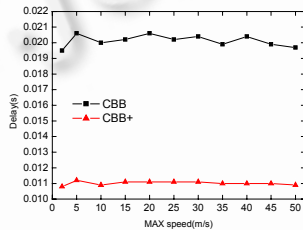


Fig.5 Delay versus max speed
图 5 不同速度下的时延

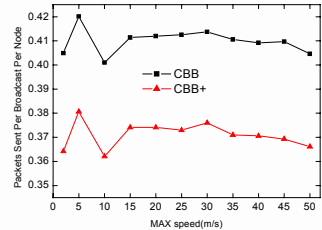


Fig.6 PPB versus max speed
图 6 不同速度下的发送分组个数

4 结束语

由于具有简单性,不需要 GPS,不需要维护邻居信息,基于计数器的广播算法非常适合在高速移动的自组网中应用.本文针对基于计数器的广播算法作了 3 个改进,提出了增强的基于计数器的广播算法——CBB+.为降低碰撞概率,提高广播效率,CBB+算法在 MAC 层实行统一退避.同时,CBB+通过赋予位于接收边缘的节点较短的退避时间以使它们优先进行再广播.另外,CBB+还根据与发送节点的距离动态调整计数器门限.理论分析和大量的仿真结果表明,这 3 个改进对于达到率、广播效率都有较大的提高,且极大地降低了广播时延.

References:

- [1] IETF MANET work group. <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>
- [2] Johnson D, Maltz D, Hu Y-C, Jetcheva J. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR). Internet Draft: draft-ietf-manet-dsr-09.txt, 2003.
- [3] Perkins C, Royer E, Das S. Ad hoc on demand distance vector (AODV) routing. RFC 3561, 2003.
- [4] Haas Z, Pearlman M, Samar P. The zone routing protocol (ZRP) for ad hoc networks. Internet Draft: draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt, 2002.
- [5] Ko K, Vaidya NH. Location-Aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks. In: William PO, Dhawal M, eds. Proc. of the ACM/IEEE Int'l Conf on Mobile Computing and Networking (MOBICOM). New York: ACM Press. 1998. 66-75.
- [6] Tseng Y-C, Ni S-Y, Chen Y-S, Shen J-P. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc networks. Wireless Network, 2002,8(2):153-167.
- [7] LAN MAN Standards Committee of the IEEE Computer Society. IEEE Std 802.11-1999, Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications, IEEE, 1999.

[8] Williams B, Tracy C. Comparison of broadcasting techniques for mobile ad hoc networks. In: Jean-Pierre H, ed. Proc. of the ACM MOBIHOC. 2002. 194-205.
 [9] Tseng Y-C, Ni S-Y, Chen Y-S. Adaptive approaches to relieving broadcast storms in a wireless multihop mobile ad hoc network. IEEE Trans. on Computer, 2003,52(5):545-557.
 [10] Cartigny J, Simplot D. Border node retransmission based probabilistic broadcast protocols in ad-hoc networks. In: Ralph S, ed. Proc. of the 36th Annual Hawaii Int'l Conf. on System Sciences (HICSS 2003). New York: IEEE Press, 2003. 303-313.
 [11] NS2, URL <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
 [12] Camp T, Boleng J, Davies V. A survey of mobility models for ad hoc network research. Wireless Communications & Mobile Computing (WCMC), 2002,2(5):483-502.

附录

不等式(3)的证明:

$$(n-i)\left(n-i-\frac{1}{a+b}\right)\left(n-i-\frac{2}{a+b}\right)\dots\left(n-i-\frac{a+b-1}{a+b}\right) < (n-i)\left(n-i-\frac{1}{a}\right)\left(n-i-\frac{2}{a}\right)\dots\left(n-i-\frac{a-1}{a}\right) \\ \times (n-i)\left(n-i-\frac{1}{b}\right)\left(n-i-\frac{2}{b}\right)\dots\left(n-i-\frac{b-1}{b}\right).$$

证明:从原不等式两边对每个因子去掉共同的基数 $(n-i)$,提取出

数列 $A(j): 0, \frac{1}{a+b}, \frac{2}{a+b}, \frac{3}{a+b}, \dots, \frac{a+b-1}{a+b}, j=0, \dots, (a+b-1)$

数列 $B(j): 0, \frac{1}{a}, \frac{a-1}{a}, \frac{2}{a}, \dots, 0, \frac{1}{b}, \frac{2}{b}, \frac{b-1}{b}, j=0, \dots, (a+b-1)$

不妨设 $a \geq b$,对数列 B 进行升序排列可得

数列 $C(j): 0, 0, \frac{1}{a}, \frac{1}{b}, \dots, \frac{b-1}{b}, \frac{a-1}{a} j=0, \dots, (a+b-1)$

$C(0)=A(0), C(1)<A(1)$.若能证明数列 $C(j)<A(j), (j=2, \dots, (a+b-1))$,则原不等式得证.下面证明 $C(j)<A(j) (j=2, \dots, (a+b-1))$.

易知, $A(j) = \frac{j}{a+b}$, $C(j)$ 的取值有两种情况: $\frac{k}{a}$ 或 $\frac{k}{b}$.下面证明当 $C(j) = \frac{k}{a}$ 时原不等式成立,对于 $C(j) = \frac{k}{b}$ 的情况同理可证.

数列 C 中比 $C(j)$ 小的元素有 $2+k-1 + \left\lfloor \frac{k/a-1}{1/b} \right\rfloor$,其中 $\lfloor \cdot \rfloor$ 表示向下取整函数.

因此有 $j = 2+k-1 + \left\lfloor \frac{k/a-1}{1/b} \right\rfloor = k+1 + \left\lfloor \frac{kb}{a} \right\rfloor$.

要证明 $C(j)<A(j)$,只要证明 $\frac{k}{a} < \frac{j}{a+b}$,即证

$$k(a+b) < ja \tag{4}$$

欲证式(4)需
$$k(a+b) < \left(k+1 + \left\lfloor \frac{kb}{a} \right\rfloor\right)a \tag{5}$$

欲证式(5)需
$$kb < \left(1 + \left\lfloor \frac{kb}{a} \right\rfloor\right)a \tag{6}$$

欲证式(6)需
$$\frac{kb}{a} < 1 + \left\lfloor \frac{kb}{a} \right\rfloor \tag{7}$$

而式(7)由向下取整函数性质可知成立.因此原不等式成立. □