

多速率无线网状网中低延迟广播研究

王 泰¹ 杨宗凯¹ 杜 旭²

(华中师范大学教育信息技术工程研究中心 武汉 430079)¹

(华中科技大学电子与信息工程系 武汉 430074)²

摘 要 多速率广播是多速率无线网状网的特有问題。常用的基于最小连通支配集的广播树构造算法不能有效降低多速率无线网状网的全网广播延迟。提出了一种分布式多速率广播树构造算法。该算法与现有算法的不同之处在于生成广播节点的同时还根据其局部拓扑信息选择合适的广播速率。与现有算法相比,该算法显著降低了全网广播延迟。

关键词 多速率广播,无线网状网,广播延迟,分布式算法

中图法分类号 TP393 **文献标识码** A

Distributed Formulation of a Low-latency Broadcast Tree in Multi-rate Wireless Mesh Networks

WANG Tai¹ YANG Zong-kai¹ DU Xu²

(Engineering Research Center for Education Information Technology, Central China Normal University, Wuhan 430079, China)¹

(Department of Electronics and Information Engineering, Huazhong University of Science and Technology, Wuhan 430074, China)²

Abstract The multi-rate broadcast is a special problem in multi-rate wireless mesh networks. The broadcast tree formulation algorithms based on the minimal connected dominating set (MCDS), which is commonly used, can not be directly applied in a multi-rate wireless mesh network. We presented a minimized latency broadcast formulation for multi-rate wireless mesh networks, and proposed a novel distributed formulation of a multi-rate broadcast tree algorithm. It determined the proper broadcast rate only depending on the local topology information. Extensive results demonstrated that the proposed algorithm can reduce the network wide broadcast latency significantly, compared with the existing distributed algorithms.

Keywords Multi-rate broadcast, Wireless mesh network, Broadcast latency, Distributed algorithm

1 引言

无线网状网(wireless mesh network, WMN)通过具备网关节点的无线路由器实现了无线局域网之间的互联互通^[1]。拟定中的无线网状网标准草案(IEEE 802. 11s)将保持现有无线局域网协议(例如 802. 11a/b/g)支持多速率的特点,以多跳中继的方式实现更大范围的无线覆盖^[2]。WMN 的这一优势引起了工业界和学术界的高度重视。

无线广播服务在 WMN 中具有广泛的应用前景,是 WMN 颇具吸引力的服务之一。许多应用,诸如流媒体、组通信以及分布式服务器之间的同步等对广播延迟都有严格的要求。早期,降低广播延迟的常用手段是泛洪^[3],但往往引发严重的消息冗余^[4]。构建最小连通支配集(Minimal Connected Dominating Set, MCDS)是公认的降低这种消息冗余的基本方法^[5-8]。支配集是由这样一些节点组成的:不在该集里的节点一定是该集里某节点的邻居。支配集里的节点称为支配节点,通常作为广播节点或者转发节点使用。支配节点之间的连通性保证了从源节点发出的数据包能够通过支配节点分

发,到达全网的所有节点。

在单速率无线自组织网络中,全网广播延迟可以用数据包在广播节点之间转发的次数来衡量。因此,构造最小连通支配集是最小化广播延迟的基本方法。然而,在能够支持多种广播速率的 WMN 中,这种方法并不奏效,原因如例 1 所示。

例 1 假设 WMN 有 K 个不同发送速率。 R_m 是第 m 个最低的速率($R_1 < R_2 < \dots < R_K$),其覆盖半径是 d_m ($m=1, 2, \dots, K$)。在图 1 示出的一维拓扑结构中,1 号节点是源节点,以它广播的数据包到达 6 号节点的延迟作为全网广播时延。两者的欧式距离为 L 。如果转发节点都采用相同的速率,那么以速率 R_m 进行全网广播的归一化延迟是 $\lceil L/d_m \rceil / R_m$,其中, $\lceil \cdot \rceil$ 表示不小于 \cdot 的最小整数。

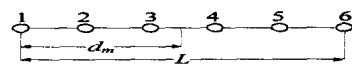


图 1 例 1 示意图

由此可见,全网广播延迟不仅与选择的速率有关,还与该

到稿日期:2008-11-18 返修日期:2009-01-21 本文受国家自然科学基金项目(60773193)资助。

王 泰(1981-),男,博士,讲师,主要研究方向为无线网络、内容分发、数字媒体,E-mail: wangtai@mail. ccnu. edu. cn; 杨宗凯(1963-),男,博士,教授,博士生导师,主要研究方向为信号处理、远程教育等;杜 旭(1969-),男,博士,副教授,硕士生导师,主要研究方向为多媒体网络通信。

速率的有效发送距离有关。而在 802.11a/b/g 中,较高的广播速率只能覆盖较小的范围^[9]。例 1 还说明,如果能选择合适的广播速率,可以降低全网广播延迟。C. T. Chou 等人首次指出了上述问题,并提出了一种多速率广播树的集中式构造算法,来确定哪些网络节点充当广播节点以及选择多大的速率用于广播^[9]。该算法虽然能够大幅降低全网广播的延迟,但需要知道全局拓扑信息。考虑到 WMN 通常会包含为数众多的无线路由器节点,分布式的多速率广播树构造算法会更加实用。

2 相关工作

常见的分布式广播树构造算法一般可以依据其候选广播节点数目在构造过程中的变化分为两类:第一类可称为“由大减小”,即在保证连通的前提下,从一个较大的连通支配集中依据某种规则剔除某些冗余的支配节点,从而获得一个较小的连通支配集。文献[5]中提出的 RuleK 是这一类中的典型算法;第二类可称为“从小增大”,即首先通过某种方式(如选举)生成某些广播节点(或称为骨干节点、子树根节点、簇首等),然后在它们之间的路径上增选若干节点(一般称为转发节点)连通原本可能是彼此孤立的广播节点,从而形成连通支配集。这一类中比较知名的包括 CTree^[6]和 CEDAR^[7]。两者的不同之处在于广播节点的生成方法不一样。最近 F. Dai 等人^[8]所提出的 CLevel2 和 Flat 是两个比较特殊的算法。它们的相同之处在于都是通过选择两种长短不同的聚簇半径来减小连通支配节点的空间密度,不同之处是这两种不同的聚簇半径的比例不同。

上述分布式广播树构造算法都诞生于无线自组网或无线传感器网络的应用场景,其目的都是构造一个规模较小的连通支配集,以降低那些起支配作用(如区域覆盖、广播转发)的节点的总能耗。与它们的应用场景不同的是,WMN 中的无线路由器节点可以挂接在民用建筑里,具有稳定的能量来源。能量不再是设计连通支配集(或广播树)时所考虑的首要因素。本文的贡献是利用 WMN 支持多速率的特点,提出了一种多速率广播树的分布式构造算法,从而显著降低了全网广播延迟。

本文的第 3 节通过引入三维邻接矩阵描述多速率 WMN 中的广播延迟的最小化问题;在第 4 节中通过线性规划松弛技术^[10]求得了本优化问题的一个下界;第 5 节设计了多速率广播树的分布式构造算法——分布式速率优先算法;第 6 节比较了该算法与现有其它算法之间的性能;最后小结全文。

3 广播延迟的最小化问题

为表述简便,在本文的后续部分中“网络节点”和“无线路由器”都指的是同一种网络设备。

3.1 研究场景与假设

图 2 示出了由 18 个网络节点组成的 WMN 二维拓扑图及其相应的广播树。

1) 节点状态:每一个节点都支持 K 个不同的发送速率。

2) 广播范围:当一个节点采用某个发送速率进行广播时,其覆盖范围用一个圆盘表示。该节点位于圆心,凡在圆周以内的节点都能收到广播节点用该速率发送的数据包;凡在圆周以外的节点都不能收到广播节点用该速率发送的数据。不

同的发送速率具有不同的覆盖半径。

3) 网络拓扑:WMN 中的无线路由器组成了一个连通图 G 。该图中的每个节点都至少能被它的一个邻居以最低的发送速率覆盖。每个节点都知道它的一跳邻居位于何处。这些邻居指的是那些能被它以最低速率覆盖到的节点。

4) 次数限制:每个广播节点对于同一个数据包只能广播一次。

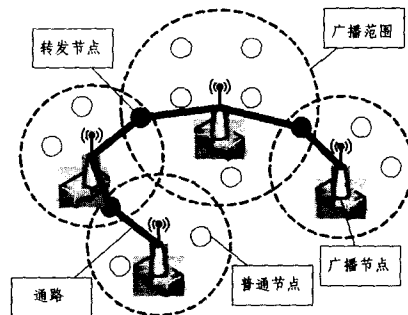


图 2 研究场景

3.2 数学记号及其定义

表 1 中给出了数学记号及其定义。

表 1 数学记号及其定义

记号	定义
G	区域内所有无线路由器组成的连通图。
K	不同发送速率的个数。
m	发送速率索引。 $m=1,2,\dots,K$
R_m	第 m 个最低的速率。满足 $R_1 < R_2 < \dots < R_K$
d_m	R_m 的覆盖半径或者有效发送距离。满足 $d_1 > d_2 > \dots > d_K$
N	无线 mesh 路由器总数。
i	第 i 个节点。 $i=1,2,\dots,N$
x_{im}	一个布尔变量,表示节点 i 是否充当广播节点并以速率 R_m 为广播速率。1 表示是,0 表示否。
l_{ij}	节点 i 和 j 之间的欧氏距离。
$a(i,j,m)$	三维邻接矩阵 A 的一个元素。
$H(i,m)$	节点 i 能用速率 R_m 覆盖的节点(包括它自己)所组成的集合 $H(i,1) \supset H(i,2) \supset \dots \supset H(i,K)$
δ_{im}	节点集 $H(i,m)$ 中的元素(节点)数目。

其中, $a(i,j,m)$ 的定义如下:

$$a(i,j,m) = \begin{cases} 1, & l_{ij} \leq d_m \\ 0, & l_{ij} > d_m \end{cases}$$

特别地,当 $i=j$ 时, $a(i,j,m)=1$ 。

根据 $a(i,j,m)$ 的定义,有式(1)成立:

$$a(i,j,m) = a(j,i,m) \quad (1)$$

也就是说,当邻接矩阵 A 的第 3 维(在式(1)中以 m 为标记)不变时,另外两维所组成的矩阵是一个对称矩阵。

3.3 广播延迟的最小化问题

以速率 R_m 发送一个数据包的归一化时间可以用 $1/R_m$ 来表示。在图论中,通常把发送时间视作链路的权重。但是,在我们研究的广播延迟最小化问题中,将其作为节点的权重更为合适。因为当一个节点以某个速率进行广播时,它发送的数据包将到达该速率覆盖范围内的所有节点,相当于囊括了从广播节点出发的多条链路。

另一方面,全网广播时延受到广播树形状的影响。如果广播树的分支较多,那么互不冲突的广播可以并行地进行。在最坏情况下,归一化的全网广播时延是所有广播节点的权重之和。我们站在最坏情况的角度来定义广播延迟的最小化

问题,记为 MBL(Minimal Broadcast Latency)问题:

$$\min \text{ Broadcast Latency} = \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^K \frac{1}{R_m} x_m$$

$$s. t. (I) \forall i: \sum_{m=1}^K x_m \leq 1;$$

$$(II) \forall j: \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^K a(j, i, m) x_m \geq 1, j=1, 2, \dots, N;$$

(III) 广播节点, i. e., $\{i | \sum_{m=1}^K x_m = 1\}$, 是连通的。

约束条件(I)用来限制 G 中的每一个节点最多只能从多种速率中选出来一种来进行广播。如果 $\sum_{m=1}^K x_m = 1$, 那么有且仅有一个 m 使得 x_m 取值为 1。根据表 1 中 x_m 的定义, i 是广播节点, 且以某个速率 R_m 广播; 否则, 如果 $\sum_{m=1}^K x_m < 1$, 那么 i 不是广播节点。

约束条件(II)用来确保 G 中的每一个节点都能收到来自至少一个广播节点的数据包, 该数据包以某个速率发送。也就是说, 没有一个节点位于所有广播节点的覆盖范围之外。

约束条件(III)是指广播节点之间必须连通, 否则数据包就无法通过广播节点的广播而在全网范围内分发。

综上所述, MBL 问题就是要从众多无线路由器中遴选出符合上述 3 个条件的路由器充当广播节点, 使得经由这些广播节点广播的数据包在全网范围内分发时到达各个节点的延迟在最坏情况下最短。

4 解决问题的策略

MBL 问题中的目标函数和约束条件(I)、(II)已经具备了线性组合的特征。为了使用以分支定界法为代表的常用方法来求解这类整数线性规划问题, 需要将约束条件(III)的表现形式转化成线性组合。但是, 最近的研究表明, 如果把单位圆覆盖模型中用于确保连通性的约束条件转化成线性组合的表现形式, 其等价条件里的子条件数目会是决策变量的指数函数^[11]。这将使得该问题在多项式时间内不可解, 是典型的 NP 难问题。而本文提出的问题实际上是用多个大小不同的圆盘来覆盖某平面的图论问题。据此我们认为上述转化并不会改变该问题是 NP 难问题的性质, 其时间复杂度依旧不能降到多项式维度。

我们解决此问题的策略是暂时移除约束条件(III), 在设计分布式算法时再去满足这一条件。这一策略的好处是能够在可以接受的时间内获得 MBL 问题中目标函数值的一个下界, 这个下界可以作为比较其它算法性能优劣的一个参考。这一策略的不足之处在于: 由于确保连通性的约束条件被暂时移除, 该下界并不是 MBL 问题中目标函数值的下确界(即最优值)。

MBL 问题被暂时移除约束条件(III)后, 变成了最小加权支配集的整数线性规划问题(Integer Programming for Weighted Dominating Set, IPWDS):

$$\text{IPWDS: } \min \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^K \frac{1}{R_m} x_m$$

$$s. t. (I) \forall i: \sum_{m=1}^K x_m \leq 1;$$

$$(II) \forall j: \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^K a(j, i, m) x_m \geq 1, j=1, 2, \dots, N.$$

这类问题能在可以接受的时间内用分支定界法^[12]求出最优解, 所对应的最优值是 MBL 问题中目标函数值的一个

下界。

虽然分支定界法可以求出最优解, 但很难用一个封闭的解析表达式来描述。为了寻求分布式算法的设计线索, 我们进一步松弛 IPWDS 中对决策变量的整数约束(这种做法称为线性规划松弛技术^[10])。所形成的最小加权支配集的线性规划问题(Linear Programming Weighted Dominating Set, LPWDS)表述如下。

4.1 最小加权支配集的线性规划

$$\text{LPWDS: } \min \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^K \frac{1}{R_m} y_m$$

$$s. t. (I) \forall i: \sum_{m=1}^K y_m \leq 1;$$

$$(II) \forall j: \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^K a(j, i, m) y_m \geq 1, j=1, 2, \dots, N.$$

LPWDS 与 IPWDS 在形式上的唯一区别在于前者仅要求变量 y_m 为非负实数, 而后者限定决策变量 x_m 的取值只能为 1 或 0。

4.1.1 LPWDS 的一个可行解

定理 1 $y_m = 1/(K\delta_m)$ 是 LPWDS 的一个可行解。

证明: 根据 δ_m 的定义,

$$\delta_m = \sum_{j=1}^N a(i, j, m) \quad (2)$$

对于每一个 i ,

因为 $a(i, i, m) = 1$

所以 $\delta_m \geq 1$

$$\text{所以 } \sum_{m=1}^K y_m = \sum_{m=1}^K (1/K\delta_m) \leq \sum_{m=1}^K 1/K = 1$$

这证明了 $y_m = 1/(K\delta_m)$ 满足 LPWDS 约束条件(I)。

对于每一个 $j(j = 1, 2, \dots, N)$, 使用式(1)和式(2):

$$\begin{aligned} \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^K a(j, i, m) y_m &= \sum_{i=1}^N \sum_{m=1}^K a(j, i, m) / (K\delta_m) \\ &= \frac{1}{K} \sum_{m=1}^K \sum_{i=1}^N (a(j, i, m) / \sum_{j=1}^N a(i, j, m)) \\ &= \frac{1}{K} \sum_{m=1}^K \sum_{i=1}^N (a(i, j, m) / \sum_{j=1}^N a(j, i, m)) \\ &= \frac{1}{K} \sum_{m=1}^K ((\sum_{i=1}^N a(i, j, m)) / (\sum_{j=1}^N a(j, i, m))) \\ &= \frac{1}{K} \sum_{m=1}^K 1 = 1 \end{aligned}$$

这证明了 $y_m = 1/(K\delta_m)$ 满足 LPWDS 约束条件(II)。

综上所述, $y_m = 1/(K\delta_m)$ 是 LPWDS 的一个可行解。

注意到 $y_m = 1/(K\delta_m)$ 中的 δ_m 仅与节点 i 的自身特性——用速率 R_m 广播时所能覆盖到的邻居数目——有关, 这个只与局部拓扑信息有关的可行解在第 5 节中被用作设计分布式算法的基础。

5 分布式速率优先算法

整个分布式速率优先算法(Distributed Rate First, DRF)分为 3 个阶段: 广播节点的生成、子树(sub-tree)的形成和连通性建立。

5.1 广播节点的生成

每个节点 i 以 $1/(K\delta_m)$ 为概率随机选择速率 R_m 作为广播速率, 选择成功者即成为广播节点。选择失败者(即 K 种速率的任何一个都没有被选中)仍是一般节点, 暂不能成为广播节点, 这类事件的发生概率为 $1 - \sum_{m=1}^K 1/(K\delta_m)$ 。

如果节点 i 选定了以 R_m 速率进行广播,就将这一消息告知给它在 $H(i, m)$ 的所有邻居。把这种消息称之为“当选声明”。这些邻居所收到的来自其它节点的“当选声明”可能不只一份。如果某个节点 j 连一份“当选声明”都没有收到,说明它的周围没有广播节点生成。如果这时节点 j 自身并不是广播节点,就选定最高速率 RK 为广播速率,同时向它在 $H(j, K)$ 的所有邻居发出“当选声明”。

在本阶段中,由于把 $1/(K\delta_m)$ 作为广播速率的选择概率,使得较高速率被选中的概率较大(在 802.11a/b/g 中较高速率的广播覆盖范围一般较小,相应的 δ_m 也一般较小),这就是分布式速率优先算法得名的缘由。

5.2 子树的形成

在上一个阶段中生成的广播节点在本阶段中称为子树的根。在一般情况下,一个非广播节点可能会收到来自多个广播节点的“当选声明”。这些“当选声明”实际上是广播节点向非广播节点发出的“邀请函”。非广播节点需要回答“加入到哪一棵以某个广播节点为根的子树中去”的问题。我们提出的响应措施是它根据收到的“当选声明”中所表达的广播速率的信息,选择这样一棵子树加入;该子树的根具有相对最高的广播速率。这时的子树只包括由广播节点扮演的根和由非广播节点扮演的叶子。

如果某个非广播节点只收到了一份“当选声明”,它就径直加入到发出这份“当选声明”的广播节点所在的子树中去。

5.3 连通性建立

上一阶段保证了每个非广播节点都处于某个广播节点的覆盖范围内,或者说保证了每个非广播节点都能够与某个广播节点连通。但是,并没有确保广播节点之间的连通性。事实上,这正是第 3.3 节 MBL 问题中约束条件(III)所要达到的目的。根据第 4 节制定的策略,在本阶段建立广播节点之间的连通性,方法如下:

假设 T_1 和 T_2 是上一阶段形成的两棵子树。如果 T_2 的根节点不是 T_1 的节点且 T_1 的根节点不是 T_2 的节点,则称 T_1 和 T_2 是两棵分离的子树。如果 T_1 和 T_2 不是分离的,则不必连通它们。

在本阶段中,一棵子树的内部纵然可以有許多节点,但是一棵子树对外却可以看作是一个超级节点。更进一步地,把分属于两棵彼此分离的子树却又彼此相邻的节点(如图 3 中的节点 i, w)之间的链路定义为两个超级节点之间的通路,或称之为“桥”。“桥”的长度用该链路上单位数据包的最短发送时间来衡量。

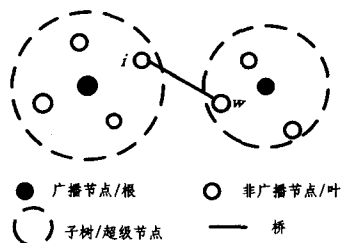


图 3 所涉及的概念图例

以上概念将有助于推广现有的最小生成树(Minimal Spanning Tree, MST)算法,用于连通彼此分离的子树。

具体做法是:由源节点或者它所处子树的根节点发起建立连通性的过程。它选择最短的桥来连通与自己所处的子树

相分离的另外一棵子树。这时,连通的两棵子树被看作是一棵更大的子树。这一过程将持续到没有分离的子树为止。“桥”两端的节点充当广播数据包的转发节点。

6 比较

我们使用仿真工具 WRSS^[13],将本文提出的 DRF 与第 1 节中提到的几个颇具代表性的分布式广播树的构建算法进行比较,它们是 RuleK^[5],CTree^[6],CEDAR^[7],CLevel2^[8]和 Flat^[6]。为了保证连通性,假设这些算法都采用最低速率,即覆盖范围最大的速率进行广播。

6.1 参数设置

仿真环境中所使用的无线路由器节点均匀分布在 1000m×1000m 的正方形区域中。对于一定数量的节点,随机产生 100 个拓扑,取其算术平均作为该节点数量下相应的结果。所采用的传输速率及其覆盖范围来自文献[9],如表 2 所列。

表 2 802.11b 的速率及覆盖半径

速率(Mbps)	覆盖半径(m)
1.0	483
2.0	370
5.5	351
11	283

6.2 比较

首先比较了归一化全网广播延迟(简称为广播延迟)。文献[8]中定义了消息交换的轮数(number of rounds of message exchange),用于衡量分布式构建广播树付出的代价。在本文中,采用广播延迟与代价之积(简称为延迟-代价积)来评价广播树分布式构建算法的整体性能。如果延迟越小而且代价越小,则延迟-代价积越小。

6.2.1 广播延迟

图 4 示出了每个算法所达到的归一化广播延迟。其中,虚线是 IPWDS 问题的最优解,把它作为 MBL 问题的一个下界,用作比较算法性能的参考。

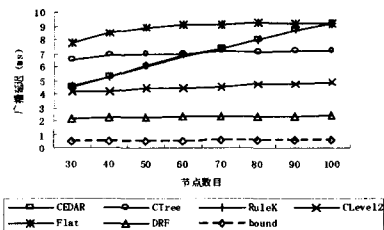


图 4 广播延迟

如图 4 所示,参加比较的 6 种算法,按照其广播延迟由小到大排序,依次为 DRF, CLevel2, CTree 和 Flat; CEDAR 和 RuleK 的广播延迟十分接近,处于 CLevel2 和 Flat 之间,在 30 个节点到 60 个节点之间时低于 CTree,70 个节点到 100 个节点之间时高于 CTree。由此可见,DRF 算法的广播延迟最接近下界。而且,DRF 比处于第二接近下界的 CLevel2 算法还缩短了接近 50% 的广播延迟。Flat 算法的广播延迟则最大,是 DRF 的 4~5 倍。

以上结果说明,在支持多速率的无线网状网中构建广播树时,如果能够给予较高速率以较高的优先选择权,则会显著降低全网广播延迟。

(下转第 149 页)

orchestration by means of the concurrency workbench[J]. ACM SIGSOFT SEN, 2004, 29(5): 1-10

- [6] Hamadi R, Benatallah B. A Petri Net - based Model for Web Service Composition[C]//Proceedings of the Fourteenth Australasian Database Conference on Database Technologies 2003. Adelaide, Australia, February 2003; 191-200
- [7] Tao Xiaofeng, Jiang Changjun. Formalizing Web Service and Modeling Web Service-based System Based on Object Oriented Petri Net[J]. GCC, 2003(1): 1008-1011
- [8] A CPNets-based Design and Analysis Framework for Service Oriented Distributed Systems[D]. USA: University of Georgia, 2005
- [9] Jensen K. Colored Petri Nets; Basic Concepts, Analysis Methods

and Practical Use[M]. Volume 1; Basic Concepts. Monographs in Theoretical Computer Science. 2nd corrected printing, Berlin, Heidelberg, New York; Springer-Verlag, 1997

- [10] van der Aalst W M P. Making Work Flow; On the Application of Petri nets to Business Process Management[C]//Esparza J, Larkos C, eds. Application and Theory of Petri Nets 2002. volume 2360 of Lecture Notes in Computer Science. Berlin; Springer-Verlag, 2002; 1-22
- [11] Murata T. Petri nets; Properties, analysis and applications[J]. Proc. IEEE, 1989, 77(4): 541-580
- [12] 左孝凌, 李为鑑, 刘永才. 离散数学[M]. 上海: 上海科学技术文献出版社, 1982

(上接第 123 页)

6.2.2 延迟-代价积

图 5 示出了每个算法在分布式构建广播树时所产生的延迟-代价积。

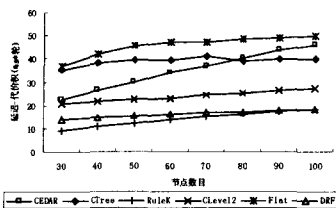


图 5 延迟-代价积

如图 5 所示,参加比较的 6 种算法按照其延迟-代价积由小到大排序,依次为 RuleK, DRF, CLevel2, CEDAR 和 Flat; CTree 处于 CLevel2 和 Flat 之间,在 30 个节点到 70 个节点之间时高于 CEDAR, 80 个节点到 100 个节点之间时低于 CEDAR。在图 5 中,虽然 DRF 算法的延迟-代价积平均高出 RuleK 算法 18.5%,但是随着节点数目逐步增大,两者在延迟-代价积方面的差距明显呈现出逐渐减小的趋势。另一方面,图 4 显示,在平均意义上,DRF 算法的广播延迟已缩短至 RuleK 算法的 1/2.8;而且随着节点数目的逐步增大,这一比例呈现继续减小的趋势。

结束语 尽管在单速率无线自组织网络中,构建最小连通支配集是降低广播延迟的有效方法,但是这一方法并不能直接用在多速率无线网状网中。本文通过引入三维邻接矩阵,形式化地描述了多速率无线网状网中广播延迟最小化问题,并提出了一种用于构建广播树的分布式速率优先算法。本算法的特点是每个节点以某个概率充当广播节点,该概率与可供选择的传输速率和局部拓扑信息有关。大量仿真结果表明,我们的算法与现有算法相比,其广播延迟获得了显著降低。在实际工程应用中,在多速率无线网状网中部属广播服务时,给予较高速率以较高的优先选择权将是缩短全网广播延迟的有效途径。

参考文献

- [1] Akyildiz I F, Melodia T, Chowdhury K R. A survey on wireless multimedia sensor networks[J]. Computer Networks, 2007, 51

- (4): 921-960
- [2] Hiertz G R, Max S, Zhao Rui, et al. Principles of IEEE 802. 11s [C]//Proc. of 16th IEEE Int'l. Conf. on Computer Communications and Networks (ICCCN). New York: IEEE Press, 2007; 1002-1007
- [3] Katia O, Kumar V, Gene T. Flooding for reliable multicast in multi-hop Ad hoc networks[J]. Wireless Networks, 2001, 7(6): 627-634
- [4] Tseng Yu-Chee, Ni Sze-Yao, Chen Yuh-Shyan, et al. The broadcast storm problem in a mobile Ad hoc network[J]. Wireless Networks, 2002, 8(3): 153-167
- [5] Dai F, Wu J. Distributed dominant pruning in Ad hoc wireless networks[C]//Proc. of IEEE Int'l. Conf. on Communications (ICC). New York: IEEE Press, 2003; 353-357
- [6] Wan P-J, Alzoubi K M, Frieder O. Distributed construction of connected dominating set in wireless Ad hoc networks[J]. Mobile Networks and Applications, 2004, 9(2): 141-149
- [7] Sinha P, Sivakumar R, Bharghavan V. Enhancing ad hoc routing with dynamic virtual infrastructures[C]//Proc. of IEEE Joint Conf. of Computer and Communications Societies (INFOCOM). New York: IEEE Press, 2001; 1763-1772
- [8] Dai F, Wu J. Virtual backbone construction in MANETs using adjustable transmission ranges[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2006, 5(9): 1188-1200
- [9] Chou C T, Misra A, Qadir J. Low-latency broadcast in multirate wireless mesh networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(11): 2081-2091
- [10] Kuhn F, Wattenhofer R. Constant-time distributed dominating set approximation[J]. Distributed Computing, 2005, 17(4): 303-310
- [11] Bauer J, Haugland D, Di Yuan. Analysis and computational study of several integer programming formulations for minimum-energy multicasting in wireless Ad hoc networks[J]. Networks, 2008, 52(2): 57-68
- [12] 钱颂迪, 等. 运筹学(第 2 版)[M]. 北京: 清华大学出版社, 1990: 117-120
- [13] Dai Fei. Wireless routing simulation suit (WRSS)[EB/OL]. <http://venus.ece.ndsu.nodak.edu/~fdai/>