

Ad hoc 网络中基于 MCDS 构建延迟 定界组播转发结构*

彭 莱, 王 超, 安建伟, 吴华怡

(北京科技大学 信息工程学院 通信工程系, 北京 100083)

摘 要: 根据无线信号传播方式的特殊性,重新定义了无线组播路由中的代价和时延函数,基于图论中最小连通支配集(MCDS)理论,提出的基于图论中点着色思想的时延定界组播转发结构的构建方法,通过求解 MCDS 来实现构建最小代价组播路由结构的目的,提出了组播路由时延定界的概念,并在该约束下构建 MCDS。理论推导证明了该算法的正确性,与同类算法相比,较低的近似比证明了该算法的有效性,同时具有 $O(n)$ 的时间复杂度和 $O(n)$ 的消息复杂度,进一步证明了其高效性,具有适应于灵活多变的 Ad hoc 网络的优势。

关键词: Ad hoc 网络; 组播; 时延; 最小连通支配集

中图分类号: TP393

文献标志码: A

文章编号: 1001-3695(2010)02-0632-04

doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2010.02.063

Construction of delay definition multicast forwarding backbone for Ad hoc network based on MCDS

PENG Lai, WANG Chao, AN Jian-wei, WU Hua-yi

(Dept. of Communication Engineering, School of Information Engineering, University of Science & Technology Beijing, Beijing 100083, China)

Abstract: On the basis of particularity of the propagation method of wireless signal, this paper redefined the cost and delay function in wireless multicast routing. Proposed a vertex-coloring algorithm based method of construction of delay definition multicast forwarding backbone based on minimum connected dominating set (MCDS) theory in graph theory. By solving the MCDS problem, realized the construction of minimum cost multicast routing. And proposed the concept of delay definition in multicast routing. Theoretic analyzed the accuracy of this algorithm of construction and the low approximation ratio prove the algorithm to be more efficient than other conventional algorithm. It is further proven that this algorithm has high efficiency with $O(n)$ time complexity and $O(n)$ message complexity, which make it has more advantages when applied in Ad hoc network with characteristics of flexibility and variability.

Key words: Ad hoc network; multicast; delay; minimum connected dominating set

0 引言

Ad hoc 网络是一种没有固定网络基础设施的自组织网络。它由一些移动节点组成,通过这些节点间的无线链路或中间节点的多跳链路相连保持网络连接和实现数据传递,因而具有分布式、自组织、多跳路由、动态拓扑、有限的安全保证等特点。近年来,研究人员对 Ad hoc 网络组播已有了较深入的研究,按常用分类标准,Ad hoc 网络组播路由结构分为树结构、mesh 结构和混合结构三种类型。在对组播树结构的研究中,普遍认为 Steiner 树是最小代价组播树。但是,这一结论在无线组播通信中并不成立,P. M. Ruiz 等人^[1]指出,无线媒介的广播本质,即只发送一个消息来转发组播报文给所有的下一跳节点,而不是复制报文给下游邻居节点,组播通信的能量主要由节点转发消耗,总体取决于组播树中的报文转发次数,也即承担转发任务的节点个数。因此,最小化 Ad hoc 网络资源消耗的目标就是要建立一棵转发节点数最少的组播树,此问题归

结为图论中寻找最小连通支配集(MCDS)问题。Ephremides 等人^[2]提出了用 CDS 构建一个用于消息和控制报文传输的虚拟骨干网络的想法。S. Guha 等人^[3]提出了 MCDS。B. Das 等人^[4]用分布式架构 Ad hoc 虚拟骨干网络,将虚拟骨干网络思想扩展到 Ad hoc 网络。分布式 Ad hoc 网络连通支配集算法可以概括为基于独立集^[5,6]、自裁减(self-pruning)^[7-10]和多点中继(如 A. Qayyum 算法、TDP、PDP 算法)三个思路。也有基于图论中点着色算法的连通支配集的构造^[11]。

大多数 MCDS 求解算法只基于对减小 MCDS 的势的考虑,很少考虑在实际的组播通信环境下,将 MCDS 看成组播转发结构,能减少组播通信代价。并有基于连通支配集的最小化时延广播策略的相关工作^[12,13],还没有相关文献将求解 MCDS 的方法用于组播通信并考虑时延约束问题。本文提出的基于图论中顺序点着色的时延定界组播路由算法,通过求解 MCDS 来实现构建最小代价组播路由结构的目的,并且在求解最大独立集 MIS 阶段就考虑组播时延约束,基于组播目的节点的最小

收稿日期: 2009-06-12; 修回日期: 2009-07-14 基金项目: 国家“863”计划资助项目(2007AA01Z213,2009AA01Z209)

作者简介: 彭莱(1982-),女,硕士研究生,主要研究方向为无线通信网络(tiarhpl@yahoo.com.cn);王超(1978-),男,讲师,博士,主要研究方向为无线通信、信号检测、高速实时信号处理;安建伟(1968-),女,山西太原人,讲师,博士,主要研究方向为无线网络、网络安全、数字信号处理。

时延性能下限,对组播路由时延定界。

1 相关模型及定义

本文讨论的无线 Ad hoc 网络中的节点分布在平面二维区域中,具有相同单位无线电波发射半径,每一节点用唯一的 ID 标志。用图论中的 unit-disk graph (UDG)来建模,网络拓扑用 UDG $G(t) = (V, E)$ 表示(V 代表网络中的所有主机, E 代表它们之间的无线链路)。两节点之间的距离在给定的电波发射距离 $R=1$ 之内有边相连。若 U 为顶点集 V 的子集,由 U 引出的图 G 的子图表示为 $G[U]$ 。对任意正整数 k, G^k 表示在图 G 中的顶点集 V 中的任意顶点之间的距离小于或等于 k 则有边相连的图。本文将在无线 Ad hoc 网络中构建组播路由结构归结为在 UDG 中求解 MCDS 问题,已被证明是 NP 完备的^[14]。

定义 1 对图 G 进行顶点着色划分。用有序自然数标志的颜色对图 G 顶点着色,对顶点集 V 中的任意相邻顶点不能着相同的颜色,对某一顶点序列 v_1, v_2, \dots, v_n 按 i 从小到大的顺序对 v_i 尽可能着序号最小的颜色,划分 $V_i (1 \leq i \leq k)$ 表示着颜色序号 i 的所有顶点集合,称 $V_i (1 \leq i \leq k)$ 是图 G 的着色划分。

引理 1^[15] 对图 G 进行着色划分。其中任意划分 $V_i (1 \leq i \leq k)$ 是图 G 的一个独立集(i 表示着色序号)。

定义 2 组播路由的时延上界。将所有目的节点的最小延迟路径 $P_{\min\text{-delay}}$ 中的最长路径定义为时延上界路径, $L(P_{\min\text{-delay}} = \Delta)$, 则 Δ 为组播路由的时延上界。

定义 3 定界组播路由。时延 Δ 是组播节点在网络拓扑结构上不能超越的界限,以此作为组播通信的时延上界约束,即建立的组播路由结构中的所有目的节点都要满足时延 Δ 约束。

本文基于连通支配集理论构建一棵时延定界最小化代价的组播树结构,该树的非叶节点即近似 MCDS。如前所述,由于无线媒介传播方式的特殊性,将组播树边的总代价作为无线组播通信代价的衡量指标是不合理的,时延也不能用路径上边的延迟代价的叠加来定义,无线通信中最小代价组播树应该是一棵覆盖源和目的节点的非叶节点数目最少的树。在用最小连通支配集构造虚拟骨干网络的研究中,对网络代价优化的目标是精简覆盖全网节点的连通支配集的势,而基于连通支配集的组播路由的研究却不常见。本文在时延定界的约束下优化无线组播通信的能量代价,重新定义了网络模型和代价函数。

代价 $\text{cost}(u) = 1$: 节点一跳转发能量消耗。

时延 $\text{delay}(u) = 1$: 节点接收和发送消息的延时消耗。

对于给定的连通网络图 $G(V, E)$, 组播源节点 s, Δ 为组播路由的时延上界,若一棵覆盖 $s \cup V_m$ 的树 $T(V_T, E_T)$ 满足如下条件和约束:

$$\begin{aligned} \text{cost}(T) &= \min \sum_{v \in V_m} \sum_{u \in P(s,v)/v} \text{cost}(u) = \sum_{u \in V_{\text{MCDS}}} \text{cost}(u) \\ \text{s. t. } \quad &\text{delay}(P(s, v)) \leq \Delta \\ \text{delay}(P(s, v)) &= \sum_{u \in P(s,v)/v} \text{delay}(u) \\ &\forall v \in V_m, P(s, v) \in T \end{aligned}$$

则称树 T 为覆盖 $s \cup V_m$ 的时延定界最小代价组播树。

文中出现的符号和变量如下:

V_m 表示组播目的节点集; V_{MCDS} 表示最小连通支配集 (MCDS) 的节点集合; $P_{\min\text{-delay}}$ 表示组播目的节点的最小延迟路径; $L(P)$ 表示路径长; TTL 表示消息的最大转发跳数。

2 DCDTC 算法描述

2.1 基于图着色的 MS 选举

源 s 知道到所有组播目的节点的最小延迟路径 $P_{\min\text{-delay}}$, 找出所有目的节点中到源 s 的 $P_{\min\text{-delay}}$ 中的最长路径目的节点,从该路径上与目的节点相邻的节点开始,每相隔两跳确定一个独立集节点,最长路径如有 k 条,则执行 k 次直到找到所有独立集节点。这些独立集节点的确定过程中可能会遇见如下两种情况:

a) 后确定的独立集节点与之前确定的独立集节点相邻如图 1 所示, u 为已确定的目的节点 d_i 的最小延迟路径上的独立集节点, v 为另一目的节点 d_j 的最小延迟等长路径上想要加入独立集的节点,因为 $L(P(s, d_i)) = L(P(s, d_j))$, 独立集节点之间相隔两跳,所以路径 $P(s, v)$ 和路径 $P(s, u)$ 长相差 2 的整数倍,即 $|L(P(s, v)) - L(P(s, u))| = 2k, k = 0, 1, 2, \dots$ 。如 $L(P(s, u)) - L(P(s, v)) \geq 2$, 则节点 u 可以通过路径 $P(s, v)$ 到达源节点 $s, L(P((s, v), (v, u))) = L(P(s, v)) + 1 < L(P(s, u))$, 与 $P(s, u)$ 为从 u 到源 s 的最短路径不符, u 与 v 互换,同理可知两路径长不可能相差两跳或两跳以上,所以, $L(P(s, u)) = L(P(s, v))$, 将路径 $P(v, d_j)$ 通过节点 u 接入到 $P(s, P(s, d_i))$ 上,最大时延最多增加 1。

b) 当 $P(s, d_i)$ 和 $P(s, d_i)$ 两路径在节点 w 处重叠时,由于 $L(P(s, d_i)) = L(P(s, d_i))$, $L(P(w, d_i)) = L(P(w, d_i))$, 两条路径在确定独立集节点时不会在节点 w 处发生冲突,如图 2 所示。

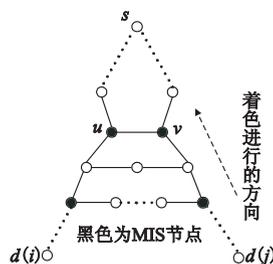


图1 MIS节点相邻

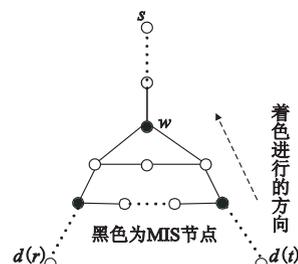


图2 MIS节点重叠

给这些独立集节点赋予最大优先级,其他节点按照权重大小赋予优先级,以分布式异步方式进行的着色过程将首先由这些已确定的 MIS 节点发起,节点基于邻居节点的信息确定自己的颜色:a)最大优先级节点首先确定颜色;b)相邻节点的着色过程不能同时执行,优先级大的邻居节点具有优先着色权。初始化时,每个节点中有如下变量:

Color 表示节点颜色序号(初始化为 0); P 表示优先级; T 表示节点种类(M 独立集节点; C 连接节点); C 表示优先级高的邻居节点的颜色序号集合; $MN.P$ 表示邻居 MIS 节点的优先级; $MN.N$ 表示邻居 MIS 节点的个数; NF 表示优先级高的邻居节点的个数; S 表示 $\{D, ND\}$ 节点状态(D 已确定; ND 未确定)。

节点收到邻居节点发来的 D 消息,执行如下算法:

```

1  if(S = ND)
2  {
3  if(D. color = 1)
4  {
5    MN. P = D. P;
6    MN. N + + ;
7    if(MN. N ≥ 2)
8      T = C;
9  }
10 else C ← D. color;
11 if(NF - - = 0)
12 {
13   if(MN. N = 0)
14     color = 1;
15     T = M;
16   else
17     for(i = 2, color = 0, i ++ )
18       {
19         if(i ∈ C)
20           color = i;
21       }
22   广播 D 消息给所有邻居节点 (D. P = P, D. color = color);
23 }
24 else
25   发送 probe 消息给优先级大的邻居节点;
26   If(优先级大的节点的着色程序执行中)
27     等待直到收到该邻居 D 消息,跳转到程序开始执行;
28   else
29     跳转到程序的 12 行;

```

引理 2 由同一 MIS 节点发起的着色过程着色的 color = 1 节点集的任意互补子集最少跳数为两跳。

证明 由同一 MIS 节点发起的独立集确定的过程可用图 3 表示。不失一般性,假设着色过程从 a 到 b 再到 c , 节点 c 确定 color = 1 是由优先级比自己大的邻居节点 b 确定自己 color ≠ 1 的过程引起,而 c 的邻居中没有 color = 1 的节点。节点 b 至少与一个之前确定的 color = 1 的节点 a 相邻,否则它可以确定自己的 color 为 1,所以节点 c 与 a 两跳相隔。

引理 3 图 G 中 V_1 的任意互补子集间相隔两跳或三跳。

证明 由引理 2 可知,由同源发起的着色过程着色的独立集节点之间有两跳间隔,不同源的着色过程从两个方向进行,如图 4 所示, u 和 v 为两个定界路径上的着色发起节点,可能在两互补子集间产生三跳间隔。

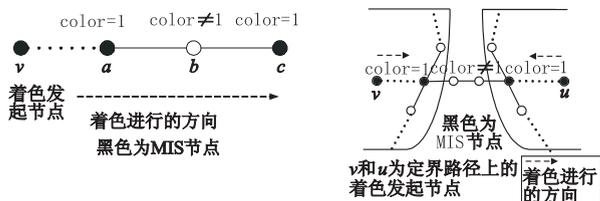


图 3 同一 MIS 节点发起的着色

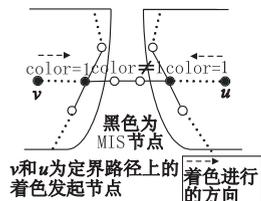


图 4 不同 MIS 节点发起节点的着色

定理 1 以上算法过程得到的 color = 1 节点集合,即 V_1 集合是图 G 的一个最大独立集。

证明 由引理 3 可知,图 G 中 V_1 的任意互补子集之间相隔两跳或三跳,所以 V_1 集合是图 G 的一个独立集(IS),并且图 G 的连通性保证了算法对所有节点的着色,独立集节点覆盖图 G 中所有节点, V_1 集合是图 G 的一个最大独立集(MIS)。

用 U 表示着色划分得到的 V_1 , 两跳相隔的独立集节点有

边相连,图 $G^2[U]$ 可以清楚地表示独立集节点间的相邻关系。

引理 4 图 $G^2[U]$ 中任意顶点与源 s 都是连通的。

证明 在图 $G^2[U]$ 中,在独立集节点选举阶段,首先确定的由优先级最高的独立集节点与源 s 相连的 k 条路径记为 p_1, p_2, \dots, p_k ,它们是以 s 为根的树上的 k 条树枝,着色过程由树枝上的节点发起,由引理 2 可知,由同源发起的着色过程着色的独立集节点之间有两跳间隔,所以在图 $G^2[U]$ 中有边相连,同理在图 3 中节点 a 必与先于它确定的某独立集节点相连,由此可得节点 c 与着色发起节点连通,着色过程是一个寻找独立集节点之间在图 $G^2[U]$ 中的连通关系的过程。不失一般性,所有独立集节点均与树枝上的某着色发起节点连通,而树枝节点又与源 s 连通,因此所有独立集节点与源 s 在图 $G^2[U]$ 中是连通的。

2.2 分布式组播树构建

目的节点按到源节点的最小时延路径的长短顺序依次寻路,接入组播树。将 k 条时延上界路径作为初始组播树 T 。

1) 树根 s 选择还未接入树 T 目的节点的 $P_{\min\text{-delay}}$ 中最长路径,该目的节点为将要加入的节点,并通过该路径发消息 S 给它,激起该节点的寻路过程,该节点广播消息 P 。当独立集节点转发消息 P 时,只有邻居节点中的连接节点 ($T = C$) 接收该消息参与转发,消息的来源节点不接收该消息。当连接节点转发该 P 消息时,只有邻居节点中的独立集节点 ($T = M$) 接收该消息参与转发,消息的来源独立集节点或其他节点不接收该消息。 P 消息中包括如下信息: $TTL = L_{p_{\min\text{-delay}}}$ (该节点到源的最小时延路径长), PID 记录该消息经过路径上的节点 ID。

2) 原树 T 上的 MIS 节点若收到消息 P ,将自己到树根的跳数加上 PID 中记录的节点个数,得到此条路径长的值 L 。发送消息 I ,将 L 值和 P 消息中的 PID 信息递交给树根 s 。

3) a) 树根 s 比较所有消息 I 中 L 和时延上界的大小,找出 L 值小于时延上界的 I 消息,选出携带的 PID 信息记录的路径跳数最小的 I 消息,发送消息 C ,携带目的节点 ID,首先按原树路径返回给选出的 I 消息的发送节点,然后根据 PID 中记录的节点经过这些节点到达要接入树 T 的目的节点,消息 C 经过的节点确定上一跳节点为父节点,下一跳节点为子节点,通过这种路径确认,将该路径接入到树 T 上。b) 若树根 s 没有收到 I 消息或没有 L 值小于时延上界的 I 消息,通过目的节点的最小时延路径发送消息 C ,确认该条路径为目的节点的组播树接入路径。如果发生 MIS 节点冲突,按照 MIS 选举中步骤 2) 中的方法将新路径接入到老路径上,最多增加一跳时延。

4) 如有多个最小时延路径长相等的目的节点,按任意顺序重复执行以上步骤。

5) 基于已建树 T 循环执行步骤 1) ~ 4) 直到所有目的节点都接入树 T 。

推论 1 每个目的节点一定能找到一条满足时延要求的路径。

证明 由引理 4 可知,目的节点的支配节点到源节点一定有路径可达,如果这些路径都不满足时延约束,步骤 3) 用目的节点的时延最小路径接入源节点。

3 性能分析

算法最终得到一个连通顶点集 V' ,它是被树 T 上所有 MIS 节点覆盖的节点集, $G(V')$ 是 $G(V)$ 的一个连通子图, $V_m \in V'$,在 $G(V')$ 中 V_m 和源 s 是连通的,以 S_{opt} 表示图 $G(V')$ 的最小连通支配集(MCDS)的最优解, V_m 和源 s 的 MCDS 的近似最优解, opt 代表 MCDS 节点个数,得到如下结论:

定理 2^[16] 在 unit-disk graph $G=(V,E)$ 中,任何独立集的大小不超过 $4opt+1$ 。

定理 3 算法得到的近似 MCDS 最大为 $8opt+1$ 。

证明 图 $G(V')$ 中的独立集顶点数 $|V'_{MIS}| \leq 4opt+1$,在图 $G^2[U]$ 中,算法最后得到一棵覆盖所有独立集节点的树结构,任意相邻独立集节点之间的边代表一个连接节点,算法得到的 MCDS 节点个数最多为 $2|V'_{MIS}|-1=8opt+1$ 。

定理 4 算法的时间复杂度为 $O(n)$,消息复杂度为 $O(n)$ 。

证明 确定时延定界路径中的 MIS 节点的时间复杂度小于 $O(n)$;在 MIS 节点选举阶段中每个节点的着色过程需要查询邻居节点的颜色信息,着色过程以分布式异步方式进行,所以时间复杂度不超过 $O(\Delta n)$;分布式组播树构建阶段的时间复杂度最大的是步骤 1) 的 P 消息的转发,每个节点都参与转发的最坏情况下不超过 $O(\Delta n)$,算法循环执行 m 次,该阶段的时间复杂度为 $O(m\Delta n)$,所以 DCDC 算法的时间复杂度为 $O(n+\Delta n+m\Delta n)=O(n)$ 。

确定时延定界路径中的 MIS 节点的消息复杂度小于 $O(n)$;在 MIS 节点选举阶段每个节点除了广播 D 消息外,可能发送 probe 消息,最多发送 Δ 个,最坏情况下的消息复杂度为 $O((1+\Delta)n)$;分布式组播树构建阶段的消息复杂度主要决定于步骤 1),每个节点都参与转发的最坏情况下不超过 $O(\Delta n)$,算法循环执行 m 次,消息复杂度为 $O(m\Delta n)$,所以 DCDC 算法的消息复杂度为 $O(n+(1+\Delta)n+m\Delta n)=O(n)$ 。

在表 1 中将 DCDC 算法与在无线 Ad hoc 网络中的构建连通支配集的同类算法进行了比较,可以看出本文提出的算法在有定界时延约束的条件下比其他算法具有更优的时间复杂度和消息复杂度。

表 1 DCDC 算法与已有算法的性能比较

算法	ratio	time	message	delay-constrained
文献[4]	$\Theta(\log n)$	$O(n^2)$	$O(n^2)$	无
文献[5]	$n/2, n$	$\Omega(n)$	$O(n^2)$	无
文献[16]	$8opt-2$	$O(n)$	$O(n \log n)$	无
文献[11]	$8opt+1$	$O(n^2)$	$O(n\Delta)$	无
DCDC	$8opt+1$	$O(n)$	$O(n)$	有

4 结束语

本文研究了无线 Ad hoc 网络中的组播路由的代价和时延问题,提出了一种新的在 UDG 图中以求解 MCDS 构建组播路由结构的新的分布式算法 DCDC,该算法将组播路由时延定界的概念加入到 MCDS 构建算法中。理论推导证明了该算法的正确性,近似比为 8,证明了其有效性。DCDC 在近似比低于同类算法的同时具有较已有算法更低的时间复杂度和消

息复杂度,并满足文中定义的组播时延约束。该算法只需要邻居节点信息,特别是其图着色阶段的异步执行方式的时间复杂度小于一般分布式算法,组播树构建阶段以一种新的路径添加方式在已定时延上界的约束下试图减少参与组播通信的节点数目,也即构建的 MCDS 的势的大小,分布式的执行方式同时具有较小的时间复杂度和消息复杂度。

参考文献:

- [1] RUIZ P M, GOMEZ-SKARMETA A F. Heuristic algorithms for minimum bandwidth consumption multicast routing in wireless mesh networks[C]//Proc of ADHOC-NOW. 2005:258-270.
- [2] EPHREIMIDES A, WIESELTHIER J, BAKER D. A design concept for reliable mobile radio networks with frequency hopping signaling[J]. Proc of the IEEE,1987,75(1):56-73.
- [3] GUHA S, KHULLER S. Approximation algorithms for connected dominating sets[J]. Algorithmica,1998,20(4):374-387.
- [4] DAS B, BHARGHAVAN V. Routing in Ad hoc networks using minimum connected dominating set[C]//Proc of IEEE International Conference on Communications. 1997.
- [5] STOJIMENOVIC I, SEDDIGH M, ZUNIC J. Dominating sets and neighbor elimination based broadcasting algorithms in wireless networks[J]. IEEE Trans on Parallel and Distributed Systems, 2002,13(1):14-25.
- [6] WAN P J, ALZOUBI K M, FRIEDER O. Distributed construction of connected dominating sets in wireless Ad hoc networks[C]//Proc of IEEE INFCOM. 2002.
- [7] DAI Fei, WU Jie. Distributed dominant pruning in Ad hoc wireless networks[C]//Proc of International Conference on Communications. 2003:353.
- [8] SUCEC J, MARSIC I. An efficient distributed network-wide broadcast algorithm for mobile Ad hoc networks[R]. Proc of CAIP Technical Report 248. [S.l.]:Rutgers University,2000.
- [9] PENG Wei, LU Xi-cheng. On the reduction of broadcast redundancy in mobile Ad hoc networks[C]//Proc of the 1st ACM International Symposium on Mobile Ad hoc Networking & Computing. Boston, Massachusetts: IEEE Press, 2000:129-130.
- [10] DAI Fei, WU Jie. Performance analysis of broadcast protocols in Ad hoc networks based on self-pruning[J]. IEEE Trans on Parallel and Distributed Systems,2004,15(11):1027-1040.
- [11] 许力,林志伟.基于图着色的无线自组网极小连通支配集算法[J].通信学报,2007,28(3):108-144.
- [12] BANIK S M, RADHAKRISHNAN S. Minimizing broadcast latency in Ad hoc wireless networks[C]//Proc of the 45th Annual Southeast Regional Conference. New York: ACM Press,2007:533-534.
- [13] HUANG S C H, WAN P J, JIA X, et al. Minimum-latency broadcast scheduling in wireless Ad hoc networks[C]//Proc of the 26th Annual IEEE Conference on Computer Communications. 2007:733-739.
- [14] CLARK B N, COLBOURN C J, JOHNSON D S. Unit disk graphs[J]. Discrete Mathematics,1990,86(1-3):165-177.
- [15] BUCKLEY F, LEWINTER M. 图论简明教程[M].北京:清华大学出版社,2005.
- [16] WAN P J, ALZOUBI K M, FRIEDER O. Distributed construction of connected dominating sets in wireless Ad hoc networks[C]//Proc of IEEE INFCOM. 2002.