

无线 Mesh 网络低干扰组播^{*}

肖春静¹, 刘明¹, 龚海刚¹, 陈贵海², 周帆¹, 吴跃¹

¹(电子科技大学 计算机科学与工程学院, 四川 成都 610054)

²(计算机软件与新技术国家重点实验室(南京大学), 江苏 南京 210093)

通讯作者: 刘明, E-mail: csmlu@uestc.edu.cn

摘要: 不同于无线传感器网络和移动 Ad Hoc 网络, 无线 Mesh 网络中的组播主要侧重于提高吞吐量, 而干扰是影响吞吐量的重要因素. 在构建组播拓扑时, 传统的方法主要考虑最小价值或最短路径, 而通过减少干扰来提高组播性能的研究较少, 且它们的干扰计算方法都采用单播的思想, 并不适合于组播. 例如, 当 n 个接收节点同时从一个节点接收数据时, 在组播中这 n 个接收节点之间不存在干扰, 而在单播中认为存在干扰. 因此, 提出了组播冲突图来计算组播干扰, 给出组播树干扰的定义. 可以发现, 求最小干扰组播树是 NP 完全问题, 然后提出基于万有引力的启发式算法构建具有较小干扰的组播树. 为了适用于多信道情况, 提出了满足不同干扰范围的多跳信道分配算法. 最后, 仿真结果显示, 与 MCM 相比, 所提出的算法无论是在单天线单信道还是多天线多信道下, 都能取得较高的吞吐量和较低的延迟.

关键词: 无线 Mesh 网络; 组播; 最小干扰组播树; 信道分配

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

中文引用格式: 肖春静, 刘明, 龚海刚, 陈贵海, 周帆, 吴跃. 无线 Mesh 网络低干扰组播. 软件学报, 2013, 24(6): 1295-1309. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4291.htm>

英文引用格式: Xiao CJ, Liu M, Gong HG, Chen GH, Zhou F, Wu Y. Low-Interference multicast in wireless mesh networks. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2013, 24(6): 1295-1309 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4291.htm>

Low-Interference Multicast in Wireless Mesh Networks

XIAO Chun-Jing¹, LIU Ming¹, GONG Hai-Gang¹, CHEN Gui-Hai², ZHOU Fan¹, WU Yue¹

¹(School of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology, Chengdu 610054, China)

²(State Key Laboratory for Novel Software Technology (Nanjing University), Nanjing 210093, China)

Corresponding author: LIU Ming, E-mail: csmlu@uestc.edu.cn

Abstract: Compared with wireless sensor networks and mobile ad hoc networks, wireless mesh networks mainly focus on improving the throughput of multicast, while interference severely limits the network throughput. When building a multicast topology, the minimum cost or shortest path is generally taken into account in the traditional methods, and only a few works have tried to improve the performance by reducing interference. However, they calculate the interference by the method for unicast topology, which is not suitable for multicast. For example if n nodes will receive simultaneously packets from one node, among these n nodes there is interference in unicast, but not in multicast. Therefore this study proposes the multicast conflict graph to calculate interference of the multicast topology, and then the concise definition of interference of multicast trees is provided. The study shows that building minimum interference multicast trees (MITs) is a NP-complete problem and proposes a gravitation-based heuristics to approximate such optimal trees. To apply to the environment of multi-channel, the study also proposes the multi-hop channel algorithm (MH) for multicast, which can meet different interference ranges. Simulation results reveal that the algorithms can reduce interference and increase throughput in both single-interface single-channel and multi-interface multi-channel wireless mesh networks.

* 基金项目: 国家自然科学基金(60703114, 60903158, 60471055, 10476006); 国家重点基础研究发展计划(973)(2006CB303000); 高等学校博士学科点专项科研基金(20070614008)

收稿时间: 2010-10-06; 修改时间: 2011-11-30; 定稿时间: 2012-07-24

Key words: wireless mesh network; multicast; minimum interference multicast trees; channel assignment

无线 Mesh 网络(wireless mesh network,简称 WMN)已经成为下一代无线接入网络的关键技术^[1],广泛地为企业、学校、机场和城区等不同规模和环境提供无处不在的宽带无线接入服务.而从源节点发送消息到目标集(destination set)中所有节点的组播,在 WMN 有着广泛的需求^[2,3].在无线传感器网络(wireless sensor network,简称 WSN)和移动 Ad Hoc 网络(mobile ad hoc network,简称 MANET),由于移动性和能量的有限性,路由恢复和减少能量消耗是它们的主要目标^[4].而在 WMNs 中,组播更侧重于提高吞吐量和减少延迟,因为其有充足的能量并且需要更大的带宽来满足如视频点播、视频会议和远程教学等方面的应用.

干扰是导致多跳无线网络吞吐量下降的一个重要因素^[5,6].一般地,干扰指不同信号源的信号经过信道衰落后在同一接收机进行叠加,这将严重地影响接收机区分有效信息的能力,导致冲突和重传的增加,致使网络的吞吐量下降,延迟增加^[7].例如,在无线网络中,具有相同的全方向天线的节点组成的两条链路,在较短的距离使用相同信道并同时传输数据时,会出现无线干扰,吞吐量将会变成原来的一半.因为在任意时刻,无线网络协议中关于干扰的机制(如 802.11 的 CSMA/CA)只能让一条链路传送数据^[6].因此,许多减少干扰的方法被提出来,如拓扑控制^[8-10]、信道分配算法^[11,12]、路由协议设计^[7]、联合信道分配和路由^[13]等.本文研究如何最小化组播拓扑的干扰,从而提高吞吐量及减少延迟.

组播拓扑结构可分为树状、网状及混合结构这 3 大类.树状结构中,从源到接收节点只有一条路径,节点的移动会导致路径断开,因此更适合静态网络;网状结构中,在任何源和接收节点对之间存在着多条路径,其具有较好的健壮性,所以适用于动态的网络;混合结构试图综合树状结构的高分率率和网状结构的健壮性,同样适合于动态网络^[3].在 MANET 中,由于节点的动态性,网状结构和混合结构性要优于树状结构;然而在 WMN 中,因为节点很少移动,相对是个静态网络,所以更适合采用树状结构^[14,15].本文主要研究 WMN 组播的树状结构.

组播中有两种基本的树状拓扑结构:最小价值树(minimum cost tree,简称 MCT)和最短路径树(shortest path tree,简称 SPT).MCT 算法的目标是最小化整个树的价值,如果每条边的价值一样,MCT 就是最小化树中的边数.构建 MCT 的算法一般基于 Minimum Steiner Tree(MST)问题,这是 NP 完全问题,一些近似算法^[16,17]被提出.然而,传统的 MCT 定义并没有考虑无线广播优势(wireless broadcast advantage,简称 WBA):一个节点发出的数据可以被它的邻居节点同时接收.因此,Ruiz 等人^[18]重新定义了 MCT 的价值,在无线组播中,最小价值树是一个拥有最少发射数量的树(minimum number of transmissions tree,简称 MNT),即在树中有最少的负责发射的节点数量.

与 MCT 的最小化树的价值不同,SPT 算法的目标是构建一个以源为根、所有接收节点到源拥有最短路径的树,那么在没有干扰的情况下,SPT 将具有最小的延迟.一般地,与 MCT 相比,SPT 的价值较大,而平均路径长度较短^[14].SPT 主要用 Bellman-Ford 和 Dijkstra 算法来构建^[14],然而这两种方法依然没有考虑 WBA 的特性,构建的组播树中会有不必要的中间节点(relay node).MCM 算法^[19]充分利用 WBA 来构建一个在最短路径情况下,最小化中间节点的组播树.

传统的组播树没有考虑干扰问题,尽管干扰严重地影响着网络吞吐量和延迟.最近的研究^[10,13]在构建组播时考虑最小化网络干扰,然而它们的网络干扰计算方法都采用单播的思想,本文发现,单播的干扰计算方法并不适合于组播,如当 n 个接收节点同时从一个发射节点接收数据时,在组播中,这 n 个接收节点之间不存在干扰,而在单播中认为存在干扰.

因此,本文提出组播冲突图来计算组播树的干扰.在此基础上,给出了组播树干扰的定义,并证明求最小干扰组播树(minimum interference multicast tree,简称 MIT)为 NP 完全问题.本文定义树的干扰为干扰最大的边的干扰值,对应的最小干扰组播树即是最小化干扰最大的边的干扰.这样定义的原因是,尽量让所有的边拥有较小且相对平均的干扰,让各个接收节点具有一样的带宽.从图 1(其中, s 是源结点, g, h, i, l 和 n 是接收结点)中可以发现,MIT 不同于现有的 4 种树 MST, MNT, SPT 和 MCM,其中,图 1(a)是原拓扑,图 1(b)具有最少的边数 8 和最少的发射节点数 6,图 1(c)具有最短的路径,图 1(d)在最短路径的基础上最小化中间节点,图 1(e)具有最小的干扰 4.6(计算方法见第 3 节).然后提出了基于万有引力的启发式算法,此算法通过平衡发射节点数量和路径长度来

减少树的干扰,从而取得更好的性能.

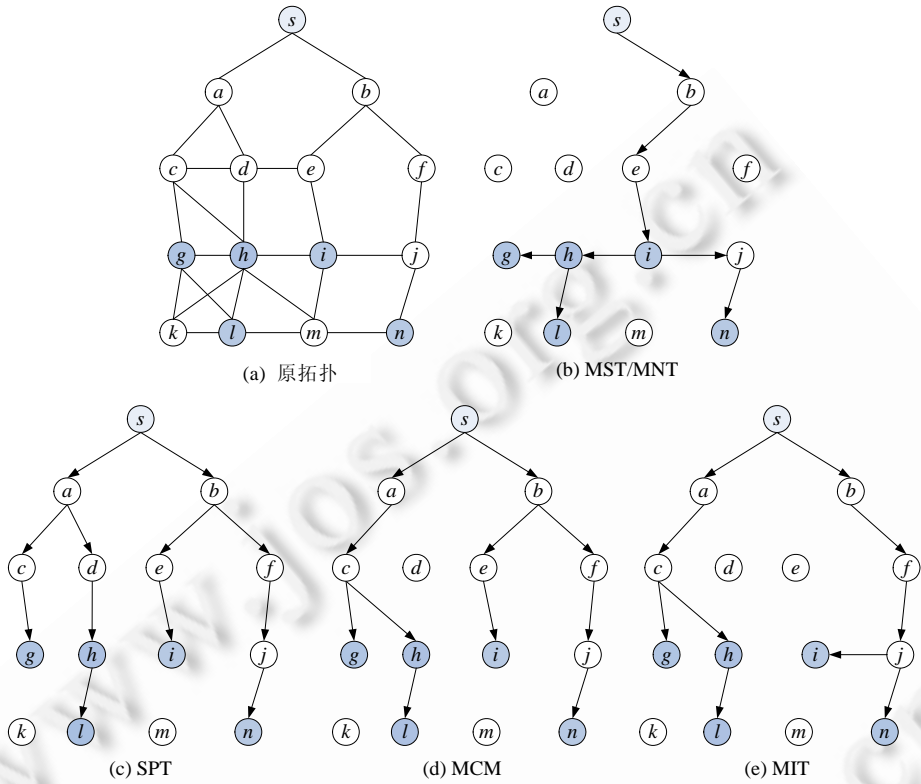


Fig.1 Differences in the structure for five trees over the same original graph

图 1 基于同一网络构建的 5 种不同组播树

同时,本文讨论了最小干扰组播树在多天线多信道情况下的性能,对于构建好的树,提出了多跳信道分配算法(multi-hop channel algorithm,简称 MH)对其进行信道分配.此算法可以根据干扰范围与通信范围的不同而选择与几跳邻居的信道不同,如果干扰不可避免,尽量选择跳数较远的节点产生干扰.最后,仿真实验显示,与 MCM 相比较,本文提出的基于万有引力的组播树构建算法在单天线单信道和多天线多信道下都能取得较好的性能.

本文第 1 节对相关工作进行说明.第 2 节对网络模型及量化干扰的组播冲突图进行描述.第 3 节定义最小干扰组播树并证明其为 NP 完全问题.第 4 节给出构建组播树的启发式算法.第 5 节提出信道分配算法.第 6 节进行仿真验证.最后总结全文.

1 相关工作

1.1 WMN组播

作为一种基本的数据通信方式,组播在无线网络中受到研究者的广泛关注.在 WMN 组播中,现有的工作分别从最小价值^[18]、QoS 组播^[20,21]、可靠组播^[22,23]及最大吞吐量^[10,13,19,24]等方面展开了研究.文献[18]重新定义 WMN 组播中的最小价值树,提出以最小发射节点数作为依据来构造 WMN 组播拓扑,这种方法在节点稠密的网络中能够取得比 SPT 和 MST 更好的性能^[14].QoS 组播是为了满足视频会议和移动电视等应用,因为它们对端到端的吞吐量或延迟的有特定的要求^[20,21].可靠组播试图解决因无线信道质量的时变性和组播 MAC 数据帧交换的不可靠性引起的数据丢失问题,文献[22]通过冗余节点分离路径来提高可靠性,文献[23]采取邻居节点间的确认重传、源目的节点间的自动重传请求及前向纠错技术来实现可靠性.文献[19,24]的主要目标是最大吞吐量,

其中,文献[24]采用联合网络层的路由及物理层的能量控制的方法,并使用网络编码来提高组播吞吐量,文献[19]提出 MCM 算法,此算法构建的组播树保证在最短路径的前提下最小化中间节点数量,这样可以减少干扰提高吞吐量。

与本文最相近的文献[10,13]都是通过减少网络干扰,以期获得更大吞吐量.文献[13]利用模拟退火(simulated annealing,简称 SA)算法联合组播路由和信道分配来最小化网络干扰,其网络干扰定义为冲突图^[6]中边的数量.文献[10]用干扰图最小化网络干扰,在干扰图中,如果两个顶点之间的距离小于或等于干扰范围,则在两个顶点之间存在一条边,网络干扰为干扰图的边数.其算法采取剪枝策略对全网节点进行遍历,以获取组播转发节点集.在每次迭代时,协议选取干扰图中入度最大的节点进行剪枝,如果在剪枝后能够保证每对源目的节点间的连通性,则移除该节点.然而,这两篇文献都采用单播的思想来计算干扰,并不适合于组播.如文献[13]干扰计算直接采用的针对单播的冲突图^[6],文献[10]的干扰图可以与文献[6]的冲突图互相推导出对方^[10].另外,他们没有给出最小干扰组播树的定义,仿真实验方面也没有关于组播主要性能如吞吐量和延迟等的评估.

1.2 网络干扰

在单播中,与干扰相关的拓扑控制的目标是在保证网络连通的情况下最小化干扰^[8,9,25,26].文献[8]中定义一条边的覆盖为在它的两个节点的通信范围内的节点数量,那么网络的干扰为覆盖最大的一条边的覆盖,其提出复杂度为 $O(n^2 \log n)$ 的 LIFE 算法可以得到最小干扰拓扑.文献[25,26]对其进行了扩展,其中,文献[25]引入了以接收节点为中心的干扰模型,文献[26]提出了节点干扰覆盖模型,即一个节点的干扰是它所影响的边的数量.不同于以前的工作:认为干扰范围等于通信范围,文献[9]考虑干扰范围大于通信范围的情况,因此,其对一个点的干扰的定义也扩展到干扰范围内的节点数量,网络的干扰则为干扰最大点的干扰值,并将求最小干扰拓扑转换为求带权的最小生成树,可以在多项式时间复杂度的情况下获得最小干扰拓扑.

然而,单播中的最小干扰定义及算法并不适合于组播:1) 组播中充分利用 WBA,当 n 个接收节点同时从一个节点接收数据时,在组播中,这 n 个接收节点之间不存在干扰,而单播中认为存在干扰;2) 单播中所构建的网络拓扑必须包括所有的节点,对于给定的一条边,它所影响的节点数量是固定的,所以单播中一般具有多项式时间复杂度算法就可以得出最小干扰拓扑;然而组播中,除源和接收节点外,其他组播树的节点具有不确定性,同时,一个发射节点选取那些作为它的孩子节点也是不确定的,这使得最小干扰组播树是 NP 完全问题.

1.3 信道分配算法

在单播中已经有许多信道分配算法^[11,27,28],然而,因为组播中数据发送采用广播方式发送,一个发射节点将同时广播数据给它所有孩子节点,所以单播的信道分配算法并不适合于组播.对于组播的信道分配算法,文献[29]将其转换为图的点着色问题,并证明其为 NP 完全问题;不同于以前的只用正交信道的情况,文献[19]引入了非正交信道来减少干扰,文献[30]充分利用正交信道和非正交信道,文献[19,30]在分配信道时,分别只考虑与固定的一跳和两跳节点所分配的信道不同.

不同于以前的研究,本文的信道分配算法可根据干扰范围与通信范围的不同而选择与几跳邻居的信道不同,如果干扰不可避免,尽量选择跳数远的节点产生干扰.

2 无线网络模型

2.1 网络模型

对于一个 WMN,用一个无向图 $G(V,E)$ 来代表,其中, V 为节点集, E 为边集.设每个节点具有一样的通信范围 R_c 和干扰范围 $R_i, R_i = k \times R_c (k \geq 1)$.如果节点 u 和 v 的距离小于等于 R_c ,则 $E(u,v) \in E$.在同一信道下,如果两个节点能够直接通信,即在各自的通信范围之内,称为一跳邻居(oneHop);相应地,如果两个节点需要通过一个中间节点才能相互通信,则称为两跳邻居(twoHop);两个节点需要通过两个中间节点才能相互通信,称为三跳邻居(threeHop).在 WMN 中,一般节点是静止的.

2.2 冲突图

为了量化一个网络的干扰,文献[6]提出了冲突图(conflict graph),并在单播^[12,31]和组播^[10,13]中广泛使用,然而它并不适合于组播.本节将首先介绍文献[6]中的冲突图,然后通过一个例子来说明这种冲突图不适于计算组播网络的干扰,并说明如何修改为适合于组播的情况.为了叙述方便,下面把文献[6]的冲突图称为单播冲突图(unicast conflict graph),本文修改后适合于组播的冲突图称为组播冲突图(multicast conflict graph).

根据文献[6],对于原图中由节点 a 和节点 b 组成的一个边 $E(a,b)$,在单播冲突图中对应一个点 L_{ab} .如果在原拓扑中,边 $E(a,b)$ 和 $E(c,d)$ 相互干扰,那么用一条线连接单播冲突图中的点 L_{ab} 和 L_{cd} .两条边是否存在干扰及干扰的程度依赖具体的干扰模型^[31].为了方便,假设采用二元干扰模型(binary interference model).即两条边要么存在干扰,要么不存在干扰.那么,一个网络总的干扰就是其对应的单播冲突图中边的数量.图 2 是一个原拓扑和对应的单播冲突图的例子,假设 $R_i=2 \times R_c$,即直线距离为两跳及以上的边不存在干扰,边 $E(a,b)$ 和 $E(d,e)$ 因相距两跳远而不存在干扰,所以在单播冲突图中, L_{ab} 和 L_{de} 没有边.

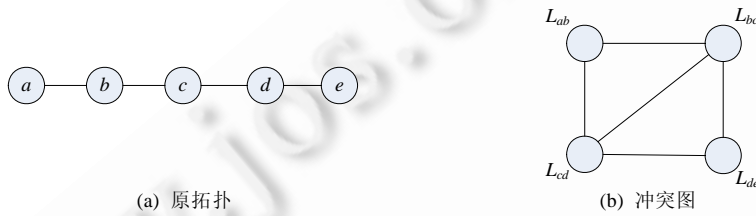


Fig.2 Original graph and corresponding conflict graph
图 2 原图和对应的冲突图

然而这种单播冲突图不适合于组播.如图 3 所示, K_n 指 n 个顶点完全图. T_1 组播性能优于 T_2 ,组播冲突图正好反映这种情况: T_1 干扰小于 T_2 ,而单播冲突图中 T_1 干扰大于 T_2 . S 为源节点, $\{b,c,d,e\}$ 为接收节点,组播树 T_1 中共有 5 条边,根据文献[6]的定义,在对应的单播冲突图用 5 个点来代表: $L_{sa},L_{sb},L_{ac},L_{cd}$ 和 L_{ce} ,因为这 5 条边没有任何两条边相距两跳远(注意,节点 b 和节点 c 的直线距离不足两条远,所以 L_{sb} 和 L_{ce} 存在干扰),所以单播冲突图中的 5 个点都相互连接,即组成了 5 个端点的完全图,对应的每条边的干扰为 4,总的干扰为这个完全图的边数 10.同理,组播树 T_2 中共有 4 条边,其单播冲突图为 4 个端点的完全图,每条边的干扰为 3,总的干扰为 6,所以单播冲突图中无论是每条边的干扰还是总的干扰, T_1 都大于 T_2 .然而直观地可以看到, T_1 的组播性能更好.

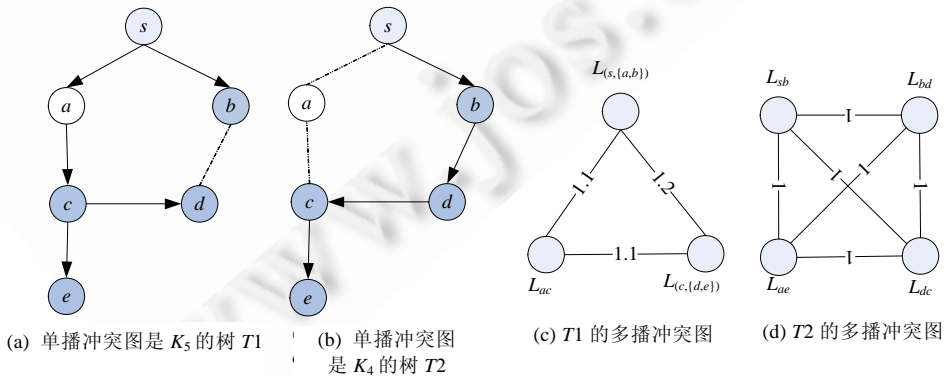


Fig.3 Tree T_1 and T_2 , and their corresponding multicast conflict graph
图 3 组播树 T_1 和 T_2 以及对应的组播冲突图

下面说明如何修改单播冲突图,使其适合于组播的情况.根据无线组播中 WBA 特性,在原图中,把源自一个父节点的多条边,在组播冲突图中用一个点来代表.如图 3(a)所示的树 T_1 中,节点 a 和 b 同时从 S 接收数据,边

$E(S,a)$ 和 $E(S,b)$ 在组播冲突图(如图3(c)所示)中对应一个点 $L_{(s,\{a,b\})}$.如果组播冲突图中的两个点所代表的边,在原图中存在干扰,则用一条边连接这两个点.同时,为了反映受干扰的节点数,在组播冲突图的两个点 L_1 和 L_2 相连的边增加一个权值 $W(e)$ 作为这个边的干扰值, $W(e)=1+r \times (n-2)$, $0 \leq r < 1$.其中, r 是常系数,可根据实际需求进行调整; n 是 L_1 和 L_2 中的接收节点数量之和,如图3(c)中, $L_{(s,\{a,b\})}$ 和 $L_{(c,\{d,e\})}$ 共有4个接收节点,所以 $n=4$;如 $r=0.1$,则连接 $L_{(s,\{a,b\})}$ 和 $L_{(c,\{d,e\})}$ 的边的权值 $W(e)=1.2$.在组播冲突图中,每个节点的干扰为与它相连的边的权值之和,总的干扰就等于所有边的权值之和.如图3(c)和图3(d)是树 T_1 和 T_2 对应的组播冲突图,从中可以得知,无论每条边的干扰还是总的干扰, T_1 都小于 T_2 ,这正好符合 T_1 性能优于 T_2 的情况.

3 问题描述

在一个无向图 $G(V,E)$ 中,给定一个源节点 s 和接收节点集 R ,试图找到一个包括 s 和 R 中所有节点的最小干扰组播树,以期达到更大的吞吐量和更小的延迟,下面首先给出相关定义.

定义1(组播边). 如果 n 个节点 $\{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ 在发射节点 u 的通信范围内,并且同时从这一节点 u 接收数据,那么把这 n 个节点与发射节点 u 之间的关系定义为一条组播边为 $E(u, \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$.

组播中,数据是一个节点采用广播方式发送,多个节点同时接收,这样定义可以体现组播中这种数据发送方式.组播中的一条边 $E(u, \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$ 在组播冲突图中对应着一个点 $L_{(u,\{v_1, v_2, \dots, v_n\})}$,其干扰即为与此点在组播冲突图中相连接的边的权值 $W(e)$ 之和,据此定义树的干扰.

定义2(树的干扰). 对于一个组播树 $T=(V,E)$,其干扰 $I(T)$ 等于所有的组播边中,干扰最大的组播边的干扰值:

$$I(T) = \max_{e \in E} I(e).$$

这样定义主要基于两个方面考虑:1) 能够让各接收节点的带宽保持相对一致;2) 在最小化边的干扰同时,也能最小化网络总的干扰.根据定义2,最小干扰组播树问题可以描述为给定一个无向图 $G(V,E)$,其中,一个源节点 S 和接收节点集合 R ,设 $V'=\{s\} \cup R$,发现一个树 $T^* \subseteq G$,满足:

- 1) $V' \subseteq T^*$;
- 2) $I(T^*)$ 最小.

这两个条件的目的就是要建一个包括源节点和所有接收节点的树,并且这个树中干扰最大的组播边的干扰值是最小的.

定理1. 构建最小干扰组播树是 NP 完全问题.

证明:采用限制法证明,将该问题做如下限制:

- 1) 假设一个网络拓扑 $G(V,E)$ 中除源结点 s 外,所有的结点都是接收结点;
- 2) 同时,假设组播冲突图中计算边的权值公式 $W(e)$ 中的系数 r 为0,即在组播冲突图中,每条边的权值都是1.

对于一个发射节点 u ,设它的接收节点为 $\{v_1, v_2, \dots, v_n\}$,则与此组播边 $E(u, \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$ 干扰的节点是确定的,设为 $I(u)$.根据假设1, $I(u)$ 中的所有节点都是接收节点,即他们中的每个节点必须被某一发射节点所覆盖(指在发射节点的通信范围内并从这一发射节点接收数据).同时,根据组播边的干扰定义,多个接收节点同时从一个发射节点接收数据时,在计算干扰时当作一条边,所以当 $I(u)$ 中的节点被尽可能少的发射节点覆盖时,与 $E(u, \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$ 干扰的组播边数最少,从而 $E(u, \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$ 的干扰最小.例如,当 $I(u)$ 中的所有节点只被一个发射节点所覆盖时,这些节点组成了一条组播边,且只有这一条边与组播边 $E(u, \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$ 存在干扰,又因 $r=0$,所以 $E(u, \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$ 的干扰为1;当 $I(u)$ 中的节点被两个发射节点所覆盖时,则 $E(u, \{v_1, v_2, \dots, v_n\})$ 的干扰为2.此问题等价于最小顶点覆盖问题,这是经典的 NP 完全问题.最小干扰组播树问题包括一个 NP 完全问题,所以其也是 NP 完全问题.

4 拓扑生成算法

本节提出一种基于万有引力的启发式算法来构建一个具有较小干扰的组播树.为了叙述方便,我们把一条

边的干扰分为路内干扰和路间干扰,其中,路是指从树中的叶子节点到根节点的一条路径,则路内干扰指这条边与它所在路上的边之间的干扰,对应的路间干扰指这条边与其他路中的边之间的干扰.在构建组播树时,单纯地追求最少发射节点数量会导致树中的路径弯曲并且较长,从而边的路内干扰可能较大.相应地,如果组播树中必须保证路径最短,会导致树中的边较多而稠密,从而边的路间干扰可能较大.本文提出的算法在构建组播树时,通过平衡发射节点数量和路径长度来减少干扰,从而获取较大的吞吐量和较小的延迟.下面先描述算法相关的术语和定义.

定义 3(上层一跳邻居和下层一跳邻居). 节点 v 的上层一跳邻居为在原拓扑中,那些在 v 的一跳邻居中且层数小于 v 的节点;相应地,节点 v 的下层一跳邻居指在 v 的一跳邻居中且层数大于 v 的节点.其中,层数是此节点到源节点的最短路径的跳数.

定义 4(节点质量). 节点质量为此节点和它的一跳邻居所组成的集合中所有满足以下条件的节点的个数:

- i) 属于组播树;
- ii) 在组播树中没有父节点;
- iii) 层数大于或等于此节点的层数.

在构建组播树的过程中,初始状态下组播树只包括源节点和接收节点,所有节点都没有父节点;此后,其他节点可能会被选中作为父节点而加入组播树.

定义 5(节点距离). 节点距离为两个节点层数之差的二倍与 1 的倒数的倒数.

定义 6(引力). 假设节点 a 和节点 b 的质量分别为 m_a 和 m_b ,对应的层数分别为 l_a 和 l_b ,则定义节点 a 受到节点 b 的引力 $F_a(b)$ 为

$$F_a(b) = \frac{m_a \times m_b}{1/(2 \times (l_a - l_b) + 1)} \quad (1)$$

公式(1)中,分子是节点的质量之积,引力 F 与质量的平方成正比,即节点 b 所覆盖的在组播树中没有父节点并且层数较大的节点越多,则对 a 的引力越大,对于整个树来说,每个发射节点所覆盖这样的节点越多,则总的发射节点数量越少;分母中,层数之差乘以 2 是为增加层数的权重,此乘积再加上 1,是为了防止当层数相同时分母为 0(注意,分母可以为负值,进而引力 F 也可以为负值),引力与层数之差的倒数成反比,即相对于节点 a 的层数,节点 b 越靠近源节点,则对 a 的引力越大,对于整个树来说,每个节点选择的父节点越靠近源,则整个树的平均路径越短.所以,此引力值综合考虑了发射节点数量和路径长度.

组播树的构建过程关键是每个节点如何选择其父节点,本算法中,节点 v 在选择父节点时,将首先根据公式(1)的计算结果选取引力值最大的节点,如果有多个引力值相同且最大的节点,则进一步优化,目的是平衡组播树的发射节点数量和路径长度,从而获得较小的网络干扰.算法 1 描述了如何选择父节点,其中,各个变量的具体意义见表 1.

Table 1 Public variable in the algorithm

表 1 算法中变量的具体意义

变量	描述
N_v	v 的一跳邻居节点的集合
l_v	v 的层数
m_v	v 的质量
c_v	v 的下层一跳邻居中属于组播树的节点的个数
p_v	v 的上层一跳邻居的个数
s_{uv}	u 和 v 的一跳邻居交集的节点个数,即 $\ N_u \cap N_v\ $

算法 1 中,首先(第 1 行),根据公式(1)把在 v 的一跳邻居中引力最大的节点放入集合 A ;如果 A 中有多个节点,则进一步优化(第 2 行),把在下层一跳邻居中属于组播树的节点个数最多的节点放入集合 B 中,这一步的目的是继续选择能够覆盖较多节点的父节点;然后(第 3 行),从 B 中选取上层一跳邻居最多的节点放入集合 C ,因为这样的节点选取下一跳时具有较多的可选路径;最后(第 4 行),比较集合 C 中每一个节点的一跳邻居与 v 的一跳邻居交集的个数,选择个数最少的节点放入 D .一般地,这些节点与 v 相距较远,从而使得此条路上节点较稀疏,

路内干扰较少;如果 D 中仍然有多个节点,则返回第一个.

算法 1. 选择父节点.

Input: $G(V, E), v$;

Output: v 的父节点.

1. $F^{\max} = \max_{u \in N_v} \{F_v(u)\}, A = \{u \mid F_v(u) = F^{\max}, u \in N_v\}$
2. $c^{\max} = \max_{u \in A} \{c_u\}, B = \{u \mid c_u = c^{\max}, u \in A\}$
3. $p^{\max} = \max_{u \in B} \{p_u\}, C = \{u \mid p_u = p^{\max}, u \in B\}$
4. $s^{\max} = \min_{u \in C} \{s_{uv}\}, D = \{u \mid s_{uv} = s^{\max}, u \in C\}$
5. return first node of D

选取父节点 p 后,将 p 设为 v 的父节并加入组播树,然后查找 p 的一跳邻居中层数较高或层数相等但没有父节点的节点,把 p 也设为这些节点的父节点.整个构建组播树的过程如算法 2.

算法 2. 构建组播树.

Input: $G(V, E)$, 源节点 s , 接收节点集合 R ;

Output: 组播树 T .

1. 对 G 中的节点用广度优先搜索方法标记层数
2. $T = \{s\} \cup R$
3. **for** $L = G$ 的最大层数 **downto** 1 **do** /*从最大层节点开始,逐层进行处理*/
4. $E = \{v \mid l_v = L \text{ and } v \in T \text{ and } v.\text{parent} = \emptyset\}$ /*选取层数为 L 、在组播树中并且父节点为空的节点*/
5. **for each** $v \in E$ **do**
6. $p =$ 算法 1 求得的 v 的父节点
7. $v.\text{parent} = p$ /*将 p 设为 v 的父节点*/
8. $T = T \cup \{p\}$
9. **for each** $i \in \{t \mid t \in T \text{ and } t \in N_p\}$ **do** /*对 p 的一跳邻居中属于组播树的节点进行处理*/
10. **if** $(l_i > l_p)$ **or** $(l_i = l_p \text{ and } i.\text{parent} = \emptyset)$ **then**
11. $\text{parent} = p$

计算复杂性分析:算法中的第 1 步广度优先搜索的时间复杂度为 $O(|V|+|E|)$;第 3 步~第 5 步是对 G 中的节点从最大层开始依次进行遍历,所以时间复杂度为 $O(|V|)$;第 6 行和第 9 行都要遍历节点 v 的邻居,最多执行 $|V|-1$ 次,所以时间复杂度为 $O(|V|-1)$.所以,算法的时间复杂度为 $O(|V|+|E|)+O(|V|)[O(|V|-1)+O(|V|-1)]=O(|V|^2)$.

下面以图 1(a)为例说明此算法如何构建一个组播树.算法首先对图中的节点标记层数,并将源 s 和接收节点 $\{g, h, i, l, n\}$ 加入组播树,然后依次处理树中层数最大且没有父节点的节点:

1) 层数为 5 需要处理的节点为 n 和 l ,根据算法,对于 n 需要:i) 按算法 1 选取 n 的父节点,首先计算 n 及它的邻居 j 和 m 的质量和层数,在初始状态下只有源和接收节点包括在树中,所有的节点都没有父节点,所以 n 的质量 m_n 是 $\{n\}$ 的个数为 1, m_j 是 $\{i, n\}$ 的个数为 2, m_m 是 $\{l, n\}$ 的个数为 2, 节点 n 和 m 的层数为 5, j 的层数为 4. 据此按公式(1)计算引力值 $F_n(j)=6$ 和 $F_n(m)=2$, 所以选择引力值最大的节点 j ; ii) 把 j 设为 n 的父节点并加入树中; iii) 对 j 的一跳邻居中,查找层数等于 j 并且没有父节点和层数小于 j 的节点,这里只有 i 满足与 j 的层数相同且没有父节点,所以也把 j 设为 i 的父节点. 同样,对于 l : i) 选择 l 的父节点,首先计算 l 及它的邻居 g, h, k 和 m 的质量和层数, m_l 是 $\{l\}$ 的个数为 1, m_g 是 $\{g, h, l\}$ 的个数为 3, m_h 是 $\{g, h, l\}$ (i 已经有父节点了,所以这里不包括 i) 的个数为 3, m_m 和 m_k 都是 $\{l\}$ 的个数为 1, 节点 g 和 h 的层数为 4, 节点 k, l 和 m 的层数为 5, 据此按公式(1)计算引力值: $F_l(g)=9, F_l(h)=9, F_l(k)=1, F_l(m)=1$. 这里,最大值为 9 的节点有 g 和 h , 继续比较 g 和 h 的下层一跳邻居中属于组播树的节点个数,都为 1, 然后比较它们的上层一跳邻居的个数,因 h 有 2 个大于 g 的 1 个, 所以选择 h ; ii) 将 h 标记为 l 的父节点; iii) h 的一跳邻居中, g 的层数与它相同且没有父节点,所以也将 h 标记为 g 的父节点;

2) 层数为 4 在组播树中并且没有父节点的节点有 j 和 h . 对于 j : i) 用算法 1 选择父节点 j 的一跳邻居中 $F_j(f)=3$ 最大, 所以选择 f ; ii) 把 f 设为 j 的父节点并加入树中; iii) f 的一跳邻居中没有满足条件的节点, 所以不做任何处理. 对于 h : i) 选择 h 的父节点, h 的邻居中 c 和 d 的引力值最大 $F_h(c)=3$ 和 $F_h(d)=3$, 其中, m_h, m_c 和 m_d 是 $\{h\}$ 的个数为 1. 继续比较 c 和 d 的下层一跳邻居中属于组播树的节点的数量, 分别为 2 和 1, 所以选择 c ; ii) 把 c 设为 h 的父节点并加入树中; iii) 检查 c 的一跳邻居中属于组播树的节点, 发现 g 的层数小于自己, 所以将 g 的父节点改为 c ;

3) 依次处理层数为 3 和 2 的节点, 最终构建组播树如图 1(e) 所示.

5 信道分配算法

在 WMN 中, 节点经常装配 $k(k \geq 2)$ 个天线, 由于经济原因, k 一般取 2, 3 或 4; 同时存在多个正交信道, 每个天线都可以使用任意信道. 在这种多天线多信道情况下, 还涉及对已经构建好的组播拓扑进行信道分配问题. 为此, 本文提出一个适合于组播的分布式多跳信道分配算法(multi-Hop channel algorithm, 简称 MH).

分布式算法只能知道局部的邻居信道信息, 当一个节点分配信道时, 直观地, 尽可能地与已经分配的并且在干扰范围内的邻居节点的信道不同. 然而对于不同的条件下, 干扰范围 R_i 和通信范围 R_c 并不相同^[32], 所以信道分配中应该根据比值 R_i/R_c 来确定尽量与几跳邻居内节点的信道不一样. 同时, 如果因为有限的信道数量, 干扰不可避免, 则应该让跳数远的节点存在干扰. 为此, 本文提出了一个优化函数, 可以同时实现: 1) 根据干扰范围与通信范围的不同, 选择与几跳邻居的信道不同; 2) 如果干扰不可避免, 尽量选择跳数远的节点产生干扰.

设 $N^i(v)$ 为节点 v 的第 i 跳邻居已经分配的信道集, 这些信道信息可以采用一种分布式的方法来获取^[30]: 每个节点广播它的信道信息, 这一节点的邻居收到信道信息后再增加自己所用信道信息广播出去. 假设正交信道采用 1, 2, 3, ..., 11, ... 的序列表示, 对于其他的正交信道可以映射为此序列, M 为信道数量的最大值, 如可用信道为 1, 2, 3, ..., 11, 则 M 为 11. 定义函数 $F(x)$ 如下:

$$F(x) = \sum_{k=1}^h M^{2^k} \times \prod_{i=1}^k \left\{ \prod_{\forall a_i \in N^i(v)} |x - a_i| \right\} \quad (2)$$

其中, M^{2^k} 是为平衡各跳节点所占的比重而增加的权值; h 表示选择与 h 跳邻居的信道不同, h 的数值根据 R_i/R_c 来定: $h = \lceil R_i/R_c \rceil$. 例如, 当 $R_i=550\text{m}$, $R_c=250\text{m}$ 时, 则 h 为 3, 意思为尽量选择与 3 跳内的邻居不一样的信道, 其对应的函数为

$$F(x) = \prod_{\forall a_1 \in N^1(v)} |x - a_1| \times \left\{ \prod_{\forall a_2 \in N^2(v)} |x - a_2| \times \left(M^8 \times \prod_{\forall a_3 \in N^3(v)} |x - a_3| + M^4 \right) + M^2 \right\} \quad (3)$$

设可用的信道集为 C , 则对于一个节点分配信道 x_c , 使得对于任意 $x \in C$, $F(x_c)$ 最大. 对于公式(2), 当 $x \in N^1(v)$ 时, $F(x)$ 将为 0. 为了使 $F(x)$ 最大, 所以会优先选择与一跳节点不同的信道; 同理, $x \in N^2(v)$ 时, 则会导致函数中包括两跳及以上的相关的数值部分为 0, 最终会导致 $F(x)$ 的值较小, 因此会次优选择与两跳节点不同的信道; 3 跳或 4 跳情况同理.

假设每个节点有两个天线的情况下, 一个天线用来接收数据称为 RI, 另一个用来发送数据称为 SI, 父节点的发送天线的信道应与其所有子节点的接收信道一样. 在信道多时, 让 $N^i(v)$, 包括节点 v 的 RI 和 SI 的信道, 这样能保证 v 与 3 跳邻居的 RI 和 SI 信道都不同, 从而干扰最小. 在信道较少的情况下, 当给一个节点分配信道时, 如果 $N^i(v)$ 包括 RI 和 SI 的信道, 可能会出现已经分配的信道集合 $N^i(v)$ 包含了所有可用信道, 这样, 对于所有可用信道计算出的 $F(x)$ 都为 0. 如出现这种情况, 可以让 $N^i(v)$ 只包括 SI 的信道, 再寻找使 $F(x)$ 最大的可用信道.

6 性能评估

本节分别在单天线单信道和多天线多信道的情况下, 通过与 MCM^[19] 比较来评估算法的性能, 用 MIT 来代表本文所提出的算法. 对于 WMN 中组播树的性能, 文献[14]对 SPT, MST 和 MNT 这 3 种组播树在单天线单信道

下的性能进行了分析对比发现,相对于 MST 和 MNT,SPT 在 WMN 中能够取得较好的性能.而 MCM 是在保证最短路径的情况下,最小化中间节点,即 MCM 是在 SPT 的基础上进行的优化,所以本文选择与 MCM 算法进行比较.

仿真实验主要考虑以下两种性能:

- 1) 吞吐量:所有接收节点的吞吐量的平均值,一个接收节点的吞吐量是收到的总包数除以从收到第一个数据包到最后一个数据包的时间段;
- 2) 延迟:数据包从源发送出来到接收节点收到此包的平均时间.

本文采用 NS2(2.29)进行仿真,每个节点具有 250m 的通信范围和 550m 的干扰范围,物理带宽为 1Mbps,其他参数采用 IEEE 802.11 MAC 在 NS2 中的默认配置.仿真采用 Constant Bit Rate(CBR)的方式产生数据包,其中每个数据包的大小是 512bytes.仿真场景采用 900m×900m 的范围,随机地生成 20 个不同的拓扑,对于每个拓扑随机放置 60 个节点,并随机选择相应数量的接收节点,根据 WMN 的特性,设源节点在左下角处.下面的仿真结果中的吞吐量和延迟均是 20 种不同拓扑的平均值,其中每种拓扑运行 100s.

6.1 单天线单信道下MITs性能

首先在单天线单信道的情况下,通过与 MCM 的比较来评估 MIT 干扰、路径长度、吞吐量和延迟等性能.

6.1.1 组播树干扰和路径长度

从图 4 中可以看到,接收节点数量从 5 增加到 50 时,组播树干扰稳定增加.这是因为接收节点数量增加时,组播树将会从稀疏变得相对稠密,从而干扰变大.然而在整个过程,MCM 的干扰一直高于 MIT,平均高出 10%,说明 MIT 具有显著的减少干扰的效果.对于路径长度,正如预期的那样,MCM 一直低于 MIT,然而其差别较小.通过以上分析可以得出,MIT 以较小的路径代价取得较明显的干扰减少.

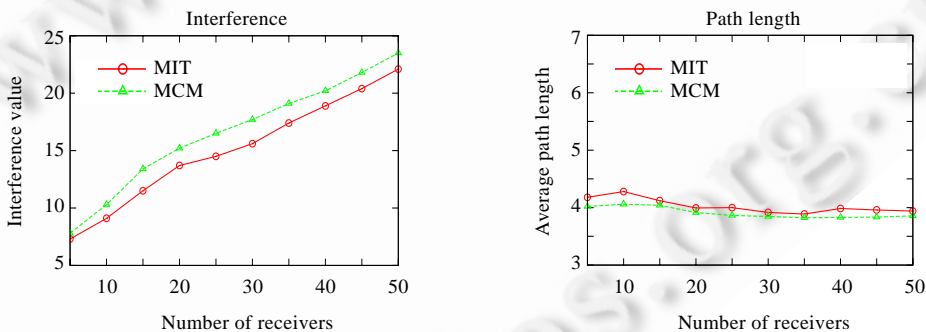


Fig.4 Interference and path length at increasing number of receivers

图 4 接收节点数量增加时组播树的干扰和路径长度

6.1.2 接收节点数量变化对吞吐量和延迟的影响

图 5 显示当接收节点数量从 5 变化到 50 时,两种组播树的吞吐量和延迟比较结果.对于吞吐量,除 5 个接收节点外,MIT 一直优于 MCM.同时,两种树的吞吐量具有明显的下降趋势,这一点与图 4 中的干扰变化相对应.随着接收节点增加,干扰增加,吞吐量减少,但整个过程,MIT 的干扰一直小于 MCM,对应的其吞吐量一直大于 MCM.对于延迟,尽管 MIT 的路径长度大于 MCM,但因其干扰小,所以在延迟上同样存在优势.

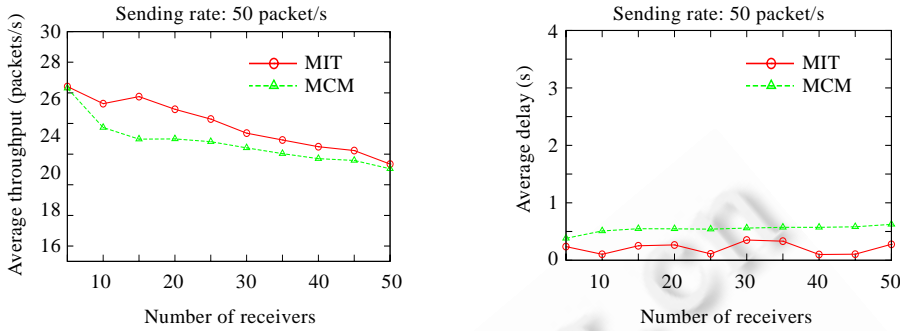


Fig.5 Impact of number of receivers

图 5 接收节点的影响

6.1.3 发包率变化对吞吐量和延迟的影响

本次实验中,发包率从 30 增加到 120,接收节点为 25 个.图 6 显示,在不同的发包率下,MIT 的吞吐量高于 MCM.当发包率为 60 时,两种树的吞吐量接近其最高值,其中,MIT 比 MCM 约高出 9%,较小的干扰帮助 MIT 获得了较大的吞吐量.发包率继续增加时,其吞吐量基本保持不变.对于延迟,两种组播树基本相当,在发包率为 70~90 时,MCM 其延迟略高于 MIT,其他情况下则相反.从图 6 可以得出,单天线单信道下,由于干扰较大,两种树的整体性都不太高,吞吐量小于 30packets/s,而延迟较高.

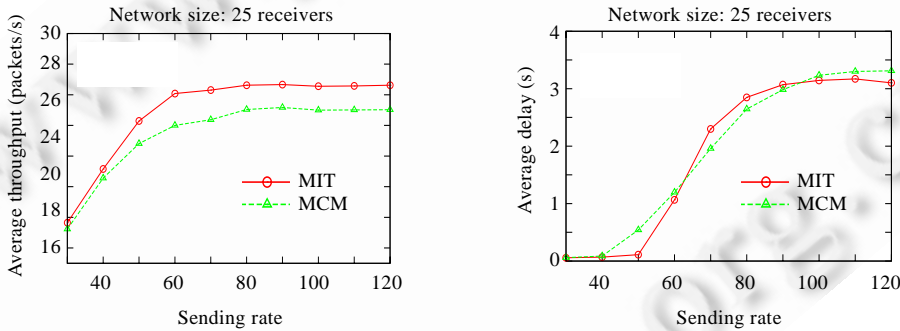


Fig.6 Impact of sending rate

图 6 发包率的影响

6.2 多天线多信道下MIT性能

下面在多天线多信道情况下,通过与 MCM 比较来评估 MIT 的性能.信道分配算法采用 MH,其中,h 取 3,所用的信道均指正交信道.用 ROMAN 方法^[33]对 NS2 进行了多天线多信道的扩展.假设每个节点有两个天线,源节点只用一个节点发送数据,叶子节点只有一个天线用来接收数据,中间节点用一个天线接收数据,另一个天线发送数据.

6.2.1 信道变化时对吞吐量和延迟的影响

本次仿真参数为信道从 3 个增加到 11,接收节点 25 个,CBR 发包率 200 个/s.

从图 7 中可以看到,在信道很少(3 和 4)或信道很多(9~11)的情况下,MCM 和 MIT 吞吐量基本相同.原因是当信道很少时,不管组播树的结构如何,干扰几乎不可避免,所以两种组播树都存在较大的干扰,此时,两种树的吞吐量都达到最低并且基本相同;与之相反,当信道很多时,干扰几乎都可以排除,两种树的吞吐量都达到最高,接近于发包率 200packet/s.然而,当信道数量在中间值时(5~8),MIT 的性能明显优于 MCM,如在 6 个信道时,MIT 的吞吐量比 MCM 约高出 25%.这是因为当信道数量适中时,MIT 树可以达到较好的减少干扰效果,而 MCM 相

对不足.

相似的情况同样存在于网络延迟.信道数量很少时,MIT 的延迟稍低于 MCM;而信道数量从 5~8 时,MIT 的低延迟的优势表现明显;而当信道数量很多时,MIT 的延迟略高于 MCM.这正好符合两树种的特征:MIT 的平均路径长度高于 MCM 树,在信道很多时,两种树的干扰几乎可以完全排除,而平均路径较长的 MIT 具有稍高的延迟.

总之,无论是吞吐量还是延迟,在信道数量很少或很多时,MIT 和 MCM 的性能相差不大;然而在信道数量从 5~8 时,MIT 因为有更小的干扰,性能明显好于 MCM.

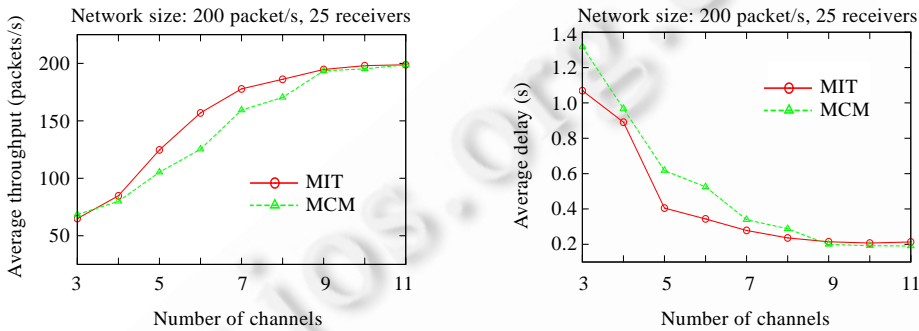


Fig.7 Impact of number of channels

图 7 信道的影响

6.2.2 接收节点数量变化时对吞吐量和延迟的影响

本节比较接收节点从 5~50 个时,对两种组播树的性能的影响.信道为 6 个,CBR 发包率 200/s.

从图 8 中可以看到:除了 5 个接收节点时,MIT 的吞吐量明显高于 MCM;5 个接收节点时,组播树比较稀疏,两种树的干扰都较小,并且差异不大,所以吞吐量基本一样.然而随着接收节点数量增加,具有较小的干扰的 MIT 都能表现出明显的优势.两种树的延迟的比较同样验证了这一结论:在接收节点很少时,延迟相当;然而随着数量增加,MIT 延迟明显低于 MCM.

从图 8 中还可以得到与文献[19]一致的结论:随着接收节点数量的增加,吞吐量较缓慢下降.原因是随着接收节点的增加,组播树变得稠密,随之干扰增加,导致吞吐量减少.

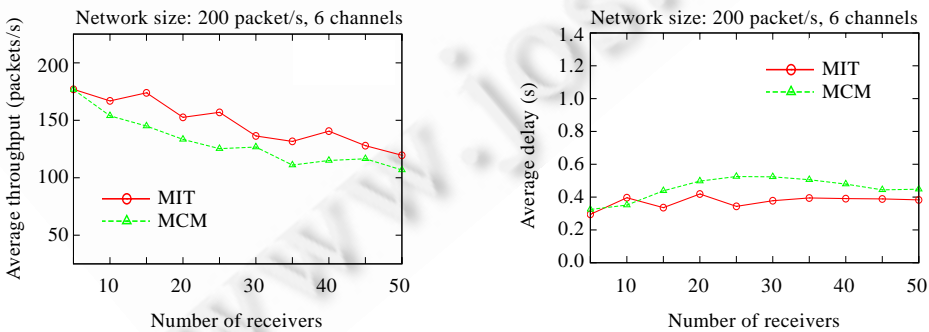


Fig.8 Impact of number of receivers

图 8 接收节点的影响

6.2.3 发包率变化时对吞吐量和延迟的影响

本节实验条件为 25 接收节点,6 个正交信道,发包率从 50/s 增加到 250/s.

从图 9 中可以看到:对于吞吐量,随着发包率的增加,MIT 吞吐量比 MCM 的优势更加明显;当发包率达到 1M

带宽的最大值 200/s 时,差异达到最大.这是因为当发包率较小时,相对来说有充足的带宽,所以干扰对吞吐量影响不大;然而随着发包率的增加,干扰对整个网络吞吐量的影响越大,MIT 中干扰较少的效果能更显著地体现出来.对于延迟,具有同样的特性.总之,无论是吞吐量还是延迟,除了发包率很少的情况下,MIT 的性能都显著地超过 MCM.

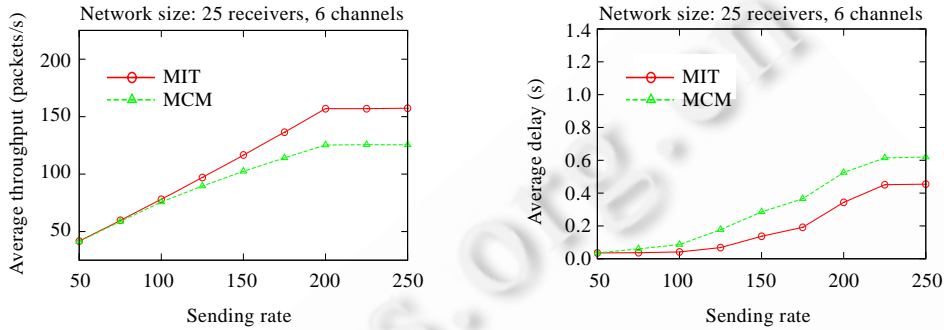


Fig.9 Impact of sending rate

图 9 发包率的影响

7 结 论

在 WMN 组播中,吞吐量和延迟是其主要目标,干扰是导致 WMN 吞吐量下降的重要因素.本文研究如何减少组播树的干扰来提高吞吐量和减少延迟,本文主要贡献如下:

- (1) 传统的干扰计算方法不适合于组播,据此提出了组播冲突图来计算组播干扰;在此基础上描述了最小干扰组播树问题,证明其是 NP 完全问题;
- (2) 提出了基于万有引力的启发式算法,此算法中每个节点根据邻居对自己的引力大小来选择父节点,这样可以平衡发射节点数量和路径长度,让组播树具有较小的干扰,从而取得更好的性能;
- (3) 本文提出的信道分配算法可根据干扰范围与通信范围的不同而选择与几跳邻居的信道不同,如果干扰不可避免,尽量选择跳数远的节点产生干扰.

仿真实验显示,与 MCM 相比,MIT 无论是在单天线单信道下还是多天线多信道下,都能取得较高的吞吐量和较低的延迟.

References:

- [1] Akyildiz IF, Wang X, Wang W. Wireless mesh networks: A survey. *Computer Networks*, 2005,47(4):445–487. [doi: 10.1016/j.comnet.2004.12.001]
- [2] Fang YL, Li FM, Wu P, Liu XH, Ma XL. Multicast routing protocol for wireless mesh networks. *Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software*, 2010,21(6):1308–1325 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3777.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03777]
- [3] Kumar KSA, Hegde S. Multicasting in wireless mesh networks: Challenges and opportunities. In: *Proc. of the Int'l Conf. on Information Management and Engineering*. Kuala Lumpur: IEEE Computer Society, 2009. 514–518. [doi: 10.1109/ICIME.2009.92]
- [4] Li Z, Li DY. Energy-Efficient broadcast and multicast in wireless ad hoc networks. *Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software*, 2010,21(8):2023–2036 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3619.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03619]
- [5] Gupta P, Kumar PR. The capacity of wireless networks. *IEEE Trans. on Information Theory*, 2000,46(2):388–404. [doi: 10.1109/18.825799]
- [6] Jain K, Padhye J, Padmanabhan VN, Qiu L. Impact of interference on multi-hop wireless network performance. In: *Proc. of the Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (Mobicom)*. San Diego: ACM Press, 2003. 66–80. [doi: 10.1145/938985.938993]

- [7] Zhang XM, Liu Q, Dai SF, Liu YZ. Traffic load-based interference-aware routing protocol for mobile ad hoc networks. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2009,20(10):2721–2728 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3502.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03502]
- [8] Burkhart M, Von Rickenbach P, Wattenhofer R, Zollinger A. Does topology control reduce interference? In: Proc. of the 5th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc). Tokyo: ACM Press, 2004. 9–19. [doi: 10.1145/989459.989462]
- [9] Yu X, Zhang XM, Que C, Liu Q. A practical low interference topology control for mobile ad hoc networks. In: Proc. of the Int'l Conf. on Networking (ICN). Sainte-Luce: IEEE Computer Society, 2007. 23–23. [doi: 10.1109/ICN.2007.9]
- [10] Murthy S, Goswami A, Sen A. Interference-Aware multicasting in wireless mesh networks. LNCS 4479, Atlanta: Springer-Verlag, 2007. 299–310. [doi: 10.1007/978-3-540-72606-7_26]
- [11] Ramachandran KN, Belding EM, Almeroth KC, Buddhikot MM. Interference-Aware channel assignment in multi-radio wireless mesh networks. In: Proc. of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM). Barcelona: IEEE Press, 2006. 1–12. [doi: 10.1109/INFOCOM.2006.177]
- [12] Subramanian AP, Gupta H, Das SR. Minimum interference channel assignment in multi-radio wireless mesh networks. In: Proc. of the 9th Annual IEEE Communications Society Conf. on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks (SECON). Stony Brook: IEEE Computer Society, 2007. 481–490. [doi: 10.1109/SAHCN.2007.4292860]
- [13] Cheng H, Yang S. Joint multicast routing and channel assignment in multiradio multichannel wireless mesh networks using simulated annealing. In: Proc. of the 7th Int'l Conf. on Simulated Evolution and Learning (SEAL). Berlin: Springer-Verlag, 2008. 370–380. [doi: 10.1007/978-3-540-89694-4_38]
- [14] Nguyen UT. On multicast routing in wireless mesh networks. Computer Communications, 2008,31(7):1385–1399. [doi: 10.1016/j.comcom.2008.01.022]
- [15] Luo JH, Ye DX, Liu X, Fan MY. A survey of multicast routing protocols for mobile Ad-Hoc networks. IEEE Communications Surveys and Tutorials, 2009,11(1):78–91. [doi: 10.1109/SURV.2009.090107]
- [16] Kou L, Markowsky G, Berman L. A fast algorithm for Steiner trees. Acta Informatica, 1981,15(2):141–145. [doi: 10.1007/BF00288961]
- [17] Zelikovsky AZ. An 11/6-approximation algorithm for the network steiner problem. Algorithmica, 1993,9(5):463–470. [doi: 10.1007/BF01187035]
- [18] Ruiz PM, Gomez-Skarmeta AF. Approximating optimal multicast trees in wireless multihop networks. In: Proc. of the IEEE Symp. on Computers and Communications (ISCC). Cartagena: IEEE Computer Society, 2005. 686–691. [doi: 10.1109/ISCC.2005.34]
- [19] Zeng GK, Wang B, Ding Y, Xiao L, Mutka MW. Efficient multicast algorithms for multichannel wireless mesh networks. IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems, 2010,21(1):86–99. [doi: 10.1109/TPDS.2009.46]
- [20] Zhao L, Al-Dubai AY, Geyong M. A QoS aware multicast algorithm for wireless mesh networks. In: Proc. of the IEEE Int'l Symp. on Parallel & Distributed Processing (IPDPS). Rome: IEEE Computer Society, 2009. 1–8. [doi: 10.1109/IPDPS.2009.5161193]
- [21] Rong B, Qian Y, Lu KJ, Hu RQY. Enhanced QoS multicast routing in wireless mesh networks. IEEE Trans. on Wireless Communications, 2008,7(6):2119–2130. [doi: 10.1109/TWC.2008.070089]
- [22] Zhao X, Chou CT, Guo J, Jha S. Protecting multicast sessions in wireless mesh networks. In: Proc. of the IEEE Conf. on Local Computer Networks (LCN). IEEE Computer Society, 2006. 467–474. [doi: 10.1109/LCN.2006.322141]
- [23] Koutsonikolas D, Hu YC. Exploring the design space of reliable multicast protocols for wireless mesh networks. Ad Hoc Networks, 2009,7(5):932–954. [doi: 10.1016/j.adhoc.2008.08.005]
- [24] Yuan J, Li ZP, Yu W, Li BC. A cross-layer optimization framework for multihop multicast in wireless mesh networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006,24(11):2092–2103. [doi: 10.1109/JSAC.2006.881617]
- [25] Von Rickenbach P, Schmid S, Wattenhofer R, Zollinger A. A robust interference model for wireless ad-hoc networks. In: Proc. of the IEEE Int'l Parallel and Distributed Processing Symp. (IPDPS). Colorado: IEEE Computer Society, 2005. 239–246. [doi: 10.1109/IPDPS.2005.65]
- [26] Nejad KM, Li XY. Low-Interference topology control for wireless ad hoc networks. Ad Hoc & Sensor Wireless Networks, 2005, 1(1):41–64.
- [27] Dhananjay A, Zhang H, Li J, Subramanian L. Practical, distributed channel assignment and routing in dual-radio mesh networks. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2009,39(4):99–110. [doi: 10.1145/1594977.1592581]

- [28] Raniwala A, Chiueh TC. Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network. In: Proc. of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM). Miami: IEEE Press, 2005. 2223–2234. [doi: 10.1109/INFOCOM.2005.1498497]
- [29] Yin ZY, Li ZC, Chen M. A novel channel assignment algorithm for multicast in multi-radio wireless mesh networks. In: Proc. of the IEEE Symp. on Computers and Communications (ISCC). Aveiro: IEEE Computer Society, 2007. 283–288. [doi: 10.1109/ISCC.2007.4381518]
- [30] Lan NH, Trang NU. Channel assignment for multicast in multi-channel multi-radio wireless mesh networks. Wireless Communications and Mobile Computing, 2009,9(4):557–571. [doi: 10.1002/wcm.701]
- [31] Marina MK, Das SR, Subramanian AP. A topology control approach for utilizing multiple channels in multi-radio wireless mesh networks. Computer Networks: The Int'l Journal of Computer and Telecommunications Networking, 2005,54(2):241–256. [doi: 10.1016/j.comnet.2009.05.015]
- [32] Ye F, Yi S, Sikdar B. Improving spatial reuse of IEEE 802.11 based ad hoc networks. In: Proc. of the IEEE Global Communications Conf. (GLOBECOM). San Francisco: IEEE Press, 2003. 1013–1017. [doi: 10.1109/GLOCOM.2003.1258391]
- [33] Calvo RA, Campo JP. 2010. <http://personales.unican.es/aguerocr/files/ucMultiFacesSupport.pdf>

附中文参考文献:

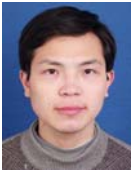
- [2] 方艺霖,李方敏,吴鹏,刘新华,马小林.无线 Mesh 网络组播路由协议.软件学报,2010,21(6):1308–1325. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3777.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03777]
- [4] 李政,李德英.无线自组织网络中能量有效的广播与组播.软件学报,2010,21(8):2023–2036. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3619.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03619]
- [7] 张信明,刘琼,代仕芳,刘永振.移动 Ad Hoc 网络通信量相关干扰感知路由协议.软件学报,2009,20(10):2721–2728. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3502.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03502]



肖春静(1979—),男,河南汝南人,博士生,主要研究领域为无线网络,社会网络.
E-mail: chunjingxiao@gmail.com



刘明(1973—),男,博士,副教授,博士生导师,CCF 会员,主要研究领域为移动计算,传感器网络技术.
E-mail: csmliu@uestc.edu.cn



龚海刚(1975—),男,博士,副教授,CCF 会员,主要研究领域为无线传感器网络.
E-mail: hggong@uestc.edu.cn



陈贵海(1963—),男,博士,教授,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为分布式,并行计算.
E-mail: gchen@nju.edu.cn



周帆(1981—),男,博士生,主要研究领域为无线传感器网络,移动计算,移动数据库技术.
E-mail: fan.zhou.uestc@gmail.com



吴跃(1958—),男,教授,博士生导师,主要研究领域为网络计算,数据库系统,数据挖掘和移动代理技术.
E-mail: ywu@uestc.edu.cn