

无线 Mesh 网络中路由与信道联合分配研究

杨 玲¹, 陈其松², 吴茂念¹

(1. 贵州大学 理学院, 贵州 贵阳 550025;

2. 贵州财经大学 现代教育技术中心, 贵州 贵阳 550025)

摘 要:无线 Mesh 网络中路由器使用多射频接口并配备多信道传输能有效增加网络吞吐量及降低干扰。研究路由与信道分配问题的目的就是增加网络容量、减少延迟等。文中针对无线 Mesh 网络中多接口多信道的路由与信道分配问题做了统一考虑,根据路由约束、信道约束、干扰约束以及宽带约束建立了混合整数线性规划(MILP)模型,并提出了基于迭代搜索的启发式算法很好地解决了此问题。仿真结果表明该算法可以提高网络吞吐量,降低延迟。

关键词:无线 Mesh 网络;路由分配;信道分配;网络吞吐量;端到端延迟

中图分类号:TP393;TN929.52

文献标识码:A

文章编号:1673-629X(2014)07-0110-06

doi:10.3969/j.issn.1673-629X.2014.07.028

Research on Routing and Channel Allocation Joint Algorithm in WMNs

YANG Ling¹, CHEN Qi-song², WU Mao-nian¹

(1. College of Science, Guizhou University, Guiyang 550025, China;

2. Modern Educational Technology Center, Guizhou University of Finance and Economics, Guiyang 550025, China)

Abstract:In wireless Mesh networks, by use of the multiple radio frequency interfaces and multiple channel transmission, routers can effectively increase network throughput and reduce the interference. The purpose of researching on routing and channel assignment is to enlarge the network capacity and avoid much delay. In this paper, the problem of multiple interface and channel routing and channel assignment in wireless Mesh network are to be considered, the mixed integer linear programming model is established on basis of the routing constraint, channel constraint, interference constraint and broadband channel. In addition, a heuristic algorithm on count of iteration is presented to solve this problem effectively. The result of simulation shows that the algorithm can improve network throughput and decrease end-to-end delay.

Key words:wireless Mesh network; routing assignment; channel allocation; network throughput; end-to-end delay

0 引言

无线 Mesh 网络与传统的网络技术相比有诸多优点,已成为当前无线网络接入技术的研究热点^[1]。它是一种自组织自配置的多跳无线网络,其网络结构如图1所示。

路由节点(Mesh Router, MR)和客户端节点(Mesh Client, MC)构成了 WMN 的主体。传统的无线网状网中,每个 MR 都是单接口,众多无线链路共享一条信道。由于受到信道容量和干扰^[2]的影响,网络能力受到了严重限制。通过利用多接口多种信道来代替无线网状网的单信道大大提高了网络容量^[3]。如

IEEE 802.11b/g 的和 IEEE 802.11a 频段内分别有 3 个和 12 个非重叠的信道^[4]。

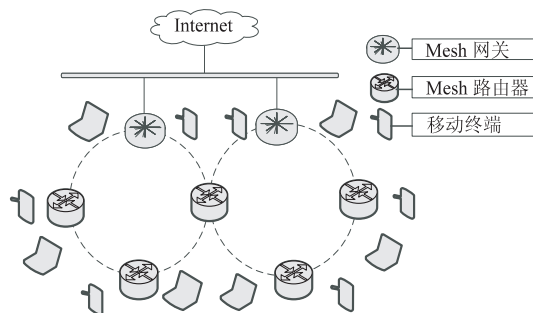


图1 无线 Mesh 网络组网图

收稿日期:2013-10-10

修回日期:2014-01-16

网络出版时间:2014-04-24

基金项目:国家自然科学基金资助项目(61262029)

作者简介:杨 玲(1987-),男,硕士研究生,研究方向为智能处理及应用、网络通信;陈其松,硕士生导师,研究方向为信号与图像处理、自动化控制;吴茂念,硕士生导师,研究方向为人工智能、数理逻辑。

网络出版地址: <http://www.cnki.net/kcms/detail/61.1450.TP.20140424.0842.098.html>

近年来,众多学者在此问题上做了大量研究^[5-9],但多数都存在着适用性差,比较局限等问题。文献[5]针对无线 Mesh 网络接口分配、信道分配和路由分配问题提出了一个局部迭代搜索算法。此算法在网络吞吐量及干扰方面获得了较好的效果,但有着比较高的时延和丢包率,具有一定的局限性。文献[6]研究了射频接口布局问题和信道分配问题,通过研究如何以最佳方式将有限数量射频接口卡(Network Interface Card, NIC)进行合理布局来使网络的整体成本最小。而对于信道分配,研究如何以最佳方式分配信道链接和射频接口来减少链路干扰和竞争。但没有降低在时延及丢包率方面的性能。文献[7]提出了一种基于信号干扰检测的路由度量机制(ISB)。为了正确地反应背景噪声,在路由协议中用 Bellman-Ford 和 Dijkstra 算法来计算路径,网络吞吐量得到了极大改善,但时延和丢包率并没有得到提高。而文献[8-9]综合了信道干扰、射频接口数量、路由跳数等基本因素。分别提出了一种按需路由协议和适时更新源节点和目的节点间的路由路径,都不同程度地提高了网络吞吐量,但由于射频接口等资源的限制,其适用性较差,不适合大规模部署。

文中对无线 Mesh 网络中信道与路由分配问题作了统一考虑,并根据跳的约束、逻辑链路约束、干扰约束、宽带约束等建立了一个混合整数线性规划模型并提出了基于迭代搜索的启发式算法。该算法根据网络拓扑包流的增加情况下节点的瓶颈值来判断是否需要增加额外的无线链路来进行分流传输。主要实现了以下功能。

- (1)模型充分考虑了路由中可用的 NIC 数量、信道数量、通信距离及干扰距离;
- (2)模型充分考虑了相邻节点间允许有多条逻辑链路,增加了网络吞吐量;
- (3)模型充分考虑了链路约束、干扰约束、宽带约束,仿真结果表明该算法可以达到更高的网络吞吐量及更低的延迟。

1 问题描述

将 WMN 网模拟为一个无向图 $G(V, E)$, 其中 V 表示所有的顶点, E 表示所有边, $n = 1, 2, \dots, |V|$ 。每个节点的通信半径都用 r_T 表示, 对于 $e_{mn} \in E$ 边的物理距离 $d(m, n)$ 满足 $E = \{(m, n) | d(m, n) \leq r_T\}$ 。所有的干扰链路用 $I(e_{pq})$ 表示。假设对于任意的节点 n 在 m 的通信范围 R_T 内, 则在 E 中从节点 m 到 n 就有一个对称链接 e_{mn} 。

每个无线路由器装备了 K 个射频接口, 有 I 个正交信道可用, 且假设网关有线链路的带宽是无限的,

MR 之间的无线链路的速率用 C 表示(如 54 Mbps)。这里定义一个逻辑控制变量 x_{mn}^i , 当节点 m, n 用信道 i 连接时则为 1, 否则为 0。即:

$$x_{mn}^i = \begin{cases} 1, & \text{若节点 } m, n \text{ 使用信道 } i \text{ 连接} \\ 0, & \text{否则} \end{cases} \tag{1}$$

同时为了建立逻辑链接, 节点 m, n 必须分配相同的通道来和其他节点连通。即:

$$x_{mn}^i = x_{nm}^i, \forall m, n \in V, e_{mn} \in E, \forall i \in I \tag{2}$$

符号说明见表 1。

表 1 符号说明

符号	含义
$G(V, E)$	网络拓扑图, 包含节点集 V 和边集 E
K	配备的无线射频接口数量
I	可用的正交信道数量
C	每条链路的标称速率
h_{sd}^G	源汇节点的最小路径长度(最小跳)
Λ	$(0, 1]$ 内的预期链接利用率的上界
Γ	$[1, +\infty)$ 的路由路径拉伸因子
γ^{sd}	源汇节点间的预知交通
x_{mn}^i	若 m, n 用信道 i 连接则为 1, 否则为 0
$I(e_{mn})$	链路 e_{mn} 所有可能的干扰链路集
γ_{mn}^i	链路 e_{mn} 在信道 i 上的传输速率
λ_{mn}	所有经过 e_{mn} 的业务流, 即负载
S_i	节点使用信道 i 的频繁次数统计
λ_{mn}^{sd}	$s \rightarrow d$ 方向上链路 e_{mn} 的业务流
$i(e_{mn})$	分配给链路 e_{mn} 的信道
λ_m^i	节点 m 的聚合流量
$\chi_{mn, sd}^i$	若从源节点 s 到目的节点 d 通信时在信道 i 上流量经过 m, n 则为 1, 否则为 0

2 模型建立

建模时需考虑以下约束: 跳的约束、逻辑链路约束、链路宽带约束、干扰约束、流守恒、信道选择、目标函数。

2.1 跳的约束

这里需要定义一个二元路由变量 $\chi_{mn, sd}^i$, 当流量在 $s \rightarrow d$ 的方向链路上通信时经过节点 m, n 并使用信道 i 连接则为 1, 否则为 0。

但有时, 相邻节点之间可能存在多条链路, 如此便可能存在多条路由路径。所以当多条链接使用不同通道时, 数据包往往会在不同链路和信道上等待。因此, 如果在邻居节点对之间的包流属于同一个流使用并行链接, 可能会导致数据包到达顺序紊乱, 从而提高了丢包率。为了避免这个问题, 每个流的路由数据包与每一个邻居节点只有一个可用的逻辑链路。即:

$$0 \leq \sum_{i=1}^I \chi_{mn, sd}^i \leq 1, \forall s, d, m, n \in V, i \in I \tag{3}$$

在实时传输过程中不可能牺牲网络延迟来选择较长的路径长度, 这里就必须对跳的次数加以限制。因

此必须对 $s \rightarrow d$ 内的所有路由路径长度提供一个拉伸因子 $\Gamma \in [1, +\infty)$ 加以控制,使 $s \rightarrow d$ 内的所有路径长度都控制在 $\Gamma \cdot h_{sd}^c$ 以内,即:

$$\sum_{e_{pq} \in E} \sum_{i \in I} \chi_{mn, sd}^i \leq \Gamma \cdot h_{sd}^c, \forall p, q, s, d \in V \quad (4)$$

此式限制了图 G 中基于 Γ 的最大路径长度及可行域。

2.2 逻辑链路约束

为了计算经过节点 m 的逻辑链路总数,定义了如下变量来控制网络的连通性:

$$y_m^i = \begin{cases} 1, & \text{若存在 } n \in V, e_{mn} \in E, s \cdot tx_{mn}^i = 1 \\ 0, & \text{否则} \end{cases} \quad (5)$$

从上式可知 $\sum_{i=1}^I y_m^i$ 表示节点 m 与它的所有邻居节点所建立的逻辑链路的总数。且 $\sum_{i=1}^I y_m^i$ 不可能比节点 m 上的可用射频接口数量更大,即满足:

$$\sum_{i=1}^I y_m^i \leq K, \forall m \in V \quad (6)$$

显然,逻辑链路的数量是基于节点 m 的连通性成立的情况下而产生的,即满足:

$$0 \leq y_m^i \leq \sum_{n \in V, e_{mn} \in E} x_{mn}^i \quad (7)$$

2.3 链路带宽约束

对于网络拓扑的任一逻辑链路的传输速率来说,它不可能比标称链路还大,通常情况下都在此链路上给出一个利用率的上限,包流的传输只有控制在此范围之内链路才是畅通的,即链路 e_{mn} 在信道 i 上的传输速率满足:

$$y_{mn}^i \leq \Lambda \cdot C, \forall e_{mn} \in E, i \in I \quad (8)$$

而对于经过节点 m 且在信道 i 上传输的流量总和即为 m 与它的邻居在信道 i 上(避免干扰)建立的所有通信链路之和。即:

$$\lambda_{mn}^i = \sum_{n \in V} y_{mn}^i, \forall e_{mn} \in E, i \in I \quad (9)$$

在网络中用户的请求包数量通常情况下是有一个预期的估计的,那么,节点 m 在信道 i 上的总交通则必大于在从 $s \rightarrow d$ 的方向链路上所经过 e_{mn} 的预期交通才能保证系统的畅通,即有:

$$\lambda_{mn}^{sd} \geq \sum_{\forall s, d \in V} \chi_{mn, sd}^i \cdot Y^{sd}, \forall i \in I, e_{mn} \in E \quad (10)$$

直观上看,当一个较大的预期交通包流需要传输时,为了避免过多的延时,节点 m 必须与自己的邻居创建部分新的逻辑链路来保障所必须的交通需求。

2.4 干扰约束

实验证明,如果任意两个逻辑链接 e_{mn}, e_{uv} 在同一信道的传输时至少在四对节点对 $(m, u), (m, v), (n, u)$ 和 (n, v) 其中任意一个的干扰半径 r_i 以内时,那么此两个链路之间就是相互干扰的^[5]。在这里,所

有在 e_{mn} 干扰范围内的逻辑链路数量用 $I(e_{mn})$ 表示,而为了表述链路 e_{mn} 的干扰度,需先定义 $I(i(e_{mn}) = i(e_{pq}))$,若两条链路分配相同的信道则为 1,否则为 0。显然链路 e_{mn} 的干扰度^[10]可表示为:

$$|I(e_{mn})| = \sum_{e_{pq} \in I(e_{mn})} I(i(e_{mn}) = i(e_{pq})) \quad (11)$$

由此可知图 G 的干扰度为:

$$|I(E)| = \sum_{e_{mn} \in E} |I(e_{mn})| \quad (12)$$

对于业务流来说,从 $s \rightarrow d$ 的方向链路上链路 e_{mn} 上的流量为:

$$\lambda_{mn}^{sd} = \sum_{i=1}^{|I|} \chi_{mn, sd}^i \cdot Y^{sd}, \forall s, d \in V \quad (13)$$

由于可用的信道数量远小于链路数量,因此必有一部分流量操作在相同的信道上,此时若处于同一干扰区域内,干扰将不可避免,网络容量也会降低^[11]。通常情况下为了便于计算,在干扰区内链路 e_{mn} 的实际容量一般定义为:

$$\sum_{i \in I} y_{mn}^i = \frac{C}{1 + |I(e_{mn})|} \quad (14)$$

2.5 流守恒

若 m 节点就是源节点,则它流出的流量就为整个系统的流量 Y^{sd} ,若 m 节点是目的节点,则它流进的流量就为整个系统的负流量 $-Y^{sd}$ 。若 m 是 sd 其中的一个,则它流进与流出的流量就必须相等^[12],即:

$$\sum_{n \in N} \sum_{i=1}^I x_{mn}^i Y^{sd} - \sum_{m \in N} \sum_{i=1}^I x_{nm}^i Y^{sd} = \begin{cases} Y^{sd}, & \text{if } s = m \\ 0, & \text{otherwise} \\ -Y^{sd}, & \text{if } d = m \end{cases} \quad (15)$$

2.6 信道选择

可以先对主用户当前未占用的每个信道做使用频繁次数统计,即主用户曾经占用这个信道的频繁次数。假设主用户占用过的信道集合用 $S = \{S_1, S_2, \dots, S_6\}$ 表示,每个节点信道 i 使用频繁次数统计表示为: $S_i =$

$$\sum_{n \in V} x_{mn}^i \circ$$

2.7 目标函数

显然,逻辑链路的数量如果少于接口数量,则此网络是比较稳定的,但一旦出现瓶颈,代表此节点的逻辑链路总数超过了可用的射频接口数量,此时必然将建立新的逻辑链路。对于节点是否需要建立新的逻辑链路将等待的流量并行传送取决于目前与邻居建立的逻辑链路总数与节点拥有的射频接口的差,用 α_m 来表示这个差值,即:

$$\alpha_m = \sum_{n \in V} \sum_{i=1}^I x_{mn}^i - \sum_{i=1}^I y_m^i \quad (16)$$

但对于任意规模的网络拓扑来说,考虑到建设成本与复杂度等因素,每个接入点的射频接口数量不可

能没有限制。并且无论网络拓扑网有多么的庞大与复杂,也不是每个节点都需要建立并流传输,因此节点 m 的接口数量与链路数量的差一般来说是不超过 3 的。

(1) 若 $\alpha_m \leq 0$ 时,说明网络在拥挤需要无线射频接口来建立新的并发链路,从这个角度来说,只能尽量减少瓶颈,使实际的传输与限定最大的伸缩值的范围内的传输速率之差最小,则目标函数为:

$$\delta_{\min} = \min_{\substack{m, n \in V, e_{mn} \in E, \\ i \in \{1, \dots, I\}, x_{mn}^i = 1}} \left(\sum_{n \in V} \sum_{i=1}^I y_{mn}^i - \sum_{i=1}^I \Lambda \cdot \lambda_m^i \right) \quad (17)$$

(2) 若 $\alpha_m > 0$,则表示可以找到这样一些并发链路,对于突发式的网络吞吐量的增加能有效地缓解。此时可以根据情况找出一对或者多对的并发链路来提升网络吞吐量。由于资源有限规定 $|\alpha_m| \leq 3$,即无线链路网卡数量之差不会超过 3。此时目标函数达到完美平衡,即:

$$\begin{aligned} \max \min \left(\sum_{i \in I} y_{mn}^i - \lambda_{mn} \right) = \\ \max \min \left(\frac{C}{1 + |I(e_{mn})|} - \lambda_{mn} \right) \end{aligned} \quad (18)$$

3 算法提出

文中提出的 T_Mesh 算法分为两个阶段:第一个阶段是对较小规模的业务需求时的信道和路由选择,在第一阶段中,由于网络容量比较充足,按照相应的约束优先对负载较大的链路进行分配,此时只需要考虑网络节点的干扰和瓶颈。按照初始设定的瓶颈阈值 Λ 及此时链路在干扰情况下的传输率与负载的差达到平衡的思想,既可以满足网络的畅通又避免了较高的时延。

算法 1:

步骤 1:设置初始状态时最大的迭代次数;

步骤 2:设置任意两个相邻节点在信道 1 上是连通的,在其他信道上都不连通;

步骤 3:随机选择 p, q 使得 $e_{mn} \in E$ 并计算 α_m 的值并判断是否需要增链;

步骤 4:如果 $\alpha_m \leq 0$,则计算 δ_{\min} 并满足约束

$$\begin{cases} x_{mn}^i \in \{0, 1\} \\ \chi_{mn, sd}^i \in \{0, 1\} \\ y_{mn}^i \leq \Lambda \cdot C \\ \lambda_{mn}^{sd} \geq \sum_{\forall s, d \in V} \chi_{mn, sd}^i \cdot Y^{sd} \\ \sum_{i \in I} y_{mn}^i = \frac{C}{1 + |I(e_{mn})|} \\ \sum_{e_{pq} \in E} \sum_{i \in I} \chi_{mn, sd}^i \leq \Gamma \cdot h_{sd}^C \end{cases}$$

步骤 5:回到步骤 3 直到第 $t+1$ 次迭代满足 $x_{mn}^i[t]$

$+ 1] = x_{mn}^i[t]$ 时迭代终止;

步骤 6:输出相应的 x_{mn}^i 。

第二阶段算法是基于迭代搜索思想相对于较大规模网络传输时利用增链来进行信道分配的。当网络的业务需求遇到突发式增加时,显然第一阶段算法并不能满足网络需求,此时便要判断节点是否需要增加链路来分别传输。这些都取决于 α_m 的取值判断,若大于零则必须增加链路来完成网络服务。此时从网络中选择使用率最小的信道联合并未启用的接口卡分配,并充分考虑模型中的干扰和宽带约束进行分配。

算法 2:

步骤 1:设置该集合为 $S = \{S_1, S_2, \dots, S_6\}$ 并作升幂排列;

步骤 2:设置每一个节点对 s, d 中 m 为源节点使得 $\chi_{mn, sd}^i = 1$, 计算出需要增链的节点;

步骤 3:若 $\alpha_m = 1$,找到组合 $\langle q, i^1 \rangle$, 其中 i^1 表示使用率最低的信道;如果 $\alpha_m = 2$,找到组合 $\langle q, i^1 \rangle$ 、 $\langle q, i^2 \rangle$;否则找到需要增链的三对组合。

步骤 4:计算目标函数(2)并满足约束

$$\begin{cases} x_{mn}^i \in \{0, 1\} \\ \chi_{mn, sd}^i \in \{0, 1\} \\ y_{mn}^i \leq \Lambda \cdot C \\ \lambda_{mn}^{sd} \geq \sum_{\forall s, d \in V} \chi_{mn, sd}^i \cdot Y^{sd} \\ \sum_{i \in I} y_{mn}^i = \frac{C}{1 + |I(e_{mn})|} \\ \sum_{e_{pq} \in E} \sum_{i \in I} \chi_{mn, sd}^i \leq \Gamma \cdot h_{sd}^C \end{cases}$$

步骤 5:否则,回到步骤 3,当 m 为目的节点 d 时终止;

步骤 6:输出相应的 x_{mn}^i 。

其中,逻辑控制变量与二元路由变量分别表示节点的连通性与路由的选择,且值都属于 0 或 1。当它们等于 1 时,表示节点间选择了一条连通信道和可行路径。否则,表示没有分配相应的可用信道和可行路径。同时,在约束条件中两个阶段的算法还必须满足逻辑链路约束和业务带宽的容量需求约束以及相关的必要约束条件。

4 仿真实验与分析

4.1 仿真参数与仿真场景

文中采用 OPNET Modeler14.5 网络仿真软件^[13-14]对文中提出的信道分配算法进行仿真。期间将建立仿真场景将 M_Mesh 算法与文献[5]中对逻辑链路的负载平衡问题所提出的 T_Mesh 模型及基于局部最优的迭代搜索算法分别在时延、吞吐量、端到端延

迟等方面进行比较。本次仿真的物理层和 MAC 层协议都是基于无线个域网 IEEE 802.15 的 AODV 协议。仿真的范围为 $1\,000\text{ m} \times 1\,000\text{ m}$, 以 4×4 的网格方式组网, 其中包括 2 个网关和 14 个路由器。仿真业务为偏重的 FTP 流, 标称速率为 54 Mbps, 通信距离和干扰距离分别为 250 m 和 450 m, 仿真时间为 300 s。

4.2 仿真结果分析

图 2 给出了 M_Mesh 与 T_Mesh 算法在 6 个可用的无线信道情况下发送相同包大小的数据时所获得的网络吞吐量的比较。由图可知, 在初级阶段, 两者的吞吐量几乎以同样的速度增加, 当进行到一定阶段两者之间有着明显的差距。此时 M_Mesh 获得的网络吞吐量要好, 约提高了 23%。但业务流达到一定规模时, M_Mesh 所获得的的吞吐量有所降低, T_Mesh 则一直趋于稳定。这是因为 M_Mesh 算法是一种基于负载均衡的信道分配算法, 该算法首先根据链路的负载进行分配, 然后再根据节点的负载程度进行是否需要增链, 无线链路的增加自然增加了干扰的可能性。因此, 利用率便有所降低。

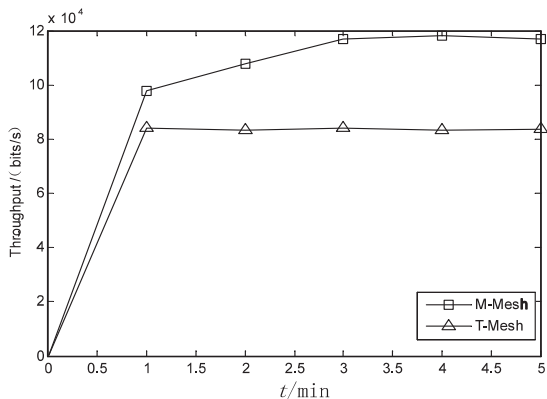


图 2 网络吞吐量比较

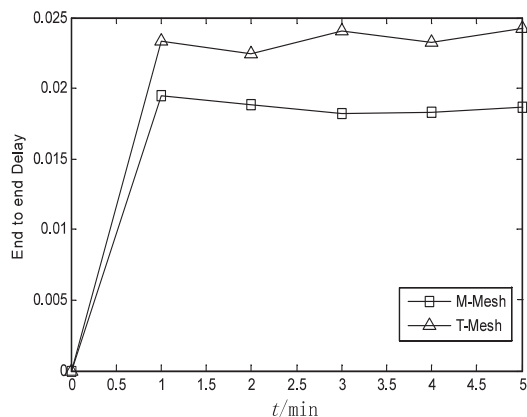


图 3 端到端的延迟比较

图 3 表示 M_Mesh 与 T_Mesh 算法在相同网络负载下端到端时延的变化对比。两者在整体上都有着端到端的延迟情况, 但明显 M_Mesh 比 T_Mesh 的延迟要低, 最高时相差可达约 0.012 s, 前者网络性能较好。这是因为当前者一旦出现瓶颈时会自动根据网络的干

扰程度寻找增链来传输, 从而减少了数据包传输等待的时间, 延迟自然就降低。所以, 当网络负载加重时, M_Mesh 算法也可以较好地适应网络业务流量的需求变化, 网络性能比 T_Mesh 算法要更具优势。

图 4 表示 M_Mesh 与 T_Mesh 算法在相同网络负载下数据业务平均交通变化。显然, 在相同的可用信道数目和数据业务情况下, M_Mesh 比 T_Mesh 业务平均接受率的增加速度要快得多, 当传输进行到一定阶段时虽两者的平均接受率都趋于平均, 但最高时相差可达约 15 000 bits/s。这是由于 M_Mesh 算法增加了无线链路致使网络系统的传输能力的提高所致。

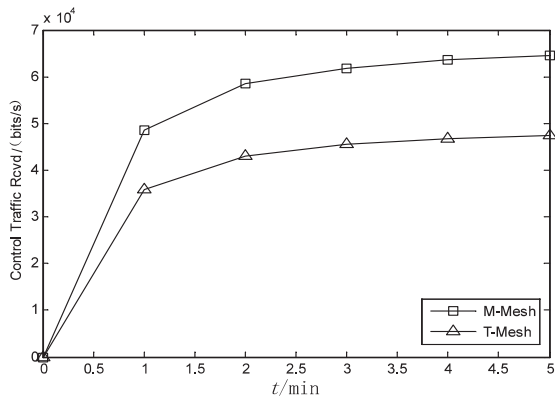


图 4 数据业务平均接受率比较

图 5 表示 M_Mesh 与 T_Mesh 算法的平均时延变化情况。从图中可看出 T_Mesh 算法出现瓶颈的可能性较大, 特别是在传输的初始阶段, 一旦逻辑链路的负载增加而又没有找到相应的路径和合适的信道情况下, 虽然之后会出现延迟稳定, 但整个网络的平均延迟最高可达 0.3 s。而 M_Mesh 算法的平均时延始终维持在一个比较低的水平。

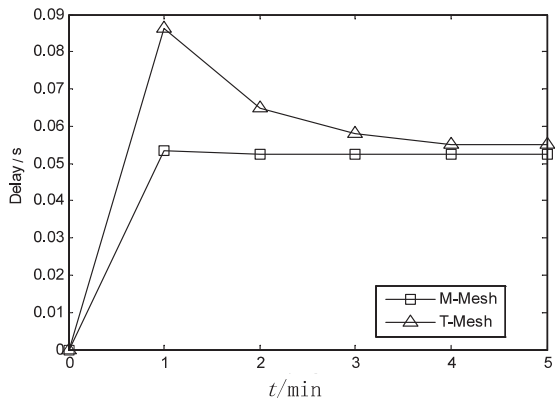


图 5 平均时延比较

5 结束语

文中研究了无线 Mesh 网络中路由和信道分配问题, 旨在网络资源有限, 且满足逻辑链路、干扰及交通需求等约束情况下优化网络性能。文中首先将问题模拟成一个混合整数线性规划 (MILP) 模型, 然后提出一

个基于局部迭代搜索思想的启发式算法 M_Mesh,以获得最优的解决方案,并通过仿真实验与文献[4]中的模型 T_Mesh 进行比较。仿真结果表明文中提出的算法能够获得较高网络吞吐量及较低端到端延迟。同时表明该算法能较好地应用于大规模 WMN 拓扑,对网络中出现的突发式的流量包大量增加时也能良好的运行。

由于文中在网络模拟时只考虑了上行流的情况,并未同时考虑上行流与下行流,因此联合这两个方面也是文中未来的研究方向。在未来的研究中,还将涉及 Mesh 网络中网关位置和接口卡位置达到最优的 WMN 规划。

参考文献:

[1] 罗军舟,吴文甲,杨 明. 移动互联网:终端、网络与服务[J]. 计算机学报,2011,34(11):2029-2051.

[2] Akyildiz I F, Wang Xudong, Wang Weilin. Wireless mesh networks; a survey[J]. Computer Networks, 2005, 47(4):445-487.

[3] Chen Qun, Zhou Jian. EAP strategy of WLAN's security authentication [J]. Computer Technology and Development, 2008, 18(9):123-126.

[4] 陆许明,蔡春晓,谭洪舟,等. 适用于 802.11a/g 的频率同步和信道估计联合算法[J]. 电子技术应用, 2013, 39(10):109-111.

[5] Mohsenian-Red A H, Wong V W S. Joint logical topology design, interface assignment, channel allocation and routing for multi-channel wireless Mesh network[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2007, 6(12):4432-4440.

(上接第 109 页)

SIP 协议的通讯域进行对接并没有太多的关注,可以在这个方向上进行研究。

参考文献:

[1] Handley M, Schulzrinne H, Schooler E, et al. SIP: session initiation protocol[S]. RFC 2543, 1999.

[2] 程晓亮. 基于 SIP 协议的 NGN 网络多媒体会议系统研究及实现[D]. 成都:电子科技大学, 2005.

[3] Schulzrinne H, Rosenberg J. Signaling for Internet telephony [C]//Proc of sixth international conference on network protocol. Austin, TX: IEEE, 1998:298-307.

[4] Rosenberg J, Schulzrinne H, Camanilo G. SIP: session initiation protocol[S]. RFC 3261, 2002.

[5] 张永强,张捍东,赵金宝. SIP 协议栈研究[J]. 计算机技术与发展, 2007, 17(11):49-51.

[6] 王 南,孙保锁,王月平. PPSIP 系统中 NAT 穿越方案的研究和设计[J]. 计算机技术与发展, 2009, 19(10):66-

[6] Wu Wenjia, Luo Junzhou, Yang Ming, et al. Joint interface placement and channel assignment in multi-channel wireless mesh networks[C]//Proc of IEEE 10th international symposium on parallel and distributed processing with applications. Leganes: IEEE, 2011:395-402.

[7] 姬文江,马建峰,张俊伟,等. 多接口多信道无线 Mesh 网中一种基于信号干扰监测的路由度量机制[J]. 通信学报, 2013, 34(4):158-164.

[8] 刘 峰,张 庆,夏宏飞. 无线 Mesh 网络联合信道分配和路由协议研究[J]. 计算机技术与发展, 2010, 20(8):29-32.

[9] 束永安,洪佩琳,卢汉成,等. 一种基于干扰模型的无线网状网自适应路由策略[J]. 小型微型计算机系统, 2008, 29(1):12-16.

[10] 张招亮,陈海明,黄庭培,等. 无线传感器网络中一种抗无线局域网干扰的信道分配机制[J]. 计算机学报, 2012, 35(3):504-517.

[11] 李陶深,韦亚欢,葛志辉. 基于最大流的无线 mesh 网络负载均衡信道分配算法[J]. 通信学报, 2012, 33(Z1):35-40.

[12] Gardellin V, Dasb S K, Lenzini L, et al. G-Pamela: a divide-and-conquer approach for joint channel assignment and routing in multi-radio, multi-channel, wireless mesh networks [J]. Journal of Parallel and Distributed Computing, 2011, 71(3):381-396.

[13] 陈 岩,董淑福,蒋 磊. OPNET 网络仿真技术及其应用研究[J]. 计算机技术与发展, 2009, 19(2):199-201.

[14] 陈 敏. OPNET 网络仿真[M]. 北京:清华大学出版社, 2004.

69.

[7] Rosenberg J, Schulzrinne H. SIP: locating SIP servers[S]. IETF RFC 3263, 2002.

[8] 张 荣,武 波. SIP 协议的应用研究[J]. 计算机技术与发展, 2006, 16(6):71-73.

[9] 李 琳,柴乔林,袁春阳. H. 323 与 SIP 在 VOIP 应用中的实现及比较[J]. 计算机应用, 2002, 22(9):74-76.


[10] 曾庆珩,胡瑞敏,边学工. 基于 SIP 的集中式会议控制模型及实现[J]. 计算机工程, 2005, 31(3):198-200.

[11] 中华人民共和国通信行业标准. 会话初始协议技术要求(第一部分)基本的会话初始协议[S]. 2003.

[12] 司瑞锋,韩心慧,龙 勤,等. SIP 标准中的核心技术与研究进展[J]. 软件学报, 2005, 16(2):239-250.

[13] 糜正琨. IP 网络电话技术[M]. 北京:人民邮电出版社, 2000.

[14] 童晓渝,李安渝,方旭明,等. 软交换技术与实现[M]. 成都:西南交通大学出版社, 2004.

作者: 杨玲, 陈其松, 吴茂念, YANG Ling, CHEN Qi-song, WU Mao-nian
作者单位: 杨玲, 吴茂念, YANG Ling, WU Mao-nian(贵州大学 理学院, 贵州 贵阳, 550025), 陈其松, CHEN Qi-song(贵州财经大学 现代教育技术中心, 贵州 贵阳, 550025)
刊名: 计算机技术与发展 
英文刊名: Computer Technology and Development
年, 卷(期): 2014(7)

参考文献(14条)

1. 罗军舟;吴文甲;杨明 移动互联网:终端、网络与服务 2011(11)
2. Akyildiz I F;Wang Xudong;Wang Weilin Wireless mesh net-works:a survey 2005(04)
3. Chen Qun;Zhou Jian EAP strategy of WLAN' s security au-thentication 2008(09)
4. 陆许明;蔡春晓;谭洪舟 适用于802. 11a/g的频率同步和信道估计联合算法 2013(10)
5. Mohsenian-Red A H;Wong V W S Joint logical topology de-sign,interface assignment,channel allocation and routing for multi-channel wireless Mesh network 2007(12)
6. Wu Wenjia;Luo Junzhou;Yang Ming Joint interface placement and channel assignment in multi-channel wireless mesh networks 2011
7. 姬文江;马建峰;张俊伟 多接口多信道无线Mesh网中一种基于信号干扰监测的路由度量机制 2013(04)
8. 刘峰;张庆;夏宏飞 无线Mesh网络联合信道分配和路由协议研究 2010(08)
9. 束永安;洪佩琳;卢汉成 一种基于干扰模型的无线网状网自适应路由策略 2008(01)
10. 张招亮;陈海明;黄庭培 无线传感器网络中一种抗无线局域网干扰的信道分配机制 2012(03)
11. 李陶深;韦亚欢;葛志辉 基于最大流的无线mesh网络负载均衡信道分配算法 2012(z1)
12. Gardellin V;Dasb S K;Lenzini L G-Pamela:a divide-and-conquer approach for joint channel assignment and rou-ting in multi-radio,multi-channel,wireless mesh networks 2011(03)
13. 陈岩;董淑福;蒋磊 OPNET网络仿真技术及其应用研究 2009(02)
14. 陈敏 OPNET 网络仿真 2004

本文链接: http://d.wanfangdata.com.cn/Periodical_wjfz201407028.aspx