

无线 Mesh 网络中满足带宽需求的路由器部署方法

吴文甲 杨 明 罗军舟

(东南大学计算机科学与工程学院 南京 211189)

摘 要 无线 Mesh 网络是移动互联网的一种重要接入方式,如何合理、高效地部署 Mesh 路由器(Mesh Router, MR),从而以较低的部署成本获得较好的网络性能,是当前的研究热点.文中首先给出一种分层的部署场景模型及相关假设,并在此基础上利用混合整数线性规划方法对 MR 部署问题进行形式化描述;然后提出一种基于网络流的 MR 部署贪心算法 NF Greedy,该算法以迭代的方式从 MR 候选位置集中选择权重最大的节点进行相应的节点部署,其中节点权重定义为当前网络可满足的最大用户带宽需求的平均增量,可利用网络流方法进行求解;最后通过一系列仿真实验将 NF Greedy 算法与现有算法进行对比,实验结果表明该算法与基于 MILP 的算法相比,虽然所部署的 MR 数量略多,但是能适用于较大规模的 WMN;而与启发式的 ILSearch 算法相比,则大大减少了所部署 MR 的数量.

关键词 无线 Mesh 网络; Mesh 路由器部署; 用户带宽需求; 混合整数线性规划; 最大流

中图法分类号 TP393 **DOI 号** 10.3724/SP.J.1016.2013.00000

A Bandwidth-Aware Router Placement Scheme for Wireless Mesh Networks

WU Wen-Jia YANG Ming LUO Jun-Zhou

(School of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing 211189)

Abstract Wireless mesh networking is one of the most important access technologies for Mobile Internet, and the problem concerning how to deploy mesh routers (MRs) reasonably and efficiently has been attracting increasingly more attention from research community, in order to achieve better network performance with relatively low deployment costs. In this paper, firstly, we present a hierarchical deployment scenario model and related assumptions. On this basis, the problem of MR placement is formulated as a mixed integer linear programming (MILP) issue. Then, we propose a novel network-flow-based greedy algorithm for MR placement, called NF Greedy, which iteratively selects the node with maximum weight from MR candidates and deploys the corresponding MRs. The node weight is defined as the average increment of available bandwidth requirements in current iteration, which can be obtained by network flow method. Finally, we conduct simulation experiments through which the proposed algorithm is compared with existing algorithms, and the results show that the deployed MRs of our algorithm are only a little more than that of the MILP based algorithm, and are significantly fewer than that of the heuristic ILSearch algorithm. Moreover, the simulation results also demonstrate that our algorithm can be well applied in large-scale WMNs where the solutions of the MILP based algorithm cannot be obtained.

Keywords wireless mesh networks; mesh router placement; bandwidth requirements; mixed integer linear programming; maximum flow

收稿日期:2012-02-06;最终修改稿收到日期:2012-12-26. 本课题得到国家“九七三”重点基础研究发展规划项目基金(2010CB328104)、国家自然科学基金(61272054,61070161,61202449,61003257)、国家“八六三”高技术研究发展计划项目基金(2013AA013503)、国家科技支撑计划课题基金(2010BAI88B03,2011BAK21B02)、国家核高基科技重大专项基金(2010ZX01044-001-001)、高等学校博士学科点专项科研项目基金(20110092130002)、江苏省自然科学基金重点项目(BK2008030)、江苏省网络与信息安全重点实验室基金(BM2003201)和计算机网络和信息集成教育部重点实验室基金(93K-9)资助. 吴文甲,男,1983年生,博士,主要研究方向为无线网络. E-mail: wjwu@seu.edu.cn. 杨 明,男,1979年生,博士,副教授,主要研究方向为网络安全、无线网络. 罗军舟,男,1960年生,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为下一代网络体系结构、协议工程、网络安全与管理、网格与云计算、无线局域网.

因此,WMN 中的 MR 部署问题要比上述类似问题复杂得多。

Amaldi 等人^[11]针对 MR 部署问题建立基于 MILP 的数学模型,以最小化网络建设成本为目标,同时保证 MR 对所有终端的覆盖和 MR 到网关的连通。在该模型基础上,作者们提出了一个松弛启发式算法,提高了模型的求解效率。Franklin 等人^[12]提出了一种基于局部搜索的 MR 部署方法,根据部署区域中的用户密度,以最大化网络的覆盖和连通性为目标,以迭代的方式从候选 MR 中选择节点作为 MR,直到 MR 数量达到指定的部署数量为止。Srinivas 等人^[13]提出了一种 Mesh 骨干网的构建方法,分为两个阶段:在第 1 阶段,使用矩形条覆盖算法来部署节点,从而完成区域覆盖;在第 2 阶段,通过构建最小 Steiner 节点的 Steiner 树来实现节点间的连通。Wang 等人^[14]提出一种启发式部署算法 ILSearch,在保证网络覆盖、连通和用户带宽需求的前提下,部署最少数量的 MR,同时还考虑到链路的多速率特性和链路干扰。ILSearch 算法分为覆盖 MR 的部署和转发 MR 的部署两个阶段:在第 1 阶段,以贪心策略部署最少数量的覆盖 MR 以完成对所有终端的覆盖;在第 2 阶段,部署最少数量的转发 MR,使得所有覆盖 MR 节点能够多跳连接到网关。Robinson 等人^[15]研究非均匀传播模型下的 MR 部署问题,考虑了无线信道的非均匀传播模型,链路存在与否取决于两节点之间的信号质量估计,将 MR 部署问题形式化为终端 Steiner 树问题,提出了近似算法,最小化 MR 数量的同时,使用最小次数的链路测量来确保所有骨干网链路是连通的。Hu^[16]提出了一种混合式的部署方法,根据用户带宽需求密度的不同,选择相应的部署策略。该方法包含先连通后覆盖和先覆盖后连通两种策略,当用户带宽需求密度低于某个设定的阈值时,采用先连通后覆盖的部署策略,否则采用先覆盖后连通的部署策略。此外,还可以利用遗传算法、粒子群算法等智能算法来解决 MR 部署问题^[17-18]。

综上所述,针对 MR 部署问题,现有的解决方法主要有以下三类:基于数学模型求解的部署方法^[11]、基于智能算法的部署方法^[17-18]和基于启发式算法的部署方法^[12-16]。基于数学模型求解的部署方法,计算复杂度大,当节点规模扩大时,解空间急剧增大,求解将变为不可能;基于智能算法的部署方法是全局优化方法,但其求解时间较长,存在着收敛速度慢、易陷入局部极值点等缺陷,如何控制收敛速度

还需要更为深入的研究;基于启发式算法的部署方法是当前的主流方法,但存在以下两方面的问题:(1)大多数工作将覆盖和连通割裂开来考虑,提出两阶段算法先后解决覆盖问题和连通问题,可能会部署较多的 MR,使得部署成本较高;(2)现有工作没有全面地考虑到一些重要因素,如用户带宽需求、MR 接入容量等。因此,本文联合考虑网络的覆盖和连通,提出一种基于网络流的 MR 部署贪心算法 NF Greedy,除了考虑降低部署成本、保证网络的覆盖和连通以及满足用户带宽需求,还兼顾到 MR 接入容量对 MR 部署的约束。

3 MR 部署问题分析描述

本文假设在一个二维的平面上进行 MR 部署,并在部署区域中预先给定一个或多个网关的位置。MR 部署受到电源供给、周边环境、设备放置等因素的限制,并非所有位置都可部署,因此在部署之前要进行选址工作,找出足够多的、可部署的位置。满足用户带宽需求是 MR 部署的基本要求之一,而需求分布是连续的,需要将其抽象成离散的需求分布,以便于问题求解^[20]。而 MR 选址和用户带宽需求离散化是 MR 部署的前期准备工作,不属于本文的研究范畴。本文在上述准备工作已完成的前提下,研究 MR 部署问题,从候选位置集中选择最少数量的 MR 以满足用户带宽需求。

结合 WMN 的结构特征和部署场景的相关信息,本节给出了一种分层的部署场景模型及相关假设,然后利用 MILP 方法对 MR 部署问题进行形式化描述。

3.1 部署场景模型及假设

定义 1. MR 候选位置(MR Candidate, MRC)是指在 MR 选址阶段确定的可部署位置。

定义 2. 用户需求点(User Demand Node, UDN)是指用户带宽需求经过离散化后形成的一些点,能够反映部署区域中用户带宽需求分布。每个 UDN 有相应的带宽需求值,用以反映其周边区域中用户的带宽需求。

本节给出了一种分层的部署场景模型,如图 2 所示。该模型分为骨干层和接入层两个层面,其中骨干层由一个或多个网关和若干 MRC 构成,而接入层则由 UDN 构成。节点之间的关系有两种,骨干层节点间的连接关系以及骨干层节点与 UDN 之间的覆盖关系,相关定义如下。

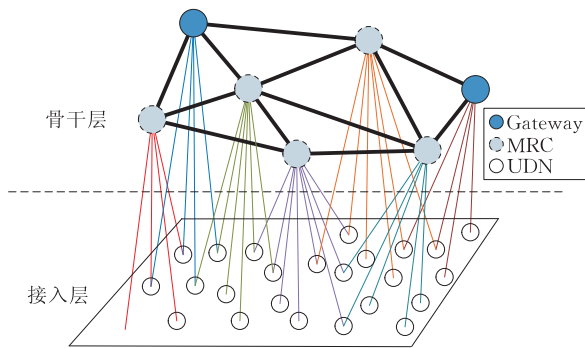


图 2 分层的部署场景模型

定义 3. 骨干层节点是指骨干层中的网关或 MRC, 其中网关是“实”节点, 对应于实际环境中已部署的网关; MRC 是“虚”节点, 尚未确定 MR 是否在该位置进行部署.

定义 4. 骨干层节点间的连接关系表示节点间可进行直接的无线通信. 给定节点的通信范围, 该节点与其通信范围内的节点具有连接关系.

定义 5. 骨干层节点与 UDN 之间的覆盖关系表示骨干层节点可为 UDN 所对应区域中的用户提供接入服务. 给定骨干层节点的覆盖范围, 该骨干层节点与其覆盖范围内的 UDN 具有覆盖关系.

针对上述部署模型, 本文还作出如下假设.

(1) 假设骨干层节点的覆盖范围是以该节点为中心的圆形区域, 其半径记为 R_C .

(2) 假设骨干层节点可提供给用户的接入带宽有限, 其接入容量记为 Cap .

(3) 假设骨干层节点的通信范围是以该节点为中心的圆形区域, 其半径记为 R_T .

(4) 假设骨干层节点间通信的带宽需求不受链路容量的限制, 可通过 802.11n、MIMO、多射频多信道等技术来满足其带宽需求.

(5) 假设骨干层节点间多跳通信的路径长度(跳数)有限制, 其最大跳数为 H .

(6) 假设每个 MR 的部署成本大致相同, 可用 MR 数量来反映部署成本.

(7) 假设 UDN 的带宽需求为下行带宽需求(从 Internet 到 UDN), 可扩展到双向的带宽需求.

3.2 问题的形式化描述

定义 6. 满足带宽需求的 MR 部署问题. 给定网关、MRC 和 UDN, 在满足所有 UDN 的带宽需求和保证所有 MR 到网关的连通的前提下, 从 MRC 集合中选择最少数量的节点作为 MR, 同时考虑到骨干层节点的接入容量对 MR 部署的约束.

为形式化地描述 MR 部署问题, 本文将使用下

列符号:

W : 骨干层节点集合, 集合大小记为 $m+g$, $W = \{\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_m, \dots, \omega_{m+g}\}$, 其中当 $i=1, 2, \dots, m$ 时, 节点 ω_i 是 MRC; 当 $i=m+1, m+2, \dots, m+g$ 时, 节点 ω_i 是网关;

V : MRC 集合, 集合大小记为 m , $V = \{\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_m\}$;

V_G : 网关集合, 集合大小记为 g , $V_G = \{\omega_{m+1}, \omega_{m+2}, \dots, \omega_{m+g}\}$;

U : UDN 集合, 集合大小记为 n , $U = \{u_1, u_2, \dots, u_n\}$;

Λ : UDN 带宽需求向量, $\Lambda = \{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_n\}$, 其中 λ_i 为 UDN u_i 的带宽需求值;

α : UDN 带宽需求总量, $\alpha = \sum_{j=1}^n \lambda_j$;

H : MR 到网关路径的最大长度(跳数);

$loc(p)$: 节点 $p \in W \cup U$ 的位置, 即二元组 $(loc(p).x, loc(p).y)$;

$dist(p, q)$: 节点 p 与 q 之间的距离, 即

$$\sqrt{(loc(p).x - loc(q).x)^2 + (loc(p).y - loc(q).y)^2};$$

BC : $(m+g) \times (m+g)$ 的连接关系矩阵, 其中元素 $b_{i,j}$ 表示骨干层节点 ω_i 与 ω_j 之间的连接关系, 若 $dist(\omega_i, \omega_j) \leq R_T$, 则 $b_{i,j} = 1$; 否则 $b_{i,j} = 0$;

Cov : $(m+g) \times n$ 的覆盖关系矩阵, 其中元素 $c_{i,j}$ 表示骨干层节点 ω_i 与 UDN u_j 之间的覆盖关系, 若 $dist(\omega_i, u_j) \leq R_C$, 则 $c_{i,j} = 1$; 否则 $c_{i,j} = 0$.

MR 部署问题是一个优化问题, 其优化目标为最小化 MR 数量, 同时要满足一系列的约束条件, 如 MR 对 UDN 的覆盖、MR 到网关的连通、UDN 的带宽需求和骨干层节点的接入容量等. 因此, 可利用 MILP 方法对该问题进行形式化描述, 建立其数学模型. 该模型使用三组决策变量, 具体包括 MR 选择变量集、UDN 关联变量集和骨干层路由变量集, 分别记为 X 、 Y 和 Z , 其相关定义如下.

定义 7. MR 选择是指从 MRC 集合中选择节点, 在其位置上部署 MR. 被选择的节点由“虚”节点 MRC 变为“实”节点 MR.

定义 8. UDN 关联是指将 UDN 关联到与其具有覆盖关系的一个或多个骨干层“实”节点(网关和 MR), 其流量需求由所关联的节点共同承担.

定义 9. 骨干层路由是指将 MR 聚合的流量需求通过多跳的 MR 传递到网关, 决定了骨干层“实”节点间通信的带宽需求.

根据上述定义, 下面给出这三组决策变量的具

体构成. MR 选择变量集 $X = \{x_1, x_2, \dots, x_m\}$, 其中 x_i 的取值为 1 或 0: $x_i = 1$ 表示 MRC w_i 被选作为 MR; $x_i = 0$ 表示 MRC w_i 没有被选作为 MR. UDN 关联变量集 $Y = \{y_{i,j} \mid i \in \{1, 2, \dots, m+g\} \wedge j \in \{1, 2, \dots, n\}\}$, 其中 $y_{i,j}$ 为连续变量, $0 \leq y_{i,j} \leq 1$, $y_{i,j}$ 表示骨干层节点 w_i 所承担的 UDN u_j 带宽需求的比例, 例如 $y_{i,j} = 0.5$ 表示骨干层节点 w_i 承担了 UDN u_j 50% 的带宽需求. 骨干层路由变量集 $Z = \{z_{i,j}^k \mid i, j \in \{1, 2, \dots, m+g\}, k \in \{1, 2, \dots, m\}\}$, 其中 $z_{i,j}^k$ 的取值为 1 或 0: $z_{i,j}^k = 1$ 表示链路 (i, j) 在节点 k 到网关的路径中; $z_{i,j}^k = 0$ 表示链路 (i, j) 不在节点 k 到网关的路径中.

基于上面定义的相关符号和决策变量, 本文给出满足带宽需求的 MR 部署问题的形式化描述, 即 MILP 数学模型, 如式(1)~(16)所示.

优化目标:

$$\min \sum_{i=1}^m x_i \quad (1)$$

约束条件:

$$y_{i,j} \leq x_i, \forall i \in \{1, 2, \dots, m\}, j \in \{1, 2, \dots, n\} \quad (2)$$

$$y_{i,j} \leq c_{i,j}, \forall i \in \{1, 2, \dots, m+g\}, j \in \{1, 2, \dots, n\} \quad (3)$$

$$\sum_{i=1}^{m+g} y_{i,j} = 1, \forall j \in \{1, 2, \dots, n\} \quad (4)$$

$$\sum_{j=1}^n \lambda_j \cdot y_{i,j} \leq Cap, \forall i \in \{1, 2, \dots, m+g\} \quad (5)$$

$$z_{i,j}^k \leq x_i, \forall i, k \in \{1, 2, \dots, m\}, j \in \{1, 2, \dots, m+g\} \quad (6)$$

$$z_{i,j}^k \leq x_j, \forall j, k \in \{1, 2, \dots, m\}, i \in \{1, 2, \dots, m+g\} \quad (7)$$

$$z_{i,j}^k \leq b_{i,j}, \forall i, j \in \{1, 2, \dots, m+g\}, k \in \{1, 2, \dots, m\} \quad (8)$$

$$\sum_{i=1}^{m+g} \sum_{j=1}^{m+g} z_{i,j}^k \leq H, \forall k \in \{1, 2, \dots, m\} \quad (9)$$

$$\sum_{i=1}^{m+g} z_{i,k}^k = x_k, \sum_{j=1}^{m+g} z_{k,j}^k = 0, \forall k \in \{1, 2, \dots, m\} \quad (10)$$

$$\sum_{j=1}^{m+g} z_{i,j}^k - \sum_{j=1}^{m+g} z_{j,i}^k = 0,$$

$$\forall k \in \{1, 2, \dots, m\}, i \in \{1, 2, \dots, m\} \setminus \{k\} \quad (11)$$

$$\sum_{j=1}^{m+g} z_{i,j}^k \leq x_k, \forall k \in \{1, 2, \dots, m\}, i \in \{1, 2, \dots, m\} \setminus \{k\} \quad (12)$$

$$\sum_{i=m+1}^{m+g} \sum_{j=1}^{m+g} z_{i,j}^k = x_k, \sum_{i=m+1}^{m+g} \sum_{j=1}^{m+g} z_{j,i}^k = 0, \forall k \in \{1, 2, \dots, m\} \quad (13)$$

$$x_i \in \{0, 1\}, \forall i \in \{1, 2, \dots, m\} \quad (14)$$

$$0 \leq y_{i,j} \leq 1, \forall i \in \{1, 2, \dots, m+g\}, j \in \{1, 2, \dots, n\} \quad (15)$$

$$z_{i,j}^k \in \{0, 1\}, \forall i, j \in \{1, 2, \dots, m+g\}, k \in \{1, 2, \dots, m\} \quad (16)$$

式(1)是该模型的优化目标, 即最小化 MR 数量. 此外, 该模型还具有一系列的约束条件. 式(2)表明 MRC 被选择为 MR 是其能够承担 UDN 流量需求的前提. 式(3)表明 UDN 在某个 MRC 的覆盖范围内是其流量需求被该 MRC 承担的前提. 式(4)表明每个 UDN 的流量需求必须被满足. 式(5)表明每个骨干层节点承担的用户流量需求不能超过其接入容量 Cap . 式(6)~(8)表明链路 (i, j) 的存在是节点 k 的流量通过该链路的前提条件, 即节点 i 和 j 都被选作为 MR 且两者间存在连接关系. 式(9)表明每个 MR 到达网关的路径长度不超过 H . 对于任意节点 k , 若成为 MR, 则必须能多跳达到某个网关, 因此式(10)~(13)给出了“实”节点 k 存在多跳 MR 路径到达网关所需满足的条件, 其中式(10)表明节点 k 的流量只通过一条链路流入节点 k , 不允许通过链路流出; 式(11)和(12)表明, 若节点 k 的流量通过一条链路流入某个中间节点, 则必从另一条链路流出该节点; 式(13)表明节点 k 的流量必须从一条链路流出某个网关. 式(14)~(16)是关于三组决策变量取值的约束条件.

MR 部署问题是 NP-hard 问题^[14]. 当节点规模较小时, 鉴于上述的 MILP 数学模型, 该问题可利用数学优化软件 CPLEX^① 来求解. 可是, 随着节点规模的扩大, 其解空间急剧增大, 由于计算机 CPU 和内存能力有限, 使得该软件无法对此进行求解^[9]. 因此, 需要提出一个高效的启发式部署算法来解决 MR 部署问题.

4 基于网络流的 MR 部署贪心算法 NF Greedy

本文提出一种基于网络流的 MR 部署贪心算法 NF Greedy. 该算法采用贪心策略, 以迭代的方式从 MRC 集合中选择节点作为 MR. 在每次迭代中, 算法增量部署一个或多个节点, 在保证其与网关连通的前提下, 最大化网络可满足的最大用户带宽需

① CPLEX home page. <http://www-01.ibm.com/software/integration/optimization/cplex/>

求的平均增量. 其中当前网络可满足的最大用户带宽需求可利用网络流方法进行求解.

4.1 流网络的构建

定义 10. 已部署 MR. 当算法运行在某次迭代时, 在前面的多次迭代中选作为 MR 的节点称为已部署 MR, 其集合记为 V_M .

定义 11. 骨干层节点的覆盖集. 节点 $w_i \in V \cup V_G$ 的覆盖集就是在其覆盖范围内的 UDN 集合, 记为 $Cset(w_i)$, 即 $Cset(w_i) = \{u_j | c_{i,j} = 1, u_j \in U\}$, 其中 $c_{i,j}$ 为覆盖关系矩阵 Cov 中的元素.

定义 12. 已覆盖 UDN. 当算法运行在某次迭代时, 被已部署 MR 或网关覆盖的 UDN 称为已覆盖 UDN, 其集合记为 U_C , 即 $\bigcup_{w_i \in V_M \cup V_G} Cset(w_i)$.

定义 13. 流网络. 给定网关集合 V_G 、已部署 MR 集合 V_M 、已覆盖 UDN 集合 U_C 、覆盖关系矩阵 Cov 、UDN 带宽需求向量 \mathbf{A} 以及骨干层节点的接入容量 Cap , 可构建一个单源点单汇点的流网络, 记为 $G=(N, A, C)$, 其中 N 为节点集合, A 为弧集合, C 为各弧容量的集合. 节点集合 $N=V_M \cup V_G \cup U_C \cup \{s, t\}$, 其中 s, t 分别为虚拟的源点和汇点. 弧及其容量分别为:

- (1) 弧 $(s, w_i) \in A, \forall w_i \in V_M \cup V_G$; 其容量用节点 w_i 的接入容量来表示, 即 $C(s, w_i) = Cap$.
- (2) 弧 $(w_i, u_j) \in A, \forall w_i \in V_M \cup V_G, u_j \in U_C$ 且 $c_{i,j} = 1$; 其容量无约束, 即 $C(w_i, u_j) = \infty$.
- (3) 弧 $(u_j, t) \in A, \forall u_j \in U_C$; 其容量用 UDN u_j 的用户带宽需求值来表示, 即 $C(u_j, t) = \lambda_j$.

下面通过一个实例来对流网络的构建做进一步说明. 给定骨干层节点集 $W = \{w_1, w_2, \dots, w_7\}$ 和 UDN 集合 $U = \{u_1, u_2, \dots, u_9\}$, 其中已部署 MR 集合 $V_M = \{w_2, w_4\}$, 网关集合 $V_G = \{w_7\}$, “实”节点 w_2, w_4 和 w_7 之间连通, 已覆盖 UDN 集合 $U_C = \{u_2, u_3, \dots, u_9\}$. 根据上述条件, 构建的流网络如图 3 所示. 图中的实线圆点为已部署 MR 或网关, 是该流网络中的节点, 实线边为流网络中的弧, 每条实线边上的标识为弧的容量; 虚线圆点表示未被选作为 MR 的 MRC 及未覆盖的 UDN, 虚线边表示这些 MRC 与 UDN 之间的覆盖关系, 但是虚线圆点与虚线边不在该流网络中. 具体来说, 该流网络的节点集为 $\{s, t\} \cup \{w_2, w_4, w_7\} \cup U_C$, 节点间弧及其容量为源点与已部署 MR 及网关之间都存在弧, 其容量为 Cap ; 已部署 MR 及网关与已覆盖 UDN 之间的弧受到覆盖关系的约束, 其容量为 ∞ ; 每个已覆盖 UDN 与汇点之间都存在弧, 其容量为该 UDN 的带宽需求值.

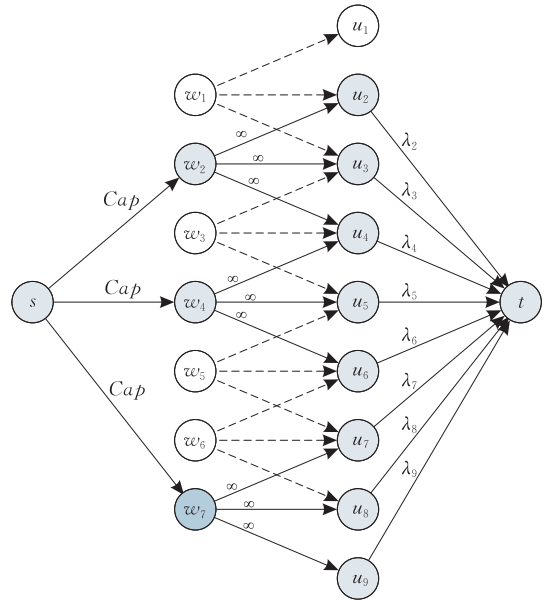


图 3 流网络实例

定义 14. 网络可满足的最大用户带宽需求. 给定上述流网络, 网络可满足的最大用户带宽需求可用该流网络的最大流来表示, 记为 $f(V_G, V_M, U_C, Cov, \mathbf{A}, Cap)$.

4.2 算法描述

NF Greedy 算法的主要目的是从 MRC 集合中选择出最少数量的节点作为 MR 来满足用户带宽需求, 并保证骨干层拓扑中每个 MR 到网关的连通. 该算法按照贪心策略, 以迭代的方式进行 MR 选择, 直到网络能够满足所有 UDN 的带宽需求. 每次迭代首先计算可部署 MRC 的权重值; 然后从其中选择权重值最大的节点, 使其扩展路径中的所有节点成为 MR; 最后对可部署 MRC 集合及其扩展路径进行更新, 除去一些不再符合部署条件的 MRC. 下面将给出骨干层拓扑、可部署 MRC 及其扩展路径、权重的定义.

定义 15. 骨干层拓扑. 本文用无向图 $G(V \cup V_G, E)$ 来表示骨干层拓扑, 其中 $V \cup V_G$ 为节点集, E 为边集. 对于任意 $w_i, w_j \in V \cup V_G$, 若 $dist(w_i, w_j) \leq R_T$, 则 $(w_i, w_j) \in E$; 否则 $(w_i, w_j) \notin E$.

定义 16. 可部署 MRC. 当算法运行在某次迭代时, 可部署 MRC 是指当前满足部署条件的 MRC, 其集合记为 $V_S, V_S \subseteq V$. 节点 w_i 为可部署 MRC, 需满足如下部署条件:

- (1) 该节点不属于已部署 MR 集合, 即 $w_i \notin V_M$;
- (2) 当节点 w_i 成为 MR 后, 网络可满足的最大用户带宽需求必须有增量, 即 $f(V_G, V_M \cup \{w_i\}, U_C \cup Cset(w_i), Cov, \mathbf{A}, Cap) > f(V_G, V_M, U_C, Cov, \mathbf{A}, Cap)$.

定义 17. 可部署 MRC 的扩展路径. 在骨干层拓扑 $G(V \cup V_G, E)$ 中, 节点 $w_i \in V_S$ 的扩展路径是指该节点到节点集 $V_M \cup V_G$ 的最短路径, 且满足到网关路径长度不超过 H . 该扩展路径的节点集 (不包括 $V_M \cup V_G$ 中的节点), 记为 $P(w_i)$; 其覆盖集为路径节点集中所有节点的覆盖集的并集, 记为 $CP(w_i)$, 即 $CP(w_i) = \bigcup_{v \in P(w_i)} Cset(v)$.

定义 18. 可部署 MRC 的权重. 对于节点 $w_i \in V_S$, 其权重反映的是当节点集 $P(w_i)$ 中的节点成为 MR 后, 网络可满足的最大用户带宽需求的平均增量. 因此, 节点 w_i 的权重计算如下: $weight(w_i) = ((f(V_G, V_M \cup P(w_i), U_C \cup CP(w_i), Cov, \mathbf{A}, Cap) - f(V_G, V_M, U_C, Cov, \mathbf{A}, Cap)) / |P(w_i)|$.

NF Greedy 的伪代码详见算法 1.

算法 1. 基于网络流的 MR 部署贪心算法 (NF Greedy).

输入: 网关集合 V_G ; MRC 集合 V ; UDN 集合 U ; 骨干层节点的覆盖范围半径 R_C ; 骨干层节点间的通信范围半径 R_T ; UDN 带宽需求向量 \mathbf{A} ; 骨干层节点的接入容量 Cap

输出: MR 集合 V_M

1. $Cov \leftarrow \{c_{i,j} | i \in \{1, 2, \dots, |V| + |V_G|\}, j \in \{1, 2, \dots, |U|\}\}$; /*根据 V_G, V, U 和 R_C , 构建覆盖关系矩阵*/
2. Initialize $G(V \cup V_G, E)$; /*根据 V_G, V 和 R_T , 构建无向图用以表示骨干层节点间的连接关系*/
3. $V_M \leftarrow \emptyset, V_S \leftarrow V, U_C \leftarrow Cset(V_G)$; /*初始化已部署 MR 集合、可部署 MRC 集合和已覆盖 UDN 集合*/
4. for each $v \in V_S$, initialize $P(v)$; /*计算图 G 中节点 g 到 V_S 中各节点的最短路径, 初始化扩展路径*/
5. $\alpha \leftarrow \sum_{i=1}^{|U|} \lambda_i$; /*计算网络的带宽总需求*/
6. $flow \leftarrow f(V_G, V_M, U_C, Cov, \mathbf{A}, Cap)$; /*初始化当前网络可满足的最大带宽需求*/
7. while $flow < \alpha$
8. if $V_S = \emptyset$ then break;
9. $max_w \leftarrow 0, mr \leftarrow null, max_f \leftarrow 0$;
10. for each $v \in V_S$
11. $cur_f \leftarrow f(V_G, V_M \cup P(v), U_C \cup CP(v), Cov, \mathbf{A}, Cap)$;
12. $weight(v) \leftarrow (cur_f - flow) / |P(v)|$;
13. if $weight(v) > max_w$ then $max_w \leftarrow weight(v), mr \leftarrow v, max_f \leftarrow cur_f$;
14. if $weight(v) = 0$ then $V_S \leftarrow V_S \setminus P(v)$;
15. end for
16. if $mr \neq null$ then
17. $V_M \leftarrow V_M \cup P(mr), V_S \leftarrow V_S \setminus P(mr), flow \leftarrow max_f$;
18. for each $w \in P(mr), U_C \leftarrow U_C \cup Cset(w)$;
19. for each $v \in V_S$, update $P(v)$; /*重新计算扩展路径, 并更新其节点集*/

20. end if
21. end while
22. if $flow = \alpha$ then return V_M ; /*算法执行成功, 输出 MR 集合*/
23. else return null;
24. end if

4.3 算法分析

(1) 算法近似比分析

定理 1. 给定网络中用户带宽总需求 α 和 MR 到网关最大路径长度 H , NF Greedy 算法的近似比为 $H \cdot \ln(\alpha)$. 也就是说, 如果 MR 部署问题的最优解需要部署 M 个 MR, 则 NF Greedy 算法最多部署 $M \cdot H \cdot \ln(\alpha)$ 个 MR.

证明. 不妨假设问题的最优解部署 M 个 MR, 其集合记为 OPT . 当 NF Greedy 算法运行在第 $i+1$ 次迭代时, 在前 i 次迭代中被选择的 MR 集合记为 S , 已满足的带宽需求为 β . 因为集合 OPT 能够满足网络的覆盖、连通和带宽需求, 同理 $S \cup OPT$ 也能满足网络的覆盖、连通和带宽需求, 也就是说剩余的带宽需求 $\alpha - \beta$ 一定能被集合 $OPT \setminus S$ 所满足. 所以存在节点 $j \in OPT \setminus S$, 使得 $S \cup \{j\}$ 至少能满足 $\alpha + (\alpha - \beta) / M$ 单位的带宽需求, 也就是说 $S \cup P(j)$ 至少能满足 $\alpha + (\alpha - \beta) / M$ 单位的带宽需求. 此时剩余带宽最多为 $(\alpha - \beta) \cdot (1 - 1/M)$, 可以得出一下结论: 每次迭代的剩余带宽的降低比例至少为 $(1 - 1/M)$. 照此推算, 算法经过 $M \cdot \ln(\alpha)$ 次迭代, 剩余带宽最多可为 $\alpha \cdot (1 - 1/M)^{M \cdot \ln(\alpha)}$, 且可证明小于 1, 证明过程如下:

由泰勒级数可知, $\ln(1 - 1/M) < -1/M$; 两边同乘以 $M \cdot \ln(\alpha)$ 可得, $M \cdot \ln(\alpha) \cdot \ln(1 - 1/M) < -\ln \alpha$; 继而可以得到, $\ln(1 - 1/M)^{M \cdot \ln \alpha} < \ln 1 / \alpha$; 两边同时去掉对数, 即可得到结论: $\alpha \cdot (1 - 1/M)^{\ln \alpha \cdot M} < 1$.

因此, 算法最多执行 $M \cdot \ln(\alpha)$ 次迭代, 又由于路径长度 H 的限制, 每个节点的扩展路径中节点不超过 H , 因此每次迭代新增节点数量也不超过 H . 综上所述, NF Greedy 算法最多部署 $M \cdot H \cdot \ln(\alpha)$ 个 MR. 证毕.

(2) 算法时间复杂度分析

本文利用基本的 Ford-Fulkerson 算法^[22] 来求解最大流问题. 文中骨干层节点数记为 $m + g$ ($m > g$), UDN 数量记为 n . 根据上述的流网络定义, 该流网络中的边数不超过 $(m + g) + (m + g) \cdot n + n$, 即 $mn + m + n + ng + g$; 此外, 最大流的数值不会超过 $Cap \cdot (m + g)$, 假设常数 Cap 为整数, 若不为整数, 可以通过适当的比例转换使之成为整数. 因此, 最大

流问题求解的时间复杂度为 $O((mn + m + n + ng + g) \cdot Cap \cdot (m + g))$, 即 $O(m^2n)$.

在 NF Greedy 算法的初始化阶段, 需要构建覆盖关系矩阵, 时间复杂度为 $O(mn)$; 需要构建反映骨干层节点间连接关系的无向图, 时间复杂度为 $O(m^2)$; 还需要初始化 MRC 的扩展路径, 利用 Dijkstra 算法^[22]实现, 时间复杂度为 $O(m^2)$. 由于 V_s 初始化为 V , 每次循环中至少要除去一个节点, 所以算法的主循环最多执行 m 次. 在每次迭代中, 最大流问题求解最多执行 m 次, 时间复杂度为 $O(m^3n)$; MRC 扩展路径的更新, 其时间复杂度为 $O(m^2)$. 因此, 该算法的时间复杂度为 $O(mn + m^2 + m^2 + m \cdot (m^3n + m^2))$, 即 $O(m^4n)$.

5 实验分析

本节通过仿真实验对算法的有效性和优势进行验证. 首先描述实验环境; 然后给出与 NF Greedy 算法进行对比的部署算法; 最后通过多组实验, 对比与分析算法在不同参数影响下的性能.

5.1 实验设置

目前, 很多研究机构建立了无线 Mesh 网络的试验床, 其中比较著名的有麻省理工学院(MIT)搭建的 Roofnet 实验网络平台. Roofnet 由 30~50 个配备 802.11 全向天线的节点设备组成, 为用户提供 Internet 的接入服务. 已有一些工作^[23-24]对 Roofnet 的性能进行了测量和分析, 例如, 无线信号的覆盖范围可达 100 多米; 多跳无线传输的路径不能超过 4 跳, 否则吞吐量急剧下降, 延迟显著提高. 因此, 本文以此为依据来设定相关的算法参数. 此外, 由于现有的骨干层节点(MR 或网关)通常配备两个射频接口(例如 ARUBA AP-105), 分别基于 IEEE 802.11a 技术(用于骨干层节点间的通信)和 IEEE 802.11b/g 技术(用于用户接入), 则可通过天线选择(全向天线或定向天线)、功率配置等方法来分别调节骨干层节点的覆盖范围和通信范围. 基于上述分析, 本文可设定骨干层节点的覆盖范围半径 R_c 为 150 m; 为了增强骨干层节点的连通性, 本文使骨干层节点的通信范围半径 $R_T > R_c$, 设定 $R_T = 250$ m; 同时, 本文还设定 MR 到网关路径的最大长度 H 为 4 跳, 骨干层节点的接入容量 Cap 为 54 Mbps. 而其它参数(场景大小、MRC 数量、网关数量、UDN 数量和 UDN 带宽需求)则需在不同的实验中有针对性地进行取值.

在确定网络参数之后, 可生成部署场景. 本文根

据场景大小、MRC 数量 m 、网关数量 g 和 UDN 数量 n 来生成部署场景. 首先随机生成 $m + g$ 个骨干层节点, 需保证其连通性, 同时满足任意两个节点之间距离大于 $0.2 \times R_T$; 然后利用 k -均值算法对这些节点进行聚类, 生成 g 个类, 将每个类的中心节点作为网关, 剩余的 m 个节点为 MRC; 最后在部署区域内随机生成 n 个 UDN 位置. 本文对于相同的网络参数配置, 生成 20 个部署场景, 将算法运行的平均结果作为实验最终结果.

此外, 对于本文的仿真实验, 其硬件环境是 Intel Core2 Quad 2.33 GHz, 4 GB DDR, 4 MB L2-Cache. 操作系统为 Windows XP Professional, 开发与仿真环境为 Matlab 7.8.0.347 (R2009a).

5.2 算法性能对比

本文比较 NF Greedy 算法与两种现有部署算法的性能差异, 这两种算法分别是基于 MILP 的算法和 ILSearch 算法:

(1) 基于 MILP 的算法. 该算法根据本文第 3 节建立的 MILP 数学模型, 利用数学优化软件 CPLEX 进行求解.

(2) ILSearch 算法^[14]. 该算法是启发式 MR 部署的代表性算法, 分别解决覆盖和连通两个子问题. 覆盖问题类似于最小覆盖集问题, 部署最少数量的 MR 以完成对 UDN 的覆盖; 在覆盖问题已解决的基础上, 连通问题则是部署最少数量的 MR 使得所有 MR 存在到网关的多跳连接.

下面, 本文将分别在不同场景规模、不同 MRC 数量、不同网关数量、不同 UDN 数量和不同 UDN 带宽需求的情况下对上述算法进行性能对比, 其结果如下.

(1) 场景规模的影响

本组实验比较 NF Greedy 算法与基于 MILP 的算法、ILSearch 算法在不同场景规模下的性能, 即所部署的 MR 数量. 场景规模则包括场景大小(m^2)、MRC 数量、网关数量和 UDN 数量 4 个因素. 实验设定 UDN 的带宽需求值为 10 Mbps, 采用 8 种场景规模, 即(200 m × 200 m, 10, 1, 15)、(300 m × 300 m, 20, 1, 25)、(400 m × 400 m, 40, 2, 45)、(600 m × 600 m, 80, 3, 80)、(800 m × 800 m, 150, 4, 110)、(1000 m × 1000 m, 200, 8, 140)、(1500 m × 1500 m, 300, 12, 240)和(2000 m × 2000 m, 450, 16, 360), 实验结果如表 1 所示. 从表中可以看出, 随着场景规模的扩大, 所需部署的 MR 数量不断增加. 同时也可以看出, 基于 MILP 的算法所部署的 MR 数量最少, 但其只

能对小规模部署场景进行求解,对于较大规模的部署场景则无能为力;NF Greedy 算法所部署的 MR 数量与基于 MILP 的算法非常接近(从前四个

部署场景的数据可以看出),验证了其算法的有效性;NF Greedy 算法与 ILSearch 算法相比有着明显的优势,大大减少了所需部署的 MR 数量.

表 1 场景规模对算法性能的影响

场景规模(场景大小、MRC、网关、UDN)	基于 MILP 的算法(MR 数量)	NF Greedy 算法(MR 数量)	ILSearch 算法(MR 数量)
(200 m×200 m, 10, 1, 15)	2.00	2.00	2.35
(300 m×300 m, 20, 1, 25)	4.00	4.05	5.35
(400 m×400 m, 40, 2, 45)	7.00	7.05	8.40
(600 m×600 m, 80, 3, 80)	13.05	13.15	16.05
(800 m×800 m, 150, 4, 110)	—	18.70	23.15
(1000 m×1000 m, 200, 8, 140)	—	21.85	27.55
(1500 m×1500 m, 300, 12, 240)	—	41.35	53.35
(2000 m×2000 m, 450, 16, 360)	—	73.85	91.65

(2) MRC 数量的影响

本组实验设定:场景大小为 1000 m×1000 m;网关数量为 8;UDN 数量为 140;UDN 的带宽需求值为 10 Mbps;MRC 数量分别为 80、100、120、140、160、180、200、220 和 240. 该实验比较 NF Greedy 算法与 ILSearch 算法在不同 MRC 数量情况下所部署的 MR 数量,其结果如图 4 所示. 从图中可以看出,这两种算法的曲线趋势较为一致,随着 MRC 数量的增加,MR 数量在逐渐减少,但减少趋势逐渐变缓. 这说明增加 MRC 数量,使得算法在选择 MR 时有更多的选择,从而有利于优化 MR 数量,但 MRC 数量进一步增加后,MR 数量减少不明显,但求解的复杂度大大增加,因此在 MRC 数量和求解复杂度之间存在一个权衡. 从图中还可以看出,在不同 MRC 数量情况下,NF Greedy 算法都明显优于 ILSearch 算法.

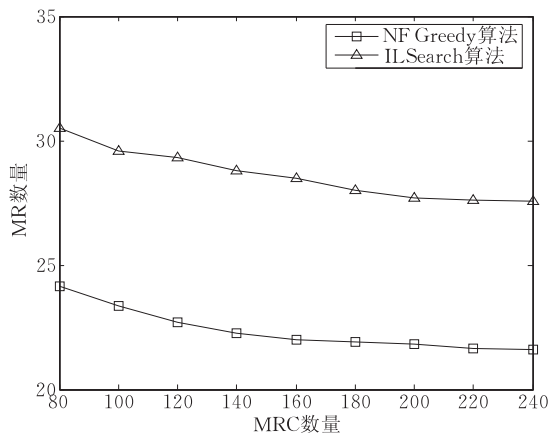


图 4 MRC 数量的影响

(3) 网关数量的影响

本组实验设定:场景大小为 1000 m×1000 m;MRC 数量为 200;UDN 数量为 140;UDN 的带宽需求值为 10 Mbps;网关数量分别为 4、5、6、7、8、9、10、

11 和 12. 该实验比较 NF Greedy 算法与 ILSearch 算法在不同网关数量情况下所部署的 MR 数量,其结果如图 5 所示. 从图中可以看出,这两种算法的曲线趋势较为一致,随着网关数量的增加,算法所部署的 MR 数量在不断减少. 其原因主要有两方面:一方面是网关也具有接入功能,能够承担一些用户带宽需求;另一方面,网络中网关数量的增加,使得一些 MR 可以就近连接到网关,可以减少一些为保证连通而部署的 MR. 从图中还可以看出,在不同网关数量情况下,NF Greedy 算法所需部署的 MR 数量都明显少于 ILSearch 算法.

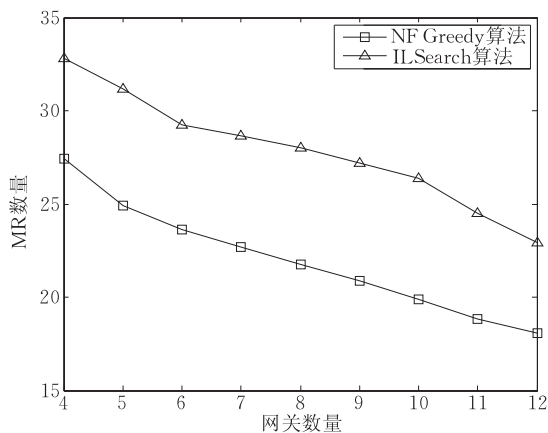


图 5 网关数量的影响

(4) UDN 数量的影响

本组实验设定:场景大小为 1000 m×1000 m;MRC 数量为 200;网关数量为 8;UDN 带宽总需求为 1500 Mbps,在 UDN 间均匀分配;UDN 的数量分别为 100、110、120、130、140、150、160、170 和 180. 该实验比较 NF Greedy 算法与 ILSearch 算法在不同 UDN 数量情况下所部署的 MR 数量,其结果如图 6 所示. 从图中可以看出,这两种算法的曲线趋势较为一致,随着 UDN 数量的增加(带宽需求离散化

地粒度变细),MR 数量在逐渐增加(更加能反映实际需求),但当 UDN 数量增至 140 后,MR 数量几乎保持不变.因此,针对该场景的部署,UDN 数量应达到 140,否则会由于带宽需求离散化的粒度过粗导致部署结果可能不满足实际需求.从图中还可以看出,在不同 UDN 数量情况下,NF Greedy 算法在 MR 数量方面与 ILSearch 算法相比有着明显的优势.

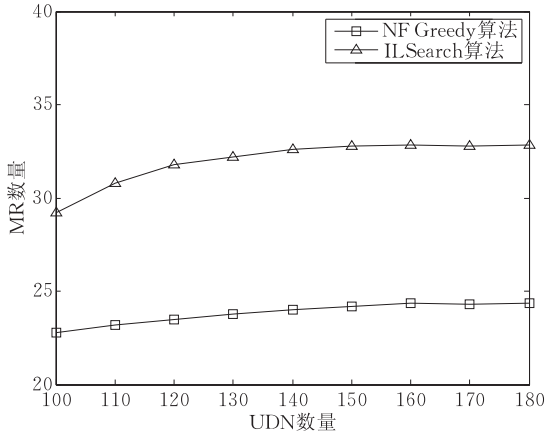


图 6 UDN 数量的影响

(5) UDN 带宽需求的影响

本组实验设定:场景大小为 $1000\text{ m} \times 1000\text{ m}$; MRC 数量为 200;网关数量为 8;UDN 的数量分别为 140;UDN 带宽需求值分别为 6 Mbps、7 Mbps、8 Mbps、9 Mbps、10 Mbps、11 Mbps、12 Mbps、13 Mbps 和 14 Mbps.该实验比较 NF Greedy 算法与 ILSearch 算法在不同 UDN 带宽需求情况下所部署的 MR 数量,其结果如图 7 所示.从图中可以看出,这两种算法的曲线趋势较为一致,随着 UDN 带宽需求的增加,MR 数量在逐渐增加.是因为 MR 的接入带宽受其容量 C_{ap} 的限制,需要部署更多的 MR 以满足增加的带宽需求.从图中还可以看出,在不同 UDN 带

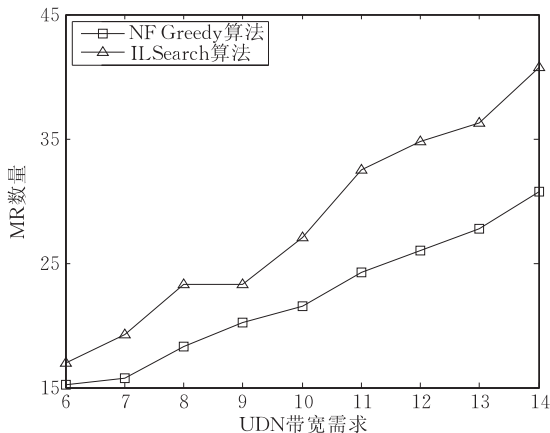


图 7 带宽需求的影响

宽需求情况下,NF Greedy 算法在 MR 数量方面与 ILSearch 算法相比有着明显的优势.

综上所述,针对相同部署场景,基于 MILP 的算法所部署的 MR 数量最少,但只能适用于规模较小的 WMN,而 NF Greedy 和 ILSearch 这两种启发式部署算法可应用于大规模 WMN 中的 MR 部署.同时,NF Greedy 算法所部署的 MR 数量与基于 MILP 的算法较为接近,明显优于 ILSearch 算法.

6 总结与展望

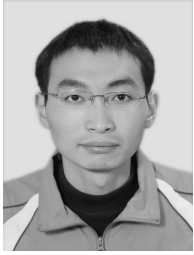
本文研究了 WMN 拓扑规划中的 MR 部署问题,在满足网络覆盖与连通要求、用户带宽需求的前提下,在 MR 接入容量的约束下,部署最少数量的 MR 以节约部署成本.首先,提出一种分层的部署场景模型;然后,针对满足带宽需求的 MR 部署问题,建立基于 MILP 的数学模型;最后,提出一种基于网络流的 MR 部署贪心算法 NF Greedy.实验结果表明与基于 MILP 的算法相比,虽然 NF Greedy 算法所部署 MR 的数量略多,但能解决其只能适用于较小规模 WMN 的局限;而与启发式的 ILSearch 算法相比,大大减少了所部署 MR 的数量.

Mesh 骨干网拓扑规划研究是当前 WMN 领域的重要研究方向之一,合理规划 MR 和网关的位置是一个值得深入研究的问题.本文是在假定网关已部署的前提下研究如何部署 MR,而网关位置与 MR 位置是相互影响、密切关联的,因此将两者联合起来考虑更具有实际意义,但问题会更加复杂,是本文的下一步工作.另外,MR 部署需要考虑到 Mesh 骨干网的可靠性,如何部署 MR 使得每个 MR 都有多条节点不相关路径到达网关也是一个有待研究的问题.

参 考 文 献

- [1] Luo Jun-Zhou, Wu Wen-Jia, Yang Ming. Mobile Internet: Terminal devices, networks and services. Chinese Journal of Computers, 2011, 34(11): 2029-2051(in Chinese)
(罗军舟, 吴文甲, 杨明. 移动互联网:终端、网络与服务. 计算机学报, 2011, 34(11): 2029-2051)
- [2] Akyildiz I F, Wang X, Wang W. Wireless mesh networks: A survey. Computer Networks, 2005, 47(4): 445-487
- [3] Draves R, Padhye J, Zill B. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks//Proceedings of the 10th Annual

- International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'04). Philadelphia, PA, USA, 2004; 114-128
- [4] Raniwala A, Tzi-Cker C. Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network// Proceedings of the 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM'05). Miami, Florida, USA, 2005; 2223-2234
- [5] Alicherry M, Bhatia R, Li L E. Joint channel assignment and routing for throughput optimization in multi-radio wireless mesh networks// Proceedings of the 11th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'05). Cologne, Germany, 2005; 58-72
- [6] Robinson J, Knightly E W. A performance study of deployment factors in wireless mesh networks// Proceedings of the 26th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM'07). Anchorage, Alaska, USA, 2007; 2054-2062
- [7] Zhang Y, Luo J, Hu H. Wireless Mesh Networking: Architectures, Protocols and Standards. New York: Auerbach Publications, 2006
- [8] Aoun B, Boutaba R, Iraqi Y, et al. Gateway placement optimization in wireless mesh networks with QoS constraints. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(11): 2127-2136
- [9] He B, Xie B, Agrawal D P. Optimizing deployment of Internet gateway in wireless mesh networks. Computer Communications, 2008, 31(7): 1259-1275
- [10] Liu Y, Zhou C, Cheng Y. S²U: An efficient algorithm for optimal integrated points placement in hybrid optical-wireless access networks. Computer Communications, 2011, 34(11): 1375-1388
- [11] Amaldi E, Capone A, Cesana M, et al. Optimization models and methods for planning wireless mesh networks. Computer Networks, 2008, 52(11): 2159-2171
- [12] Franklin A A, Murthy C S R. Node placement algorithm for deployment of two-tier wireless mesh networks// Proceedings of the 2007 IEEE Global Telecommunications Conference (GlobeCom'07). Washington, DC, USA, 2007; 4823-4827
- [13] Srinivas A, Zussman G, Modiano E. Mobile backbone networks—Construction and maintenance// Proceedings of the 7th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc'06). Florence, Italy, 2006; 166-177
- [14] Wang J, Cai K, Agrawal D R. A multi-rate based router placement scheme for wireless mesh networks// Proceedings of the 6th IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems. Macau, China, 2009; 100-109
- [15] Robinson J, Singh M, Swaminathan R, et al. Deploying mesh nodes under non-uniform propagation// Proceedings of the 29th IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM'10). San Diego, California, USA, 2010; 2142-2150
- [16] Hu Yun. Internet-access-oriented wireless Mesh network performance analysis and protocol optimization [Ph. D. dissertation]. Graduate School of University of Science and Technology of China, Hefei, 2011 (in Chinese)
(胡云. 面向 Internet 接入无线 Mesh 网络性能分析及协议优化研究[博士学位论文]. 中国科学技术大学, 合肥, 2011)
- [17] Xhafa F, Sanchez C, Barolli L. Genetic algorithms for efficient placement of router nodes in wireless mesh networks// Proceedings of the 24th IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications. Perth, WA, Australia, 2010; 465-472
- [18] Benyamina D, Hafid A, Gendreau M. A multi-objective optimization model for planning robust and least interfered wireless mesh networks// Proceedings of the 51st Annual IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'08). Piscataway, NJ, USA, 2008
- [19] Qiu L, Padmanabhan V N, Voelker G M. On the placement of Web server replicas// Proceedings of the 20th Annual Joint IEEE Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM'01). Anchorage, AK, 2001; 1587-1596
- [20] Tutschku K. Demand-based radio network planning of cellular mobile communication systems// Proceedings of the 17th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM'98). San Francisco, CA, USA, 1998; 1054-1061
- [21] Gupta H, Das S R, Gu Q. Connected sensor cover: Self-organization of sensor networks for efficient query execution// Proceedings of the 4th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc'03). Annapolis, MD, United states, 2003; 189-200
- [22] Cormen T H, Leiserson C E, Rivest R L, et al. Introduction to Algorithms. 2nd Edition. Cambridge: MIT Press, 2001
- [23] Aguayo D, Bicket J, Biswas S, et al. Link-level measurements from an 802.11b mesh network// Proceedings of the 2004 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications (SIGCOMM'04). Portland, Oregon, USA, 2004; 121-132
- [24] Bicket J, Aguayo D, Biswas S, et al. Architecture and evaluation of an unplanned 802.11b mesh network// Proceedings of the 11th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'05). Cologne, Germany, 2005; 31-42



WU Wen-Jia, born in 1983, Ph. D. . His research interest is wireless networks.

YANG Ming, born in 1979, Ph. D. , associate professor. His research interests include network security and wireless networks.

LUO Jun-Zhou, born in 1960, Ph. D. , professor, Ph. D. supervisor. His research interests include next-generation network architecture, protocol engineering, network security and management, grid and cloud computing, and wireless local area network.

Background

This work is supported by National Key Basic Research Program of China under Grants No. 2010CB328104, National Natural Science Foundation of China under Grants Nos. 61272054, 61070161, 61202449, and 61003257, National High Technology Research and Development Program of China under Grants No. 2013AA013503, China National Key Technology R&D Program under Grants Nos. 2010BAI88B03, and No. 2011BAK21B02, China National Science and Technology Major Project (2010ZX01044-001-001), China Specialized Research Fund for the Doctoral Program of Higher Education under Grants No. 201110092130002, Jiangsu Provincial Natural Science Foundation of China under Grants No. BK2008030, Jiangsu Provincial Key Laboratory of Network and Information Security under Grants No. BM2003201, and Key Laboratory of Computer Network and Information Integration of Ministry of Education of China under Grants No. 93K-9.

Recently, wireless mesh networks (WMNs) have emerged as an appealing and viable technology for cost-efficient and ubiquitous Internet access, and is one of the most important access technologies for Mobile Internet. In a WMN, the mesh backbone, formed by mesh routers (MRs) and gateways, is the core of the network, and its topology significantly affects the performance of the whole network. Careful topology planning not only can improve network performance effectively, but also can avoid placing needless

nodes. Hence, topology planning is an important part of designing a WMN, and MR placement is one of the most important and challenging topics in the research area. The MR placement problem concerning how to deploy MRs reasonably and efficiently, aims to achieve better network performance with relatively low deployment costs. Although several approaches have been proposed to address this problem, few of them consider network coverage and connectivity jointly, and take MR access capacity constraint into account. In this paper, we investigate the bandwidth-aware MR placement problem with MR access capacity constraint, considering network coverage and connectivity jointly. We formulate the problem of MR placement as a mixed integer linear programming (MILP) issue, and propose a novel network-flow-based greedy algorithm for MR placement, called NF Greedy. The algorithm iteratively selects the node with maximum weight from MR candidates and deploys the corresponding MRs. The node weight is defined as the average increment of available bandwidth requirements in current iteration, which can be obtained by network flow method. Compared with other existing algorithms, the deployed MRs of our algorithm are only a little more than that of the MILP based algorithm, and are significantly fewer than that of the heuristic ILSearch algorithm. Moreover, our algorithm can be well applied in large-scale WMNs where the solutions of the MILP based algorithm cannot be obtained.