

异构无线网络中 Relay 节点部署算法

车楠¹⁾ 李治军²⁾ 姜守旭²⁾

¹⁾(哈尔滨理工大学软件学院 哈尔滨 150000)

²⁾(哈尔滨工业大学计算机科学与技术学院 哈尔滨 150001)

摘 要 目前越来越多的无线网络技术涌现出来,如 ZigBee 技术、多频段的 Mesh 网技术、IEEE 802.16j 技术等,上述无线网络有效的前提是要依靠于网络的连通.而事实上由于多种因素,如随机部署、意外损坏、能量耗尽等,导致无线网络的不连通是非常常见的,通常可以通过新加入一定数量的 relay 节点从而实现网络的连通.现有的 relay 节点部署研究都是基于被加入 relay 节点的网络本身是同构这一假设,事实上异构网络情况是非常常见的,所以该文致力于研究在异构传感器网络中部署 relay 节点问题,该问题可以被证明为 NP-Hard.该文首先推导了以前工作中所提出用于同构网络的 relay 节点部署算法应用在异构网络中所能达到的近似比,提出了两种分别基于权重图增量和基于迭代权重图增量的 relay 节点部署算法,并推导出这两种算法的近似比为 10,最后通过实验给出以上 3 种部署算法在网络中不同低能力节点数量、不同高能力节点通讯半径和不同高能力节点数量情况下的使用效果,验证了该文算法效果.

关键词 无线网络;网络连通;relay 节点部署;部署算法;物联网

中图法分类号 TP393 DOI号 10.11897/SP.J.1016.2016.00905

Relay Deployment Algorithm in Heterogeneous Wireless Networks

CHE Nan¹⁾ LI Zhi-Jun²⁾ JIANG Shou-Xu²⁾

¹⁾(Software School, Harbin University of Science and Technology, Harbin 150000)

²⁾(School of Computer Science and Technology, Harbin Institute of Technology, Harbin 150001)

Abstract Currently, more and more kinds of wireless networks emerged, e. g. ZigBee, Multi-band Mesh networks, IEEE 802.16j and etc., effectivity of these wireless networks (WNs) depends on network connectivity. In fact, due to random deployment, unexpected damages, and energy depletion, disconnected phenomenon is very common in WNs, adding some relays can make networks connected. Previous works are almost based on the assumption that the networks where relays have been deployed are homogeneous, in fact heterogeneous WNs is very common, thus we are dedicated to the research on relay deployment problem in heterogeneous WNs which can be proved NP-hard. First, we deduce the approximate ratio of previous relay deployment strategy in homogeneous networks when it is used in heterogeneous networks, then two Relay Deployments based on Weighted Graph Augmentation Based and Iterative Weighted Graph Augmentation are proposed and deduced that their approximate ratio is 10, finally through simulation experiment we present the effect of these three relay deployment strategies when varying low ability nodes' number, the communication radius of high ability node and high ability nodes' number.

Keywords wireless networks; network connectivity; relay deployment; deployment algorithm; Internet of Things

收稿日期:2014-11-03;最终修改稿收到日期:2015-12-07. 本课题得到国家自然科学基金(61370214,61300210)资助. 车楠,男,1980年生,博士,副教授,主要研究方向为传感器网络、节点部署、网络优化. E-mail: chen_nan_1980@163.com. 李治军,男,1977年生,博士,副教授,主要研究方向为 P2P 网络、普适计算、传感器网络、操作系统. 姜守旭,男,1968年生,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为 P2P 网络、数据库、传感器网络、普适计算.

1 引言

随着物联网技术的发展,越来越多种类的无线网络技术涌现出来,目前广受关注的包括 ZigBee 技术^①、多频段的 Mesh 网络技术^[1-2]、IEEE 802.16j 网络技术^[3]等.上述无线网都基于无线自组网技术,而对于长距离的点对点数据通信严重依赖于中继节点的多跳转发,而该种数据通信严重依赖于网络连通性.对于无线网络来说,特别是传感器网络经常被部署在自然条件非常恶劣甚至是人类无法接近的地域,只能通过随机播撒来完成无线网络的部署,而采用这种部署方式时在网络初始情况下很难保证网络连通^[4];而当无线节点是由电池供电时,电池耗尽会使一些节点死亡,另外传感器网络有时会被部署在火灾、战场等条件非常恶劣环境,环境因素也有可能致无线节点意外损毁^[4],当发生一部分节点死亡的时候同样也可导致本来连通的网路失去连通性;另外在 IEEE 802.16j 网络中也存在将多个 IEEE 802.16j 子网连通起来的问题^[5].因此不连通的情况在无线网络中是非常常见的,文献^[6-12]通过在网路中添加一些价格较为昂贵的 relay 节点使网路达到连通,即使用最少数量的 relay 节点使网路连通.现有的针对于 relay 节点部署问题的研究^[6-12]都是基于已有网路中节点为同构这一假设的,即向已有同构网路中添加最少数量的同构或者异构 relay 节点从而实现连通.而事实上无线网络中存在很多异构的实例,主要是由于节点间射频硬件结构的异构导致通讯能力的异构,例如无线传感器网路^②中通常路由节点要比终端节点具有更强的通讯能力^[12].如 Digi 公司出品的 XBee S2 和 XBee S2 Pro 两种 ZigBee 射频模块,都采用 Ember Znet 协议栈,相互之间可以组网和通信, XBee S2 射频功率仅为 2mW,室外通信距离仅为 120m,而 XBee S2 Pro 射频功率为 63mW,室外通信距离可以达到 3200m,在价格上 XBee S2 Pro 是 XBee S2 三倍以上, Digi 公司出品的 ZigBee 路由器基本都采用 XBee S2 Pro 作为射频模块^[12].如上所述,由于节点间的异构导致不同类型节点间在无线通讯指标中的通讯距离上存在较大差异.而这样网路一旦不再连通,则需要向网路中加入一些新的路由节点作为 relay 节点,此时便是在异构无线网络中 relay 节点部署问题;再例如在 IEEE 802.16j 网路中作为 relay 节点的路由器无线通讯能力也同样远远超过普通用

户所使用的普通终端,所以将已有的子网连接起来的问题本身就是向异构无线网络中加入 relay 节点的问题^[5,13];另外目前备受关注的 Wireless Sensor and Actor Networks(简记 WSAWs)中 actor 节点普遍被认为比 sensor 节点具有更强的通讯能力,所以该种网路就是一种典型的异构传感器网路,其网路连通的问题本质上也与以往同构网路中存在较大差异^[14-15].可以发现向异构网路中部署 relay 节点的情况是普遍存在的,虽然在无线网络中有大量针对在同构网路中加入最少的 relay 节点的研究,但已有研究都是基于这样一个假设基础:所加入到的已有网路都是同构的,导致已有针对 relay 节点部署的研究并不适合于解决本文所研究的向异构网路中部署高能力 relay 节点问题,或者不满足原有的近似比.

因此本文第 2 节将介绍现有应用于无线网络中 relay 节点部署问题研究现状;第 3 节给出本文所研究的网路模型和问题描述.采用现有的 relay 节点部署算法在异构无线网络中的近似比将在第 3 节详细讨论;第 4 节给出本文所提出的两种部署算法和近似比;第 5 节给出对比于传统解决 1-连通的 relay 节点部署算法的实验结果;最后给出结论.

2 相关工作

在已有研究中,对于如何加入最少 relay 节点使得已有网路实现连通进行了大量研究.其中 Lin 等人^[6]首先提出了如何加入最少的同构 relay 节点使网路实现 1-连通的问题(Steiner Tree Problem with Minimum Number of Steiner Points and Bounded Edge Length, STP-MSPBEL),并将该问题多项式规约到离散欧式 Steiner 树问题从而证明了该问题本身是 NP-Hard,由此设计了基于最小生成树的 relay 节点部署算法,即通过 kruskal 最小生成树算法求解无向图中 1-连通增量这个本身为 P 的问题^[8],从而找到哪些边需要实现连通便可使图中所有的连通分量全部实现连通,然后加入 relay 节点使这些边连通从而实现整个网路的连通,并推导出该算法是一种近似比为 5 近似算法;文献^[8]在文献^[6]所提出的算法的基础上,重新推导了算法的近似

① Zigbee 2012 Specification. <http://www.zigbee.org/Standards/Downloads>, 2012, 3

② Datasheet. <http://www.digi.com/products/wireless-wired-embedded-solutions/zigbee-rf-modules/zigbee-mesh-module/2014>, 7

比,证明了该算法的近似比为 4;在文献[9]中提出一种如何加入最少 relay 节点使网络达到 k -连通的 relay 节点部署算法;在文献[10]针对于使网络达到 2-连通的问题,提出了一种近似比达到 10 的 relay 节点部署算法;上述工作都是基于所加入的 relay 节点和已有网络中的节点都是同构的这一假设,即 relay 节点和已有节点拥有相同的通讯能力,即通讯半径.而在文献[11]中证明了为使无线网络达到 1-连通而加入最少异构的 relay 节点问题同样为 NP-Hard,并证明了[6]中所提出的 relay 节点部署算法在求解该问题时,可达到 7 的近似比;文献[12]对于已有文献[11]的研究基础上,加入限制部署区域的约束,并提出了一种近似比为 2 的部署算法.

事实上,上述的研究主要集中在同构的网络中部署同构或异构的 relay 节点从而实现网络连通,而通过引言的分析可以发现向异构的网络中部署 relay 节点的实例有很多.事实上有很多工作集中在在异构网络中加入新的 relay 节点优化网络的一些相应性能,例如文献[16-17]认为由 relay 节点和 sensor 节点所组成的 WSNs 是异构的,他们致力于在本身异构的 WSNs 中部署一定数量新的 relay 节点从而优化网络性能,如容错、负载平衡、能量有效等,而对于加入新的 relay 节点使网络连通这方面网络优化的研究较少.在针对解决网络 1-连通的算法虽然应用场景各有区别,但是其算法核心都是基于图增量^[6,8,11],即通过最小生成树算法在保证边长之和最小基础上计算出所需增加的边并加入 relay 节点使该边连通.例如文献[11]中所提出的针对于同构网络加入异构 relay 节点的部署算法,也是采用图增量这种思想并进行了适应性的改进,而由于应用场景不同,所以对于近似比进行了重新推导,而对于无线网络的异构和同构根本在于节点间在通讯能力即通讯半径上所存在明显差异,由此同一个算法应用在异构网络与同构网络这两个不同已有网络中具有较大差异,如近似比.本文重新推导了已有基于图增量的 relay 节点部署^[6,8,11](Relay Deployment Based on Graph Augmentation, GA-RD)应用在异构网络中的近似比,并提出了基于权重图增量的 relay 节点部署(Relay Deployment Based on Weighted Graph Augmentation, WGA-RD)和基于迭代权重图增量的 relay 节点部署(Relay Deployment Based on Iterative Weighted Graph Augmentation, IWGA-RD),并证明这两种算法的近似比为 10.

3 网络模型及问题描述

由于异构无线网络是由高能力节点(High Ability 节点简记为 HA-节点)和低能力节点(Low Ability 节点简记为 LA-节点)所组成,上述两种节点由于自身硬件结构和能力存在着明显的差异,由此本文中 HA 节点和 LA 节点存在着不同的通讯半径,这是与已有研究工作^[11-12,16-18]中对于通讯半径的设定完全一致的,分别将其表示为 R_{HA} 和 R_{LA} ,在一般情况下 R_{HA} 要大于等于 R_{LA} ,如图 1 所示,两点之间的欧氏距离由 $\text{dist}()$ 表示.而两个节点间通讯距离取决于通讯能力较差的节点,所以 HA 节点和 LA 节点之间的通讯距离由 LA 节点的通讯半径所决定,即 R_{LA} .

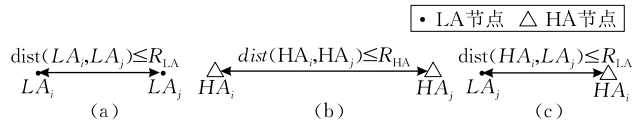


图 1 异构节点间通讯半径的约束

根据上述对异构网络中通讯半径约束的分析,本文拟在异构网络中加入最少 relay 节点使得异构网络实现网络连通,即在网络中任意两个节点间存在至少一条路径由此实现两个节点的相互可达.我们认为后加入的 relay 节点其本身就是 HA 节点,这样符合在 WSNs 中加入 actor 节点,也是与在已有路由节点的 WSNs 中为实现连通而新加入最少数量的路由节点的应用场景相符合的,所以本文所针对的研究问题就是在异构无线网络实现连通问题(Connectivity Realization Problem in Heterogeneous Wireless Networks, CRP-HWNs),可以形式化为定义 1.

定义 1. CRP-HWNs. 在二维平面中,已知一个无向图 $G = \langle V, E \rangle$,其中节点集合 V 是由 HA 节点集合 S_{HA} 和 LA 节点集合 S_{LA} 共同组成的,即 $V = S_{HA} \cup S_{LA}$,且满足 $S_{HA} \cap S_{LA} = \emptyset$,并已知 V 中所有顶点对应二维欧式空间所在的位置,由此边集 E 所有的边的两个顶点都必须满足图 1 中通讯半径的约束,即边集 E 可以形式化为式(1):

$$E = \{e(a, b) \mid \text{dist}(a, b) \leq R_{HA},$$

其中

$$a \in S_{HA} \& \& b \in S_{HA} \} \cup \{e(a, b) \mid \text{dist}(a, b) \leq R_{LA}, \\ a \in S_{LA} \parallel b \in S_{LA} \} \quad (1)$$

当由若干个 relay 节点组成的集合 S_{relay} 部署在

G 中会生成新图 G^+ , 即 $G^+ = \langle V \cup S_{\text{relay}}, E^+ \rangle$, 其中 E^+ 中所有边同样也需满足图 1 所设定的约束, 求 S_{relay} 使得图 G^+ 中点集中任意两点可达的情况下, 使式(2)成立如下:

$$\text{Minimize}(|S_{\text{relay}}|) \quad (2)$$

定理 1. CRP-HWNs 是 NP-Hard.

证明. 当 $R_{\text{HA}} = R_{\text{LA}}$ 时, CRP-HWNs 的特例等价于文献[6]所定义的问题: STP-MSPBEL. 而文献[6]已证明 STP-MSPBEL 是 NP 完全的, 由此 CRP-HWNs 的特例是 NP-Hard, CRP-HWNs 必为 NP-Hard. 证毕.

由于 CRP-HWNs 是 NP-Hard, 当 NP 不等于

P 的情况下, 无法给出多项式时间算法求解该问题, 由此下一节我们首先采取文献[6,8,11]所设计的近似算法, 并分析该算法被应用在求解 CRP-HWNs 时的所能达到的近似比.

4 基于图增量 relay 节点的部署算法

4.1 GA-RD 算法思想及实现

显然在图中通过求解无向 1-连通图增量问题是一个 P 问题^[7], 只需找到哪些是需要连通的边, 并加入 relay 节点修复这些边使其连通, 便可以实现整个网络的连通, 其近似算法的思想如图 2.

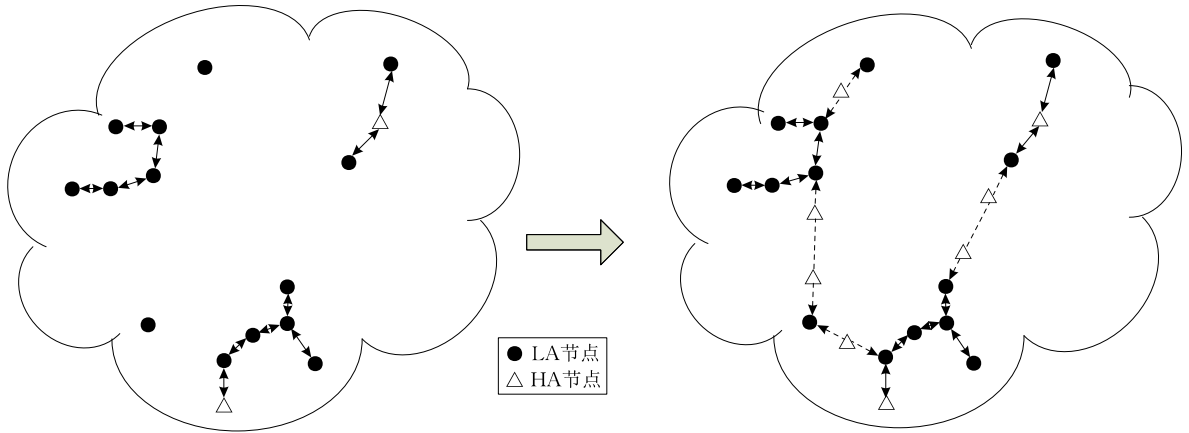


图 2 GA-RD 算法思想

针对异构型网络特点, 现将文献[6,8,11]所提出求解的近似算法思想略加改造, 进而提出基于图增量 relay 节点部署算法(GA-RD), 该算法的伪代码描述如算法 1 所示.

算法 1. GA-RD(WGA-RD).

输入: $G = \langle V, E \rangle$

输出: S_{relay}

1. 设 $n = |V|$, $E' = V \times V - E$
2. 定义一个森林 $T = \emptyset$
3. 初始化一个以边长(权重)为升序的队列 Q 包含所有 E' 中元素
4. WHILE T 中包含少于 $n-1$ 个边 DO
5. IF E 为非空 THEN
6. 找到 E 中任意一个元素的 $e(i, j)$, 并在 E 中删除
7. IF 若 $e(i, j)$ 加入 T 中未产生环 THEN
8. 将 $e(i, j)$ 加入 T 中
9. ELSE THEN
10. 找到 Q 中最小元素的 $e(i, j)$, 并在 Q 中删除
11. IF 若 $e(i, j)$ 加入 T 中未产生环 THEN
12. 将 $e(i, j)$ 加入 T 中, 并像文献[6]一样加入 Relay 节点连通 i, j 两个顶点

GA-RD 算法首先根据式(1)求解出在未加入 relay 节点情况下便已经连通的边集 E , 而边集 E' 为那些必须通过添加 relay 节点使该边连通的边集(算法 1 中 1 行). 算法的第 2 行中定义一个森林 T , 初始时 T 为空的. GA-RD 算法的主要思想在于通过向 T 加入 $n-1$ 个边使得 T 变成一棵树, 从而实现整个网络的连通. 如算法 1 中 5~8 行所示, 我们首先在保证不出现环的情况下从 E 中选择边并将其加入到 T , 使得 T 成为尽可能连通, 由多个连通分量组成的森林. 通过算法在 3 行中已对集合 E' 中的元素依据边长进行升序排序从而得到一个队列 Q , 在算法 9~12 行, 将 Q 中的边逐一在保证不出现环的情况下加入到 T , 便可以在多项式时间求解出图增量问题, 然后通过加入若干 relay 节点使得该边的两点相互连通, 从而实现被加入的边. 最后便可得到所需加入的 relay 节点集合 S_{relay} , 而 $|S_{\text{relay}}|$ 则作为 CRP-HWNs 问题的一个近似解. 由此我们将在本节剩余的部分对于 GA-RD 在求解异构网络情况下该问题时的近似比进行分析.

4.2 GA-RD 算法分析

为推导近似算法 GA-RD 输出的结果 $k_{ga} = |S_{\text{relay}}|$ 所能达到的近似比, 设 $k^* = |S_{\text{relay}}^*|$ 为 CRP-HWNs 问题的任意一个最优解, 另设图 $G^*(V + S_{\text{relay}}^*, E^*)$ 为当最优解 S_{relay}^* 加入到 $G = \langle V, E \rangle$ 后所生成的图, 其中 E^* 是所有能够满足通讯约束的边所组成的集合, 由于 S_{relay}^* 为该问题的一个解, 所以 G^* 中任意两点间可达, 即满足连通. 则必可构造出由边集组成的集合 $X = \{E_q | E_q \subseteq (E^* - E) \text{ 且满足 } G(V + S_{\text{relay}}^*, E + E_q) \text{ 中任意两点可达即连通}\}$, 必可以在 E_{min} 中所有边集中找到一个边长之和最小的边集 $E_{\text{min}} \in X$.

如算法 1 所描述, GA-RD 算法中所加入的边集是通过求解 1-连通图增量问题而计算出来的, 由此设 E^+ 为 $G = \langle V, E \rangle$ 1-连通图增量问题的最优解, 即 $G = \langle V, E + E^+ \rangle$ 必为连通, 则 E^+ 中所有边的边长之和必然小于 1-连通图增量问题的其他解, 可以推导出引理 1 如下所示.

引理 1. 设 $c()$ 为任意一个边集中所有边的边长累加之和, 而对于边集 E^+ 与 E_{min} 之间的关系必满足式(3).

$$\sqrt{3}/2c(E^+) \leq c(E_{\text{min}}) \quad (3)$$

证明. 边集 E_{min} 显然在图上为一个可以将多个连通分量连通起来的森林, 如图 3 为该森林其中一棵树, 该树中 $E_i = \{e_0, e_1, e_2\}$ 被包含于 E_{min} , E_i 在连通图中连接点集 V 中若干个节点所组成的子集 $V_i = \{v_0, v_1, v_2\}$. 而文献[19]已经对于最小生成树与最小斯坦纳树之间的关系进行了证明, 即任意点集所形成最小生成树为同样在该点集上最小斯坦纳树问题的一个近似解, 其近似比满足 $2/\sqrt{3}$, 由此式(4)必成立如下:

$$\sqrt{3}/2c(\text{MST}(V_i)) \leq c(\text{SMT}(V_i)) \quad (4)$$

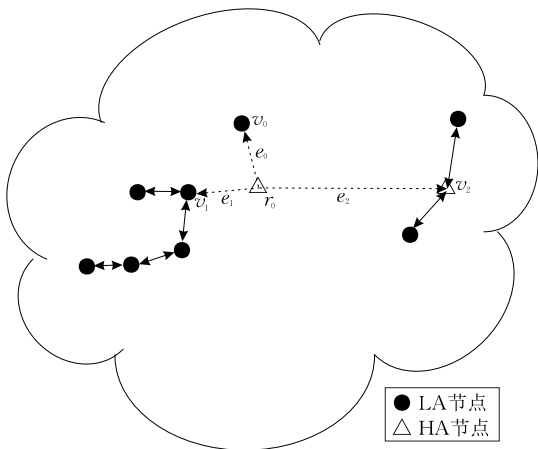


图 3 森林中由边集 E_{min} 所形成的一个树

其中 $\text{SMT}()$ 代表在任意点集上生成的最小斯坦纳树, 而 $\text{MST}()$ 代表在任意点集上生成的最小生成树, 根据斯坦纳树所具备的属性, 式(5)显然成立:

$$c(\text{SMT}(V_i)) \leq c(E_i) \quad (5)$$

显然图 $G = \langle V, E \rangle$ 可以通过加入边集 $\cup \text{MST}(V_i)$ 使其连通, 而 E^+ 作为 $G = \langle V, E \rangle$ 的 1-连通图增量问题的解, 式(6)由此成立:

$$c(E^+) \leq c(\cup \text{MST}(V_i)) \quad (6)$$

因为边集 E_i 可以一一对应点集 V_i , 所以式(5)可以被转换如下:

$$c(\cup \text{SMT}(V_i)) \leq c(\cup E_i) = c(E_{\text{min}}) \quad (7)$$

将式(4)、(6)和式(7)进行联立, 式(3)必然可以成立. 证毕.

对于 CRP-HWNs 问题的任意一个最优解 k^* 可以满足引理 2.

引理 2. CRP-HWNs 问题的任意最优解 k^* 必然满足式(8):

$$c(E_{\text{min}}) \leq 5k^*R_{\text{HA}} + 5k^*R_{\text{LA}} \quad (8)$$

证明. 对边集 E_{min} 中, 每个 relay 节点连接不超过 5 个 LA 节点, 如图 4 所示给出了其中任意一个 relay 节点连接 6 个 LA 节点的情况:

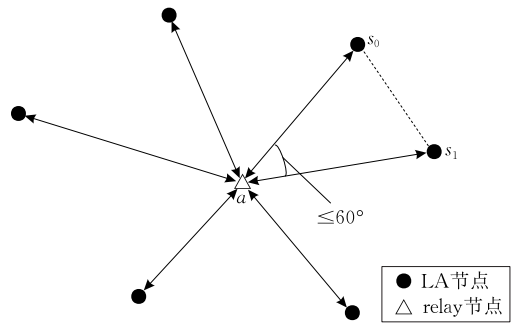


图 4 E_{min} 中一个 relay 节点最多连接 5 个 LA 节点

其中必然存在某一个 $\angle s_0 a s_1 \leq 60^\circ$, 可根据三角定理得到 $s_0 s_1$ 必然小于等于 $a s_0$ 和 $a s_1$ 其中某个边, 由此该边便可以对于 $s_0 s_1$ 进行替代. 这显然不符合 E_{min} 是所有边集中边长之和最小的定义, 由此一个 relay 节点连接 6 个 LA 节点的假设并不成立, 可得在 E_{min} 中 relay 节点是不可能连接数量超过 5 个的 LA 节点. 同理可得在 E_{min} 中 relay 节点也同样不可能连接数量超过 5 个的 HA 节点, 由此可得式(8). 证毕.

而对于算法 GA-RD 输出的结果 k 存在引理 3 如下.

引理 3. k 作为算法 GA-RD 的输出结果可满足式(9)如下:

$$kR_{LA} \leq c(E^+) \quad (9)$$

证明. 如算法 1, E^+ 作为算法 GA-RD 求解最小 1-连通图增量问题所得出的解, 从而根据 E^+ 计算出 relay 节点的部署位置. 对于 E^+ 中任意一个 $e(i, j)$, i 和 j 两点之间距离 $\text{dist}(i, j)$, 当 i 和 j 都为 LA 节点情况下, 显然连通 i 和 j 两点所需要 relay 节点的个数最多. 由此只需考虑 i 和 j 同为 LA 节点的情况, 由此 $f(e(i, j))$ 为连通该边上的 LA 节点 i 和 j 两个顶点, 使其可达所需要 relay 节点的个数. 根据上文中的节点间通讯半径的约束, $f(e(i, j))$ 形式化如下:

$$f(e(i, j)) = \begin{cases} 0, & \text{dist}(i, j) \leq R_{LA} \\ 1, & R_{LA} < \text{dist}(i, j) \leq 2R_{LA} \\ \left\lfloor \frac{\text{dist}(i, j) - 2R_{LA}}{R_{HA}} \right\rfloor + 2, & \text{dist}(i, j) > 2R_{LA} \end{cases} \quad (10)$$

对于式(10)中当 $R_{LA} < \text{dist}(i, j) \leq 2R_{LA}$ 时只需加入 1 个 relay 节点便能使 i, j 这两点连通, 由此可知每当引入一个 relay 节点时至少可以增加 R_{LA} 长度的边长. 而对于式(10)中 $e(i, j) > 2R_{LA}$ 的情况,

$m = \left\lfloor \frac{\text{dist}(i, j) - 2R_{LA}}{R_{HA}} \right\rfloor + 2$ 个 relay 节点才能使 i, j 两顶点相互可达, 所以存在:

$$m \leq \frac{\text{dist}(i, j) - 2R_{LA}}{R_{HA}} + 2 \quad (11)$$

根据式(11)可得式(12):

$$mR_{HA} \leq \text{dist}(i, j) - 2R_{LA} + 2R_{HA} \quad (12)$$

根据式(12)可得式(13):

$$mR_{LA} \leq (2 - m)(R_{HA} - R_{LA}) + \text{dist}(i, j) \quad (13)$$

而 $R_{LA} < \text{dist}(i, j) \leq 2R_{LA}$ 情况下, 所需 relay 节点数量 m 必然大于等于 2, 另外 relay 节点作为 HA 节点的通讯半径必大于等于 LA 节点的通讯半径, 由此根据式(13)便可使式(14)成立:

$$R_{LA} \leq \frac{\text{dist}(i, j)}{m} \quad (14)$$

根据对于式(10) $R_{LA} < \text{dist}(i, j) \leq 2R_{LA}$ 和 $e(i, j) > 2R_{LA}$ 情况的分析, E^+ 和 k 之间的关系必存在式(9). 证毕.

根据引理 1~3 中所证式(3)、(8)和式(9)可以得出, 对于 GA-RD 算法的解必存在定理 2.

定理 2. $k = |S_{\text{relay}}|$ 作为 GA-RD 算法的输出结果, 其近似比可满足 $O(\beta)$, 其中 β 为 R_{HA} 与 R_{LA} 之比.

证明. 将引理 1, 2, 3, 显然可以找到 k 与 k^*

之间的关系可以满足 $k/k^* \leq 10(1 + \beta)/\sqrt{3}$, 即可满足 $O(\beta)$ 的近似比. 证毕.

5 基于权重图增量 relay 节点部署算法: WGA-RD 和 IWGA-RD

在图 G 中, 对于任意的两点 i, j 来讲, 如果通过式(15)~(17)来计算 $e(i, j)$ 在不同情况下连通所需 relay 节点的数量 $w(e(i, j))$ 并由此来评估该边的权重, 这种情况下通过权重图增量算法计算出 relay 节点的数量明显少于或等于第 4 节中直接使用欧式距离来评估这两点的权重. 由此本文提出了 WGA-RD 和 IWGA-RD 两种基于权重图增量的 relay 节点部署算法, 本文首先给出了近似算法 WGA-RD 的算法描述和分析了该算法的近似比.

由图 1 所示, 不同节点的通讯距离存在差异, 不同类型节点间情况的计算边权重(需要多少 relay 节点)也不同, 下面针对同为 LA 节点, 一个为 LA 节点另一个 HA 节点, 同为 HA 节点 3 种情况给出计算权重公式.

当 $i, j \in S_{LA}$ 时, 该边权重 $w(e(i, j))$ 为式(10)计算出的结果, 就是说当 i, j 都为 LA 节点, 其连接 HA 节点的通讯距离不能超过 R_{LA} , 而加入 relay 节点间的通讯约束满足 R_{HA} , relay 节点所需个数与式(10)所计算方法相同, 即

$$w(e(i, j)) = \begin{cases} 0, & \text{dist}(i, j) \leq R_{LA} \\ 1, & R_{LA} < \text{dist}(i, j) \leq 2R_{LA} \\ \left\lfloor \frac{\text{dist}(i, j) - 2R_{LA}}{R_{HA}} \right\rfloor + 2, & \text{dist}(i, j) > 2R_{LA} \end{cases} \quad (15)$$

当 $i \in S_{LA}$ 和 $j \in S_{HA}$ 时, 该边的权重 $w(e(i, j))$ 代表所需多少个 relay 节点能够连通该边, 而由于其中一个节点为 LA 节点, $\text{dist}(i, j) - R_{LA}$ 代表其中一个 relay 节点连接 LA 节点, 余下为 HA 节点间相互连接所需 relay 节点个数, 计算出 relay 节点个数后加 1 便是所需 relay 节点个数, 故式(16):

$$w(e(i, j)) = \left\lfloor \frac{\text{dist}(i, j) - R_{LA}}{R_{HA}} \right\rfloor + 1 \quad (16)$$

当 $i, j \in S_{HA}$ 时, 由于两个节点同为 HA 节点, 与 relay 节点通讯约束均为 R_{HA} , 所以只需计算两点间距离可以用几个 relay 节点实现即可, 该边权重 $w(e(i, j))$ 大小为式(17):

$$w(e(i, j)) = \left\lfloor \frac{\text{dist}(i, j)}{R_{HA}} \right\rfloor \quad (17)$$

5.1 WGA-RD 部署算法

WGA-RD 和 GA-RD 这两种算法的区别在于用不同的方式对于边的权重进行评估, 因此只需对于在算法 1 中的第 3 行进行改造, 将由欧式距离作为边的权重并进行升序排队改为由 $w(e(i, j))$ 为边的权重并进行升序排队便可以实现 WGA-RD. 由此对于算法 GA-RD 来说, 其首先所求新加入边的边长之和是最小的, 即 1-连通图增量问题; 而对于算法 WGA-RD 来说, 其首先所求新加入边的边权重 w 之和是最小的, 即 1-连通权重图增量问题. 这足以导致上述两个算法的算法性能存在较大差异, 由此我们针对 WGA-RD 在近似比方面进行了分析.

首先设最小边长最优解 SH_{st} 为 CRP-HWNs 问题所有最优解中所需引入新边的边长之和最小并且同时保证整个网络连通的最优解, 点集 S_{st} 为 SH_{st} 所新加入的 relay 节点集合, 边集 E_{st} 为 S_{st} 由所引入的边集长度最小且依然能连通网络的一个边集, S_{st} 中 relay 节点满足下面性质.

引理 4. 加入边集 E_{st} 和点集 S_{st} 可使图 $G = \langle V, E \rangle$ 转变为了图 $G_{st} = \langle V + S_{st}, E + E_{st} \rangle$, G_{st} 本身是连通的, 而对于 S_{st} 中任意一个元素 r , r 的最大节点度 $d(r)$ 满足 $d(r) \leq 10$.

证明. 对于连通图 $G_{st} = \langle V + S_{st}, E + E_{st} \rangle$ 中任意一个 relay 节点 r 最多同时分别连接数量为 5 的 LA 节点和 HA 节点(引理 2 已经给出说明为何不能连接多于 5 个 LA 节点或 HA 节点), 所以 r 的节点度 $d(r)$ 要小于所能同时连接 LA 节点和 HA 节点的个数, 由此 r 的最大节点度 $d(r)$ 为 10. 证毕.

SH_{st} 作为 CRP-HWSNs 问题的一个最优解, 所以 relay 节点集合中元素的数量必然为 k^* . 本文试图从构造 S_{st} 和 S_{wga} 之间关系入手推导出 WGA-RD 部署算法的近似比. 对于 $k_{wga} = |S_{wga}|$ 作为 WGA-RD 算法所得到的解必可以满足定理 3.

定理 3. WGA-RD 算法所得到的 k_{wga} 与最优解 k^* 满足式(18):

$$\frac{k_{wga}}{k^*} \leq 10 \quad (18)$$

证明. 在连通图 $G_{st} = \langle V + S_{st}, E + E_{st} \rangle$ 中存在一个由 E_{st} 所组成的子图: 森林 F_{st} . F_{st} 中的点集由 S_{st} 和一个 V 中子集 T_{st} 所组成, 即 $F_{st} = \langle T_{st} + S_{st}, E_{st} \rangle$.

如图 5 所示, $P_i \subseteq T_{st} + S_{st}$ 作为 F_{st} 中任意一个连通分量, 其中 $r_0, r_1 \in S_{st}$, 而 $t_0, t_1, t_2, t_3 \in T_{st}$. 由此 P_i 显然是一棵树, 其中 t_0, t_1, t_2, t_3 作为该棵树的叶

节点, 图 5 中虚线为对该棵树的遍历过程, 具体过程为从任意节点 t_0 以顺时针方式对所有节点完成一次遍历. 在遍历过程中任意一个顶点 $r \in S_{st}$ 都被遍历了 r 在 G_{st} 中的节点度的次数. 如图 5 粗线所示, 根据刚才对于 t_0, t_1, t_2, t_3 遍历顺序便可以构造出欧拉回路, 根据图 5 任意两点间的粗实线都可以找到一条由虚线形成的路径与之匹配, 而通过虚线路径的边上部署 relay 节点必然可以使这两个点连通, 例如图 5 中对于欧拉回路 $t_0 t_1 t_2 t_3 t_0$ 进行连接至多需要 $d(r_0) + d(r_1)$ 个 relay 节点. 在图 $G = \langle V, E \rangle$ 中, relay 节点添加在图 5 粗线上的方式完成 relay 节点部署, 同样也可使整个网络连通, 其所需要最多 $\sum_{r \in S_{st}} d(r)$ 个 relay 节点. 事实上在首先计算出需要连通的边, 并在该边上加入 relay 节点进行修复的方案中, 通过求解权重图增量找到所需修复的边的方案必然对 relay 节点需求的数量最小, 即本文所提出的 WGA-RD 算法. 而 WGA-RD 的解 $k_{wga} \leq \sum_{r \in S_{st}} d(r)$, 根据在引理 4 对于 S_{st} 中任意一个 relay 节点 r , r 的最大节点度 $d(r)$ 为 10 的证明, 则 $k_{wga} \leq \sum_{r \in S_{st}} d(r) \leq 10 |S_{st}| = 10k^*$, 故式(18)成立. 证毕.

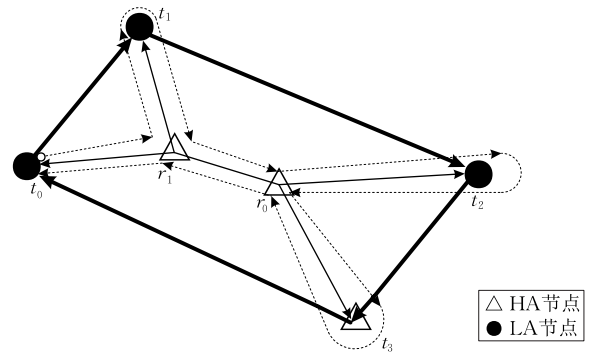


图 5 针对连通分量 P_i 的欧拉回路构造

5.2 IWGA-RD 部署算法

对于 GA-RD 和 WGA-RD 这两个算法输出的结果, 可以发现这个两个算法中 relay 节点必然只连接了两个其他节点, 这意味 relay 节点中有些是没有必要部署的. 而导致这种 relay 节点部署数量上的浪费的主要原因在于简单基于图增量的算法在生成欧式或权重最小生成树之后, 再找到需要修复的边集, 而此时所需 relay 节点的数量以及其位置便确定下来了, 而事实上 relay 节点是可以连接两个以上其他节点的, 但在这两个算法中并没有得到充分利用. 基于上述分析本文又提出了通过迭代方

式形成权重最小生成树,采用每一个部署 relay 节点便再进行一次迭代的思想,此时 relay 节点是可以连接两个以上节点,从而减少了 relay 节点的部署数量.如图 6 所示,在每部署一个 relay 节点之后便对于最小权重树进行重新计算,图 6 中 relay 节点的下标数字便代表 relay 节点部署的先后顺序.

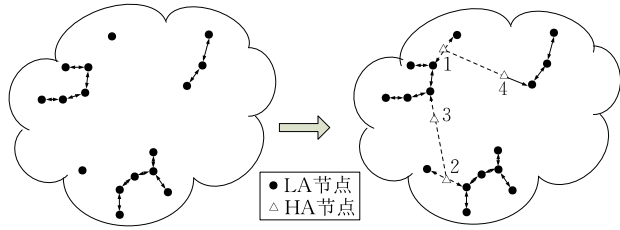


图 6 IWGA-RD 算法思想

基于此本文设计了 IWGA-RD 算法,该算法实际上是以 WGA-RD 部署算法为基础进行了迭代方面的改造,具体如算法 2 所示.

算法 2. IWGA-RD.

输入: $G = \langle V, E \rangle$

输出: S_{relay}

1. 设 $n = |V|, G(V, E), E = V \times V$
2. Re:
3. 初始化一个以式(15)~(17)为权重升序的队列 Q 包含所有 $V \times V$ 中元素
4. 定义一个森林 $T = \emptyset$
5. 初始化一个以边长(权重)为升序的队列 Q 包含所有 E' 中元素
6. WHILE T 中包含少于 $n-1$ 个边 DO
7. 找到 Q 中最小元素的 $e(i, j)$, 并在 Q 中删除
8. IF 若 $e(i, j)$ 加入 T 中未产生环 THEN
9. 将 $e(i, j)$ 加入 T 中
10. IF $w(e(i, j)) \neq 0$ THEN
11. 部署一个 relay 节点, $V = V \cup r, E = V \times V, n = n + 1$
12. GOTO Re
13. 去掉无用的 Relay 节点

算法 IWGA-RD 首先通过式(15)~(17)计算出 G 中各边的权重,将各边以权重升序进行排序从而形成一个升序队列 Q .通过算法 2 中 6~11 行可以说明,算法 IWGA-RD 先通过 Kruskal 所提出的最小生成树算法以求解权重增量问题,将 Q 中权值最小的边加入森林 T 从而形成了若干个连通分量.当所加入的边 $e(i, j)$ 所赋予权重大于 0 时,则意味着该边满足通讯半径约束需要 relay 节点的部署才能实现该边,此时便在该边 $e(i, j)$ 上距 i 满足 relay 节点与 i 最大通信约束处部署一个 relay 节

点,然后跳出本次循环不再添加 relay 节点,而再下一个循环中重新完成一个 relay 节点的部署,由此实现逐一 relay 节点的部署.算法 IWGA-RD 相对于 GA-RD 和 WGA-RD 增加无用 relay 节点去除步骤.如第 13 行中,所谓去掉一些无用 relay 节点为重新采用 Kruskal 算法,逐一加入边,对于边权重同为 0 的各边,把边中含有非加入 S_{relay} 中节点的边优先排在队列前面,可能会发生这样一种情况:Kruskal 算法未运行完成时,就已将所需连通 $V - S_{\text{relay}}$ 中所有节点连通,此时 Kruskal 算法中止,便可以找到无用的 relay 节点并把它从 S_{relay} 中去除,事实上 R_{HA} 相对于 R_{LA} 越大,发生这种情况的可能性越大.由此 S_{relay} 便可以作为 IWGA-RD 部署算法最终输出结果并且该集合中元素的个数标记为 k_{iwga} .由于 IWGA-RD 采用逐一部署 relay 节点的方法,其算法是否能够收敛以及其他算法性能将在本节后部分进行分析:

为证明算法 IWGA-RD 的收敛性和近似比,将 IWGA-RD 算法中的初始点集标记为 I_0 ,其初始值为 V .时刻 k 指的是已经完成 k 次循环并完成了 k 个 relay 节点部署的时刻,此时 IWGA-RD 算法中的节点集合 I_k 较初始节点集合 I_0 增加了 k 个元素,为 $I_0 \cup S_{\text{relay}}^k$,其中 S_{relay}^k 作为 $0-k$ 时刻所有部署的 relay 节点的集合. I_k 可以首先依据式(15)~(17)中对其两两组合出的边进行加权,然后生成其所对应的最小权重生成树 $\text{WMST}(I_k, E_k)$.首先我们对 IWGA-RD 的算法收敛性进行证明,以说明该算法可以自动定制, IWGA-RD 满足定理 4.

定理 4. 算法 IWGA-RD 是收敛的.

证明. 对于 $k+1$ 时刻,算法 IWGA-RD 中 I_k 以及其生成 $\text{WMST}(I_k, E_k)$,因为存在至少一个边 $e(i, j)$,其 $w(e(i, j)) > 0$,所以必须部署一个新的 relay 节点 r ,依照前文所述部署 relay 节点的规则,由于 i 节点与 r 节点之间距离恰好满足通讯半径约束,由此 $w(e(i, r))$ 必为 0,而对于边 $e(r, j)$ 根据式(15)~(17)其权值 $w(e(r, j))$ 可由 $w(e(i, j)) - 1$ 计算得出.由此则存在式(18):

$$\sum w(E_k) - 1 = \sum w(E_k - e(i, j)) + w(e(i, r)) + w(e(r, j)) \quad (18)$$

而对于时刻 $k+1$ 的点集 I_{k+1} 及其所对应的 $\text{WMST}(I_{k+1}, E_{k+1})$,由于 $E_k + e(i, r) + e(r, j) - e(i, j)$ 可以作为可以连接 I_{k+1} 的一个树,根据最小权重生成树的性质式(19)必可成立:

$$\sum \omega(E_{k+1}) \leq \sum \omega(E_k - e(i, j)) + \omega(e(i, r)) + \omega(e(r, j)) \quad (19)$$

由此可得 $\sum \omega(E_{k+1}) \leq \sum \omega(E_k) - 1$, 也就意味着每部署一个新的 relay 节点, 至少可以对于最小权重生成树的权重之和的值减 1. 而对于初始时刻 0 的所形成的最小权重生成树 $WMST(I_0, E_0)$, 由于 $\sum \omega(E_0)$ 在初始时必为一个定值, 所以当在时刻 F 时, 如果 $\sum \omega(E_F) = 0$, 则 IWGA-RD 算法将在 F 时刻终止, 即 T 中所有边的权重值均为 0, 此时图中的任意两点均相互可达. 证毕.

现设 k_{iwga} 为 IWGA-RD 算法所输出的近似解, 下面我们将讨论 k_{iwga} 与 WGA-RD 算法所输出的 k_{wga} 之间所存在的关系, 两者之间满足于定理 5.

定理 5. IWGA-RD 算法的近似解和 WGA-RD 算法的近似解之间满足 $k_{iwga} \leq k_{wga}$.

证明. 在算法 IWGA-RD 中, 初始时刻 0, 并没有任何 relay 节点部署, 此时存在 $\sum \omega(I_0) = k_{wga}$, 即为 WGA-RD 算法所计算出 relay 节点的部署数量. 而如前文分析, IWGA-RD 算法在每一次循环中只部署一个新的 relay 节点, 每次循环至少可以对于最小权重生成树的权重之和的值减少 1, 这也就意味着 IWGA-RD 算法不会部署多于 k_{wga} 数量的 relay 节点. 由此可证出 $k_{iwga} \leq k_{wga}$. 证毕.

在定理 3 中已经证明了 k_{iwga} 是近似比为 10 的近似解, 根据定理 5, 由于 $k_{iwga} \leq k_{wga}$, 所以 IWGA-RD 算法是一种针对 CRP-HWNs 问题至少满足近似比为 10 的近似算法.

6 实现结果与分析

本文构建了一个实验场景对于 GA-RD, WGA-RD 和 IWGA-RD 的有效性进行验证, 该实验场景与文献[18]中的实验场景相同. 具体实验场景为 $300\text{ m} \times 300\text{ m}$ 的一个正方形区域, LA 节点的通讯半径约束 R_L 为 30 m. 已有 LA 节点 HA 节点的数量、HA 节点通讯半径约束 R_{HA} 均作为仿真实验中的几个可调参数, 为验证算法一般情况下的有效性所以已有节点部署全部采用随机, 这是与目前节点部署算法通常采用的实验环境^[3, 9-10, 16, 18]相同的, 所获得结果均为运行 10 次取平均值. 本文实验结果将对对比于文献[6]所提出的 relay 节点部署算法: 纯图增量 relay 节点的部署算法 (Relay Deployment Based on Pure

Graph Augmentation, PGA-RD) 以验证本文所提出算法的性能, 该算法作为经典 relay 节点部署算法, 文献[8, 11]的工作也是作为 PGA-RD 的延展, 但是 PGA-RD 并未考虑到节点间通讯性能的差异性, relay 节点与 LA 普通节点具有一样的通讯能力. 本文对于算法有效性实验中主要针对在不同情况如已有 LA 节点、 R_{HA} 等指标的变化, 采用 PGA-RD、GA-RD、WGA-RD 和 IWGA-RD 所需 relay 节点数量进行比较. 另外为可说明算法所得到网络拓扑特性, 通过实验本文验证上述 4 种算法所产生拓扑特征, 并针对 4 种算法所产生拓扑针对聚类算法下传输量情况进行实验, 以说明能量消耗情况.

6.1 GA-RD、WGA-RD 和 IWGA-RD 的有效性

为验证算法的有效性, 首先在区域中随机布撒了数量为 10 的 HA 节点, relay 节点与 HA 节点通讯半径约束 R_{HA} 被作为固定参数为 60 m 并且通过改变部署区域内 LA 节点的个数作为可调参数以观察 PGA-RD、GA-RD、WGA-RD 和 IWGA-RD 这 4 个算法在求解 CRP-HWNs 问题时所能达到的性能. 在图 7 为上述实验场景下的实验结果, 正如前文中的理论分析, 使用这 4 种个算法所产生的结果: IWGA-RD 最好, WGA-RD 次之, GA-RD 次之, PGA-RD 最差. 而当已有 LA 节点的数量分别为 200 与 225 的时候, 上述算法所输出的结果中所需的 relay 节点的部署数量大体相同, 产生这一结果原因在于当 LA 节点的数量增加到一定程度时, 区域内的 LA 节点密度较大, 其所形成连通分量所包含节点数量较多而连通分量的个数也就相对较少, 此时对于 relay 节点部署的需求很少, 并且所需修复边的长度也相对缩短, 这种情况下是无法体现出 relay 节点所具有的较长距离通讯半径约束, 由此对于这 4 种算法所产生的结果也大体相同.

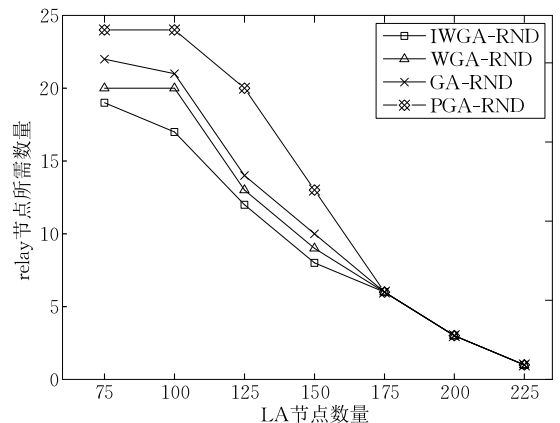


图 7 不同 LA 节点数量下 4 种算法所需 relay 节点数量比较

图 8 所示给出了当已部署 100 个 LA 节点和 10 个 HA 节点情况下,而 relay 节点与 HA 节点通讯半径约束 R_{HA} 作为实验的可调参数,其实验目的是观察 R_{HA} 的变化对于这 4 个算法输出结果的影响。

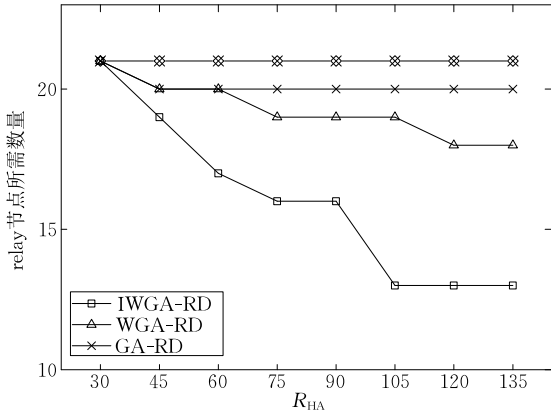


图 8 不同 R_{HA} 大小下 4 种算法中所需 relay 节点数量比较

实验设计中 R_{HA} 是由 30 m 开始逐步增大的,而当 $R_{HA} = 30$ m 的情况下,本文拟求解的 CRP-HWNs 问题是与文献[6]中所提出的 STP-MSPBEL 问题是完全一致的,符合前文为证明 CRP-HWNs 是 NP-Hard 中的所述: STP-MSPBEL 是 CRP-HWNs 的一个特例. 此时 GA-RD 算法就是文献[6]中所提出的 PGA-RD 算法,由此说明为什么在解决 STP-MSPBEL 问题时本文所提出的算法 GA-RD 效果与算法 PGA-RD 是相同. 对于 PGA-RD 由于本身并没有考虑到 relay 节点通讯能力高于 LA 节点,所以 R_{HA} 的变大与否并不影响算法所得到结果。

而 IWGA-RD 来讲,随着 R_{HA} 不断增大,可以发现其算法效果明显优于其他两种,这是由于 IWGA-RD 并不是一次部署所有的 relay 节点,而是采用迭代逐步部署 relay 节点的策略,从而导致在 IWGA-RD 算法所生成的连通树中 relay 节点连接其他节点的数量可能多于 2. 对于采用 PGA-RD、GA-RD 和 WGA-RD 算法所生成的连通树中,relay 节点连接其他节点的数量只能是 2. 所以在 IWGA-RD 算法中,relay 节点通讯半径约束较大并且能够连接多个节点的特性被充分利用,其所需 relay 节点数量也相对于其他 3 种算法最少. 同样 IWGA-RD 所产生拓扑中 relay 节点的节点度可以多于 2 可以在算法产生拓扑实验中进行验证。

如图 9 给出了当区域内 LA 节点数量固定为 150 和 R_{HA} 固定为 60 m 情况下,区域内原有 HA 节点的数量作为可调参数时 4 种算法所产生的结果,主要是说明 HA 节点数量的变化对这 4 个算法实

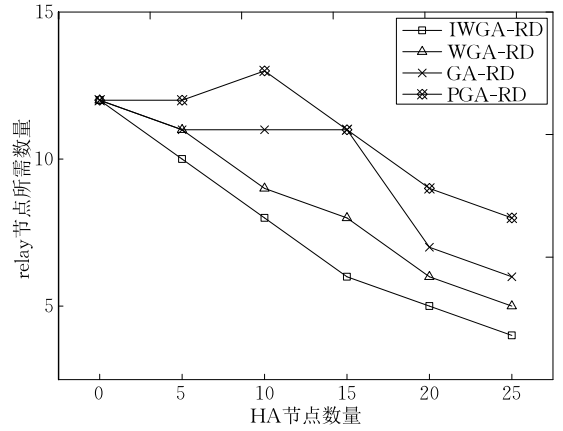


图 9 不同 HA 节点数量下 4 种算法中所需 relay 节点数量比较实验效果的影响. 而值得注意的是当 HA 节点的数量为 0 时,本文拟解决的 CRP-HWNs 问题恰好就是在文献[11]中所要解决的问题,同样说明在文献[11]中所要解决的在同构网络中部署异构 relay 节点的问题本身就是 CRP-HWNs 的一个特例. 事实上文献[11]所提出的算法同样也是基于图增量的,即采用 GA-RD 算法思想来求解部署 relay 节点集合. 正如图 9 所示,对于本文所提出的 IWGA-RD 和 WGA-RD 算法、GA-RD 和 PGA-RD,在初始 HA 节点数量较少情况下的这 4 种算法使用效果并无太大差异. 但是随着 HA 节点的数量逐步增加,WGA-RD 算法要明显好于 GA-RD 算法,这是因为在 GA-RD 算法中部署 relay 节点只是单纯从欧式距离来考虑,这种 relay 节点部署的方式是可能存在这样一种现象:对于两个连通分量来说相距最近的可能为两个 LA 节点,而实现他们所连成的边可能需要 2 个以上的 relay 节点;由于节点异构所带来通讯半径约束的不同导致如果连通处于两个连通分量中距离稍远的两个 HA 节点,实现他们所连成的边可能只需要少于 2 个 relay 节点. 由此由于 WGA-RD 算法考虑到了节点的异构性,随着 HA 节点的数量逐步增大使得 WGA-RD 算法要明显好于 GA-RD 算法. 而对于算法 PGA-RD 来讲,同样并未考虑节点通讯能力差异,图中 HA 节点数量的增大,是与 LA 节点数量的增大无区别,而对于在 HA 节点增大到 10 时,所需 relay 节点反而增加,这是由于本身图中节点数量的增加有可能导致连通分量的增加,而对于 PGA-RD 来讲连通分量个数的增大其修复边的个数也增加,由此所需 relay 节点个数可能增大,而其之后变小是因为图中节点密度增大,连通分量数量可能会变少. 当采用 IWGA-RD 算法时,由于即考虑节点异构所带来通讯半径约束的不同,relay 节点

又可以连通两个以上其他节点,使得 IWGA-RD 的算法效果也明显要好于另外 3 种部署算法。

6.2 PGA-RD、GA-RD、WGA-RD 和 IWGA-RD 所产生聚集树中 LA 节点能耗分析

根据文献[6]所提出的算法和应用在同构网络下的要求,本文构建了在文献[6]所需的实验场景,通过 4 个算法在该场景实验所产生的实验结果,说明即使在同构场景下我们提出算法所产生的拓扑在聚集信息收集模式^[20]下 LA 节点负载较小.当采用 PGA-RD、GA-RD、WGA-RD 和 IWGA-RD 所产生拓扑作为信息聚集树时,由于 LA 节点通常被认为能量受限的,LA 节点所承担的工作多少决定着该

节点的生存周期,而 LA 节点在信息收集层面所承担的工作具体体现在参与了多少数据包的传输工作.由此本文针对整个网络完成一次信息收集 LA 节点所需参与数据包的数量进行对比,以说明上述算法所产生拓扑在信息聚集下 LA 节点的能耗。

首先在正方形区域中随机布撒 150 个相同 LA 节点如图 10(a)所示,relay 节点通讯半径设为 100m.由于 LA 节点数量较多,同样基于图增量的 PGA-RD 和 GA-RD 中并体现出 relay 节点通讯能力较强的特点,由此在这个实验场景下两个算法所产生的结果是相同的。

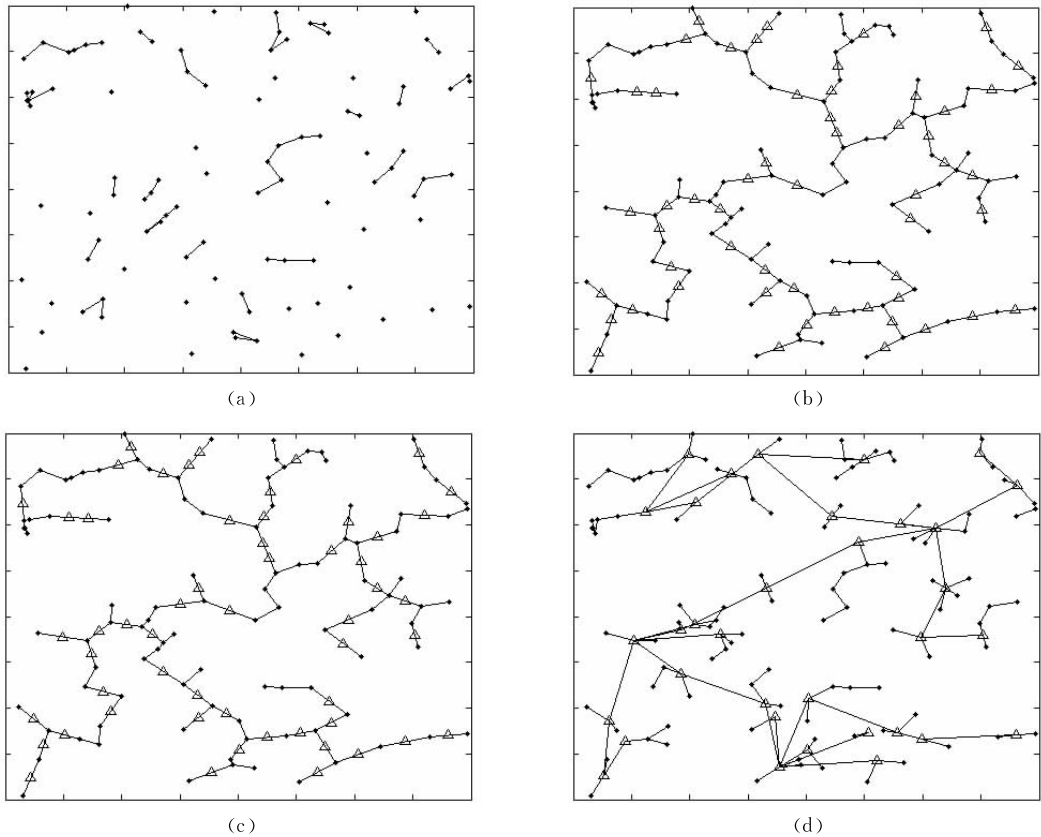


图 10 同构网络加入 relay 节点拓扑情况

如图 9(a)所示为 LA 节点初始连通情况;图 9(b)为采用 PGA-RD 和 GA-RD 这两个算法的输出结果,连通整个网络需要 55 个 relay 节点;图 9(c)给出了采用 WGA-RD 算法输出的结果;图 9(c)给出了采用算法 IWGA-RD 算法输出的结果,连通整个网络需要 55 个 relay 节点.可以发现采用算法 GA-RD、WGA-RD、IWGA-RD 输出的拓扑均为树状拓扑,其拓扑依然是基于已有 LA 节点所产生树,只不过有些边中加入了一些 relay 节点完成对于该边的实现,实验结果可以发现 PGA-RD、GA-RD 和

WGA-RD 三者所产生结果差异性不大,IWGA-RD 算法效果最好。

而文献[20]说明在对于总和、平均等指标信息进行采集时可以采取多对一的数据聚集过程以有效降低数据包的传输量.对于整网信息的一次完整聚集收集所需发送数据包的个数恰好为该生成信息聚集树中边的数量,即 $|S_{LA}| + |S_{relay}| - 1$.事实上相对 relay 节点的能量约束,LA 节点本身是十分受限于能量的,由此我们采用与文献[20]相同的对网络能耗评估方法,即在评估能量消耗时只考虑了 LA 节

点用于传输数据包的所带来的能耗,对于用于 relay 节点间的传输数据包所带来的能量消耗并不予以考虑.在图 11 中给出了当 relay 节点通讯半径为 100m,不同 LA 节点数量情况下采用 GA-RD、WGA-RD 和 IWGA-RD 所产生聚集树中 LA 节点所需参与数据包的传输量.

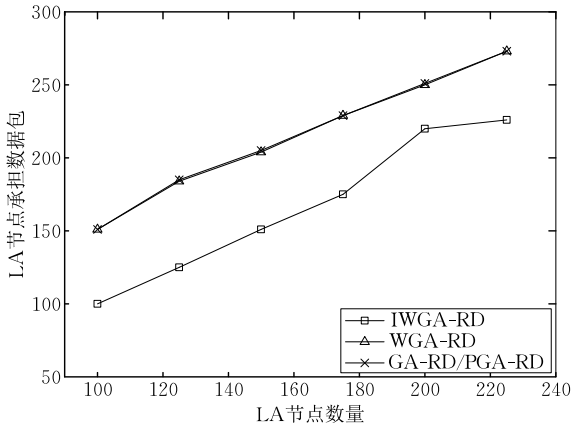


图 11 同构场景中不同 LA 节点数量下 LA 节点所需参与数据包的传输量

可以看出 IWGA-RD 所生成的数据聚集树在 LA 节点所需发送数据包数量要明显好于其他两种算法所生成的数据聚集树.在图 12 中给出了由已有数量为 100 的 LA 节点作为固定参数,relay 节点通讯半径约束作为可调参数,完成一次数据聚集 LA 节点所需参与数据包传输数量.可以发现当采用 IWGA-RD 算法时,随着 relay 节点的通讯半径不断增大,LA 节点所参与数据包传输量明显下降,这是由于在 IWGA-RD 中 relay 节点可以连接多于两个其他节点,当 relay 节点通讯能力越强,relay 节点间相互连接的情况就有所增加,本来需要 LA 节点参与的很多信息传输可以被 relay 节点值间的信息传输替代,所以 LA 节点所需参与的数据包传输量由此减少.

而对于已有一些 HA 节点的异构网络场景,本文又在同构网络实验场景中随机加入了 10 个 HA 节点,以说明 4 种算法在异构网络中加入 relay 节点所产生的拓扑在已有 LA 节点数量和 R_{HA} 变化下,在采取 Nto1 聚集模型时 LA 节点所需参与的数据包传输量.

如图 13 所示为 4 种算法产生的拓扑情况下,在不同已有 LA 节点数量情况下,当采取 Nto1 聚集模型中 LA 节点所需参与的数据包传输量.

如图 14 所示为 4 种算法产生的拓扑情况下,在不同 R_{HA} 情况下,当采取 Nto1 聚集模型中 LA 节点所需参与的数据包传输量.

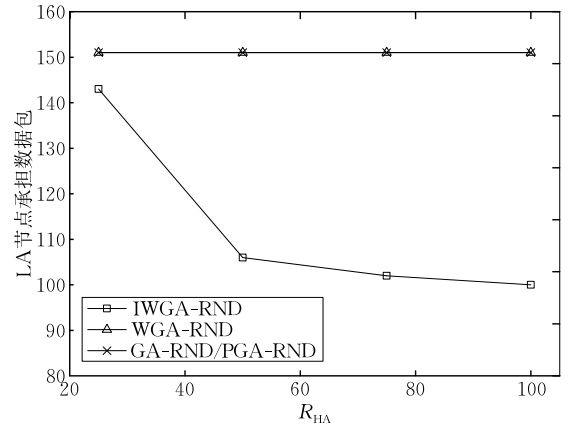


图 12 同构场景中不同 relay 节点通讯半径下 LA 节点所需参与数据包的传输量

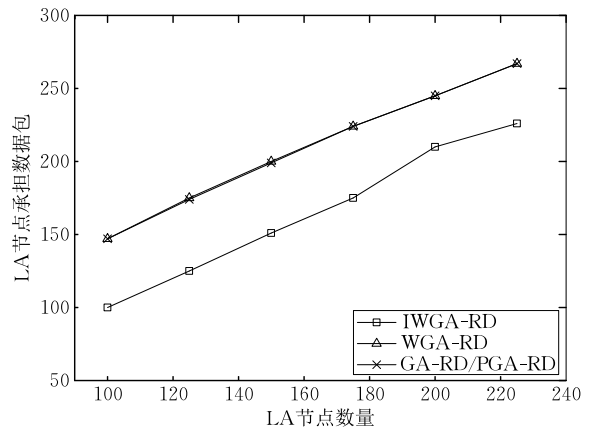


图 13 异构场景中不同 LA 节点数量下 LA 节点所需参与数据包的传输量

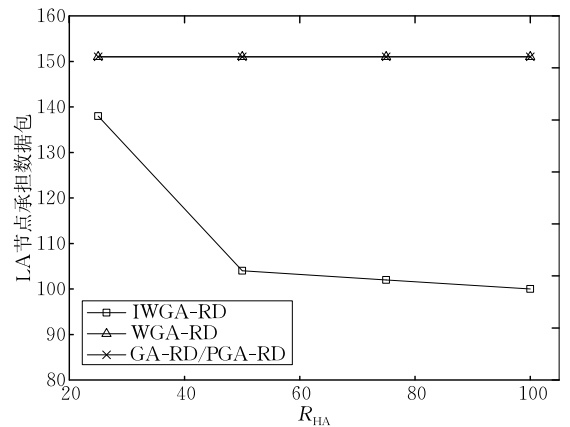


图 14 异构场景中不同 relay 节点通讯半径下 LA 节点所需参与数据包的传输量

7 结 论

本文主要研究的问题为:如何向异构节点所构成的网络中部署数量最少的 relay 节点使得整个网

络连通,即本文提出的 CRP-HWNs 问题,并证明了该问题是 NP-Hard 问题. 本文主要工作在于,首先将以往研究中针对同构网络中 relay 节点部署问题所提出的基于欧式距离最小生成树的部署算法应用在求解 CRP-HWNs 问题上,并且推导了该算法应用在异构网络中的近似比. 后又提出了一种基于最小权重生成树的部署算法: WGA-RD,并且推导出 WGA-RD 算法是近似比为 10 的近似算法. 通过分析我们发现上述 GA-RD 与 WGA-RD 算法中所部署的 relay 节点只能连接 2 个其他节点,针对于这种 relay 节点数量上的浪费本文又提出了 IWGA-RD 算法,在该算法所输出的结果中 relay 节点是可以连接多于 2 个其他节点的,并且我们证明了 IWGA-RD 算法的所需 relay 节点数量必然要少于 WGA-RD 算法. 在本文的实验环节,我们对比于已有的 PGA-RD 部署算法说明本文所提出算法性能,通过分别将 LA 节点数量、HA 节点通讯半径约束 R_{HA} 、HA 节点数量作为实验的可调参数,实验验证上述算法的输出效果,可以发现采用 IWGA-RD 算法所需的 relay 节点数量最少,而 WGA-RD 算法其次之,GA-RD 算法最差,并进行了一定理论分析. 我们同样也对上述 3 种算法所生成的数据聚集树拓扑,在数据聚集时所需消耗 LA 节点能量的情况进行了实验,说明 IWGA-RD 算法所产生的数据聚集树中 LA 节点的能量负担最小. 可以发现本文所实现的算法是适应于一般情况下的 relay 节点部署,而由于部署方式等因素导致已有节点分布形式存在一定特征如正态分布,这种情况下 relay 节点部署问题则是我们下一步所关注的研究内容.

参 考 文 献

- [1] Chebrolu K, Raman B. Fractal: A fresh perspective on (rural) mesh networks//Proceedings of the ACM SIGCOMM Workshop on Networked Systems for Developing Regions (NSDR). Kyoto, Japan, 2007: 48-54
- [2] Wu Wen-Jia, Yang Ming, Luo Jun-Zhou. A bandwidth-aware router placement for wireless Mesh networks. Chinese Journal of Computers, 2014, 37(2): 344-355(in Chinese)
(吴文甲, 杨明, 罗军舟. 无线 Mesh 网络中满足带宽需求的路由器部署方法. 计算机学报, 2014, 37(2): 344-355)
- [3] Chang C Y, Chang C T, Wang T C, Li M H. Throughput-enhanced relay placement mechanism in WiMAX 802.16j multihop relay networks. IEEE Systems Journal, 2014, 9(3): 1-15
- [4] Tang J, Hao B, Sen A. Relay node placement in large scale wireless sensor networks. Computer Communications, 2006, 29(4): 490-501
- [5] Kuo T, Lin K, Tsai M. Maximizing submodular set function with connectivity constraint: Theory and application to Networks. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2015, 23(2): 533-546
- [6] Lin G, Xue G. Steiner tree problem with minimum number of Steiner points and bounded edge-length. Information Processing Letters, 1999, 69(2): 53-57
- [7] Greg N, Joseph J. Approximation algorithms for several graph augmentation problems. SIAM Journal on Computing, 1981, 10(2): 270-283
- [8] Chen D, Du D, Hu X, et al. Approximations for Steiner trees with minimum number of Steiner points. Journal of Global Optimization, 2000, 18(1): 17-33
- [9] Bredin J, Demaine E, Hajiaghayi M, et al. Deploying sensor networks with guaranteed capacity and fault tolerance. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2010, 18(1): 216-228
- [10] Kashyap A, Khuller S, Shayman M. Relay placement for higher order connectivity in wireless sensor networks//Proceedings of the 25th IEEE International Conference on Computer Communications. Barcelona, Spain, 2006: 1-12
- [11] Lloyd E, Xue G. Relay node placement in wireless sensor networks. IEEE Transactions on Computers, 2007, 56(1): 134-148
- [12] Mao X, Miao X, He Y, et al. CitySee: Urban CO2 monitoring with sensors//Proceedings of the IEEE Conference on Computer Communications, INFOCOM 2012. Orlando, USA, 2012: 1611-1619
- [13] Mach P, Bestak R, Becvar Z. Optimization of association procedure in WiMAX networks with relay stations. Telecommunication Systems, 2013, 52(3): 1697-1704
- [14] Grilo A, Chen J, Diaz M, et al. An integrated WSN and SCADA system for monitoring a critical infrastructure. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2014, 10(3): 1755-1764
- [15] Ameer A, Mohamed Y, Kemal A. Movement-assisted connectivity restoration in Wireless Sensor and Actor Networks. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2009, 22(4): 687-694
- [16] Han X, Cao X, Lloyd E L, et al. Fault-Tolerant relay node placement in heterogeneous Wireless Sensor Networks. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2010, 19(5): 643-656
- [17] Xu K, Hassanein H, Takahara G, Wang Q. Relay node deployment strategies in heterogeneous wireless sensor networks. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2010, 19(2): 145-159
- [18] Akkaya K, Janapala S. Maximizing connected coverage via controlled actor relocation in wireless sensor and actor networks. Computer Networks, 2008, 52(14): 2779-2796
- [19] Du D Z, Hwang F K. A proof of the gilbert-pollak conjecture on the Steiner ratio. Algorithmica, 1992, 7(1): 121-135
- [20] Xing G, Wang T, Jia W. Rendezvous design algorithms for wireless sensor networks with a mobile base station//Proceedings of the 9th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. Hong Kong, China, 2008: 47-60



CHE Nan, born in 1980, Ph. D. , associate professor. His research interests include WSNs, node deployment and network optimizing.

LI Zhi-Jun, born in 1977, Ph. D. , associate professor. His research interests include P2P, pervasive computing, WSNs and operation system.

JIANG Shou-Xu, born in 1968, Ph.D. , professor, Ph.D. supervisor. His research interests include P2P, database, WSNs and pervasive computing.

Background

Disconnected phenomenon is very common in wireless networks, moreover networks' being connected or not decides whether wireless networks can work effectively or not. Adding relays into wireless networks can make the network connected, the previous works are almost based on the assumption that the networks which added relays into are homogeneous, in fact heterogeneous network is frequent, thus we dedicate to the research on relay deployment problem in heterogeneous Network which can be proved NP-hard. We deduce the approximate ratio of previous relay deployment strategy in homogeneous networks when used in heterogeneous

networks, then Weighted Graph Augmentation Based Relay Deployment and Iterative Weighted Graph Augmentation Based Relay Deployment are proposed and deduced that their approximate ratio is 10. This paper is supported by the National Natural Science Foundation of China, these projects focus on key techniques for multi-infrastructure assisted wireless networks. Our group has been working on the wireless network infrastructure deployment, data routing, and gathering in wireless networks, some research results have been accepted by VTC'12, WAIM '12 or other conferences and international journals.