

# 传感器网络中继节点扩展部署的优化算法研究

曾斌, 魏军, 姚路

(海军工程大学 信息管理研究室, 湖北 武汉 430030)

**摘 要:** 提出了一个支持多维定标的中继节点可扩展部署算法, 当现有中继节点过载时能及时增加新的中继节点并定位新增中继点的最优位置。该算法把部署问题转化为多维欧氏空间下的优化选址问题, 通过启发式搜索传输空间的相交区域来查找中继节点的合理部署, 并证明了算法的正确性和完备性。在此基础上进一步提出优化方法, 可以把算法的复杂度降为节点数量的线性函数。仿真实验结果表明, 提出的部署算法能较大程度地平衡网络流量负载, 从而降低数据传输过程的能量消耗, 延长网络生命周期。

**关键词:** 传感器网络; 中继节点; 扩展部署; 负载均衡; 带宽受限

中图分类号: TP309

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2012)04-0152-11

## Optimal scalable redeployment algorithm of relay nodes in wireless sensor networks

ZENG Bin, WEI Jun, YAO Lu

(Research Center of Information Management, Naval University of Engineering, Wuhan 430030, China)

**Abstract:** A relay node redeployment algorithm was proposed to find the optimal location of redeployment relay node when an existed relay node was overloaded considering the multi-dimensional localization and bandwidth constraint. The algorithm translated the redeployment problem into the optimal location planning in a multi-dimensional Euclidean space and then gave the suitable redeployment plan through searching the intersections of transmission areas heuristically. The correctness and completeness of the algorithm were proved. Furthermore, an optimization method was proposed to reduce the complexity of the algorithm to the linear function of the number of sensor nodes. The simulation results show that the algorithm can balance the loads of the overloaded relay nodes by joining in the candidate nodes and then prolong the network lifetime.

**Key words:** sensor networks; relay nodes; redeployment method; load balance; bandwidth constraints

### 1 引言

近年来传感器网络作为一种新兴技术得到较大发展, 在军事侦察、环境监测、目标跟踪、灾难救援等方向显示了很大的应用价值。它是一种由大

规模、低成本、能量受限的微型传感节点部署形成的网络。传感器网络的部署方式一般包括随机性部署(由飞机随机抛洒)和确定性部署(人员或车辆定点安装)2种。

由于传感节点的轻型电池很难被替换和充电,

收稿日期: 2011-02-08; 修回日期: 2011-08-20

基金项目: 国家高技术研究发展计划(“863”计划)基金资助项目(2005AA712021); “十一五”国防预研基金资助项目(101050401); 湖北省自然科学基金资助项目(ZRY1086, ZRY0145)

**Foundation Items:** The National High Technology Research and Development Program of China(863 Program)(2005AA712021); The Defense Advanced Research Project (101050401); The Natural Science Foundation of Hubei Province (ZRY1086, ZRY0145)

因此网络的能量消耗是无线传感器网络一个很重要的指标。带来能耗的一个重要原因是无线通信，源节点和目标节点的通信距离越远，能耗越大。以 LEACH 为代表的分簇路由协议在网络运行时通过形成层次化结构，周期性地选择当前能耗较低的节点充当簇头即最上层中继节点，从而达到负载均衡和降低能耗的目的。但这种方式在簇的形成及变动过程中需要不少的传输开销<sup>[1]</sup>，而且从普通节点到簇头同样需要考虑利用中继节点进行转发。

为此提出部署中继节点来降低簇头能耗，中继节点可以由一般传感节点担任，也可采用功能和能源更强大的硬件，它的主要功能就是转发远距离传感节点之间的数据，负责传输的数据流量及频度远超过一般传感节点，所以它的能耗速度会大于其他节点，由此可见作为网络生命周期的瓶颈，中继节点的部署位置非常关键，合理的部署可以明显减少传感节点的传输能耗，从而提高整个网络的生命周期。现有的方法是在网络部署前，以提高网络生命周期或覆盖率为目标函数，采用规划算法等技术优化传感节点和中继节点的部署数量和位置。但它的缺点是当网络运行时，如果传感数据的流量发生变化，可能造成某些中继节点能耗突然加大，这时这种初始部署方案可能失去预想的效果，需要进行后续部署。

但周期性后续部署需要人工或抛洒装备到指定位置安装新节点，存在开销大和实时性弱的问题，而且同样需要给出添加的节点位置。因此很有必要设计一种中继节点扩展部署方法对以上2种方式进行补充，在初始部署时，采用成本较低的网络节点实现中继功能。在网络运行过程中，如果中继节点发生超载时，无须成簇结构的支持，综合考虑节点位置、带宽及能耗等限制因素，通过本文算法选择合适的新增中继节点部署区域，如果该区域存在负载轻的传感节点或冗余的后备中继节点，则由其接管过载流量，否则也能够为后续部署时指明中继节点安装位置，从而达到平衡中继节点负载的目的。

中继节点的扩展部署问题包括3个方面。①带宽受限问题。如果选择普通节点作为补充中继节点，由于功率有限，转发的流量不能超过带宽限制，而现有研究主要集中在能量受限上，对带宽受限研究甚少<sup>[2]</sup>。②节点定位问题。位置选择需要结合节点定位信息才有实际意义，由于传感器尺寸小，计

算资源和能量资源极大受限，现有的许多定位技术（如 GPS）很难直接使用，例如对于部署在复杂环境（如海洋、山地、战场环境）的传感节点。为了提高精度，往往需要在网络中传播多个锚节点（anchor）的定位数据，再利用诸如多维定标算法等技术把多维测量数据映射到二维或三维空间，这种方式涉及矩阵浮点运算，计算量大，误差也较大，需要尽可能避免<sup>[3]</sup>。③处理能力受限问题。由于传感节点计算能力有限，所以算法的复杂度不能太高。

根据已有的文献，现有中继节点的研究主要集中在解决预先部署问题，而对中继节点扩展部署的研究不够深入。而预先部署假设数据流量稳定，但在网络运行过程中，作为网络流量瓶颈和网关，如果数据流量发生变化，某些中继节点需要转发的数据负载较重，这时不做调整可能会导致严重的网络拥塞及分组丢失，甚至会过早消耗完能量而死亡，引起整个网络瘫痪。而成簇路由协议主要考虑层次结构中顶层中继节点（簇头）的负载平衡，开销较大。为此，针对中继节点的特点，提出了一个中继节点在线扩展部署算法，对中继节点进行负载平衡，即当现有某中继节点超载后，选择合适位置新增中继点，共同转发过载的数据流量，这样降低了作为网络瓶颈的中继节点的能耗速度，从而延长整个网络的生命周期。该算法面对第一个问题，在优化算法的约束条件中加入带宽限制（见3.2节）进行优化。对于第2个问题，直接利用锚节点的定位测量数据，避开开销大的降维计算，把传感节点看做是由  $d$  个锚节点构成的  $d$  维欧氏空间的节点，以传输距离作为衡量能量消耗的性能指标，计算出以各个传感节点为中心的  $d$  维信号传输球面的相交区域，从中搜索适合的候选中继节点位置，传输球面的半径为传感节点到中继节点的距离。算法最坏情况下的计算复杂度为  $O(m^{d+1})$ ，其中， $m$  为将要指派给新增中继节点转发数据的传感节点数量，并进一步提出了优化方法，可以在大多数情况下把计算复杂度降为  $O(m)$ ，以解决传感节点处理能力受限问题。

本文第2节讨论相关工作；第3节给出了问题定义，并证明了算法所需的数学定律；第4节描述了中继部署算法；第5节讨论了算法的复杂性并提出了优化方法；第6节给出了仿真实验结果及分析；第7节为结束语。

## 2 相关工作

利用中继节点提高网络性能是目前传感器网络领域的研究热点之一。中继节点通过事先设计的布放位置来优化网络拓扑结构,从而达到提高网络性能的目的。根据中继节点和传感节点的传输距离不同,解决方法也不同,当前主要方式是以中继节点作为路由路径上的网关或转发站,建立面向连接或生命周期的目标优化函数,通过部署平面或层次化网络结构进行求解。而且对中继节点的能力要求也不一样,在平面网络结构中中继节点可以用普通传感节点代替,而在层次化网络结构中作为传感节点的网关,中继节点的传输半径要高于一般传感节点。平面网络结构中传感节点可以转发其他节点的数据,但在多层中继部署的网络结构中,传感节点只能把数据发送给中继节点或基站,不能转发其他节点消息。而设计兼有平面结构和分簇结构优点的新型数据传输模式,是目前很重要的研究方向<sup>[4]</sup>,这也是本文研究的努力方向。

文献[5]把中继节点部署问题分割为 2 个 NP 难问题:网络维护问题和网络修复问题。为了解决网络维护问题,以 Fiedler 值作为网络连接度指标,以中继节点的位置坐标作为决策变量,通过构造分层的半正定规划函数来进行求解,但网络规模受到限制,仿真实验在 50 个传感节点左右才能取得较好效果。在此基础上提出了一个自适应的启发算法来求解网络修复问题,改变中继节点位置来提高网络连接度,但中继节点的移动需要消耗大量能量,以牺牲能量来提高连接度的办法值得商榷。为了进一步降低能耗,提出了一个“加权最小能量路由”算法来平衡传感节点和中继节点之间的负载,这需要对网络路由协议进行修改。从文中可以发现中继节点的再部署及负载平衡对降低能耗具有重要的影响。

文献[6]通过 Voronoi 图把传感区域分区(即 Voronoi 单元),以 Voronoi 单元的交集作为中继节点候选位置,并提出一个选择算法最小化所需中继节点的数量,该方法仅用于随机部署,而且没有考虑中继节点过载问题。文献[7]把布放区域划分为等大小的单元网格,把优化问题转换为选择可以放置中继节点的单元格,并通过启发算法求解最少的候选单元格来优化中继节点的数量。文献[8]和文献[9]针对确定性部署问题,寻找最少数量的中继节点以

满足网络生命周期和连接度的要求,该问题等效于最小覆盖集问题,针对该 NP 难问题,提出了一个回归算法计算次优解。与文献[6]类似,该算法首先求解传感节点传输区域的交集,并把中继节点放置在拥有较多数量传感节点的交集中,以此来最大化中继节点能够服务的传感节点数量。文献[6~8]给笔者的启发是通过搜索传感节点传输区域的交集,可以简化候选中继节点部署区域的优化选择过程。

文献[10]对影响中继节点负载平衡的相关因素进行了分析,发现如果能够控制节点间传输距离,通过最短路径法即可取得较好的负载平衡,并提出了一个基于中心度的能量控制策略。文献[11]把中继节点部署问题转换为一个欧氏 Steiner 最小树问题(ESMT),并提出了一个考虑能量平衡的混合算法求解。从文献[10,11]可以发现中继节点能量平衡的重要性,减少传感节点和中继节点之间的传输距离对降低能耗具有较大作用。

以上文献关注于对中继节点的预先部署,当网络运行过程中流量发生改变,导致中继节点能耗变化时,预先部署则需要调整。现有研究主要集中在采用移动节点方式进行扩展部署<sup>[12]</sup>,但这种方式中继节点的成本较高,能量消耗大。在层次网络结构中,簇头可以看作中继节点的最上层,分簇路由协议为了平衡簇头负载作了大量研究,例如文献[13]提出采用多簇头方式共同承担簇头任务,但簇的形成和维护需要消耗大量能量。文献[14]为了解决传感器网络的流量拥塞问题,提出了一种动态的中继节点部署机制来调整路由,首先识别出拥塞区域,然后添加新的中继节点绕开拥塞区域,但如前文所述,传感器网络中直接添加新的节点开销太大,而本文重点考虑利用现有冗余节点或负载较轻节点来作为新的中继节点。CODA 算法提出了一种拥塞发现及控制算法<sup>[15]</sup>,它的拥塞发现机制可以发现过载区域及节点,但它是通过抑制源节点发送数据来实施拥塞控制,而本文是通过增加新的中继节点进行负载平衡来减轻拥塞。本文算法适用于平面和层次网络结构,可以利用现有负载较轻节点作为新的中继节点来减轻超载中继节点的能耗,并进一步提供了对多维定标的支持。

## 3 问题描述

在多维定标环境下传感器网络中的每一个传感节点都可用  $d$  维欧氏空间中的顶点表示,这样欧

氏空间中两点之间的距离可以表达维传感节点之间的传输距离。为此需要定义传感节点-中继节点的指派规则来表示传感数据的转发关系：为了减小能耗，中继节点的位置应该尽可能靠近传感节点群，传感节点选择传输距离内最近的中继节点转发数据<sup>[16,17]</sup>。每个中继节点存在自己的“责任区”，责任区内传感节点  $s$  距中继节点  $r$  的距离要小于  $s$  与其他中继节点的距离。采用“就近指派”规则的原因有 3 条。

- 1) 大部分路由协议采用该规则，传输能耗受传输距离的影响最大，距离越远，能耗越大。
- 2) 简化中继节点与传感节点之间的关系，便于找出初始的最优布置区域。
- 3) 系统容错性强，当某个中继节点失效退出网络后，传感节点可自动选择次近的中继节点。

当然某些复杂的路由协议定义的指派关系也比较复杂，但本文的算法只需做相应改动即可适应。为了简化起见，本文的指派规则为就近指派。为了延长网络生命周期，中继节点需要避免超负载工作。当某个中继节点超负载时，在它附近选择一个新的中继节点来承担过重的负载。按照就近指派规则，超载工作的中继节点上部分信息将转发新的中继节点发送，本文主要研究如何选择合适部署位置的节点作为补充的新中继点。

### 3.1 理论背景

中继节点部署问题可被转换为欧氏空间中的集合问题，其中，中继节点和传感节点都表示为顶点，通过节点间相互约束关系可计算出包含候选中继节点位置的空间区域。

$d$  维空间  $\mathbb{R}^d$  中任意 2 点  $x, y$  间传输距离为  $\text{dist}(x, y) = \sqrt{\sum_{i=1}^d (x_i - y_i)^2}$ 。 $d$  维闭合球体  $B_r(p)$  (半径  $r \geq 0$ , 中心点为  $p$ ) 定义为  $B_r(p) = \{x: \text{dist}(x, p) \leq r\}$ 。 $\mathbb{R}^1$  中闭合球体为线段， $\mathbb{R}^2$  中闭合球体为一个圆盘。

$\mathbb{R}^d$  中  $(d-1)$  维球面  $S_r(p)$  (半径  $r \geq 0$ , 中心点为  $p$ ) 定义为  $S_r(p) = \{x: \text{dist}(x, p) = r\}$ 。二维球面为三维空间的普通球面或单点，一维球面为一个圆或单点，0 维球面就是直线上的 2 个点或单点， $\mathbb{R}^d$  中  $(d-1)$  维球面也被称为超球面。 $d$  维球体集合  $\{B_i: i=1, \dots, n\}$  把空间划分为区域，所以区域可被定义为  $\bigcap_{i=1}^n B_i$ ，每个区域都包含有自己的边界。为了表示传感节点的数据负载，给每一个球体  $B_i$  定义了一个属性-权重

$W(B_i)$ 。因此区域  $A = \bigcap_{i=1}^n B_i$  的权重为包含它的所有球体权重的总和，即  $W(R) = \sum W(B_i)$ 。

本文中传感节点的传输范围以球体表示，节点位置用特征点表示，传输的数据负载以权重表示。例如图 1 中 4 个二维球体，权重分别为 2、4、8 和 16，把整个空间划分成 10 个区域，图中黑点为特征点，即多个球面的相交点或部署点。下面介绍本文需要用到的 3 个定理。

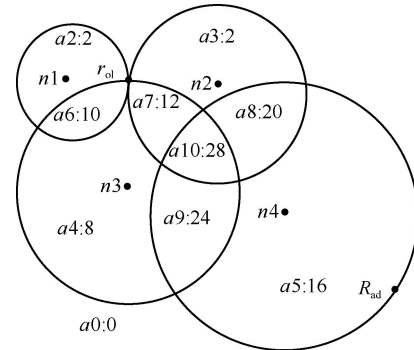


图 1 传输球面示例， $A$  的区域划分

**定理 1** 如果  $\mathbb{R}^d$  ( $d > 1$ ) 中至少 2 个不同球面的相交区非空，则该相交区为一个  $k$  维球面 ( $k < d - 1$ )。

**证明** 可由文献 17 的定理 3.6 直接得证。

**定理 2** 如果  $S$  为  $d$  个  $(d-1)$  维球面的非空相交区，则其中有  $(d-1)$  个球面的相交区仍为  $S$ ，否则  $S$  为 0 维球面。

**证明** 设  $S_1, \dots, S_n$  为  $(d > 1)$  维球面，根据定理 1， $S_1$  和  $S_2$  的相交区为  $S_1$  ( $S_1$  和  $S_2$  相同)，或者为一个低维球面  $S_1'$  (维度小于  $d-1$ )。如果为前者，可以去掉  $S_1$ ，则定理成立。对于后者，进一步考虑  $S_1'$  和  $S_3$  的相交区，同理可以去掉  $S_3$ ，或者得到一个维度低于  $S_1'$  的球面  $S_2'$ ，如果在前面  $d-1$  步不去掉任何一个球面，最后  $S_{d-1}' = S$  的维度为零。

**定理 3** 设  $A$  为一组球体  $B$  划分的区域集合，对应  $B$  的球面集合为  $U$ ，对于  $A$  中的任意一个区域  $a$ ，存在一个  $U$  的相交区，它被  $a$  所包含，否则该相交区为零维球面且必有一点在  $a$  内。

**证明** 设  $U$  的相交区集合为  $S$ ，对于  $a \in A$ ，设  $s_a$  为  $S$  中与  $a$  有相交点的最小维度球面。下面采用反证法进行证明，如果  $s_a$  的维度大于 0，则  $s_a \subset a$ 。如果该命题非真，即可找到一个区域  $a \in A$ ，使得  $s_a \not\subset a$ 。这意味着  $s_a$  球面中至少一个点在  $a$  内，同时又至少有一个点在  $a$  外，这表明  $s_a$  与  $a$  的边界相交，而  $a$  的边界被定义为  $a$  与  $U$  中球面的相交区，换句

话说,  $s_a$  与  $U$  中某球面的相交区上有一点在区域  $a$  的边界上。根据定理 1, 该相交区为一个维度低于  $s_a$  的球面, 这与  $s_a$  为最小维度的假设矛盾, 所以定理得证。

### 3.2 问题描述

传感器网络中包含 2 类节点: 传感节点和中继节点。每一个传感节点指派一个中继节点。中继节点可为多个传感节点提供服务。传感节点和中继节点都存在于  $\mathbb{R}^d$  空间中, 传感节点之间的距离可以通过多个锚节点测量得出。

传感节点一中继节点的指派规则为就近分配, 换作计算几何学的术语, 即中继节点为处于它的 Voronoi 区域的所有传感节点提供转发服务。节点  $n$  的 Voronoi 区域由离  $n$  的距离相较空间中其他节点更近的点构成。

传感节点在传输数据时需要通过中继节点转发, 传感器网络中每个节点在单位时间内能够转发的数据有限, 该限度即为它的容量 (带宽)。传感节点的传输数据量和中继节点的容量在本文中用正实数表示, 一个中继节点所分配的传感节点传输数据量不能超过它的当前容量。

假设某中继节点  $r_{ol}$  过载, 需要加入一个新的节点  $r_{ad}$  接管部分指派给  $r_{ol}$  的传感节点。因此问题转换为计算  $r_{ad}$  的位置坐标, 使其能够接管合适数量的传感节点, 即  $r_{ad}$  需要满足以下 2 个带宽受限的约束条件:

- 1)  $r_{ad}$  转发的总数据流量不能超过它当前的最大容量;
- 2)  $r_{ad}$  从  $r_{ol}$  接管的流量不能小于  $r_{ol}$  的过载流量。

有关过载节点和区域的发现及传播算法已有大量研究<sup>[14,15]</sup>, 非本文研究重点, 为简便起见, 本文以流量阈值作为超载的判别准则。当然  $r_{ad}$  增加的流量负载不仅包括从  $r_{ol}$  上接管的负载, 也要考虑从其他中继节点接管的负载, 由于  $r_{ad}$  的流量限制, 该问题也可能无解。下面计算节点吞吐率 (处理的总数据流量) 与能耗率的关系。相距为  $r$  的 2 个节点收发  $k$  bit/s 的数据所消耗的能量为

$$E(R, k) = k(\alpha_1 + \alpha_2 r^\delta + \beta) \quad (1)$$

其中,  $\delta$  为路径衰弱系数,  $\alpha_1$ 、 $\alpha_2$  和  $\beta$  为电路相关参数。对于第  $i$  个中继节点  $r_i$ , 它当前所转发的总数据流量与能耗率  $ER_i$  之间满足下式:

$$\sum k_{ij}(\alpha_1 + \alpha_2 L^{ij} + \beta) \leq ER_i \quad (2)$$

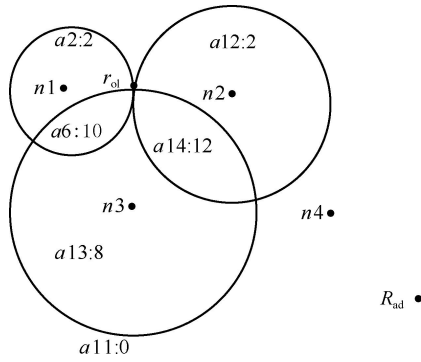
$k_{ij}$  为  $r_i$  到下一跳中继节点  $r_j$  的流量。式(2)反映了中继节点所能处理的数据流量、传输距离及能耗率三者之间的关系, 在传输距离一定的情况下, 通过调整数据流量的分布, 可以使得能耗率达到平衡。

为了更加清楚地描述问题, 给出以下定义。每一个传感节点  $n$  的传输球体  $B(n)$  以  $n$  为中心, 以  $n$  到所分派中继节点的距离为半径。节点  $n$  的球面为  $B(n)$  的边界。 $B(n)$  的权重代表  $n$  的发送数据流量。定义  $A$  为整个部署区域所有传感节点的传输球体组成的空间集合,  $A(r)$  为分配给  $r$  的传感节点传输球体组成的空间集合。因为  $A(r)$  为  $A$  的子集所组成, 所以  $A$  中任一个区域必然被  $A(r)$  中的一个区域包含。 $A(r)$  和  $A$  中的任意一个区域都将具有一个权重属性。

如果  $A$  中某个区域的节点  $r_{ad}$  被选择作为中继节点, 那么分配给  $r_{ol}$  的节点所产生的负载等于该区域的权重。如果属于  $A(r_{ol})$  的某个区域中产生一个新的中继节点, 那么从  $r_{ol}$  上被接管的负载等于该区域的权重。因此, 产生  $r_{ad}$  的合适位置应该属于  $A$  中权重小于  $r_{ad}$  带宽的某区域, 同时也属于  $A(r_{ol})$  中权重大于  $r_{ol}$  过载流量的某区域, 这也是本算法的核心思想。

下面通过图示来说明。图 1 和图 2 为一个二维传感器网络, 分别表示  $A$  和  $A(r_{ol})$  的区域划分, 它们包含 2 个中继节点  $r_{ol}$  和  $r_{ad}$ , 带宽均为 9 (为了不失一般性, 这里假设中继节点和传感节点能力相同), 4 个传感节点  $n_1$ 、 $n_2$ 、 $n_3$ 、 $n_4$ , 发送流量分别为 2、4、8 和 16。其中,  $n_1$ 、 $n_2$ 、 $n_3$  分配给  $r_{ol}$ , 由其转发数据,  $n_4$  分配给  $r_{ad}$ 。图 3(a) 给出了  $A$  中所有区域及其附属权重, 它包括 10 个区域 ( $a_1 \sim a_{10}$ ), 它们由  $B(n_1)$  至  $B(n_2)$  共 4 个传输球体的交叉区和互补区域组成。图 2 给出了由  $B(n_1)$ 、 $B(n_2)$  和  $B(n_3)$  (属于  $r_{ol}$  的节点传输球体) 交叉建立的区域集合  $A(r_{ol})$ , 其中  $a_2$  和  $a_6$  同时属于  $A$  和  $A(r_{ol})$ 。

示例中, 因为  $n_1$ 、 $n_2$ 、 $n_3$  的总流量为 14, 所以  $r_{ol}$  超载, 过载流量为 5。从问题约束条件 1 可知,  $r_{ad}$  新增负载不能超过其带宽, 所以  $r_{ad}$  适合的位置为  $a_1$ 、 $a_2$ 、 $a_3$ 、 $a_4$  和  $a_6$ , 为了满足约束条件 2, 即保证过载的流量能够从  $r_{ol}$  接管, 从图 2 可以看出适合  $r_{ad}$  的位置应该为  $a_6$ 、 $a_{13}$  和  $a_{14}$ , 所以应该在区域  $a_4$  ( $a_{13}$  的子集) 和  $a_6$  中的节点中挑选  $r_{ad}$ , 从图 2 中可以看出  $n_3$  节点最为合适。

图2  $A(r_{oi})$  的区域划分

## 4 中继节点扩展算法

本算法思路如下: 设  $r_{oi}$  为超载中继节点, 这时遍历  $A$  空间所有区域  $a$  (后文介绍优化方法)。如果  $A(r_{oi})$  中有一区域  $a_{oi}$  包含  $a$ , 则检查  $a_{oi}$  和  $a$  的权重是否满足得到有效解的 2 个条件, 当发现有  $(a_{oi}, a)$  满足条件, 则算法结束, 新增节点  $r_{ad}$  为  $a$  中剩余能量最大的节点。判断  $a_{oi}$  是否包含  $a$  的算法比较简单, 在 4.2 节将介绍如何在  $a$  中找到具有合适权重的区域。

算法的重点是如何高效地遍历  $A$  中所有区域, 直接的做法是计算所有传感节点的子集, 检查它们的传输球面是否相交形成交叉区。由于  $m$  个传感节点可以有  $2^m$  个组合, 这种方法属于指数复杂度, 不具有可行性。

本文的方法是通过寻找  $A$  中的特征点集合来遍历  $A$  中区域。一旦找到特征点, 求出包含它的区域是比较容易的, 位于一个区域边界上的特征点可能同时位于其他区域内, 如图 1 所示。本文的算法每次在至多  $d$  个传输球面的交叉区上选取特征点, 由于网络中具有  $O(n^d)$  个交叉区, 而每个交叉区至多选取 2 点, 所以算法搜索的特征点数量为  $O(m^d)$ , 其中,  $m$  为传感节点数量, 这种方法可降低算法最坏情况下的复杂度。

### 4.1 算法流程

下面给出算法的流程。

扩展算法: 计算新增中继节点的位置

输入:  $r_{oi}$ : 超载中继节点

overload: 超载中继节点过载流量阈值

reload: 新增中继节点可允许的接管流量阈值 (小于其带宽)

$S$ : 传感节点传输球面集合

$A$ :  $S$  中传输球面组成的区域集合

输出:  $p$ : 存在有效解时的位置, 否则为空

- 1) while ( $p == \text{NULL}$ ) do
- 2)  $\hat{S} :=$  从  $S$  中选取以前循环没有选择的至多  $d$  个球面
- 3) 如果  $\hat{S}$  中所有可能解已遍历, 则返回空值
- 4)  $\hat{s} := \hat{S}$  中球面的交叉区
- 5) if ( $\hat{s} \neq \emptyset$ ) then
- 6) if ( $\hat{s}$  为零维球面) then
- 7)  $N := \hat{s}$  中所有的节点集合
- 8) else
- 9)  $N :=$  包含  $\hat{s}$  中任一节点的单元素集合
- 10) forall ( $a \in A$  with  $a \cap N \neq \emptyset$ ) do
- 11)  $w := a$  的权重
- 12)  $w_{oi} :=$  在  $A(r_{oi})$  中包含  $a$  的区域的权重
- 13) if ( $w \leq \text{reload}$  and  $w_{oi} \geq \text{overload}$ ) then
- 14)  $p :=$  区域  $a$  的位置坐标
- 15) return

算法输入参数中传感节点的多维坐标可以在网络启动前由已知坐标的锚节点把测量结果直接发送给中继节点, 权重和过载流量需要根据当前传感节点的传输流量计算, 具体方法见 4.1 节。算法主体为循环结构, 循环开始从传感节点的  $S$  个集合中选择至多包含  $d$  个球面的子集  $\hat{S}$  (第 2 行), 如果  $\hat{S}$  中所有球面被遍历, 没有找到可行解则退出 (第 3 行), 否则计算  $\hat{S}$  中所有球面的交叉区  $\hat{s}$ , 由定理 1 可知  $\hat{s}$  为空或一个低维球面, 如果  $\hat{s}$  非空, 则继续 (第 4 行), 从  $\hat{s}$  中选择特征点构成  $N$ , 由于零维球面至多包含 2 个顶点, 因此集合  $N$  也至多包含 2 个元素 (第 6~9 行), 第 11 行开始子循环, 遍历包含  $N$  中顶点的所有区域。在下面完备性证明中将说明本方法能够遍历  $A$  中每一个子集 (遍历的所有  $N$  集合中包含了  $A$  内子集的特征点), 搜索包含  $N$  内顶点的所有区域以及计算相应权重的方法见 4.2 节, 如果有一个区域满足带宽及过载条件, 则该区域的传感节点可以作为新的中继节点。

很明显算法的解具有多样性特点, 由于第 2 行  $\hat{S}$  的选择和第 9 行  $N$  的选择具有一定随机性, 因此每次执行可能产生不同的解, 但这种多样性不影响本算法的正确性和完备性。

正确性证明: 由于第 13 行的约束性判别, 所以第 14 行的  $p$  为正确的位置。

完备性证明: 完备性指如果问题有解, 算法一定能够找到它。为了证明本算法的完备性, 首先需

要证明当算法没有找到解退出时， $A$  中的所有区域都被遍历到（11~15 行）。设有区域  $a \in A$ ，根据定理 3 会出现 2 种情况：①  $S$  中球面形成的交叉区被  $a$  包含；② 该交叉区为零维球面，并与  $a$  有一个相交点。定理 2 进一步补充说明至多搜索  $d$  个球面的交叉区就可找到该解（第 2 行）。

设第 4 行的  $s$  为定理 3 中的交叉区，这时存在 2 种情况：①  $s$  为  $a$  所包含；②  $s$  为零维球面且与  $a$  有一点相交。如果①成立，则不管 5~9 行选择何种顶点， $a$  必会被 11~15 行的子循环找到，如果②成立，在 11~15 行中搜索了所有与  $s$  有交点的区域。因此算法没有找到可行解退出时，可以肯定网络空间  $A$  内所有区域被搜索过，无可行解。

### 4.2 权重的计算

算法重点之一就是要在  $A$  空间找到包含特征点  $v$  的所有区域并计算出权重。设包含  $v$  的所有区域集合为  $A_v$ ， $B_1$  为内部包含  $n$  的传输球体集合， $B_2$  为边界上包含  $v$  的传输球体集合，所以对于任意一个区域  $a (a \in A_v)$ ，它的权重为  $W_1 + W_2$ ， $W_1$  为  $B_1$  中所有球体的权重之和， $W_2$  为  $B_2$  中部分球体的权重之和。

举例说明如下，假设图 1 中  $v$  为  $n_3$  和  $n_4$  的交叉区中位于  $B(n_2)$  内的点，因此  $A_v$  包含了区域  $a_3$ 、 $a_7$ 、 $a_8$  和  $a_{10}$ ， $B_1$  包含  $B(n_2)$ ， $B_2$  包含  $B(n_3)$  和  $B(n_4)$ 。可得  $A_v$  中  $W_1$  的值为传输球体  $B(n_2)$  的权重 4， $B_2$  中 2 个球体都包含区域  $a_{10}$ ， $W_2$  对应  $a_{10}$  的值为 24，它等于  $B(n_3)$  和  $B(n_4)$  的权重之和，而  $W_2$  中对应  $a_3$ 、 $a_7$ 、 $a_8$  的值同理可得分别为 0、8 和 16。

$W_1$  和  $B_1$  的计算与  $A_v$  中特殊区域无关，可以比较容易的计算得出，而计算  $A_v$  中  $W_2$  的算法比较复杂，主要包含 2 个步骤。

1) 设计了一个判别规则，搜索满足以下条件的  $B_2$  的子集  $B_3 (B_3 \subset B_2)$ ，该条件为  $B_3$  内所有球体包含某区域  $a (a \in A_v)$ ，且  $a \not\subset B_2/B_3$ 。

2) 为了避免遍历  $B_2$  内所有子集组合，利用如下推论对搜索过程中  $B_3$  的数量做了限制。

**推论 1** 对于  $B_3 \subset B_2$ ，如果  $A_v$  内存在区域  $a$ ， $a$  被  $B_3$  中所有球体包含且位于  $B_2/B_3$  之外，当且仅当  $B_3$  中所有球体的球心可通过一个包含点  $n$  的超面与  $(B_2/B_3)$  内球心分割。

**证明** 设  $v$  附近有一点  $v_1$ ， $v_1$  和  $v$  位于以  $n$  为球心的球体内的条件为：矢量  $(v, v_1)$  和  $(v, n)$  之间夹角小于  $\pi/2$ 。因此当且仅当  $B_3$  内球体的球心包含  $v$  且与  $v_1$  位于  $(v, v_1)$  正交超面的同一侧时， $v_1$  位于  $B_3$

内球体的交叉区域。

图 3 为图 1 中  $v$  点周围的详细图示， $v$  为  $a_3$  和  $a_4$  的交叉区中位于  $B(n_2)$  内的点。因为  $(v, v_2)$  和  $(v, n_3)$  的夹角小于  $\pi/2$ ，所以  $v_2$  位于  $B(n_3)$  内，同理  $v_2$  同时也位于  $B(n_4)$  内。因为  $v_2$ ， $n_3$  和  $n_4$  位于超面  $z_2$  ( $z_2$  正交于  $(v, v_2)$ ) 的同一侧，所以  $v_2$  位于  $a_{10}$  (包含  $v$ ) 区域内。而  $v_3$  在  $B(n_4)$  内但在  $B(n_3)$  外， $(v, v_3)$  和  $(v, n_4)$  的夹角小于  $\pi/2$ ，但  $(v, v_3)$  和  $(v, n_3)$  的夹角大于  $\pi/2$ 。同理，因为  $v_3$  和  $n_4$  位于  $z_3$  ( $z_3$  正交于  $(v, v_3)$ ) 的同一侧，但和  $n_3$  分别位于  $z_3$  的两侧，所以  $v_3$  在区域  $a_8$  内。

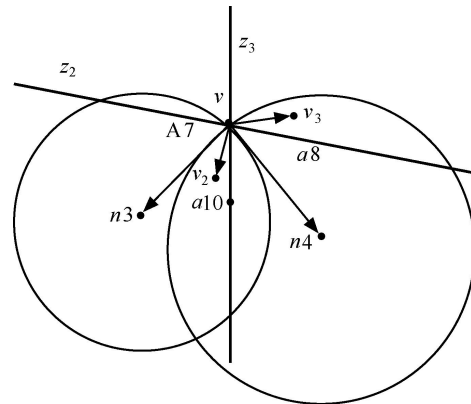


图 3 权重的计算示例

**推论 2** 如果  $C$  为  $B_2$  内所有球体球心的集合，搜索  $A_v$  内所有区域的问题可以进行简化查找分区问题，即查找把  $C$  划分为 2 个子集的分区，其中这 2 个子集可以被包含  $n$  的超面分割。

**证明** 假设  $C \cup \{v\}$  包含至少  $d$  个线性无关点， $C_1$  为  $C$  的非空子集，可在  $C \cup \{v\}$  内增加新的线性无关点，并把以它们为球心的球体权重设为 0，根据文献[19]的推论 4.2 可知，如果  $C_1$  和  $C \setminus C_1$  可被包含  $v$  的超面分割，则该超面包含  $v$  和  $C$  中至少  $d-1$  个点。这样在步骤 1 中不必计算  $A_v$  内可能的组合，只需选择  $d-1$  个特征点即可。

## 5 算法分析及改进

在本节对算法的复杂度进行分析，并提出了相应的优化方法。

### 5.1 最坏情况下复杂度分析

假设锚节点的个数为  $d$ ，即网络部署空间的维度  $d$  为常数，下面逐行分析复杂度。尽管本文没有指明如何选择  $\hat{S}$ ，但不难在常数时间执行完算法的第 2 行（例如可以对  $\hat{S}$  中子集排序，然后按升序提

取)。第4行需要计算 $\hat{S}$ 中各球面的交叉区 $\hat{s}$ , 因为 $\hat{S}$ 的维度设置为 $d$ , 所以这一工作也可在常数时间执行。第5行和第6行的判断语句可以看做 $\hat{s}$ 计算过程的一个子部分。第11~15行的执行时间也为常数。而计算权重 $w$ 和 $w_{ol}$ 的算法(4.2节给出)与 $(m+|B_2|^d)$ 成线性比例关系,  $|B_2|$ 为 $B_2$ 包含的球体数量, 即为与 $N$ 中某点相交的球体数量, 这里 $m$ 为计算 $W_1$ 的开销, 而计算 $W_2$ 的开销由计算 $B_2$ 的交叉区组成。因为在第一次循环时对 $B_2$ 的计算结果可以存储, 所以在后面循环中可以跳过 $B_2$ 中球面集合的计算。所以第11~15行的开销为 $O(m)$ , 即一次循环的开销为 $O(m)$ , 循环的次数由可能选取的 $\hat{S}$ 的数量决定, 即从 $m$ 元组中选取至多 $d$ 元子集的次数, 它的复杂度为 $O(m^d)$ , 所以最坏情况下算法复杂度为 $O(m^{d+1})$ 。

## 5.2 算法优化

因为部署传感器网络时, 锚节点的数量不会很多, 所以算法的复杂度取决与传感器的数量, 所以考虑如何进一步减少算法中可计算的传感节点数量。

为了方便路由并减少能耗, 新增的中继节点应该部署在超载节点附近。因此远离超载节点的传感节点不受新增节点的影响, 在算法中可以不考虑这些节点。如果增加中继节点后, 没有传感节点可以分派到该新增节点上, 那就表明算法的这次部署无效, 因此需要建立一个判别规则区分哪些为可忽略节点, 这就需要在 $\mathbb{R}^d$ 中限制新增节点的可部署区域。

**推论3** 设已分派给超载中继节点 $r_{ol}$ 的传感节点 $s$ , 它能够重新分派给新增中继节点 $r_{ad}$ 的条件为 $\text{dist}(r_{ol}, r_{ad}) \leq 2g$ ,  $g$ 为 $r_{ad}$ 的传输半径, 或 $r_{ad}$ 与最远分配节点之间的距离。

**证明** 假设新增中继节点后,  $r_{ad}$ 从 $r_{ol}$ 上接管了传感节点 $s$ 的流量, 根据“就近指派”原则可得 $\text{dist}(s, r_{ad}) \leq \text{dist}(s, r_{ol})$ 。根据 $g$ 的定义可得 $\text{dist}(s, r_{ol}) \leq g$ 。根据三角不等式定律可得 $\text{dist}(r_{ol}, r_{ad}) \leq \text{dist}(s, r_{ad}) + \text{dist}(s, r_{ol}) \leq 2\text{dist}(s, r_{ol}) \leq 2g$ 。

从推论3可以推出, 如果中继节点和传感节点之间遵循就近指派原则, 部署算法只需考虑与超载节点距离在 $g$ 之内的传感节点, 即中继节点的路由表中只需登记 $g$ 范围内的传感节点。当然对其他指派方式, 也可按照类似方法加以限制。如果传感节点围绕中继节点均匀分布, 部署算法需要考虑的节点数量与分派给中继节点的传感节点数量呈线

性比例关系。进一步假设, 如果网络中中继节点的数量随着传感节点数量线性增加, 则部署算法在一次执行时需要计算的节点数量为常数。

## 6 实验分析

为了验证部署算法的可行性和有效性, 在Qualnet网络仿真平台下设计了3种实验, 为了提高实验结果的可信性, 每次实验采用不同的随机种子重复10次取其平均值显示。能量模型采用式(1), 参数设置参照了MICA系列传感器节点, 其中,  $\alpha_1$  (发送或接收1bit数据消耗的能量) 设置为50nJ/bit,  $\alpha_2$  (对1bit数据发送放大器消耗的能量) 设置为0.1nJ/bit/m<sup>2</sup>,  $\beta$ 为50nJ/bit,  $\delta$ 设置为2, 报文长度为512bit, 传感节点传输半径 $r$ 设置为30m, 初始能量为6J, 为了减少中继节点制造成本, 初始能量为传感节点的2倍即12J, 带宽为1.5Mbit/s, 其他参数设置包括传输半径与传感节点相同。传感节点的数据采集率在[50kbit/s, 100kbit/s]间均匀分布, 每隔30s进行一次数据收集, 部署区域为2000m × 2000m, 路由采用Dijkstra最短路径算法<sup>[20]</sup>。定位服务由6个锚节点提供, 在部署后把测量坐标发布给各中继节点。

为了避免偏向于某一种中继节点部署算法和中继节点-传感节点分配算法, 按照在负载均衡问题上广泛应用的方法设置起始的网络部署态势, 采用 $k$ -means算法对传感节点分簇, 中继节点部署在算法生成的 $k$ 个簇群的中心<sup>[21]</sup>。

第1种为扩展性实验, 以测试当网络拓扑发生变化时算法的反应能力。实验共分100步, 开始时先部署100个传感节点和1个中继节点, 随后99步中每次增加100个传感节点, 由于流量增加, 超载节点运行部署算法增加新的中继节点, 测量每次部署节点的运行时间。当传感节点达到10000个时, 每次随机减少一个中继节点, 这时运行部署算法增加新节点以减轻超载节点的负载, 并记录算法运行时间。假设中继节点最高负载带宽为 $L$ , 设置过载阈值为 $0.25L$ , 为了避免新增节点能耗率太高, 每次可以被新增中继节点接管的流量设置为在 $[0.25L, 0.5L]$ 之间均匀分布的随机数。从算法流程可以看出, 从超载节点接管的流量大小是非常重要的。每当增加中继节点时, 不仅运行部署会有一定的开销, 改变路由信息也会增加开销。如果转接的流量设置过小, 会造成超载节点反复过载,

因此把从超载节点上转接的流量设置为 25% 以避免短时间内发生二次过载。另外为了限制分派给新增中继节点的传感节点数量，把新增节点的最大负载设置为超载节点负载的 50%。

每次增加一个中继节点，随着网络规模的扩大，融合了 5.2 节所示优化方法的部署算法的运行时间如图 4 所示。从图 4 可见算法的运行时间与传感节点的数量呈线性关系。

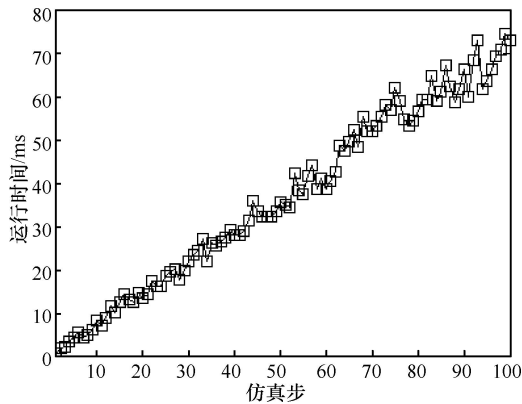


图 4 不同网络规模的算法时间开销

在网络中已部署 10 000 个传感节点和 100 个中继节点后，随着网络结构的动态变化，算法的运行时间变化如图 5 所示。每个仿真步随机删除一个中继节点，由于剩余中继节点负载增大，部署算法进行运算增加一个新的中继节点减轻最大超载节点的负载。注意：新增中继节点的位置不一定在删除节点附近，与删除节点的位置没有关系。每个仿真步之间算法的运行时间都有变化，但总体上都以 77ms 为平均值上下浮动 20ms，而 77ms 与图 4 中网络规模达到 10 000 个传感节点时的算法运行时间基本一致。

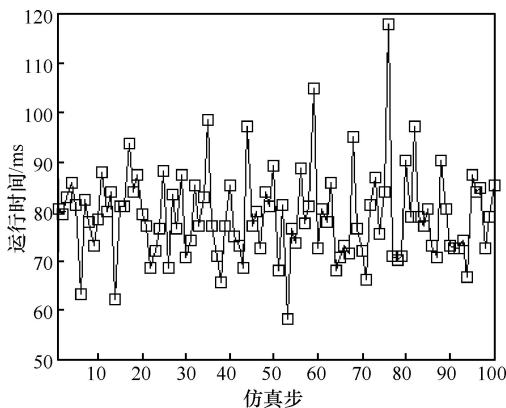


图 5 不同网络结构的算法时间开销

第 2 种为比较性实验，为此设计了一个无优化扩展部署方案以便与本文的优化部署方案进行比较。在无优化部署方案中，新增中继节点的位置以超载节点为中心随机正态分布，这也可看做存在冗余部署时激活休眠节点的一种方式。设超载节点与分配给它的最远传感节点之间距离为  $g$ ，把分布的方差设置为  $g \times k$ ，其中， $k$  为适应因子，它根据起始部署方案的位置进行调节以适应超载节点的环境。当所有中继节点位置计算完毕后，每个采集轮次随机选择 15% 的传感节点，使其数据采集率增加为在 [75kbit/s, 150kbit/s] 间均匀分布，其余保持为初始值，观察网络性能的变化情况，其中过载阈值和最大转接负载阈值的设置和第 1 个实验相同。在这个实验中定义了 3 个性能指标。① 能量利用率：在出现一个中继节点死亡时（消耗完所有能量），所有中继节点消耗的能量之和与初始能量之和的比值；② 生命周期：在出现一个中继节点死亡时，仿真所进行的轮数；③ 中继节点负载方差：在出现一个中继节点死亡后，统计 100 个初始中继节点的负载变化标准方差。图 6 和图 7 分别比较了 3 种部署方案（本文的优化扩展部署方案、无优化扩展部署方案和仅仅初始部署）的能量利用率和生命周期，其中，中继节点的数量从 10 增加到 100 个。

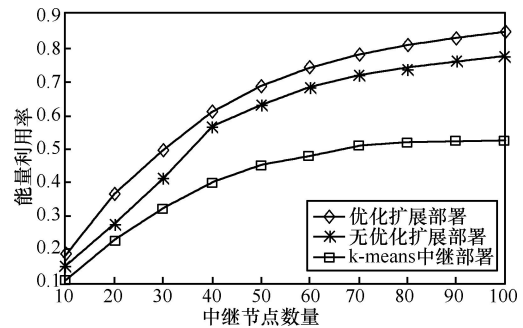


图 6 不同中继节点数量的归一化能量利用率

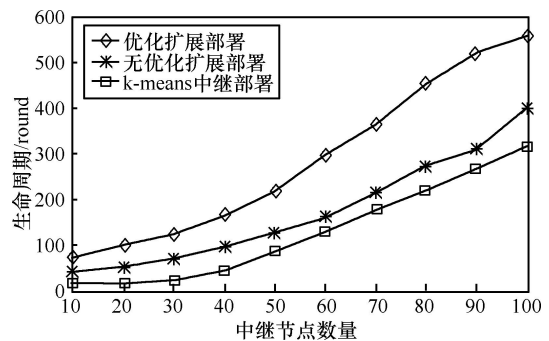


图 7 不同中继节点数量的网络生命周期

从图 6 可以看出，无论在能量消耗还是生命周期指标上，2 种扩展部署算法的性能与无扩展部署算法相比要高，这是由于当某个区域网络流量增加时，扩展算法可以把部分流量负载转接给其他节点，从而减少能耗。而优化扩展算法的性能比另外 2 种算法都占有明显优势，与无优化扩展算法相比，在能量利用率上平均高出 5% 到 15%，在生命周期上平均延长 8% 到 25%，并且随着网络规模的增大和中继节点数量的增多，优势更为明显，这时因为优化扩展算法具有良好的可扩展性，随着节点数量的增加，考虑的优化位置数量也会增加。对于无扩展部署的方案而言，能量利用率在中继节点数量为 10 到 50 个时有明显增加，随后变化开始缓慢，能量浪费较大。总体而言，能量利用率随着节点数量的增加逐渐达到一个饱和值，生命周期则随着节点数量增加线性增长。

图 8 表示了无扩展部署和优化扩展部署情况下中继节点的稳定性，可以看出在优化扩展部署下，随着中继节点的增加，其负载的标准方差基本为常数，而初始部署方案的递增曲线表明随着中继节点的增加，它们之间的负载变化逐渐增大。

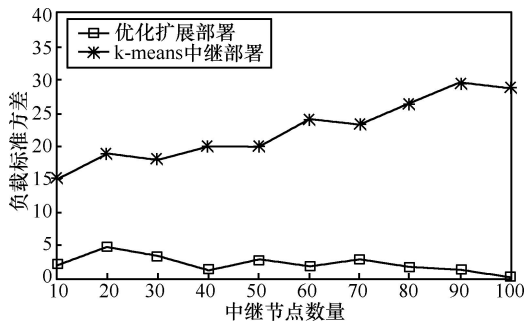


图 8 不同中继节点数量的负载标准方差

第 3 种为敏感性实验，主要测试算法对 2 个重要参数 (*overload* 和 *reload*) 的敏感度，在测试值 *overload* 的敏感度时，*reload* 固定设置为  $0.75L$ ，当测试最高转接流量 *reload* 时，*overload* 固定为  $0.25L$ 。

新增中继节点的接管负载阈值固定为  $0.75L$  时，超载节点的过载阈值从 0 到  $0.7L$  之间增加时，算法运行时间和无可行解比例的变化如图 9 所示。

超载节点的过载阈值固定为中继节点最大带宽的 0.25 倍时，新增中继节点的接管负载从 0.3 倍到 1 倍之间增加时，算法运行时间和无可行解比例的变化如图 10 所示。从图 9 和图 10 可以看出，算

法的开销及找到可行解的概率受 *overload* 和 *reload* 2 个阈值参数的影响较大，降低 *overload* 和增加 *reload* 可以改进算法的性能。

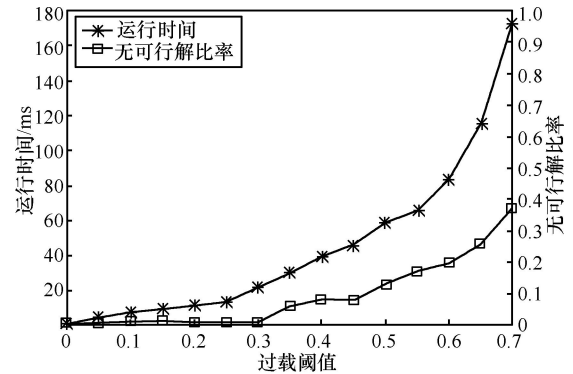


图 9 不同过载阈值时运行时间和无可行解率的变化

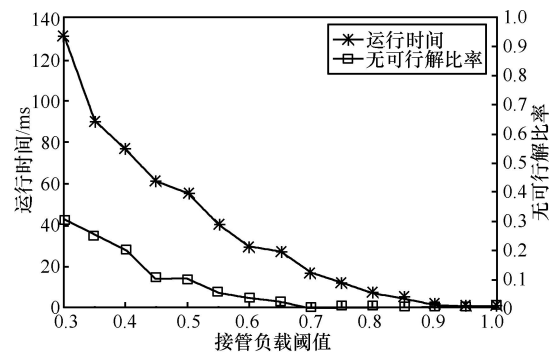


图 10 不同接管负载阈值时运行时间和无可行解的改变

## 7 结束语

本文提出了一个在多维空间搜索新增中继节点合理位置的优化扩展部署算法。该算法在最坏情况下的时间复杂度为  $O(m^d)$ ，其中， $m$  为传感节点数量， $d$  为传感器网络多维定标的维度，并进一步提出了一个优化方法，在大多数情况下可以把算法的复杂度降为  $m$  的线性函数。仿真实验的结果表明算法的时间复杂度基本上随传感节点数量呈线性增长，在一个包含 1000 个节点的传感器网络中部署中继节点所花的时间控制在 90ms 以内。如果允许牺牲一定的算法精度，通过进一步放松超载节点的过载阈值和新增节点的接管负载阈值，可以更大幅度地减少算法的时间开销，因此本文提出的扩展部署算法适用于计算受限的传感器节点。如果算法精度影响了新增节点平衡负载的能力，还可以通过算法的后续运行继续增加中继节点进行弥补。通过实验还可以看出扩展算法提高了网络的能量利用率，延长了生命周期。

因为超载中继节点拥有算法必须的数据，所以

由它运行扩展部署算法较为合适。但当超载节点负载已达到最大限度或能量消耗已近底线时, 尽管现有传感节点的微控制器计算能力已得到较大发展, 但可能还是无法承担计算密集的任务。可以有 2 种办法来解决, 一种是在中继节点负载达到其最大带宽的某一部分时提前运行扩展部署算法实施卸载; 还有一种办法是超载节点把数据发送给其他中继节点由其代理运行。在 4.1 节中尽管算法采用的是集中式运行方式, 但由于主循环内的迭代运算相互无关, 所以算法也可以放到多个节点上并行运行。

### 参考文献:

- [1] AZIM A, ISLAM M. Hybrid LEACH: a relay node based low energy adaptive clustering hierarchy for wireless sensor networks[A]. Proceedings of the 2009 IEEE 9th International Conference on Communications[C], Kuala Lumpur Malaysia, 2009. 911-916.
- [2] DELIGIANNAKIS A, KOTIDIS Y, ROUSSOPOULOS N. Bandwidth-constrained queries in sensor networks[J]. The VLDB Journal, 2008, 17(3): 443-467.
- [3] COSTA J A, NEAL P, ALFRED O, *et al.* Distributed weighted-multidimensional scaling for node localization in sensor networks[J]. ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN), 2006, 2(1):39-64.
- [4] 沈波, 张世永, 钟亦平. 无线传感器网络分簇路由协议[J]. 软件学报, 2006, 17(7):1588-1600.  
SHEN B, ZHANG S Y, ZHONG Y P. Cluster-based routing protocols for wireless sensor networks[J]. Journal of Software, 2006, 17(7): 1588-1600.
- [5] IBRAHIM A S, SEDDIK K G, LIU K J. Connectivity-aware network maintenance and repair via relays deployment[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2009, 8(1): 356-366
- [6] LI J S, KAO C, KE J D. Voronoi-based relay placement scheme for wireless sensor networks[J]. IET Communications, 2009, 3(4): 530-538
- [7] LEE S, YOUNIS M. Optimized relay placement to federate segments in wireless sensor networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2010, 28(5): 742-752
- [8] TANG J, HAO B, SEN A. Relay node placement in large scale wireless sensor networks[J]. Computer Communications, 2006, 29(2): 490-501.
- [9] MISRA S, HONG S D, XUE G, TANG J. Constrained relay node placement in wireless sensor networks: formulation and approximations[J]. IEEE Transactions on Networking, 2010, 18(2): 434-447.
- [10] PATHAK P H, DUTTA R. Impact of power control on relay load balancing in wireless sensor networks[A]. Proceedings of the Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)[C]. Sydney, Australia, 2010. 1-6.
- [11] WANG F, WANG D, LIU J C. Traffic-aware relay node deployment for data collection in wireless sensor networks[A]. Proceedings of the 6th Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor Mesh and Ad Hoc Communications and Networks[C]. Rome, Italy, 2009, 351-359.
- [12] YANG Y Y, MIRELA I, *et al.* Improving network lifetime with mobile wireless sensor networks[J]. Journal of Computer Communications, 2010, 33(4): 409-419.
- [13] 郑增威, 吴朝晖, 林怀忠等. 可靠传感网聚类路由算法研究[J]. 浙江大学学报. 2005, 39(10):1461-1464.  
ZHENG Z W, WU Z H, LIN H Z, *et al.* Reliable clustering routing algorithm for wireless sensor networks[J]. Journal of Zhejiang University(Engineering Science), 2005, 39(10):1461-1464.
- [14] MENA J, KALOGERAKI V. Dynamic relay node placement in wireless sensor networks[A]. Proceedings of the 2008 International Symposium on Applications and the Internet[C].Turku, Finland, 2008. 25-35.
- [15] WAN C Y, EISENMAN S B, CAMPBELL A T. CODA: congestion detection and avoidance in sensor networks[A]. Proceedings. of First ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys 2003)[C]. Los Angeles, 2003. 266-279.
- [16] ERGEN S C, VARAIYA P. Optimal placement of relay nodes for energy efficiency in sensor networks[A]. Proceedings of the IEEE International Conference on Communications[C]. Istanbul, 2006. 3473-3479.
- [17] ZAFAR B, MIR Z H, SHAMS S M, *et al.* On improved relay nodes placement in two-tiered wireless sensor networks[A]. Proceedings of the Military Communications Conference[C]. Boston, MA, USA, 2009. 1-7.
- [18] LI H B. Hyperbolic conformal geometry with clifford algebra[J]. International Journal of Theoretical Physics, 2001, 40(1):81-94
- [19] WAGNER U. On the number of corner cuts[J]. Advances in Applied Mathematics. 2002, 29(2):122-131
- [20] BHATTACHARYA A, KUMAR A. Delay constrained optimal relay placement for planned wireless sensor networks[A]. Proceedings of the 18th International Workshop on Quality of Service (IWQoS)[C]. Beijing, China, 2010. 1-9.
- [21] PENG W, EDWARDS D.J. K-Means like minimum mean distance algorithm for wireless sensor[A]. Proceedings of 2010 2nd International Conference on Computer Engineering and Technology (ICCET)[C]. Chengdu, China, 2010. 120-124.

### 作者简介:



曾斌 (1970-), 男, 江西南丰人, 博士, 海军工程大学副教授, 主要研究方向为传感器网络、卫星网络、网络安全等。

魏军 (1967-), 男, 湖北武汉人, 博士, 海军工程大学副教授, 主要研究方向为信息管理、数据库等。

姚路 (1978-), 男, 湖北武汉人, 硕士, 海军工程大学讲师, 主要研究方向为信息管理、无线网络等。