

## 基于 Voronoi 图和定位集故障诊断和修复策略

汪晓丁, 许力, 周书明, 林晖

(福建师范大学 网络安全与密码技术福建省重点实验室, 福建 福州 350007)

**摘要:** 由于具有容错性是无线传感器网络的一个重要需求, 因此设计了一个基于 Voronoi 图和定位集的故障诊断和修复策略。此策略通过采用基于定位集(resolving set)的坐标系统, 有效降低了在故障诊断和修复过程中的通信代价。理论分析和仿真实验验证了此算法的性能优越性。

**关键词:** 无线传感器网络; 故障诊断与修复; Voronoi 图; 定位集

**中图分类号:** TP393

**文献标识码:** A

## Fault diagnosis and restoration strategy based on Voronoi diagram and resolving set

WANG Xiao-ding, XU Li, ZHOU Shu-ming, LIN Hui

(Key Lab of Network Security and Cryptography, Fujian Normal University, Fuzhou 350007, China)

**Abstract:** As a communication backbone, high fault tolerance was a significant property in communication of WSNs. A novel fault diagnosis and restoration strategy based on Voronoi diagram and resolving set was designed. This strategy effectively reduced the communication cost during the fault diagnosis and recovery process through introducing a resolving set based coordinate system. Theoretical analysis and simulation results validate the performance of the proposed strategy.

**Key words:** wireless sensor networks; fault diagnosis and restoration; Voronoi diagram; resolving set

### 1 引言

无线传感器网络在区域监控和数据采集方面具有很广泛的应用, 比如战场监控、生态环境监测、生物监测等。为了实现实时监控, 大量传感器通过飞机或者机器人散布在一些危险的环境中。由于这些传感器是通过电池供电, 所以容易因为电池耗尽而失效, 周围的环境因素可能造成传感器的感知芯片失灵, 而使其无法继续执行监测任务。因此在个别传感器失效的情况下, 如何快速定位网络故障节点的位置并进行有效的修复, 是一个亟待解决的问题。

很多学者对高效的网络故障诊断和修复进行了大量的研究。其中基于故障树的搜索、启发式搜

索和深度优先搜索(DFS)等是对分布式网络故障通常使用的搜索方法。然而对于故障树和启发式的搜索, 只能在明确了解网络拓扑结构后画出系统故障分析结构图, 才能对故障树进行故障定位。不同于这2种方法, 深度优先搜索则是从某一个无故障节点出发, 通过对图的深度优先搜索进行故障定位。本文考虑在无法得知网络拓扑结构的条件下, 对故障节点进行定位和修复, 进而提出一种结合 Voronoi 图分簇和基于定位集(resolving set)身份标识的故障诊断和修复算法。并通过对比对故障节点的深度优先搜索方法, 得出此策略在故障诊断和修复上所需的通信代价较低。

在故障诊断算法方面, Liu 等<sup>[1]</sup>设计了一个基于概率推理模型的被动式诊断方法 PAD。在文献[2]

收稿日期: 2015-10-22

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(U1405255, 61202452); 福建师范大学科研创新团队基金资助项目(IRTL1207)

**Foundation Items:** The National Natural Science Foundation of China (U1405255, 61202452); Fujian Normal University Innovative Research Team Foundation (IRTL1207)

中, Lau 等提出一种基于朴素贝叶斯的集中式算法 (CNBD, centralized naïve bayes detector)。Liu 等<sup>[3]</sup>提出一个分布式诊断算法 (DCDM, distributed cooperative diagnosis method), 这个算法使用 mealy 有限状态机降低诊断的信息复杂度。Panda 等<sup>[4]</sup>提出了一个基于改进的三西格玛测试 (three sigma test) 的分布式诊断算法, 这个算法检测精度高、误诊率低。此外, Wang<sup>[5]</sup>与肖勇等<sup>[6]</sup>分别采用定位集进行故障诊断, 这种方法在诊断上的通信代价低。

在修复算法方面, Senturk 等<sup>[7]</sup>引入物理学中的斥力概念, 通过节点之间的相互斥力来移动节点, 从而达到连通度修复的目的。在文献[8]中, Liao 等针对连通度修复和覆盖的问题分别提出了 TV-Greedy(target based Voronoi greedy)和 ECST-H (euclidean minimum spanning tree-hungarian) 这 2 个算法, 并通过结合这 2 种算法实现在移动距离最短条件下连通度的修复和网络覆盖。在文献[9]中, Lee 等提出了 CRAFT (connectivity restoration with assured fault tolerance)算法。这个方法通过部署最少的节点, 实现网络的 2-连通。陈洪生等<sup>[10]</sup>给出了一个基于四边形的连通度修复算法(QTA, quadrilateral steiner tree algorithm), 并证明了其时间和信息复杂度的上界。

本文在前期工作<sup>[5]</sup>的基础上结合肖勇等<sup>[6]</sup>的研究, 通过引入定位集(resolving set)并结合 Voronoi 图, 提出一个基于 Voronoi 图和定位集的诊断和修复策略, 此策略能有效地减少在故障诊断和修复过程中的通信代价。

## 2 系统模型

无线传感器网络 (WSN), 其结构可以用图来表示, 其中, 每个无线传感器节点作为图的一个节点, 它们之间的通信作为节点之间的连接边, 则网络可用图  $G = (V, E)$ 表示,  $V$  代表节点集,  $E$  代表边集。对于  $N$  个节点构成的无向图  $G$ , 当图中任意 2 个节点之间都有路径相连时, 该图是连通的, 其中任意 2 个节点  $i$  与  $j$  之间距离的最小值称为它们之间的最短路径长度(hops), 记为  $h(i, j)$ 。

本文假设所有传感器节点都具有移动性, 但是一旦部署下去, 所有传感器都固定不动地采集部署地点的信息。并且所有传感器具有相同的侦测半径

$r_s$  和通信半径  $r_c$ , 而每个传感器  $s_i$  的侦测范围是以  $s_i$  为圆心,  $r_c$  为半径的圆  $Cov(s_i)$ 。根据文献[11], 在  $r_c \geq 2r_s$  的条件下, 一个被所有传感器侦测区域完全覆盖的网络的拓扑结构是一个 1-连通图, 因此本文假设  $r_c \geq 2r_s$ 。此外以  $N_i$  代表  $v_i$  的所有邻居节点所组成的集合。本文的故障定位与修复只针对发生软故障的传感器节点, 即节点的感知芯片出现问题, 但是仍然能正常接收和发送数据。根据以上假设, 提出以下定义。

**定义 1** 设  $P$  是离散点的集合  $P = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ , 定义  $p_i$  的 Voronoi 区域  $V(p_i)$  为所有到  $p_i$  距离最小点的集合

$$V(p_i) = \{p \mid d(p, p_i) \leq d(p, p_j), j = 1, 2, \dots, n\} \quad (1)$$

其中,  $d(p, p_i)$  代表点  $p_i$  到点  $p$  的欧氏距离。基于集合  $P$  的 Voronoi 图为

$$V(P) = \{V(p_1), V(p_2), \dots, V(p_n)\} \quad (2)$$

**定义 2** 对于无向连通图  $G$ , 以  $G$  中节点构成一个有序集  $R = \{r_1, r_2, \dots, r_m\}$ 。对于  $G$  的任意一个节点  $v_i$  存在关于  $R$  的定位代码, 该定位代码是一个  $m$  阶向量

$$c(v_i) = (h(v_i, r_1), h(v_i, r_2), \dots, h(v_i, r_m)) \quad (3)$$

其中,  $h(v_i, r_j)$  代表  $v_i$  到  $r_j$  的最短路径长度。如果对于任意  $v_i \neq v_j$ , 都有  $c(v_i) \neq c(v_j)$ , 那么称集合  $R$  为图  $G$  的一个定位集, 称  $r_i$  为定位点。

**定义 3** 如果一个节点  $s_i$  的侦测范围被它的邻居节点  $N_i$  的侦测范围所覆盖, 即  $Cov(s_i) \subseteq \bigcup Cov(N_i)$ , 那么称  $s_i$  为冗余节点。

## 3 故障诊断与修复

本文通过以下 2 个环节说明如何实现对故障节点的定位和修复。

### 3.1 网络分簇与节点定位

由于传感器节点部署的区域大且数据传输是采用多条路由的方式, 所以对网络进行分簇有助于监测区域的数据采集与 Sink 节点和 Sever 的数据汇聚。本文采用以下 3 个步骤对网络进行 Voronoi 分簇, 并对所有传感器节点通过定位集进行唯一身份标识。

**Step1** 在所要监测的区域上部署传感器集合  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_n\}$ , 找出能组成定位集的传感器集合  $R = \{r_1, r_2, \dots, r_m\}$ , 在相应的位置部署 Sink 节点。

**Step2** 根据  $r_i$  位置进行 Voronoi 划分, 从而得到  $r_i$  节点管辖的区域作为一个分簇。而该  $r_i$  节点作为簇头, 区域内的任意一个传感器把采集的数据发送给簇头  $r_i$ , 由  $r_i$  通过光纤或者卫星通信发送给 Sever, 如图 1 所示。

**Step3** Sever 给区域内每个传感器  $s_i$  分配一个基于定位集  $R$  的  $m$  维向量作为其坐标, 即

$$c(s_i) = (h(s_i, r_1), h(s_i, r_2), \dots, h(s_i, r_m)) \quad (4)$$

由于  $c(s_i)$  是唯一的, 所以每个传感器节点  $s_i$  的位置可以被 Sever 准确定位。

由于组成定位集的是 Sink 节点, 这些节点价格高且维护频繁所以基本能正常工作。并且它们与 Sever 之间通过卫星或者部署光纤的方式进行通信, 而所有传感器的坐标都存储在 Sever 中, 所以从这些 Sink 节点发出的故障定位信息能够及时发现异常的传感器节点。

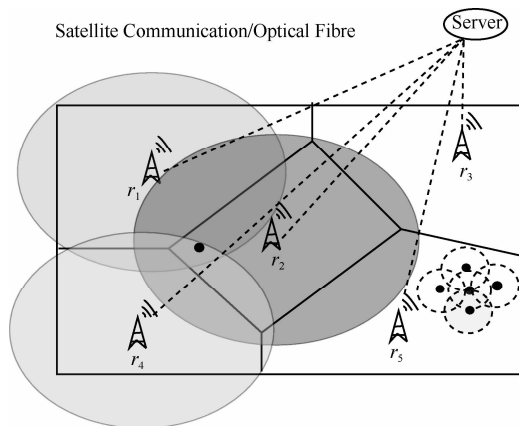


图 1 基于 Resolving Set 的 Voronoi 分簇

### 3.2 基于 Voronoi 分簇的修复策略

根据以上的网络分簇和节点定位方式, 提出一种故障节点修复策略。在此策略中, 簇头节点同时为故障检测的发起者和故障修复的执行人, 以下为具体修复步骤。

**Step1** 搜索冗余节点集  $D = \{d_1, d_2, \dots, d_k\}$ 。

**Step2** 如果故障节点周围只存在一个冗余节点  $d_i \in D$ , 那么移动  $d_i$  来代替故障节点。如图 2 所示, 移动三角形无故障冗余节点代替正方形故障节点。

**Step3** 如果故障节点周围不存在任何一个冗余节点, 那么部署新的传感器来代替故障节点。如图 3 所示, 部署新的传感器 (灰色) 来代替正方形故障节点。

**Step4** 如果故障节点周围存在至少 2 个冗余节点  $d_i$  与  $d_j$ , 并且  $d_i$  与  $d_j$  所属分簇的簇头为  $r_i$ , 那么对比这 2 个冗余节点的坐标  $c(d_i)$  与  $c(d_j)$  在第  $i$  维的值, 如果  $h(r_i, d_i) < h(r_i, d_j)$ , 则移动  $d_i$  来代替故障节点, 否则, 移动  $d_j$ 。如图 4 所示, 三角形无故障冗余节点到簇头的距离为 2 小于另一个六边形无故障冗余节点到簇头的距离为 3, 所以移动三角形节点代替故障节点。

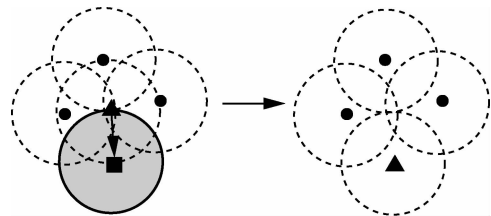


图 2 移动三角形节点代替正方形节点

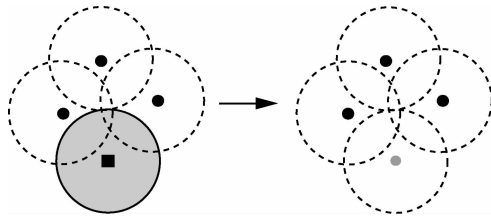


图 3 部署灰色节点代替正方形节点

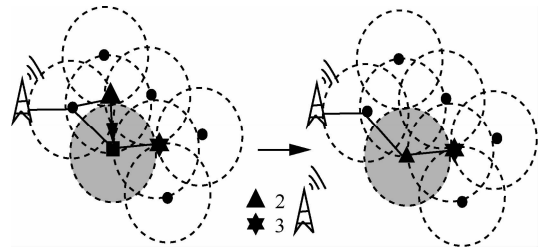


图 4 移动三角形节点代替正方形节点

## 4 性能分析

### 4.1 理论分析

**定理 1** 冗余节点的移动不会改变原始定位集  $R$ 。

**证明** 首先假设节点  $v_k$  为冗余节点, 且  $v_k$  在定位点  $v_i$  与节点  $v_j$  的最短路径上。此外, 容易验证  $v_i$  与  $v_j$  不相邻, 且至少存在一条从  $v_i$  到  $v_j$  的最短路径不经过  $v_k$ , 否则,  $v_k$  不是冗余节点。分以下 2 种情况证明在移动  $v_k$  后并不影响  $v_i$  到  $v_j$  最短路径的长度。

1) 在  $v_k$  的位置上只有  $v_k$  一个节点, 即

$$Cov(v_k) \subseteq \bigcup Cov(N_k) \quad (5)$$

不妨设  $v_5$  为冗余节点(如图 5 所示), 且  $v_5$  在  $v_2$  到  $v_4$  和  $v_1$  到  $v_3$  的最短路径上。从图 5 可以看出,  $d(v_2, v_4) = d(v_1, v_3) = 2$ 。在移动  $v_5$  后, 仍有  $d(v_2, v_4) = d(v_1, v_3) = 2$ 。

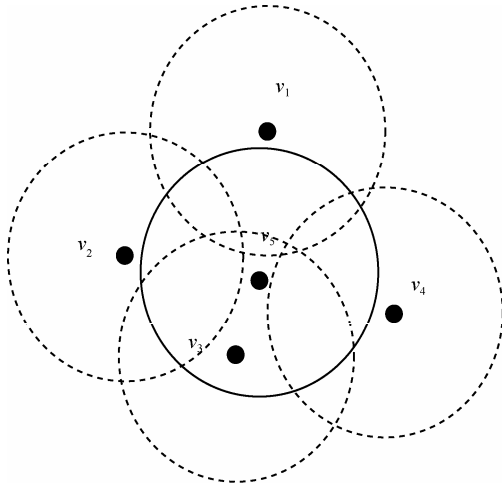


图 5 冗余节点情况 1

2) 在  $v_k$  的位置上至少存在 2 个节点  $v_k$  和  $v_j$ , 即  $Cov(v_k) = Cov(v_j)$  (6)

不妨设  $v_7$  和  $v_6$  部署在同一个地点, 如图 6 所示, 即  $v_7$  为冗余节点, 移动  $v_7$  完全不会改变图的拓扑结构。

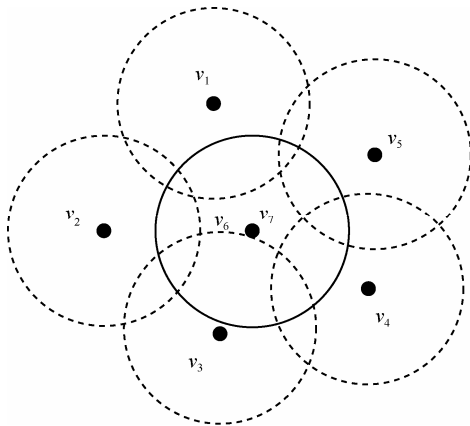


图 6 冗余节点情况 2

通过以上 2 种情况的分析得知, 冗余节点的移动不会改变原始定位集  $R$ 。

根据定理 1 可得, 一旦出现故障节点, 那么附近的冗余节点就可以移动过去替代故障节点。而且这个时候网络中任何一个传感器节点相对于定位集的坐标都不会改变, 即通过移动冗余节点的方式可以持续对网络中的故障节点进行修复。

**定理 2** 对于一个无向图  $G$ , 使用深度优先搜索(DFS)方法经历的路径长度总和为  $n-1$ , 其中,  $n$  代表图  $G$  的节点个数。

**证明** 设  $T$  是图  $G$  采用 DFS 后生成的一棵树。如果节点  $v_i \in T$  是叶子节点, 那么必然存在其父节点  $v_j$ , 且  $T$  搜索到  $v_i$  后就回溯到  $v_j$ , 并继续搜索  $v_j$  的其他子节点。即在  $v_j$  和  $v_i$  之间的搜索路径为边  $e(v_j, v_i)$ 。如果节点  $v_i \in T$  不是叶子节点, 那么必然存在其子节点  $v_k$ , 使  $T$  搜索到  $v_i$  后, 会继续访问节点  $v_k$ , 这时在  $v_i$  和  $v_k$  之间的搜索路径为边  $e(v_i, v_k)$ 。因此容易得到遍历  $G$  经历的路径长度总和为  $n-1$ 。

如图 7 所示, 在一个有 12 个节点、14 条边的连通图中, 4 个节点  $v_1, v_3, v_9$  和  $v_{11}$  能组成定位集  $R = \{v_1, v_3, v_9, v_{11}\}$ 。从图中可以看出其他节点到  $R$  中 4 个节点定位代码分别是

$$\begin{aligned}
 c(v_2) &= (2, 3, 3, 3), & c(v_4) &= (3, 2, 3, 3), \\
 c(v_5) &= (1, 2, 2, 2), & c(v_6) &= (2, 1, 2, 2), \\
 c(v_7) &= (2, 2, 1, 2), & c(v_8) &= (2, 2, 2, 1), \\
 c(v_{10}) &= (3, 3, 2, 3), & c(v_{12}) &= (3, 3, 3, 2)
 \end{aligned}$$

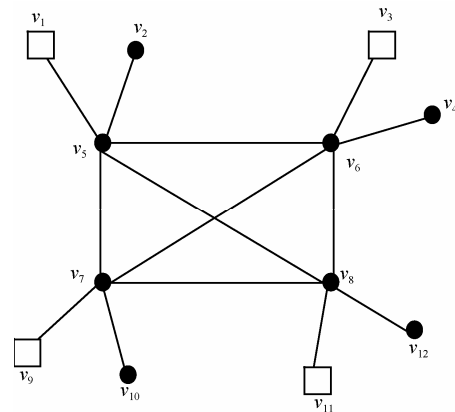


图 7 故障检测路径

上述各节点的定位代码均是唯一的, 因此该集合  $R$  就构成图 7 的一个定位集, 且该集合是含有最少节点数的定位集, 所以它是图 7 的一个最小定位集。

当图 7 中有节点出现故障时, 在不知道该系统故障模型的情况下, 无法利用故障树推理的方法进行查找, 因此只能采用逐点搜索的方法进行故障查找, 对于图 7 而言, 就是需要进行图的遍历。以 DFS 为例, 任选从节点  $v_1$  开始, 完成图 7 的遍历所需经历的路径是:  $v_1 \rightarrow v_3 \rightarrow v_2 \rightarrow v_7 \rightarrow v_9 \rightarrow v_{10}$

→  $v_8 \rightarrow v_{11} \rightarrow v_{12} \rightarrow v_6 \rightarrow v_4 \rightarrow v_3$ 。若相邻 2 个节点间的路径长度为 1，则搜索经历的路径长度总和为 11，因此找到该图中任意一个故障节点所需要的故障检测路径长度是 11。若从节点  $v_4$  开始出发，搜索路径是： $v_4 \rightarrow v_6 \rightarrow v_3 \rightarrow v_8 \rightarrow v_{12} \rightarrow v_{11} \rightarrow v_7 \rightarrow v_{10} \rightarrow v_9 \rightarrow v_5 \rightarrow v_1 \rightarrow v_2$ 。这时找到该图中任一故障节点所经历的故障检测路径长度是 11。实际上，无论从哪一个节点出发，对于图 7 按 DFS 查找故障节点所需的平均故障检测路径长度至少为 11。

现在考虑利用定位集进行故障检测。图 7 中最小故障定位集  $R$  是由  $\{v_1, v_3, v_9, v_{11}\}$  构成，在  $v_1, v_3, v_9$  和  $v_{11}$  处分别设置 4 个检测传感器，直接接收来自其他各节点的信息。这里假设检测传感器无故障，则当其他节点出现故障时，由于各节点到  $v_1, v_3, v_9$  和  $v_{11}$  的定位代码都各不相同，根据 4 个传感器收到故障信息的路径长度只需要 1 次判断就可以知道哪个节点出现了故障。以图 7 的拓扑为例，由于其他节点到  $v_1, v_3, v_9$  和  $v_{11}$  长度总和  $\sum c(v_i) = 72$ ，则检测到任意一个节点故障所需的平均路径长度  $\frac{\sum c(v_i)}{8} = 9$ 。由以上实例可知对于具有  $n$  条边的图  $G$  来说，采用定位集进行故障检测优于采用深度优先的搜索故障方法。

**定理 3** 在一个  $L \times H$  的矩形区域  $A$  内，其传感器的部署密度为  $\lambda$ ，且  $A$  具有  $r$  个定位点。设则每个分簇的冗余节点个数为

$$\frac{L \times H \times \lambda - n_1 \times n_2}{r} \quad (7)$$

其中， $n_1 = \left\lceil \frac{L - r_s}{L_1} \right\rceil + 1$ ，

$$n_2 = \begin{cases} \left\lceil \frac{H}{L_2} \right\rceil + 1, & \frac{1}{2}r_s > H \bmod L_2 \\ \left\lceil \frac{H}{L_2} \right\rceil + 1, & \frac{1}{2}r_s \leq H \bmod L_2 \end{cases},$$

$$L_1 = \sqrt{3}r_s \text{ 和 } L_2 = \frac{3}{2}r_s。$$

**证明** 由于传感器网络是以监控作为部署目标的，因此所有传感器的侦测范围必须完全覆盖整个部署区域。根据文献[12]，最优覆盖方式为所有相邻传感器之间距离均为  $\sqrt{3}r_s$  的部署，即所用的传感器数量最少。如图 8 所示，16 个传感器覆盖了整个矩形部署区域。如果所有传感器以最优方式

部署在  $L \times H$  的矩形区域内，根据图 9 可得所需的传感器数量为  $n_1 \times n_2$ ，其中， $n_1$  与  $n_2$  根据式(8)、式(9)计算

$$n_1 = \left\lceil \frac{L - r_s}{L_1} \right\rceil + 1 \quad (8)$$

$$n_2 = \begin{cases} \left\lceil \frac{H}{L_2} \right\rceil + 1, & \frac{1}{2}r_s > H \bmod L_2 \\ \left\lceil \frac{H}{L_2} \right\rceil + 1, & \frac{1}{2}r_s \leq H \bmod L_2 \end{cases} \quad (9)$$

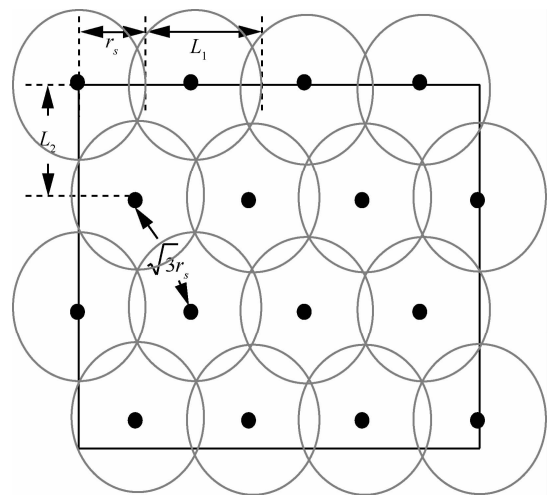


图 8 最优覆盖

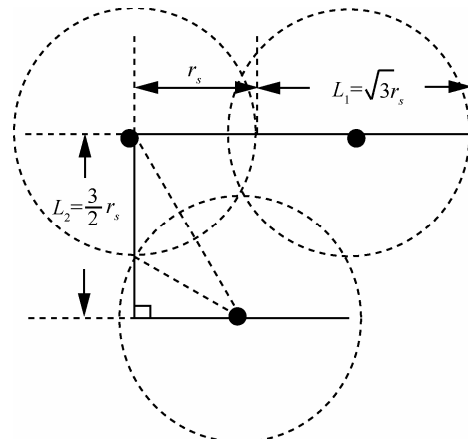


图 9 最优覆盖节点间距

而且由于所有传感器以密度  $\lambda$  部署在检测区域中，因此可得实际传感器的个数为  $L \times H \times \lambda$ 。即全网冗余节点的个数为  $L \times H \times \lambda - n_1 \times n_2$ 。由于网络被划分成  $r$  个 Voronoi 区域(簇)，则平均每个区域有  $\frac{L \times H \times \lambda - n_1 \times n_2}{r}$  个冗余节点，其中， $r$  为定位点的个数。

定理 3 给出了每个簇的冗余节点的个数。由于所有传感器的都根据定位集来标识自己的位置，而且在修复故障节点的过程是由簇头节点发起的。通过对比冗余节点的坐标，就能找到在故障节点周围离簇头节点近的冗余节点。因此由簇头发出的修复指令经过较短的距离就可以到达需要移动的冗余节点，这样就有效地减少修复过程中通信代价和修复时间。

**定理 4** 本文提出的故障诊断和修复策略的通信复杂度为  $O(n^2)$ 。

**证明** 首先假设图  $G$  的直径为  $d$  且有  $r$  个定位点。易得  $r < n$  与  $d < n$ ，其中  $n$  为图  $G$  的节点个数。

由于所有定位点为无故障节点。当一个节点要发送故障信息给所有定位点进行故障定位时需要  $r$  次通信，并且每次通信最多经过  $d$  个中间节点，因此每次故障定位的通信复杂度为  $O(dn)$ 。而网络中最多有  $n - r$  个节点故障，因此总通信复杂度不超过  $O(dn^2)$ 。

根据文献[13]，冗余节点的搜索可以在  $O(n)$  时间内完成。由于每个节点最多发送  $\Delta$  次消息 ( $\Delta$  为图  $G$  的最大度)，因此发现冗余节点的通信复杂度不超过  $O(\Delta n)$ 。而部署节点只需花费常数时间。

综合以上 2 个方面，可得本文提出的诊断和修复策略的通信复杂度为  $O(n^2)$ 。

### 4.2 仿真分析

本文提出的基于 Voronoi 图和定位集的故障诊断和修复策略，是通过采用定位集的坐标系统来降低诊断和修复过程中的通信代价。因此通过对比诊断过程中所需的平均搜索路径的长度，即平均一个故障节点所需的搜索次数，可得此策略在减少通信代价方面具有优势。

本实验是通过在一个  $800\text{ m} \times 800\text{ m}$  的区域上部署不同数目的传感器节点，并改变传感器的通信半径，经过反复实验以求平均值的方式来计算基于深度优先搜索和基于定位集的故障检测方法的故障搜索路径长度。

首先，通过改变部署的传感器节点的个数  $N$ ，并固定传感器的通信半径  $r_c = 200\text{ m}$ ，来对比这 2 种方法在故障搜索路径长度和通信代价方面的差异。如图 10 和图 11 所示，其中，图 10 的横轴代表传感器节点个数  $N$ ，纵轴为平均搜索路径长度；图 11 的横轴代表节点个数  $N$ ，纵轴为平均通信代价。

然后采用改变传感器节点的通信半径  $r_c$ ，并固定传感器节点的个数  $N=150$ ，来对比搜索路径长度和通信代价。如图 12 和图 13 所示，其中，

图 12 的横轴代表传感器节点的通信半径  $r_c$ ，纵轴为平均搜索路径长度；图 13 的横轴代表传感器节点的通信半径  $r_c$ ，纵轴为平均通信代价。

如图 10~图 13 所示，无论是固定传感器节点通信半径  $r_c$ ，改变部署传感器的个数  $N$ ，还是固定部署传感器的个数  $N$ ，改变传感器节点通信半径  $r_c$ ，采用基于定位集的搜索方式所经过的搜索路径长度与通信次数都明显小于基于深度优先(DFS)的搜索方式。值得注意的是，只有在网络的拓扑结构是一条 1-连通的路或者是完全连通图的情况下，基于定位集搜索方式与基于深度优先搜索方式的搜索路径长度相同，而在其他情况下基于定位集的搜索方式只需要较少次数就能搜索到故障节点。因此本文提出的策略在故障诊断与修复过程中的通信代价较低。

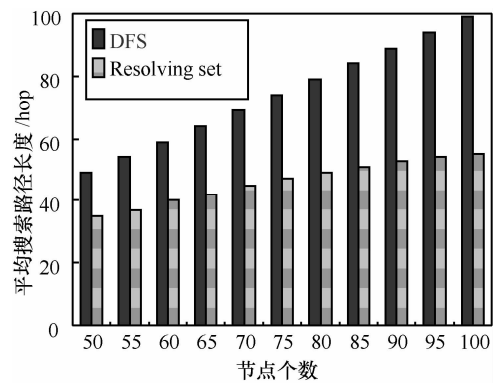


图 10 固定  $r_c$  变化  $N$ ，对比搜索路径长度

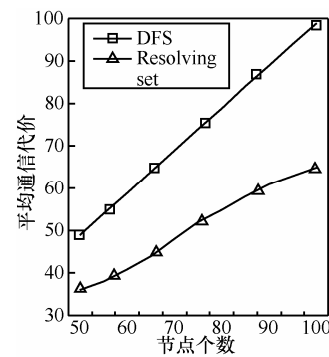


图 11 固定  $r_c$  变化  $N$ ，对比平均通信代价

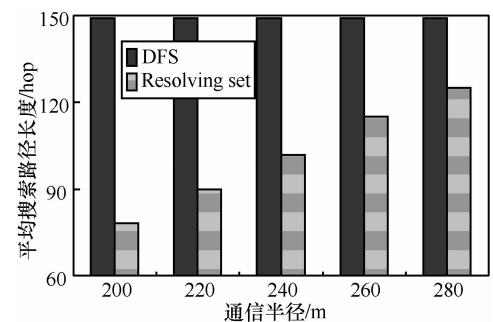


图 12 固定  $N$  变化  $r_c$ ，对比搜索路径长度

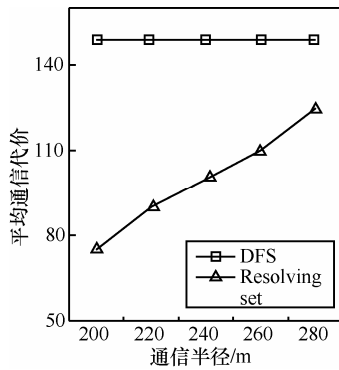


图 13 固定  $N$  变化  $r_c$ , 对比平均通信代价

## 5 结束语

本文提出了一个基于 Voronoi 图和定位集的故障诊断和修复策略。此策略通过减少故障定位中所需的搜索路径长度, 从而减少故障诊断和修复过程中所需的通信代价和修复时间。而且由于采用了基于定位集的坐标系统, 故障节点的位置能被精确的定位, 因此该策略能解决传统故障诊断方法可能出现误诊的情况。本文通过理论证明和仿真实验说明了基于 Voronoi 图和定位集的故障诊断和修复策略的性能的优越性。

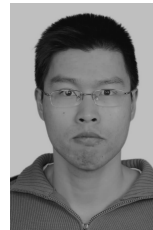
## 参考文献:

- [1] LIU Y, LIU K, LI M. Passive diagnosis for wireless sensor networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2010, 18 (4): 1132-1144.
- [2] LAU B C P, MA E W M, CHOW T W S. Probabilistic fault detector for wireless sensor network [J]. Expert Systems, 2014, 41(8): 3703-3711.
- [3] LIU B H, HSUN C H, TSAI M J. Cooperative diagnosis for realistic large-scale wireless sensor networks [J]. Computer Communications, 2014, 53: 95-101.
- [4] PANDA M, KHLAR P M. Distributed self fault diagnosis algorithm for large scale wireless sensor networks using modified three sigma edit test [J]. Ad Hoc Networks, 2015, 25: 170-184.
- [5] WANG X D, XU L, ZHOU S M, *et al.* A resolving set based algorithm for fault identification in wireless mesh networks [J]. Journal of Universal Computer Science, 2015, 21(3): 384-405.
- [6] 肖勇, 连春雨, 朱祥和. 基于故障定位集的无线传感器网络故障检测[J]. 计算机测量与控制, 2010, 18(5): 971-973.  
XIAO Y, LIAN C Y, ZHU X H. Diagnosis of wireless network based on fault locating set[J]. Computer Measurement and Control, 2010, 18(5): 971-973.
- [7] SENTURK I F, AKKAYA K, YILMAZ S. Relay placement for restoring connectivity in partitioned wireless sensor networks under limited information [J]. Ad Hoc Networks, 2014, 13: 487-503.
- [8] LIAO Z F, WANG J X, ZHANG S G, *et al.* Minimizing movement for target coverage and network connectivity in mobile sensor networks[J].

IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2015, 26(7): 1971-1983.

- [9] LEE S, YOUNIS M, LEE M. Connectivity restoration in a partitioned wireless sensor network with assured fault tolerance [J]. Ad Hoc Networks, 2015, 24:1-19.
- [10] 陈洪生, 石柯. 基于四边形斯坦纳树的无线传感器网络连通恢复[J]. 计算机学报, 2014, 37(2): 457-469.  
CHEN H S, SHI K. Quadrilateral Steiner tree based connectivity restoration for wireless sensor networks[J]. Chinese Journal of Computers, 2014, 37(2): 457-469.
- [11] ZHANG H H, HOU J C. Maintaining sensing coverage and connectivity in large sensor networks [J]. Ad Hoc & Sensor Wireless Networks, 2005, 1:1-2.
- [12] LASLA N, YOUNIS M F, OUADJAOUT A, *et al.* On optimal anchor placement for efficient area-based localization in wireless networks[A]. ICC[C]. 2015. 3257-3262.
- [13] 徐鹏飞, 陈志刚, 邓晓衡. 无线传感器网络中的分布式 Voronoi 覆盖控制算法[J]. 通信学报, 2010, 31(8): 16-25.  
XU P F, CHEN Z G, DENG X H. Distributed Voronoi coverage algorithm in wireless networks[J]. Journal on Communications, 2010, 31(18): 16-25.

## 作者简介:



汪晓丁 (1982-), 男, 福建福州人, 福建师范大学讲师, 主要研究方向为网络优化与无线通信网络等。



许力 [通信作者] (1970-), 男, 福建福州人, 福建师范大学教授、博士生导师, 主要研究方向为网络与信息安全、无线通信网络、云计算与物联网等。E-mail: xuli@fjnu.edu.cn.



周书明 (1972-), 男, 湖北麻城人, 福建师范大学教授, 主要研究方向为图论与网络优化、并行分布式计算、故障诊断及检测、容错计算等。

林晖 (1977-), 男, 福建福州人, 福建师范大学副教授、硕士生导师, 主要研究方向为认知无线网络、大数据与物联网安全、无线网络与信息安全、信任管理和安全协议设计。