

文章编号: 1001-0920(2013)05-0650-07

无线传感器网络中2-连通 k -支配的容错连通支配集构造

郑 婵^{1,2}, 尹 令², 孙世新¹

(1. 电子科技大学 计算机学院, 成都 610054; 2. 华南农业大学 信息学院, 广州 510642)

摘 要: 无线传感器网络可采用连通支配集的虚拟骨干技术使平面网络层次化, 但传感器节点的失效和链路的断裂会导致网络失败, 虚拟骨干网最好具有容错性好、可靠性高的特性. 对此, 提出具有容错性的2-连通 k -支配集的构造算法, 以节点自身和邻域信息分布式地构造 k -支配节点, 利用最小生成树和块-割点图将 k -支配节点2-连通. 理论分析和实验仿真表明此算法具有较好的算法性能比, 在中等规模网络中会产生更少的具有容错性的 k -支配节点, 可节省传感器节点的能量消耗和网络的通信开销.

关键词: 无线传感器网络; 虚拟骨干; k -支配集; 2-连通 k -支配集; 容错

中图分类号: TP393

文献标志码: A

Constructing 2-connected k -dominating sets for fault-tolerant backbone in wireless sensor networks

ZHENG Chan^{1,2}, YIN Ling², SUN Shi-xin¹

(1. College of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology, Chengdu 610054, China; 2. College of Information, South China Agricultural University, Guangzhou 510642, China. Correspondent: ZHENG Chan, E-mail: zheng.chan@163.com)

Abstract: Virtual backbones based on connected dominating sets(CDS) help to optimize multi-level hierarchical networks from flat models in wireless sensor networks. However, the backbones are vulnerable due to frequent node/link failures. Therefore effective approaches are needed to make the virtual backbones fault-tolerant and highly reliable. In this paper, a distributed algorithm of 2-connected k -dominating set construction is proposed in unit disk graph network model. The informations of every node and its neighborhood are used to construct k -dominating sets distributedly, and then k -dominating sets are 2-connected. The complexity, approximation ratio and performance of the algorithm are given through theoretical analysis. Experimental simulations show that the algorithm can produce less k -dominating nodes than traditional approaches.

Key words: wireless sensor networks; virtual backbone; k -dominating set; 2-connected k -dominating set; fault-tolerance

0 引 言

无线传感器网络由大量具有感知、数据处理和通信能力的传感器节点组成, 具有低功耗、智能化和自组织等特点, 在军事、环保、农业、灾害预测及救援等领域有着广阔的应用前景. 由于没有类似蜂窝通信中基站的骨干基础, 且受到传感器无线收发装置传输半径和节点能量的限制, 多数的节点之间都不能直接进行通信, 只能通过若干中间节点形成的虚拟骨干网进行多跳交换数据和通信. 在无线传感器网络中构造虚拟骨干网是优化网络结构的一个重要手段, 而构建虚拟骨干网最常用的技术就是计算网络的连通支配

集(CDS).

传感器节点存在能量、存储和计算等资源约束, 节点的失效、链路的断裂会导致网络失败, 因此构造容错性好、可靠性高的虚拟骨干网是一个非常有意义的课题. 构造具有节点度冗余的 k -支配和多路径冗余的 m -连通的连通支配集来充当虚拟骨干网, 以此可提高网络的路由灵活性、容错性和可靠性. 一方面从节点度冗余角度来看, k -支配性要求每个受支配节点至少有 k 个直接邻居是支配节点, 具有路由灵活性. 对于任一个受支配节点而言, 若它的虚拟骨干网中的邻居即使 $k-1$ 个节点出错, 该节点仍然可以通过第 k

收稿日期: 2012-01-19; 修回日期: 2012-05-06.

基金项目: 国家自然科学基金项目(41176026, 40904011).

作者简介: 郑婵(1978-), 女, 讲师, 博士生, 从事无线传感器网络、分布式计算的研究; 孙世新(1940-), 男, 教授, 博士生导师, 从事分布式计算、计算机算法与理论等研究.

个邻居连上虚拟主干网而转发数据. 另一方面从多路径冗余来看, m -连通指虚拟骨干网中任意一对骨干节点之间至少存在 m 条不同的路径, 即使 $m-1$ 条路径断裂, 骨干节点间依然能够通信, 即任意 $m-1$ 个骨干节点出错, 虚拟骨干网仍然是连通的. 当 m 较小 ($m=2, 3, \dots$) 时, m -连通骨干网相对简单并且具有容错能力, 可在少量节点失效的情况下依然能够保持骨干网的拓扑连通.

由上述内容可知, k -支配和 m -连通的连通支配集具有路由灵活性、虚拟骨干节点的容错性和健壮性, 及均衡负载平衡等特点, 是当前一个研究热点. 本文以 $m=2$ 为例来研究具有容错性的2-连通 k -支配集的分布式构造方法.

1 相关研究

在单位圆盘图 (UDG) 的网络模型中构造最小连通支配集 (MCDS) 早已被证明是 NP 完全问题, 在节点具有中等规模以上时, 只能构造近似的最小连通支配集. 近 10 年来, 关于构造 1-hop 最小连通支配集已经有较为深入而成熟的研究, 学者们提出了各种算法来构造近似的最小连通支配集^[1], 其中以基于贪心^[2]、Steiner tree^[3]、剪枝^[4]、最大独立集^[5]、多点中継集^[6] 和簇构造^[7] 等一系列方法的研究为最多.

在提高连通支配集的容错性和可靠性方面, 学者们也做了许多研究^[8-17], 大部分都是近几年的研究工作, 这其中自然地结合了 m -vertex 连通性和 k -支配性来提高连通支配集的容错性. Dai 等^[8]较早提出多连通多支配集在移动自主网络中的应用和构造问题, 采用基于概率的、确定的和混合的 3 种方法构造 k -连通 k -支配, 其构造基于“覆盖剪枝”条件. 其后, 文献 [9-13] 也提出 m -连通 k -支配集的中心式和分布式构造法; Shang 等^[10]提出 3 种中心式算法分别构造 1-连通 k -支配集、2-连通 k -支配集和 m -连通 k -支配集. 其中 2-连通 k -支配集的构造思想与文献 [16] 类似, 而 m -连通 k -支配集的思想是: 先构造 m -连通 m -支配集, 再 $k-m$ 次构造最大独立集 (MIS), 并扩充入先前构造的支配集中. Wu 等^[12]也提出了中心式算法 CGA, 先构造 k -支配集而后增加足够的连接节点使之 m -连通. 文献 [13] 对文献 [12] 进行了扩充和完善, 提出中心式、分布式和基于概率等多种算法, 并理论分析了算法性能比率. 特别地, 关于 2-连通多支配集也有专门研究^[14-17], Wang 等^[16]专门研究了 2-连通的骨干网构造方法, 同时 Li 等^[17]提出两种构造 2-连通 d -hop 支配集的方法.

在无线传感器的许多应用中, 如环境监测等, 在一个面积不大的监测区域中部署大量的传感器节点, 这样的网络具有一定规模且密度也较大. 本文研究基

于中等规模节点和分布密集的无线传感器网络, 构造具有容错性的 2-连通 k -支配集, 每个节点仅利用自身节点和邻域信息多轮地分布式地选取 k -支配节点, 再利用最小生成树和块割点图将 k -支配节点连通起来, 形成 2-连通 k -支配集作为虚拟骨干节点. 本文中分布式的构造方法区别于中心式方法^[10,12-13], 也区别于通常的剪枝法^[8]和增加法^[10]方式构建 k -支配集, 具有更加简单的形式. 本文叙述了算法构建 k -CDS 的详细过程, 并从理论上和仿真上进行了证明分析、性能评测和效率对比. 由仿真数据可以得出, 相比于现有算法, 本文算法在中等规模无线传感器网络中可产生更少的 k -支配节点个数, 具有更好的算法性能比率, 以此形成的骨干节点网络可用更少的跳数路由到达目标节点, 从而节省传感器节点的能量消耗和整个网络的通信开销.

2 相关定义

定义 1 (网络模型) 一般地, 无线传感器网络可以抽象为无向单位圆盘图 (UDG), 网络中每个传感器节点在图中可用单位圆盘中的顶点来表示, 如果两个传感器节点能相互直接通信, 则在图中对应为一条边. 为便于描述, 以下将单位圆盘图简称为 $G=(V, E)$, V 和 E 分别表示节点集和边集. 这里只考虑连通的单位圆盘图 G .

定义 2 (连通支配集 (CDS)) 在图 $G=(V, E)$ 中, 设 $D \subseteq V, \forall u \in V$, 有 $u \in D$ 或 u 与 D 中某一节点相邻, 称 D 为图 G 的支配集 (DS), DS 中的节点称为支配节点, 不在该集中的节点则被称为受支配节点; 若由 D 导出的子图为连通图, 则称 D 为 CDS. 若 $\forall u \in D, D-\{u\}$ 不是一个连通支配集, 则称 D 为图 G 的极小连通支配集 (MCDS).

定义 3 (极大独立集 (MIS)) 在图 $G=(V, E)$ 中, 设 $U \subseteq V$, 若对 $\forall u, v \in U, (u, v) \notin E$, 即点集中任意 2 个节点不相邻, 则称 U 为图 G 的独立集; 若对 $\forall u \in V-U, U \cup \{u\}$ 不是一个独立集, 则称 U 为图 G 的极大独立集 (MIS).

定义 4 (m -连通) 图 G 是 m -连通指的是每对节点间存在至少 m 条独立的不同路径, 换言之, 若从图 G 中移去 $m-1$ 个节点, 图 G 依然连通.

定义 5 (k -支配集) 图 $G=(V, E)$ 中, 设 $D \subseteq V, V-D$ 中任意节点被 D 中至少 k 个节点支配, 则 D 为图 G 的 k -支配集.

定义 6 (2-连通 k -支配集) 图 $G=(V, E)$ 中, 设 $C \subseteq V$, 若 C 的导出子图 2-连通, 且 C 是 G 的 k -支配集, 则 C 是图 G 的 2-连通 k -支配集.

定义 7 (割点、块、叶子块和块-割点图) 连通

图 G 中, 若移去某个顶点 u 导致图 G 不连通, 则称 u 为割点. 图 G 的不含割点的最大连通子图称为块, 仅含一个割点的连通子图称为叶子块. 显然至少含有 3 个顶点的块是 2-连通图. 块-割点图是二部图 (H), 其中一个部集由 G 的割点构成, 另一部集每个点 b_i 对应于 G 的一个块 B_i , vb_i 作为 H 的一条边当且仅当 $v \in b_i$.

3 2-连通 k -支配集构造算法描述

本文分 3 步骤构造 2-连通 k -支配 CDS: 1) 对于网络图 G , 定义分布式构造 k -支配集为 D ; 2) 构造 k -支配集 D 的最小生成树, 并将路径节点添入 D , 使 D 中所有 k -支配节点连通; 3) 将从 $V-D$ 中选择的连接节点添入 D , 使 D 中所有支配节点 2-连通.

3.1 邻居发现、消息广播及消息模型

在 2-连通 k -支配集构造算法的每个步骤, 都会涉及到节点和周围节点的信息交换过程, 其中包含邻居发现和消息广播.

1) 邻居发现. 每个节点若要发现周围邻居信息, 则需先向周围邻居节点发送泛洪的 Hello 消息. 泛洪的过程如下: 每个节点向所有一跳邻居发送 Hello 消息, 收到消息的节点将一跳邻居保存在本节点的邻居列表 N_{List} 中, 直至该节点从所有一跳邻居处都收到 Hello 消息. 经过消息交换, 每个节点都可以汇集周围直接相连的邻居节点状态信息(包括邻居的 ID、参数和着色状态等信息), 邻居的信息都保存在该节点的邻居列表 N_{List} 中. 若邻居发现这一过程, 可以植入 MAC 协议层或节点自身通信协议以周期性发送 Hello 消息来完成.

2) 消息广播. 节点 w 依据邻居列表向周围所有邻居广播状态信息(包括自己的 ID、参数和着色状态等信息). 收到消息的邻居节点先依据自己的消息列表检查这次收到的消息是否曾经收到过: ①若从未收到新消息, 则将该新消息放入自己的消息列表中; ②若曾经收到过此消息, 则忽略此消息.

3) 消息回合的定义. 一个消息回合定义为一条消息从任一节点可靠发送到其所有一跳邻居节点的时间回合. 在同步网络模型中, 易于在同步周期中实现一个 round; 在异步网络模型中, 节点可于任意时间发送消息, 但通过在消息中加入 round 标号的标签可模拟这个回合过程, 比如一个节点可将此轮 round 标号为 x 的消息发送出去给其邻居, 接收消息的节点等待所有邻居们的 round 标号为 x 的消息都收到后才开始下一个回合(round 标号增为 $x+1$). 因此, 本文算法适用于同步或异步的网络消息模型.

3.2 构造 k -支配集

节点用 3 种颜色(黑色、灰色和白色)来分别代表 3 种状态:

- 1) 黑色(即 k -支配节点)表示 k -支配集的成员;
- 2) 灰色(即受支配节点)表示被 k 个黑色的支配节点支配的节点;
- 3) 白色(即未定状态)指空闲或初始的状态.

每个节点含有 Total 和 Domi 两个参数. 初始时对任意一个节点 u , 将 $u.Domi$ 初始化为 k , 支配集 D 为空. 而后节点按下文原则变化状态, 每轮将选择一个节点加入支配集 D . 若 u 和选入支配集 D 的节点为直接邻居, 则 $u.Domi$ 值为 k 值减去选入支配集 D 且与之相邻的支配节点个数; 否则 $u.Domi$ 值不变. 一旦节点 u 被 k -支配, 或选为支配节点, $u.Domi$ 将置为 0 且不再变化. $u.Total$ 为节点 u 的周围所有邻居的 Domi 之和(这里不包含 $u.Domi$), 即 $u.PTotal = \sum_{v \in N(u)} v.Domi$, 其中 $N(u)$ 为节点 u 的邻居节点集合.

节点的状态变化基于以下原则:

1) 未定状态(白色) \rightarrow k -支配节点状态(黑色). 如果一个白色节点发现在它及它周围邻居的所有白色节点中, 自己拥有最大 Total 值(若 Total 最大且相同, ID 较小的优先), 且这一结果状态维持一个时间 τ , 则该白色节点将自己变为黑色.

2) 未定状态(白色) \rightarrow 受支配节点状态(灰色). 如果一个白色节点 $u.Domi$ 值被减到 0, 则由白色状态变为灰色, 即 u 节点已经 k 次收到来自于黑色邻居节点 v_1, v_2, \dots, v_k 的消息, 因为每收到一个黑色邻居消息, $u.Domi$ 被减 1, 直至 $u.Domi$ 减到 0 时自己由白色变为灰色, 并成为 k 个支配节点 v_1, v_2, \dots, v_k 的受支配节点.

算法 1 构造 k -支配集, 具体步骤如下:

1) 初始时, 所有节点都是白色且 Domi 值都设置为 k , 经过邻居发现(3.1 节)过程获得邻居 Domi 参数, Total 值依所有邻居 Domi 值累加计算得到.

2) 所有节点向周围邻居广播(3.1 节)含有自己 Domi 和 Total 值的消息, 一旦某个节点(白色或灰色)发现自己拥有最大 Total 值的节点(ID 较小的优先), 则该节点被选为支配节点, Domi 清零, 着黑色, 并将黑色节点加入支配节点集合 D .

3) 一旦节点 u 被着了黑色, 则 u 向所有一跳邻居广播消息, 告知邻居们 u 已被选入支配集中. 对于 u 的所有邻居们, 会出现如下情形: ① u 的未覆盖的邻居(即白色且 $Domi > 0$)的 Domi 域值减 1, Domi 减 1 之后若为 0, 则该邻居着灰色; Domi 减 1 之后依然大于 0, 则该邻居节点状态不变, 依然为白色. ② 当 u 的

某个邻居的 Domi 值已为 0 时, 则该邻居已是黑色或灰色, u 的已是黑色或灰色邻居若收到 u 的广播信息, 可忽略此消息。

4) u 及 u 的所有邻居重新计算并更新各自的 Domi 和 Total 域的值, 更新完毕重复过程 2)~4), 直至所有节点的 Domi 都为 0 为止, 这时所有节点都被着黑色或灰色, 已无白色节点。

5) 返回支配节点集合 D 作为 k -dominating set.

3.3 构造连通支配集

算法 2 将 k -支配集连通, 具体步骤如下:

1) 每个黑色节点向周围 r -hop 广播 INVITE 消息, 消息中包含路径列表 PathList.

2) 从某个指定黑色根节点开始, 仅向其具有最小 ID 的黑色儿子广播 DISTANCE 消息(消息中包含父亲黑色节点生成的局部最小生成树节点), 当儿子节点收到 DISTANCE 消息, 继续扩充最小生成树(须避免和父亲节点形成环路), 向具有最小 ID 的孙子广播, 这一过程直至 DISTANCE 消息传遍全网的黑色节点并已无法扩充最小生成树为止. 此时所有黑色节点位于最小生成树顶点, 而连接点位于最小生成树路径上。

3) 获得的连接点加入 CDS 集合 D 中, 返回集合 D .

构造连通支配集的过程即是算法 1 得到的 D 集合中的 k -支配节点寻找的连接节点连通起来. k -支配节点和连接节点共同构成了 k -支配的 CDS.

每个黑色节点管理和维护着一个本地表 T , 表 T 用来记录到达另一个黑色节点的路径. 一个黑色节点 v 收到另一个黑色节点 w 发来的 INVITE 消息, 若 w 没在表 T 中, 则将 w 和 INVITE.PathList 加入表 T 中; 若表 T 中已经含有 w , 但由消息 INVITE.PathList 获知的 v 和 w 之间的新路径比表 T 中的老路径更短, 则用更短的新路径替换. 消息的 PathList 中的节点是连接节点。

3.4 扩充形成 2-连通

由算法的前两步获得的连通支配集为 D . 对于 D 导出的块-割点图 $G[D]$, 只要存在叶子块 L , 寻找将 L 和 $D - L$ 连接的路径 P , P 须满足: 1) 该路径两端点在 L 和 $D - L$ 中, 路径的中间节点必须是原始网路图 G 中非 D 集合的节点; 2) 该路径是最短的, 即中间节点个数最少的路径。

这里假设前两步获得的连通支配集 D 导出块-割点图为 $G[D]$, 将 $G[D]$ 块的个数记为 $B[D]$, 路径 P 的中间节点集合为 I . D 扩充为 2-连通的思想来源于文献[16].

算法 3 继续扩充, 将连通 k -支配集 2-连通, 具

体步骤如下:

1) 采用 depth first search (DFS) 法对 $G[D]$ 计算块个数 $B[D]$;

2) 若 $B[D] > 1$, 则计算叶子块和 $G[D]$ 中其余部分的最短路径 P , P 的中间节点不属于 D , 将 P 中间节点集合 I 扩充入 D , 即 $D = D \cup I$;

3) 重新计算 $B[D]$, 重复执行 2) 和 3) 的过程, 直至 $B[D] = 1$, 返回集合 D .

3.5 2-connected k -dominating set 算法实例展示

在构造 k -支配集阶段, $k = 2$ 的实例展示如图 1 所示, 图中节点颜色定义同 3.2 节. 依据算法 1, 每个节点都需计算、更新和广播 Domi 值和 Total 值, 结果在图中以 [Total, Domi] 形式标注. 图 3(a) 为初始网络例图, 每个节点 Domi 值都为 2, Total 值为邻居节点 Domi 值之和. 此时 {3, 4, 6} 节点都具有最大 Total 值, ID 号较小的节点优先, 因而节点 3 被选为支配节点. 图 3(b) 为节点 3 被选为支配节点后, 其余节点的 Domi 值和 Total 值更新后的状态, 此时 {6, 8} 节点都具有最大 Total 值, 节点 6 被选为支配节点. 图 3(c)~图 3(e) 分别为节点 6、节点 1 和节点 8 被选为支配节点之后的状态, 图 3(e) 中 {1, 3, 6, 8} 为 2-支配集, 其余节点集合 {2, 4, 5, 7, 9} 的每个节点都受 2 个支配节点支配。

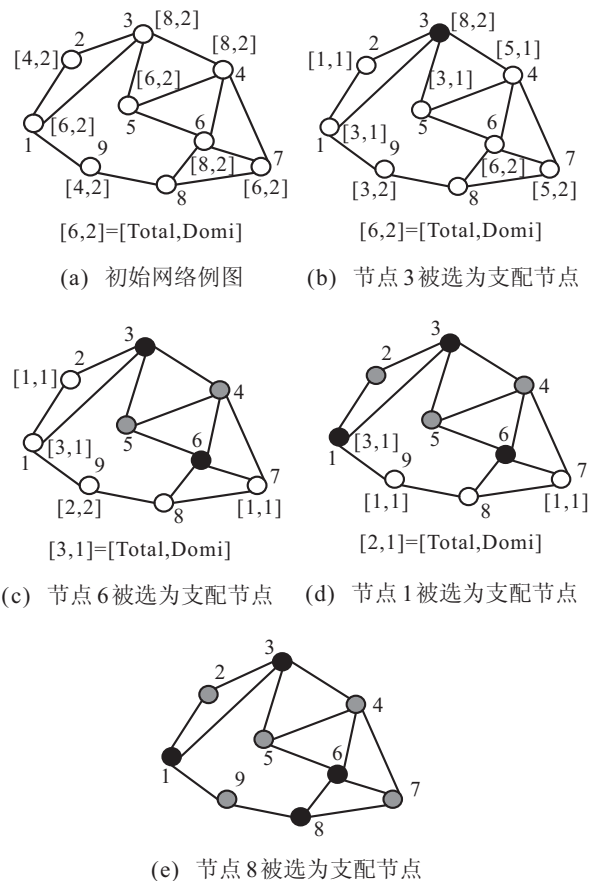
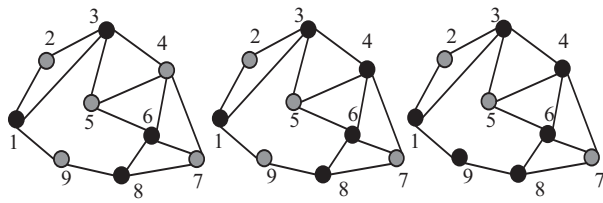


图 1 构造 k -支配集实例(以 $k = 2$ 为例)

构造 k -支配集阶段、连通阶段和 2-连通阶段运

行后的状态,如图 2 所示.



(a) 形成 k -支配集阶段 (b) 连通阶段 (c) 2-连通阶段

图 2 实例状态

4 性能评价

4.1 算法理论分析

定理 1 本文算法产生的支配节点集是 2-连通 k -支配集.

证明 在算法 1 构建 k -支配集结束时,所有节点皆着色完毕(黑色或灰色),灰色节点必定是从其邻居收到 k 次或 k 次以上支配告知消息.根据 k -支配集的定义,所有灰色节点受至少 k 个黑色节点支配.黑色节点集为 k -支配集.算法 2 是连通过程,产生了最小生成树,因而是连通的.算法 3 是 2-连通过程,只要 D 导出的块-割线图 $G[D]$ 存在叶子块,就寻找叶子块和其他块的最短且不经过 D 中节点的最短路径,并将路径节点并入 D ,这个过程持续直至不存在叶子块. D 中节点 2-连通,在文献 [16] 中已详细证明了此法产生 2-连通集的正确性. \square

定理 2 本文算法的时间复杂度为 $O(mn)$,消息复杂度为 $O(\Delta mn^2)$.其中 m 为网络图边数, n 为网络图节点个数, Δ 为网络中所有节点邻域的最大势(即最大节点度).

证明 事实上本文算法时间最大消耗在算法 3.分析分两步进行,首先考虑算法的前两步构造时间.算法 1 分为初始化过程(算法 1 的 1))和着色过程(算法 1 的 2)~4)).由于邻居发现为并行泛洪消息,初始化过程的每个节点的邻居发现过程、节点 Domi 初始化过程和 Total 的计算过程皆可并行完成.着色过程最多循环 n 次,因为每次至少完成 1 个黑色节点的着色,着色循环中含多次消息广播以及节点 Domi 和 Total 的更新,这些过程都不超过 $O(\Delta)$,所以算法 1 的时间复杂度为 $O(n\Delta)$.算法 2 将每个最大距离为 2 的 k -支配节点(黑色节点)互连,这个过程连续而非并行.最坏时间复杂度发生在当所有黑色节点以优先级链状递增排列或递减排列时,此时每个节点都必须在等所有具有较小优先级的节点确定之后才能确认自己,因此算法 2 的时间复杂度为 $O(n)$.综合以上分析可得,算法的前两步时间复杂度为 $O(n\Delta)$.分析的第 2 步:本文算法 3 进行深度优先搜索(DFS)块个数的计算时间为 $O(m+n)$, m 为网络图边数;每次

循环中最短路径计算时间为 $O(n)$,因此算法 3 的计算时间为 $O((m+n)n)$.由于节点最大度 Δ 不超过 m ,综合以上分析,本文算法 3 个步骤所需时间为 $O((m+n)n)$.本文研究的是 k -支配集的 2-连通问题,因此 G 图一定是边密集图(m 远大于 n),时间复杂度可简化为 $O(mn)$.

另外,对本文算法的消息数量进行分析,先考虑一轮的着色过程,节点个数 n 和总泛洪消息数量成正比;不考虑丢包等通信损失,每个节点都与周围所有邻接点交换消息,因而消息代价还与平均节点度成正比关系.综合前述着色循环次数分析(不超过 n 次的着色循环),算法 2 的消息显然不超过算法 1 的消息总量,因而本文算法前两步的消息复杂度为 $O(n^2\Delta)$.算法 3 根据前述计算 DFS 和最短路径的分析,需要 $O((m+n)n)$ 次循环,并根据 m 和 n 的关系,可简化为 $O(mn)$,每个节点的消息数量根据前面分析为不超过 $O(n\Delta)$,因此算法 3 的消息总量为 $O(\Delta mn^2)$. \square

定理 3 本文算法的前两步的最大近似比为 $k \cdot \ln \Delta \cdot |\text{OPT}_{k-\text{DS}}|$,其中 Δ 为最大节点度,为最优 k -支配集.算法 3 在文献 [16] 中已证明可以获得 1 个 64 的常数近似比.

证明 此证明思路来源于文献 [18] 的附录页.设 $\text{OPT}_{k-\text{DS}}$ 为最优 k -支配集,网络图 G 中受到节点 i ($i \in \text{OPT}_{k-\text{DS}}$) 支配的集合称为 S_i (假设 i 也属于 S_i),初始时 S_i 中未覆盖(即未确定)的节点个数为 u_0 ,经过 1 次着色计算更新 Domi 和 Total 后,未覆盖节点个数为 u_1 .这样,最多需 k 轮着色计算,最后未覆盖节点个数减至 0.也就是说,在第 j 轮着色计算时, S_i 中覆盖的支配或受支配节点个数为 $u_j - u_{j+1}$.若在第 m ($m \leq k$) 轮, S_i 中所有节点都被覆盖,则 $u_m = 0$,此时 u_1, \dots, u_m 是不增序列.所有轮的着色阶段中覆盖节点占未覆盖节点比例的累加如下:

$$k \cdot \sum_{j=0}^{m-1} \frac{u_j - u_{j+1}}{u_j} \leq k \cdot \sum_{j=1}^m H(u_{j-1}) - H(u_j) = k \cdot (H(u_0) - H(u_m)) = k \cdot \ln \Delta.$$

其中: $H(d) = \sum_{i=1}^d (1/i) = \ln d + O(1)$, $H(0) = 0$,且 $u_0 \leq \Delta$.因此,本文算法获得的支配集最大为 $k \cdot \ln \Delta \cdot |\text{OPT}_{k-\text{DS}}|$.算法 3 的近似比可参考文献 [16]. \square

4.2 算法仿真分析

为简化仿真网络,不考虑数据碰撞,采用理想的无线传感器网络 MAC 协议.若随机布置的网络拓扑未连通或存在节点度小于 k ,则需弃此网络而重新构造,不同的网络拓扑重复 30 次试验后平均.因本文研究的是连通而非覆盖问题,所以主要考虑通信半径而

忽略感知半径. 每个传感器节点拥有全网唯一的ID, 并在区域内均匀分布. 仿真参数如表1所示. 基于如下目的来设计仿真场景:

- 1) 随着节点数量增加(点密集程度变化), 产生的 k -支配集和2-连通 k -支配集大小的变化趋势;
- 2) 随着节点通信半径增加(边密集程度变化), 产生的 k -支配集和2-连通 k -支配集大小的变化趋势;
- 3) 与文献[8]的基于覆盖剪枝条件着色构造 k -CDS (CBCC)的算法在算法性能比率上进行对比.

表1 仿真参数列表

网络模型	UDG, 同步网络
区域大小	150*150
节点个数	80, 100, 150, 200, 250, 300
节点布置	节点任意, 但网络图连通, 且节点最小度不小于 k
节点移动性	静止, 暂未考虑移动
通信半径	15, 18, 20, 23, 26, 30
MAC协议	802.11 g
信道带宽	2 Mbps
数据包大小	512 Bytes

仿真场景1 网络节点通信半径 $R = 20$, 其余采用表1的仿真参数. 本文算法产生的 k -支配集和连通 k -支配集($k = 1, 2, 3, 4$)随节点个数 n 的变化关系如图3所示. 由图3可以看出: k -支配集或连通 k -支配集大小随节点数增加而增大, 也随着 k 增加而增大. 因为节点增加或支配数 k 增多, 都需要加入更多的支配节点才足以支配全网节点.

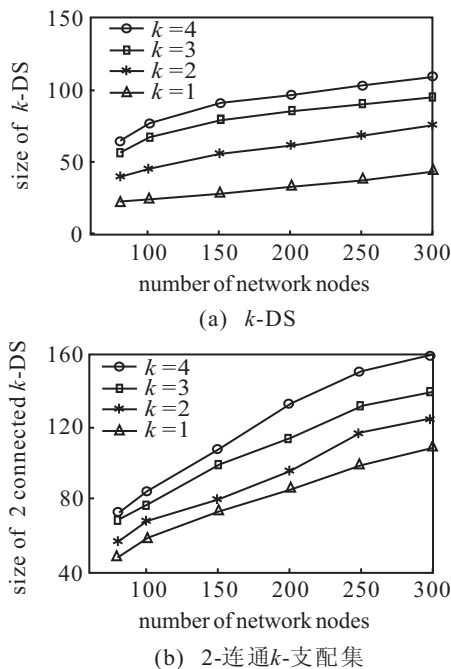


图3 $R = 20$, k -DS和2-连通 k -支配集随 n 的变化关系

仿真场景2 网络节点个数 $n = 200$, 其余采用表1的仿真参数. 本文算法产生的 k -支配集和连通 k -支配集($k = 1, 2, 3, 4$)随通信半径 R 的变化关系如

图4所示. 由图4可以看出: 半径 R 增大, 平均节点度增加, 网络图也更加密集, k -支配节点数量下降. 因为节点度的增加使得可用更少的支配节点来支配或 k -支配其余的受支配节点.

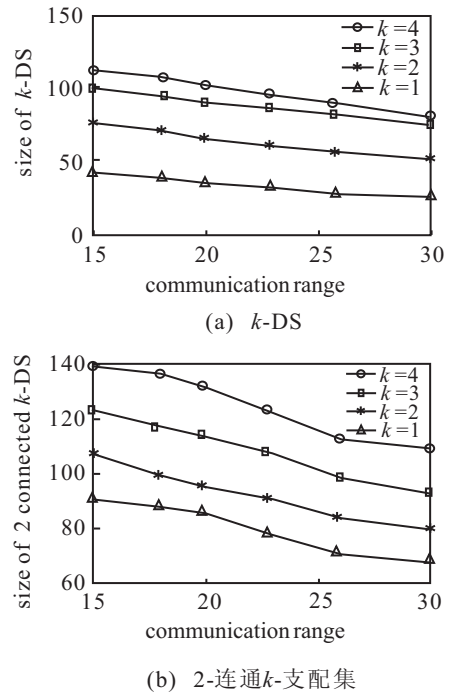


图4 $n = 200$, k -DS和2-连通 k -支配集随 R 的变化关系

仿真场景3 网络节点通信半径 $R = 20$, 其余采用表1的仿真参数. 将本文算法产生的连通 k -支配集($k = 2, 3$)的performance ratio随节点个数 n 变化的关系与同样在此场景中文献[8]的CBCC算法获得的performance ratio曲线进行对比, 结果如图5所示. 此处performance ratio定义为 $|kCDS|/n$, $|kCDS|$ 为算法产生连通 k -支配集的大小, n 为网络节点个数. 比率越低意味着 $|kCDS|$ 占的比重越少, 可在所有节点 k -支配的前提下带来更少的节点能量消耗和更低带宽消耗.

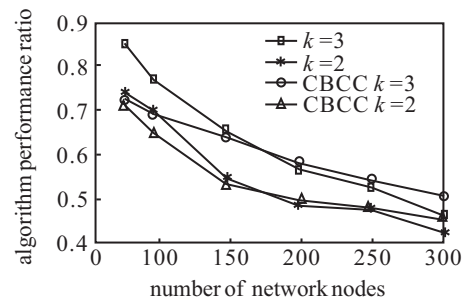


图5 本文算法与CBCC^[8]对比结果

由图5可以看出: 本文算法和CBCC算法的performance ratio都随节点个数的增多而下降, 若网络节点稀疏, 则performance ratio下降较快; 若网络节点密集, 则performance ratio下降缓慢. 显见本文算法在密集网络中具有更好的performance ratio.

5 结 论

本文提出了基于 UDG 网络模型的具有容错性的 2-连通 k -支配集的构造算法. 该算法前两步是分布式的, 每个节点无需获得全网信息, 而是利用自身节点和邻域信息多轮地选取 k -支配节点, 再利用最小生成树将 k -支配节点连通起来, 而后继续形成 2-连通 k -支配集作为虚拟骨干节点. 理论分析和实验仿真表明: 相比于现有算法, 本文算法在中等规模无线传感器网络中可产生更少的 k -支配节点个数, 具有更好的算法性能比率, 以此形成的骨干节点网络可用更少跳数路由到达目标节点而节省传感器节点的能量消耗和整个网络的通信开销. 对于节点移动性和拓扑动态变化的网络模型是下一步研究的重点。

参考文献(References)

- [1] Zheng C, Sun S X, Huang T Y. Constructing distributed connected dominating sets in wireless ad hoc and sensor networks[J]. *J of Software*, 2011, 22(5): 1053-1066.
- [2] Das B, Bharghavan V. Routing in ad-hoc networks using minimum connected dominating sets[C]. *IEEE Int Conf on Communications-Towards the Knowledge Millennium*. Montreal, 1997: 376-380.
- [3] Min M K, Du H W, Jia X H, et al. Improving construction for connected dominating set with Steiner tree in wireless sensor networks[J]. *J of Global Optimization*, 2006, 35(1): 111-119.
- [4] Dai F, Wu J. An extended localized algorithm for connected dominating set formation in ad hoc wireless networks[J]. *IEEE Trans on Parallel and Distributed Systems*, 2004, 15(10): 908-920.
- [5] Alzoubi K M, Wan P J, Frieder O. Message-optimal connected dominating sets in mobile ad hoc networks[C]. *ACM Int Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing(MOBIHOC)*. New York: ACM Press, 2002: 157-164.
- [6] Adjih C, Jacquet P, Viennot L. Computing connected dominated sets with multipoint relays[J]. *Ad Hoc & Sensor Wireless Networks*, 2005, 1(1/2): 27-39.
- [7] Gerla M, Tsai J T C. Multicluster, mobile, multimedia radio network[J]. *Wireless Networks*, 1995, 1(3): 255-265.
- [8] Dai F, Wu J. On constructing k -connected k -dominating set in wireless networks[C]. *The 19th Int Parallel and Distributed Processing Symposium(IPDPS)*. Orlando: Academic Press, 2005, 66(7): 947-958.
- [9] Wu Y, Li Y. Construction algorithms for k -connected m -dominating sets in wireless sensor networks[C]. *Proc of the 9th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing(MobiHoc)*. New York: ACM Press, 2008: 83-90.
- [10] Shang W, Yao F, Wan P J, et al. Algorithms for minimum m -connected k -dominating set problem[J]. *Theoretical Computer Science*, 2007, 381(1/2/3): 182-190.
- [11] Thai M T, Zhang N, Tiwari R, et al. On approximation algorithms of k -connected m -dominating sets in disk graphs[J]. *Theoretical Computer Science*, 2007, 385(1/2/3): 49-59.
- [12] Wu Y W, et al. Constructing K -connected M -dominating sets in wireless sensor networks[C]. *IEEE Military Communications Conf*. Orlando: Institute of Electrical and Electronics Engineers, 2007: 2136-2142.
- [13] Li Y, Wu Y, Ai C, et al. On the construction of k -connected m -dominating sets in wireless networks[J]. *J of Combinatorial Optimization*, 2012, 23(1): 118-139.
- [14] Liu Z L, Tian F, Xu J M. Probabilistic analysis of upper bounds for 2-connected distance k -dominating sets in graphs[J]. *Theoretical Computer Science*, 2009, 410(38/39/40): 3804-3813.
- [15] Schleich J, Danoy G, Bouvry P, et al. Backbone2, an efficient deterministic algorithm for creating 2-connected m -dominating set-based backbones in ad hoc networks[C]. *Proc of the 7th Acm Int Symposium on Mobility Management and Wireless Access(MobiWac)*. Canary Islands: ACM Press, 2009: 91-98.
- [16] Wang F, Thai M T, Du D Z. On the construction of 2-connected virtual backbone in wireless networks[J]. *IEEE Trans on Wireless Communications*, 2009, 8(3): 1230-1237.
- [17] Li X Y, Zhang Z. Two algorithms for minimum 2-connected r -hop dominating set[J]. *Information Processing Letters*, 2010, 110(22): 986-991.
- [18] Spohn M A, Garcia-Luna-Aceves J J. Bounded-distance multi-clusterhead formation in wireless ad hoc networks[J]. *Ad Hoc Networks*, 2007, 5(4): 504-530.