

基于拓扑特性的分布式虚拟骨干网算法*

解文斌¹⁺, 李佳², 鲜明¹, 陈永光¹

¹(国防科学技术大学 电子科学与工程学院,湖南 长沙 410073)

²(湖南大学 校办公室,湖南 长沙 410082)

Distributed Virtue Backbone Network Algorithm Based on Topology Characteristic

XIE Wen-Bin¹⁺, LI Jia², XIAN Ming¹, CHEN Yong-Guang¹

¹(School of Electronic Science and Engineering, National University of Defense Technology, Changsha 410073, China)

²(School Office, Hu'nan University, Changsha 410082, China)

+ Corresponding author: E-mail: xiewenbin78@163.com

Xie WB, Li J, Xian M, Chen YG. Distributed virtue backbone network algorithm based on topology characteristic. *Journal of Software*, 2010,21(6):1416-1425. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3572.htm>

Abstract: Because finding a minimum connected domination set (MCDS) for a general connected network is NP-complete, a topology-aware heuristic algorithm is proposed in this paper whose correctness is proved. By taking advantage of the topology characteristic of nodes, the algorithm can reduce the blindness in the process of selecting dominating nodes, and form a smaller CDS (connected domination set) based on 2-hop local information, consequently obtain a virtue backbone network with the CDS. The simulation results show that the algorithm is superior to other distributed CDS algorithms, and closer to minimum CDS.

Key words: wireless network; virtue backbone network; connected dominating set; distributed algorithm; topology characteristic

摘要: 由于在任意连通网络中搜索最小连支配集(minimum connected domination set,简称 MCDS)是 NP 完全问题,提出了一种拓扑感知的 MCDS 启发式算法——TACDS(topology-aware connected domination set),并证明了其正确性.通过利用节点的拓扑特性,减小了支配节点选择的盲目性.该算法能够根据 2 跳内的局部拓扑信息构造出较小的 CDS(connected domination set),从而得到基于该支配集的虚拟骨干网.仿真结果表明,该算法优于其他分布式 CDS 算法,可以更好地近似 MCDS.

关键词: 无线网络;虚拟骨干网;连支配集;分布式算法;拓扑特性

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

无线传感器网络是由自治节点形成的自组织网络,模糊了网络基础设施和网络用户的差别^[1],本质上是一种平坦型结构.传感器节点由电池供电,能量有限,节点数量多且很多情况下不易更换.因此,节能就成为无线传感器网络中最关键的问题.

传感器节点的绝大部分能量消耗在无线通信上.无线通信模块主要包括发送、接收、空闲和休眠 4 种状态,

* Received 2008-03-19; Revised 2008-10-06; Accepted 2009-01-15

在发送状态下能耗最大,在空闲状态和接收状态下的能耗相当,略小于发送状态的能量消耗,在休眠状态的能耗最小^[2]。尽量减少进入工作状态的节点,让更多的节点进入休眠状态,对传感器节点的节能意义重大。由于有限的射频范围和电池功率,大多数传感器节点不能直接与基站通信,而是依赖于中间的对等节点转发和接收消息。为了获得较高的空间分辨率和容错性能,传感器网络一般以冗余方式进行部署,许多中间节点将不得不耗费大量的能量转发高度相关的冗余数据,导致能量因快速耗尽而失效。此外,大量中间节点参与转发数据还增加了信号之间的相互干扰,导致数据拥塞和发送延迟,出现类似广播风暴的问题。

传统的有线和无线网络通过把网络基础设施组织成一个层次结构获得了良好的执行效率和可扩展性。无线传感器网络也可以通过构造虚拟骨干网来获得良好的节能效果和路由执行效率^[3-17]。只有骨干节点处于活跃状态时,才负责转发各节点之间的数据,非骨干节点仅负责发送自己产生的监测数据,当没有数据发送时进入休眠状态以节约能量。这样就在保持网络正常连通条件下减少了转发节点的数目和数据传输总量,降低拥塞和干扰的发生概率,从而节约了网络能量。通过选择合适的通信半径,由骨干节点组成的虚拟骨干网还可以提供高质量的网络连通性覆盖^[18]。

基于虚拟骨干网可以设计出高效的路由协议^[9-12,15,16],其主要优点是可以把整个网络的路由搜索空间减小到一个由虚拟骨干节点组成的较小子网内,只有支配节点需要主动维护网络的路由信息,非骨干节点不参与路由过程,从而减少路由更新的开销。

构造虚拟骨干网的一种良好选择是连通支配集(connected domination set,简称 CDS),因为网络中的任意节点与支配节点之间最多存在 1 跳距离。基于 CDS 的节能路由方法能否获得良好的效率,直接依赖于 CDS 的规模以及生成、维护 CDS 的开销。通常希望在不损失网络功能、可靠性和效率的同时获得尽可能小的 CDS。然而,在任意的连通网络中搜索最小连通支配集(minimum connected domination set,简称 MCDS)已经被证明是 NP 完全问题^[19]。因此,只能使用启发式算法求其近似解。

目前主要的 CDS 构造算法可分为集中式和分布式两类^[1]。集中式算法^[20]可以得到更小的支配集,但需要利用网络的全局拓扑信息,难以满足无线网络的一般应用要求。在分布式算法里又分为非局部化算法^[21-23]和局部化算法^[11,24-26]。无线传感器网络较适于采用局部化的 CDS 算法,因为局部化属性使得 CDS 的维护非常容易,当某些节点失效或有新的节点加入时,不需要所有网络节点重新计算 CDS。在局部化算法里,每一个节点利用其 2~3 跳(hop)内的局部拓扑信息,通过一些局部交互确定自己的状态,从而构造出一个连通的支配集。其中,MPR 算法^[24,26]基于邻居指定方法,从节点的多点中继集合中指定某些节点为支配节点。Wu 等人的算法^[11]及其扩展算法^[25]基于局部自剪枝方法,每一个节点基于局部拓扑信息判定自己是否为支配节点。当其 1 跳邻居节点不能通过其他具有更高优先级的节点连通时,该节点成为一个支配节点。

这些局部化的分布式算法在随机图中性能较好,但没有充分考虑每一个节点的拓扑特性,因为具有相似 ID 或度的 2 个节点对于网络连通性的作用可能相差甚远。因此,本文提出一种拓扑感知的分布式最小连通支配集近似算法(topology-aware connected domination set,简称 TACDS),可以利用网络的局部拓扑信息计算出更合理的 CDS。首先根据 2 跳内的局部拓扑信息估计出每一个节点对于网络连通的影响力,然后基于分布式贪心算法,从 1 跳邻居内选择影响力最大的节点作为支配节点,从而得到网络的支配节点集。为保证支配集中相邻支配节点的连通性,适当补充若干支配节点。最后,非支配节点进行连通性测试,根据测试结果确定自己是否需要补充为支配节点,以确保所有的支配节点能够相互连通。仿真结果说明,TACDS 算法可以得到较小的连通支配集。

本文第 1 节介绍相关的定义,引入一种描述节点拓扑连通作用的新指标,并分析该指标的物理意义。第 2 节利用该指标,通过支配节点的局部选举和连通性测试,提出一种新的连通支配集近似算法,给出算法的证明,并分析计算复杂度。第 3 节通过仿真说明该算法的有效性。第 4 节进行总结。

1 相关定义

由于传感器节点数量较多,且经常部署在人类难以接近的地方,因此一般采用随机部署的连通无向图表示无线传感器网络。假设无线传感器网络的所有节点随机分布在一个二维平面上,每一个节点具有相同的传输半

径,则可以使用单位圆盘图(unit disk graph,简称 UDG)建模网络拓扑,所有的连接都是双向的.

定义 1(UDG). 用无向图 $G(V,E)$ 表示无线网络,其中, $V \subset R^2$ 是欧几里德平面上的传感器节点集, $E \subset V^2$ 是边的集合.假设所有节点具有相同的通信半径 R , 当且仅当节点 u,v 之间的距离 $d(u,v) \leq R$ 时,边 $(u,v) \in E$.

定义 2(邻居节点集). 节点 u 的 1 跳邻居节点集 $N_1(u)$ 定义为

$$N_1(u) = \{v \in V | (u,v) \in E\} \quad (1)$$

而 2 跳邻居节点集 $N_2(u)$ 定义为

$$N_2(u) = \{w \in V | (v,w) \in E \wedge w \neq u \wedge w \notin N_1(u) \wedge (u,v) \in E\} \quad (2)$$

从而,以节点 u 的 1 跳和 2 跳邻居节点集构成的局部网络定义为 $G_u(V_i, E_i)$, 其中, $G_u(V_i, E_i)$ 是 $G(V, E)$ 的一个子图, $V_i = N_1(u) \cup N_2(u) \subseteq V, E_i \subseteq E$.

定义 3(连通支配集(CDS)). 给定一个无向图 $G(V, E)$, 顶点集 $V_D \subseteq V$ 称为连通支配集, 当且仅当满足下列条件: (1) $\forall u \in V - V_D$, 则 $\exists v \in V_D$, 使得 $u \in N_1(v)$ 或 $u = v$. 即任意节点或者是支配节点, 或者是某一支配节点的一跳邻居; (2) 由 V_D 导出的子图是连通图. 其中, 节点 v 称为支配节点, u 称为非支配节点. 仅满足条件(1)的节点集称为支配集. 若 V_D 的任何真子集都不是支配集, 则称 V_D 是最小支配集(MDS). 具有最小势的 CDS 被称为最小连通支配集(MCDS).

定义 4(节点的转发因子). 节点 u 的转发因子为

$$f(u) = \sum_{q \in V, q \neq u} \sum_{p \in V, p \neq q, p \neq u} \frac{num_u(p, q)}{num(p, q)} \quad (3)$$

其中, $num(p, q)$ 表示从节点 p 到 q 的最短路径的数量, $num_u(p, q)$ 则表示从节点 p 到 q 的最短路径中包含节点 u 的数量, 即节点 u 充当节点 p 和 q 之间最短路径的中继节点的次数.

由于 $0 \leq num_u(p, q) \leq num(p, q)$, 故 $0 \leq \frac{num_u(p, q)}{num(p, q)} \leq 1$. 当某一节点对 (p, q) 之间的最短路径中不包含节点 u 时, 节点 u 对于该节点对之间的数据路由没有影响, 相应的影响因子分量为 0. 当节点对 (p, q) 之间的所有最短路径都包含节点 u 时, 节点 u 的死亡将直接导致该节点对之间断路, 相应的影响因子分量为 1. 在其他情况下, 相应的影响因子分量为 $(0, 1)$ 之间的数值.

可以利用数据路由的期望值说明公式(3)的意义: 假设节点 q 为目标节点, 网络中其他节点均为源节点, 各包含 1 比特数据, 以相等的概率选择一条最短路径向节点 q 发送数据. 例如, 若源节点 p 到 q 有 $num(p, q)$ 条最短路径, 其中包含节点 u 的路径有 $num_u(p, q)$ 条, 则节点 u 将有 $\frac{num_u(p, q)}{num(p, q)}$ 的概率转发节点 p 的数据. 因此, 当节点 q 为目标节点时, 节点 u 将转发期望值为

$\sum_{p \in V, p \neq q, p \neq u} \frac{num_u(p, q)}{num(p, q)} \times 1$ 比特的网络数据. 当 q 遍历网络中的每一个节点 ($q \neq u$) 时, 则节点 u 将转发期望值为 $\sum_{q \in V, q \neq u} \sum_{p \in V, p \neq q, p \neq u} \frac{num_u(p, q)}{num(p, q)} \times 1$ 比特的网络数据. 因此, 可以把 $f(u)$ 视为节点 u

对于网络中任意节点之间数据传输所做的综合贡献, 即对于整个网络连通的综合贡献.

利用节点的转发因子可以估计出该节点对于整个网络拓扑的影响力, 因为转发因子较大的节点对于网络连通的作用也较大. 图 1 是 3 种不同的拓扑结构以及各节点的转发因子. 其中, 图 1(a) 是一种链式拓扑, 两端节点的转发因子为 0, 越靠近中间的节点, 转发因子也越大. 图 1(b) 是一种环形拓扑, 所有节点对称分布, 地位完全相同, 转发因子也完全相同. 图 1(c) 是一种混合拓扑, 转发因子也能够准确反映节点在拓扑连通中的地位.

公式(3)的时间复杂度为 $O(m \times n)^{[27]}$, 其中, n 为网络节点数, m 为边数.

当利用公式(3)计算节点的转发因子时, 需要获得网络的全局拓扑信息, 不能满足一般无线网络的分布式和异步计算的要求. 因此, 可以根据两跳内的局部拓扑信息, 计算节点的局部转发因子.

定义 5(节点的局部转发因子). 节点的局部转发因子为

$$f_l(u) = \sum_{q \in V_u, q \neq u} \sum_{p \in V_u, p \neq q, p \neq u} \frac{num_u(p, q)}{num(p, q)} \quad (4)$$

其中, $V_u = N_1(u) \cup N_2(u)$. 与公式(3)相比,公式(4)中节点 p 和 q 的选择范围局限在以节点 u 为中心的 1 跳和两跳邻居节点集内.

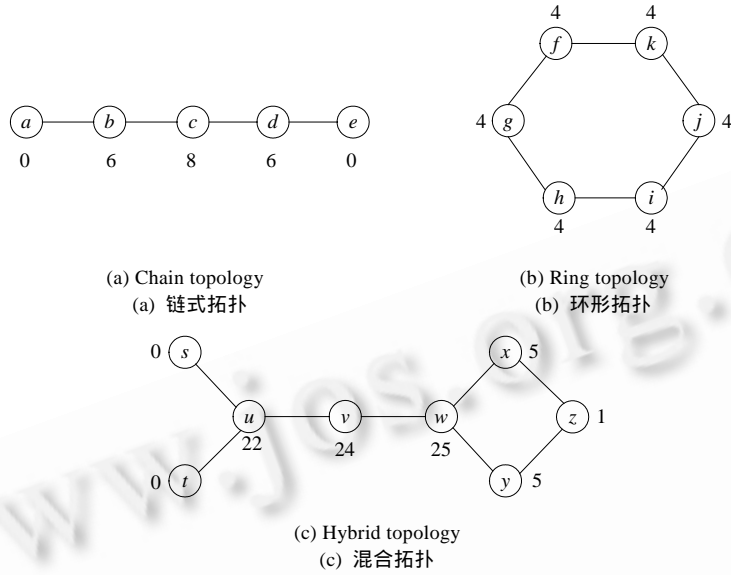


Fig.1 Nodes' forwarding factors in different topology structure
图 1 不同拓扑结构下各节点的转发因子

各节点的局部转发因子也能够表现出节点对于局部网络拓扑的连通作用,见表 1.与全局转发因子相比,各个节点的局部转发因子不一定是在同一个拓扑上计算出来的.然而值得注意的是,计算结果几乎不改变相邻节点的转发因子之间的大小关系.即相邻节点之中,全局转发因子较大的节点,局部转发因子一般也较大.这对于连通支配集中支配节点的选择很有意义,因为在大多数情况下,选择局部转发因子较大的节点也相当于选择了全局转发因子较大的节点.

Table 1 Forwarding factors and local forwarding factors of nodes in Fig.1
表 1 图 1 中各节点的转发因子和局部转发因子

Node ID	a	b	c	d	e	f	g	h	i	j	k	s	t	u	v	w	x	y	z
$f(u)$	0	6	8	6	0	4	4	4	4	4	4	0	0	22	24	25	5	5	1
$f(u)$	0	4	8	4	0	8	8	8	8	8	8	0	0	10	18	13	2	2	1

2 TACDS 算法

目前,大多数的CDS算法都是以节点ID或度的大小作为衡量该节点能否成为支配节点的优先级.优先选择节点ID最小的节点成为支配节点,或选择节点度最大的节点成为支配节点.这些选择标准没有完全反映节点在网络拓扑连通中的作用.优先选择的支配节点若不能够覆盖周围的其他节点,将继续搜索并加入新的支配节点.如果能够优先选择出对于网络连通起关键作用的一些节点,将大大减少后续的计算开销,并得到更小的CDS.从上一节可知,转发因子可以量化每一个节点对于网络拓扑的影响力,因此可以把它作为选择支配节点的优先级指标.由于在无线网络里获取全局拓扑信息的代价很大,本文中提出了一种拓扑感知的分布式最小连通支配集启发式算法——TACDS 算法,仅利用 2 跳局部拓扑信息就可以构造出覆盖全网的近似连通支配集.

2.1 算法描述

TACDS 算法是一种局部化的全分布式算法.其基本思想是,根据节点的局部拓扑特性,首先挑选对于拓扑

连通性影响最大的节点作为支配节点,得到一个覆盖全网络的支配节点集.然后进行连通性测试,根据需要增加少量连通节点,最终得到一个反映网络拓扑特性的连通支配集.算法主要分为两个阶段:

2.1.1 构造支配节点集

首先通过节点之间的局部信息交换,获得 2 跳邻居信息.然后计算节点的局部转发因子,并以此作为选择支配节点的优先级标准.文献[25]中的 Marking process 算法其实就是把转发因子为 0 的节点排除在支配节点之外, TACDS 算法通过贪心选择转发因子最大的节点,自然地包含了这一过程,而没有增加额外的开销.

算法 1. 支配节点集构造算法.

初始化时,所有节点都为非支配节点,即 $\forall u \in V, color(u)=0$.

相邻节点之间进行 2 次消息交换,获得 2 跳内的邻居节点信息.

节点 u 利用公式(4)计算局部转发因子,并与相邻节点交换转发因子的信息.

若 $N_1(u)$ 中已有节点 p 被其他节点选为支配节点,则节点 u 也选举 p 为支配节点, $color(p)=1$; 否则,节点 u 就从 $N_1(u)$ 中选举转发因子最大的节点作为支配节点,若转发因子相同就选择 ID 最小的节点作为支配节点.

被选为支配节点的节点发布自己的状态信息.

未被选为支配节点的节点 q 接收自己相邻节点的状态信息.若满足下列条件,则转到步骤 , 节点 q 宣布自己为支配节点:

非支配节点 q 的 1 跳内的支配节点集为 $\varphi \subseteq N_1(q)$, 若存在非支配节点 $w \in N_1(q)$, 且其 1 跳内的支配节点集 $\psi \subseteq N_1(w)$ 与 φ 的交集为空且互不相连, 即 $\forall \alpha \in \varphi, \forall \beta \in \psi, \alpha \neq \beta$ 且 $(\alpha, \beta) \notin E$.

结束.

实际上,通过支配节点的选举和判断过程,网络中所有节点都确定了自己是否为支配节点,并得到一个覆盖全网节点的支配节点集(见第 2.2 节中的定理 1),但是还不能保证得到的支配集是连通的.因此,需要执行下面的连通性测试,根据测试结果适当增加连通节点,才能够得到覆盖全网的连通支配集.这里,把由算法 1 得到的支配节点称为原支配节点.

2.1.2 补充连通节点

算法 2. 连通节点选择算法.

节点之间交换 1 跳内的支配节点信息.节点 u 获得 2 跳内的支配节点集 $D_2(u)$.

若节点 u 为非支配节点且两跳内的支配节点数至少为 2, 即 $u \notin D_2(u)$ 且 $|D_2(u)| \geq 2$, 则执行连通性测试, 否则退出.

连通性测试规则:从 $D_2(u)$ 中选择一个原支配节点放入集合 S 中.若不能从 $D_2(u)$ 中找到原支配节点, 则说明 $D_2(u)$ 中都是由算法 2 中选出的连通节点,不需要增加连通节点,退出;否则,依次从 $D_2(u)$ 中取出与 S 中的节点相邻的节点.若 $D_2(u)$ 中的节点被取空,则说明 $D_2(u)$ 中的所有支配节点都是连通的; 否则,节点 u 就宣布自己为支配节点, $color(u)=1$.相邻节点接收到节点 u 的状态信息后,更新 2 跳内的支配节点集信息.

结束.

综合算法 1 和算法 2,就是 TACDS 算法执行的全过程.通过执行算法 2,会从非支配节点中补充一些支配节点,保证所有的支配节点能够相互连通.

以一个随机生成的网络实例简单说明 TACDS 算法的具体执行过程.图 2(a)是由 50 个节点在 100×100 的区域内随机生成的连通的网络拓扑.当算法 1 执行到步骤 时,选举出 9 个支配节点,如图 2(b)所示.经过步骤 , 节点 14 被补充为支配节点.当执行算法 2 之后,增加了 5 个连通节点,如图 2(c)所示.最终得到由 15 个支配节点组成的连通支配集,完全覆盖网络中的所有节点,如图 2(d)所示.

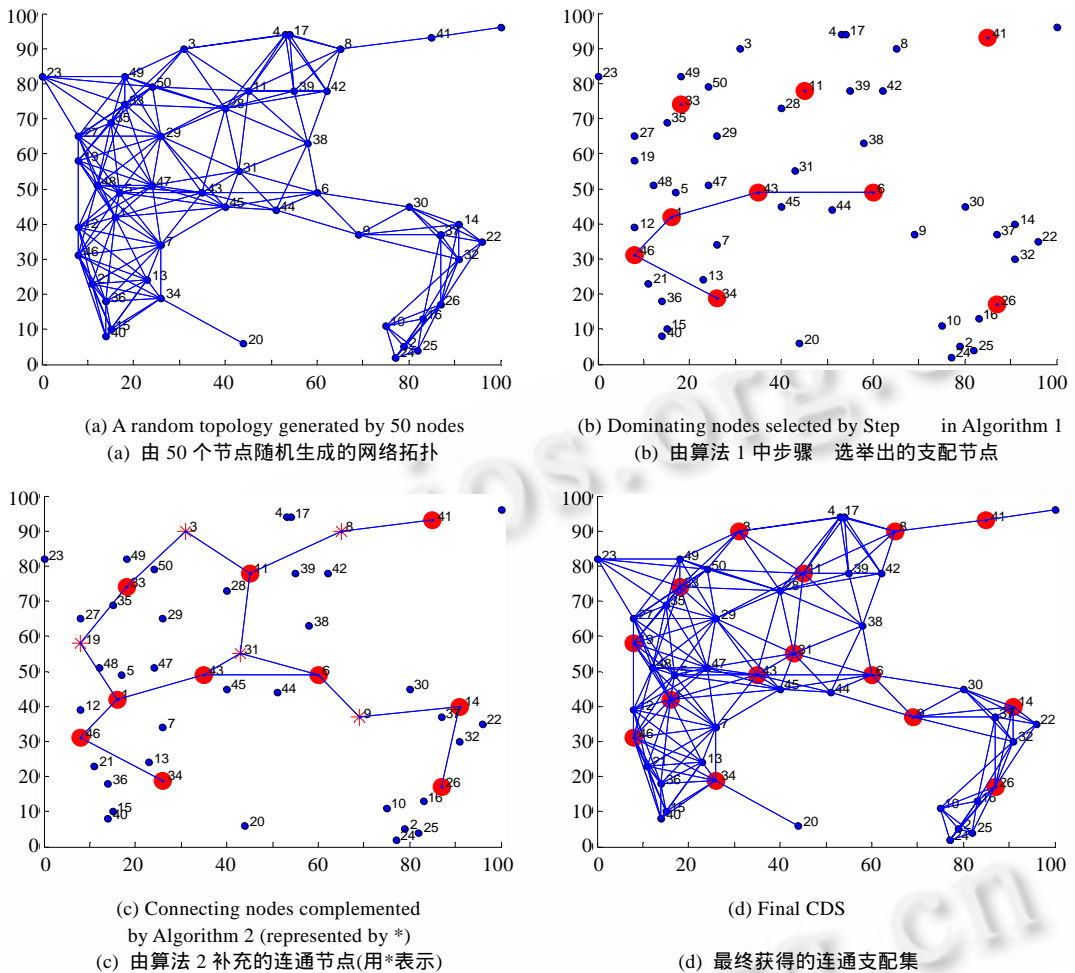


Fig.2 An example of TACDS algorithm
图 2 一个 TACDS 算法的执行实例

2.2 算法证明

下面证明 TACDS 算法的正确性.

定理 1. 若给定的图 $G(V,E)$ 是连通的,则由算法 1 得到的集合 $V_d=\{u|color(u)=1,u\in V\}$ 是一个覆盖所有节点的支配节点集,且任意支配节点都可以找到一条连接其他所有支配节点的路径,该路径的前后两个支配节点之间最多存在 1 个非支配节点.

证明:若给定的图 $G(V,E)$ 是连通的,任意节点 u 必然存在邻居节点.从算法 1 的支配节点选举过程可以看出,对于任意节点 $u\in V$,其 1 跳邻居中至少有 1 个节点被选举为支配节点,即 $\exists v\in N_1(u),color(v)=1$.根据支配集的定义可知,节点集 $V_d=\{u|color(u)=1,u\in V\}$ 是完全覆盖 $G(V,E)$ 的一个支配节点集.

由于所有节点都是连通的,任意支配节点必然可以找到一条连接其他所有支配节点的路径,需要证明该路径的前后两个支配节点之间最多存在 1 个非支配节点.

显然,该路径的前后两个支配节点之间不可能存在 2 个以上的非支配节点,否则算法 1 得到的支配节点集不足以覆盖所有节点.如图 3 所示,当支配节点(用●表示) a 和 e 之间存在 3 个非支配节点(用○表示) bcd 时,中间节点 c 的 1 跳距离内至少存在一个支配节点 f (用○表示),从而存在路径 $abfcde$,其前后两个支配节点之间只存

在 2 个非支配节点.

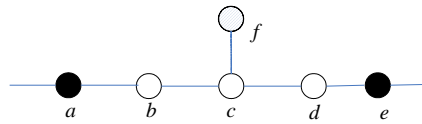


Fig.3 There are 3 dominated nodes (represented by \bigcirc) in the route of dominating nodes

图 3 支配节点通路上存在 3 个非支配节点(用 \bigcirc 表示)的情况

若某一段路径的前后两个支配节点之间存在 2 个非支配节点,如图 4 所示,路径 $hijk$ 中存在支配节点(用 \bullet 表示) h 和 k 、非支配节点(用 \bigcirc 表示) i 和 j .对于非支配节点 i ,其 1 跳内的支配节点集 φ 包含支配节点 h .非支配节点 $j \in N_1(i)$,其 1 跳内的支配节点集 ψ 包含支配节点 k .(1) 当 $\varphi \cap \psi \neq \emptyset$ 时,存在支配节点 $\xi \in (\varphi \cap \psi)$,从而存在路径 $hi\xi jk$,该路径上的前后两个支配节点之间只存在 1 个非支配节点,与假设矛盾;(2) 当 $\varphi \cap \psi = \emptyset$ 时,若 φ 和 ψ 之间存在相邻支配节点,设 $p \in \varphi, k \in \psi, (p, k) \in E$,则存在路径 $hipk$,与假设矛盾.因此,当 $\varphi \cap \psi = \emptyset$ 时, φ 和 ψ 之间不存在相邻支配节点.但是,根据算法 1 的步骤 3,在这种情况下,节点 i 将被补充为支配节点.从而,路径 $hijk$ 前后两个支配节点之间最多存在 1 个支配节点.由归纳法可知,任意支配节点必然存在一条连接其他所有支配节点的路径,且该路径的前后两个支配节点之间最多存在 1 个非支配节点.证毕.

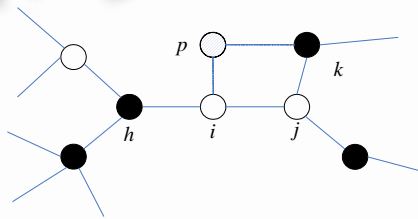


Fig.4 There are 2 dominated nodes (represented by \bigcirc) in the route of dominating nodes

图 4 支配节点通路上存在 2 个非支配节点(用 \bigcirc 表示)的情况

定理 2. 若给定的图 $G(V, E)$ 是连通的,则由 TACDS 算法得到的集合 $V_D = \{u | color(u) = 1, u \in V\}$ 是连通支配集.

证明:若由 TACDS 算法得到的支配集 V_D 不完全连通.不妨设图 $G(V, E)$ 的某一局部子图的支配集 V'_D 被分割为互不连通的两部分,即存在支配集 $\varphi \subset V'_D, \psi \subset V'_D$,且 $\varphi \cap \psi = \emptyset, \varphi \cup \psi = V'_D$.其中, φ 中的节点 a_i 可以组成一条连通路程 $a_1 \dots a_m, m = |\varphi|, 1 \leq i \leq m$. ψ 中的节点 b_j 也可以组成一条连通路程 $b_1 \dots b_n, 1 \leq j \leq n, n = |\psi|$.

由定理 1 可知,支配集 φ 和 ψ 之间的最短距离只有 1 跳,即两条路径最接近的地方只存在一个中间的非支配节点.设该非支配节点为 p ,则其 1 跳内的支配节点集被分割为两部分.通过进行算法 2 中的连通性测试,节点 p 知道自己需要成为支配节点以连通两分支支配节点.因此,该局部子图的支配集将完全连通.

由归纳法可知,算法 2 将补充足够的连通节点,把由算法 1 得到的所有不完全连通的支配集连通,成为一个覆盖全网的连通支配集.证毕.

2.3 算法分析

下面分析 TACDS 算法的效率和开销问题.每一个节点在算法 1 中最多需要发送 5 次消息,在算法 2 中最多需要发送 2 次消息.因此,TACDS 算法总的消息复杂度为 $O(n)$,其中, n 为网络节点数.

在算法 1 中,每一个节点可以独立计算节点的局部转发因子,时间复杂度为 $O(n_2 \times m_2)$,其中, n_2 和 m_2 分别为该节点两跳内的节点数和边数.而步骤 3 中非支配节点 u 需要进行 $n_a \times p \times q$ 次计算,其中, n_a 为 1 跳内的非支配节点数, p 为节点 u 的 1 跳内的支配节点数, q 为节点 u 的相邻非支配节点 1 跳内的支配节点数.因为 p 和 q 一般为较小的整数,所以时间复杂度为 $O(n_a)$.在算法 2 中进行连通性测试,每一个非支配节点的最大时间复杂度为 $O(n_{D_2}^2)$,其中, n_{D_2} 为 2 跳内的支配节点数.由于 $n_{D_2} < n_2, n_a < n_2$,因此 TACDS 算法的时间复杂度为 $O(n_2 \times m_2)$,即主

要的开销集中在局部转发因子的计算上.由于只利用了2跳内的局部拓扑信息,TACDS算法的计算开销并不大.

3 仿真结果与分析

为了评估算法性能,我们用 C++语言在 Windows XP 操作系统下设计了一个仿真程序.在仿真实验中,为了生成连通的随机网络拓扑, N 个无线节点随机分布在 $100m \times 100m$ 的目标区域上.采用 UDG 模型,节点具有统一的通信半径 R ,当且仅当两个节点的距离在通信半径之内时相互连通.仿真实验参数见表 2,其中每一个仿真结果都是 50 次仿真实验的平均值.

Table 2 Simulation parameters

表 2 仿真实验参数

Parameters	Value
Deployment area $L \times W$ (m^2)	100×100
Number of nodes N	40,60,...,120
Transmission range R (m)	20,30,...,60

将 TACDS 算法与几种具有代表性的算法进行了比较,包括局部化的分布式算法 MPR^[24],WuLi^[11]和 Rulek^[25]以及 Guha 和 Khuller 提出的集中式算法 MCDS^[20].由于 MCDS 算法可以非常近似最优解,如文献[25]一样,本文把它作为真实最小连通支配集的一个估计.

根据网络节点数和通信半径的不同,设计了以下两类仿真实验:一类是分析当通信半径一定时,比较各种算法在不同的网络规模下得到的 CDS 大小,节点数从 40 以步长 20 增加到 120;另一类是分析当网络规模一定时,比较各种算法在不同的通信半径下得到的 CDS 大小,通信半径从 20m 以步长 10m 增加到 60m.

图 5 和图 6 是当通信半径分别为 20m 和 50m 时由各种算法得到的 CDS 大小.从图 5 和图 6 中可以看出,无论在稀疏或者密集的网络环境下,随着网络节点数的增加,各种算法得到的 CDS 也都有一定增长,但是增长速度比节点的增长速度小.尤其是当节点数较多或通信半径较大时,CDS 增长速度很慢.这是由于新增节点落在原支配节点控制区域内的概率较大,不需要增加多少支配节点就足以覆盖新增节点.但是,本文提出的 TACDS 算法优于其他分布式 CDS 算法,更加接近最小连通支配集.

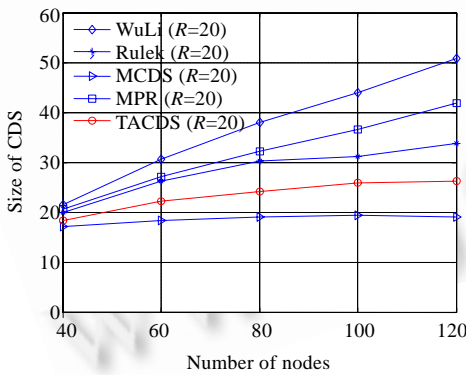


Fig.5 Size of the CDSs generated by different algorithms when R is 20, N ranges from 40 to 120

图 5 当 $R=20, N=40 \sim 120$ 时,由不同算法构造的 CDS 大小

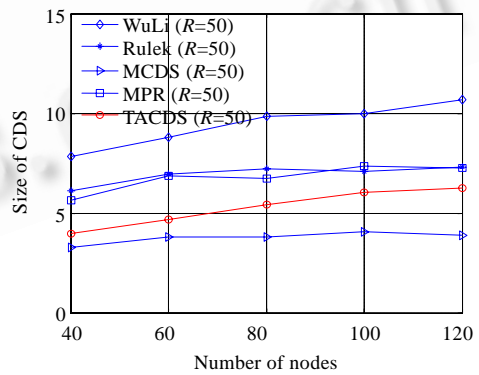


Fig.6 Size of the CDSs generated by different algorithms, when R is 50, N ranges from 40 to 120

图 6 当 $R=50, N=40 \sim 120$ 时,由不同算法构造的 CDS 大小

图 7 是当节点数为 100 时,由各种算法得到的 CDS 大小.从图 7 中可以看出,随着通信半径的增加,网络的连通性随之增强,各种算法里覆盖全部网络节点所需的支配节点数随之减少,但是本文提出的 TACDS 算法依然优于其他分布式 CDS 算法,更近似于最小连通支配集.

综合图 5~图 7 中的实验结果可以看出,无论通信半径和网络节点数如何变化,TACDS 算法都明显优于其他分布式 CDS 算法,能够更好地近似最小连通支配集.

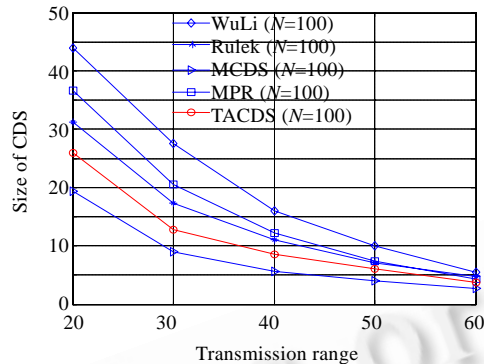


Fig.7 Size of the CDSs generated by different algorithms, when N is 100, R ranges from 20 to 60

图 7 当 $N=100$, $R=20\sim 60$ 时, 由不同算法构造的 CDS 大小

4 结束语

连通支配集已经被证明是解决无线传感器网络中出现的节能、路由等一系列问题的一种有效结构.其中的一个主要挑战是如何以局部化的方式快速构造出一个尽可能小的连通支配集.本文提出了一种拓扑感知的分布式最小连通支配集近似算法(TACDS),证明了算法的正确性并给出了仿真实验结果.由于考虑了节点的拓扑分布特性,减少了支配节点选择的盲目性,构造出的支配节点集更能反映网络的拓扑分布状况.仿真结果表明,TACDS 能够构造出较小的连通支配集,性能优于被比较的分布式连通支配集算法,可以更好地近似最小连通支配集.利用 TACDS 算法,每一个节点仅利用局部的网络拓扑信息就可以自动产生一个覆盖全网的虚拟骨干网,为无线传感器网络中各种节能协议的设计提供良好的基础结构.

References:

- [1] Blum J, Ding M, Thaler A, Cheng XZ. Connected dominating set in sensor networks and MANETs. *Handbook of Combinatorial Optimization*, 2004,5:329–369. [doi: 10.1007/b102533]
- [2] Sun LM, Li JZ, Chen Y, Zhu HS. *Wireless Sensor Networks*. Beijing:Tsinghua University Press, 2005. (in Chinese).
- [3] Chen B, Jamieson K, Balakrishnan H, Morris R. Span: An energy-efficient coordination algorithm for topology maintenance in ad hoc wireless networks. *ACM Wireless Networks Journal*, 2002,8(5):481–494. [doi: 10.1023/A:1016542229220]
- [4] Deb B, Bhatnagar S, Nath B. Multi-Resolution state retrieval in sensor networks. In: *Proc. of the IEEE ICC Workshop on Sensor Network Protocols and Applications*. 2003. 19–29.
- [5] An B, Papavassiliou S. A mobility-based clustering approach to support mobility management and multicast routing in mobile ad-hoc wireless networks. *Int'l Journal of Network Management*, 2001,11:387–395. [doi: 10.1002/nem.415]
- [6] Basagni S, Mastrogianni M, Panconesi A, Petrioli C. Localized protocols for ad hoc clustering and backbone formation: A performance comparison. *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, 2006,17(4):292–306. [doi: 10.1109/TPDS.2006.52]
- [7] Gupta H, Navda V, Das SR, Chowdhary V. Efficient gathering of correlated data in sensor networks. *ACM Trans. on Sensor Networks*, 2008,4(1):1–31.
- [8] Shaikh J, Solano J, Stojmenovic I, Wu J. New metrics for dominating set based energy efficient activity scheduling in ad hoc networks. In: *Proc. of the IEEE Conf. on Local Computer Networks (LCN 2003)*. 2003. 726–735.
- [9] Das B, Sivakumar R, Bhargavan V. Routing in ad hoc networks using a spine. In: *Proc. of the 6th IEEE Int'l Conf. on Computers and Communications Networks (ICCCN 1997)*. 1997. 34–39.
- [10] Wu J. Extended dominating-set-based routing in ad hoc wireless networks with unidirectional links. *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, 2002,9(3):189–200.
- [11] Wu J, Li H. On calculating connected dominating sets for efficient routing in ad hoc wireless networks. In: *Proc. of the 3rd Int'l Workshop Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Comm*. 1999. 7–14.

- [12] El-Hajj W, Trabelsi Z, Kountanis D. Fast distributed dominating set based routing in large scale MANETs. *Computer Communications*, 2007,30:2880–2891. [doi: 10.1016/j.comcom.2007.03.011]
- [13] Li J, Foh CH, Andrew LLH, Zukerman M. Sizes of minimum connected dominating sets of a class of wireless sensor networks. In: *Proc. of the ICC 2008*. 2008. 332–336.
- [14] Ahmed DT, Shirmohammadi S, Saddik AE. A dominating set based peer-to-peer protocol for real-time multi-source collaboration. In: *Proc. of the 16th IEEE Int'l Workshops on Enabling Technologies: Infrastructure for Collaborative Enterprises (WETICE 2007)*. 2007. 119–124.
- [15] Shaikot SH, Sarangan V. Energy aware routing in high capacity overlays in wireless sensor networks. In: *Proc. of the IEEE/ACS Int'l Conf. on Computer Systems and Applications (AICCSA 2008)*. 2008. 276–283.
- [16] Acharya T, Chattopadhyay S, Roy R. Multiple disjoint power aware minimum connected dominating sets for efficient routing in wireless ad hoc network. In: *Proc. of the Int'l Conf. on Information and Communication Technology (ICICT 2007)*. 2007. 336–340.
- [17] Teymoori P, Yazdani N. Local reconstruction of virtual backbone to support mobility in wireless ad hoc networks. In: *Proc. of the Int'l Symp. on Telecommunications (IST 2008)*. 2008. 382–387.
- [18] Mao YC, Feng GF, Chen LJ, Chen DX. A location-Independent connected coverage protocol for wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2007,18(7):1672–1684 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/1672.htm> [doi: 10.1360/jos181672]
- [19] Chvatal V. A greedy heuristic for the set-covering problem. *Mathematics of Operations Research*, 1979,4(3):233–235.
- [20] Guha S, Khuller S. Approximation algorithms for connected dominating sets. *Algorithmica*, 1998,20(4):374–387. [doi: 10.1007/PL00009201]
- [21] Das B, Bharghavan V., Routing in ad-hoc networks using minimum connected dominating sets. In: *Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Communications (ICC 1997)*. 1997 376–380.
- [22] Alzoubi KM, Wan PJ, Frieder O. Distributed heuristics for connected dominating sets in wireless ad hoc networks. *Journal of Communications and Networks*, 2002,4(1):1–8.
- [23] Alzoubi KM, Wan PJ, Frieder O. Message-Optimal connected dominating sets in mobile ad hoc networks. In: *Proc. of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing (MOBIHOC 2002)*. 2002. 157–164.
- [24] Adjih C, Jacquet P, Viennot L. Computing connected dominated sets with multipoint relays. *Ad Hoc & Sensor Networks*, 2005,1: 27–39.
- [25] Dai F, Wu J. An extended localized algorithm for connected dominating set formation in ad hoc wireless networks. *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, 2004,15(10):908–920. [doi: 10.1109/TPDS.2004.48]
- [26] Wu J, Lou W, Dai F. Extended multipoint relays to determine connected dominating sets in MANETs. *IEEE Trans. on Computers*, 2006,55(3):334–347. [doi: 10.1109/TC.2006.40]
- [27] Dimokas N, Katsaros D, Manolopoulos Y. Node clustering in wireless sensor networks by considering structural characteristics of the network graph. In: *Proc. of the 4th Int'l Conf. on Information Technology (ITNG 2007)*. 2007. 122–127.

附中文参考文献:

- [2] 孙利民,李建中,陈渝,朱红松.无线传感器网络.北京:清华大学出版社,2005.
- [18] 毛莺池,冯国富,陈力军,陈道蓄.与位置无关的无线传感器网络连通性覆盖协议. *软件学报*,2007,18(7):1672–1684. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/1672.htm> [doi: 10.1360/jos181672]



解文斌(1978 -),男,云南景东人,博士生,主要研究领域为传感器网络,信息安全.



鲜明(1970 -),男,博士,副教授,主要研究领域为信息安全,传感器网络.



李佳(1980 -),女,硕士,主要研究领域为无线网络.



陈永光(1962 -),男,博士,研究员,博士生导师,主要研究领域为电子对抗,传感器网络.