

# 无线传感器网络中具有容错能力的 连通支配集构造算法\*

卞永钊<sup>1,2</sup>, 王 军<sup>1,2</sup>, 于海斌<sup>1</sup>, 张建华<sup>3</sup>

(1. 中国科学院 沈阳自动化所 工业信息学重点实验室, 沈阳 110016; 2. 中国科学院 研究生院, 北京 100039;  
3. 沈阳中科博微自动化技术有限公司, 沈阳 110016)

**摘要:** 根据无线传感器网络中虚拟骨干节点极易失效的问题, 建立了一个具有容错能力的连通支配集。首先提出了一种分布式连通支配集构造算法 DACDS; 然后在这个算法基础上, 根据一般构造容错支配集的规则, 提出了容错算法  $k$ CDS; 最后根据该算法的缺点, 对其作了一个改进, 并对  $k$ CDS 和改进  $k$ CDS 算法进行了仿真。仿真结果表明, 改进  $k$ CDS 算法具有更好的性能。

**关键词:** 无线传感器网络; 虚拟骨干; 极大独立集; 连通支配集; 容错

**中图分类号:** TP309      **文献标志码:** A      **文章编号:** 1001-3695(2010)01-0292-03

doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2010.01.086

## Construction of fault tolerant connected dominating sets in WSN

BIAN Yong-zhao<sup>1,2</sup>, WANG Jun<sup>1,2</sup>, YU Hai-bin<sup>1</sup>, ZHANG Jian-hua<sup>3</sup>

(1. Key Laboratory of Industrial Informatics, Shenyang Institute of Automation, Chinese Academy of Sciences, Shenyang 110016, China;  
2. Graduate School, Chinese Academy of Sciences, Beijing 100039, China; 3. Microcyber Inc., Shenyang 110016, China)

**Abstract:** It is necessary to construct a fault tolerant CDS because the nodes of CDS are subject to failure. This paper proposed a distributed CDS construction algorithm DACDS, and with DACDS, then proposed a fault tolerant CDS construction algorithm  $k$ CDS based on the general fault tolerant rules. Then modified the  $k$ CDS algorithm based some local messages, and also simulated the algorithm  $k$ CDS and modified  $k$ CDS. The results show the modified  $k$ CDS has better performance.

**Key words:** wireless sensor network (WSN); virtual backbone; maximum independent set; connected dominating set (CDS); fault tolerant

无线传感器网络(WSN)在环境监测、交通控制、战场态势监测等方面的应用越来越广泛,但是它没有基础结构或中心管理者,网络中的节点通过一个共享信道使用单跳或多跳的形式通信,每个节点都可以转发自身所收到的信息。使用最广泛的通信方法是泛洪(flooding)算法,但是这种算法不仅会过度消耗节点的能量,而且会引起广播风暴问题<sup>[1]</sup>,因此泛洪广播算法不适合无线传感器网络。在无线传感器网络中构造一个虚拟骨干来进行广播通信是常用的方法,而连通支配集是建立虚拟骨干的一个很好的工具。

本文用单位圆盘图(UDG)  $G = (V, E)$  来代表一个无线传感器网络,  $V$  代表网络中所有节点,  $E$  代表所有链路。图  $G$  的支配集(DS)是  $V$  的一个子集  $S$ , 且满足: 图  $G$  中的每个节点要么属于  $S$ , 要么至少有一个邻居节点属于  $S$ 。如果这个支配集是连通的, 那么它就是连通支配集(CDS)。连通支配集中的节点叫做支配节点, 其他节点叫做被支配节点。利用连通支配集, 路由变得更简单, 而且能够快速适应网络拓扑变化的情况。因为连通支配集是网络的一个虚拟骨干, 网络中的信息传输大部分在连通支配集中进行, 因而连通支配集中的节点可能会因为消耗过多的能量而失效, 另外无线传感器网络特点决定了节

点和链路的失效是经常发生的, 所以必须要考虑它的容错能力。构造一个容错的连通支配集使得在某些支配节点失效或链路失败时它仍然能够正常工作是一个很重要的问题。

### 1 相关工作

关于极大连通支配集(MCDS)问题, 研究人员已经做了不少的研究工作。Wan 等人<sup>[2]</sup> 提出了在单位圆盘图中构造 MCDS 问题的分布式算法, 算法构造一个生成树来发现极大独立集(MIS), 然后选择连接节点, 其性能比率为 8。Li 等人<sup>[3]</sup> 提出了一种具有更好性能比率(4.8 + ln 5)的分布式算法, 主要思想是首先构造一个极大独立集, 然后使用一棵斯坦纳树来连通极大独立集。Wu 等人<sup>[4]</sup> 提出了基于修剪规则的连通支配集构造方法, 算法需要节点的两条邻居信息。文献[5]提出了一种分布式算法  $r$ -CDS, 其性能比率为 173, 这个算法是完全分布式的, 需要知道节点 2 跳邻居的连通信息。

对于容错的连通支配集问题的研究还不多, 现有一些集中式和分布式算法, 主要相关工作在文献[6~10]中。文献[6]提出了三种本地化构造  $k$ CDS 的方法; 第一种是基于  $k$ -Gossip 的概率性方法; 第二种是确定性方法, 这是  $k$ -coverage 条件方

收稿日期: 2009-04-07; 修回日期: 2009-05-15      基金项目: 国家自然科学基金资助项目(60434030, 60374072)

作者简介: 卞永钊(1976-), 男, 博士研究生, 主要研究方向为无线传感器网络的网络管理、拓扑结构控制(bian\_yz@sia.cn); 王军(1978-), 男, 博士研究生, 主要研究方向为传感器网络、路由协议; 于海斌(1964-), 男, 研究员, 博导, 主要研究方向为智能控制系统、网络化技术等; 张建华(1964-), 女, 辽宁沈阳人, 副研究员, 主要研究方向为自动控制、自动检测、现场总线控制系统开发及应用。

法的一个扩展;第三种是基于 color 的  $k$ CDS 构造。在基于 color 的算法中,每个节点随机地在  $k$  个颜色中选择一个,选定之后整个网络基于颜色将被分割成  $k$  个不相交的子集。文献[7]提出了一个构造 2 连通的支配集构造算法 CDSA,其性能比率为 64,但是仅考虑了特殊情况  $k=2, m=1$  的情况。Shang 等人<sup>[8]</sup>提出了三种集中式算法:第一种算法构造了一个 1 连通  $m$  支配集;第二种构造了一个 2 连通  $m$  支配集,其基本思想与文献[8]类似;第三种算法针对  $3 \leq k \leq m$  情况,首先构造了一个  $k$  连通  $k$  支配集,然后依次构造一个极大独立集  $m-k$  次。Thai 等人<sup>[9]</sup>提出了一种集中式算法,首先构造一个连通的  $m$  支配集  $C_{1m}$ ,然后通过扩张  $C_{1m}$  成为  $k$  连通  $m$  支配集,但是这种算法不易实现,因为对于一个图来说,计算和发现所有  $k$  连通块和  $k$  连通叶子是相当困难的。文献[10]提出了一种集中式算法 CGA 和一种分布式算法 DDA。CGA 实现较容易,但是它并不一定能保证得到一个  $km$ CDS。DDA 的主要思想与 CGA 相似,首先建立一个 1 连通  $m$  支配集,然后形成  $k$  连通,但是 DDA 中需要大量的控制信息,使得 DDA 的信息复杂度很高。

## 2 基于 MIS 的 MCDS 构造算法

基于极大独立集来构造 MCDS 的主要思想是首先构造一个极大独立集  $I$ ,然后构造一个连通集  $B$  来连通  $I$ ,最终  $C_{11} = I \cup B$  就是一个 MCDS。本章先介绍一些预备知识,然后利用一个分布式算法 DACDS<sup>[11]</sup>来构造一个图的 MCDS。

### 2.1 预备知识和网络模型

给定一个图  $G = (V, E)$ ,如果两个节点不是邻居,那么称这两个节点是独立的。对任意节点  $v$ ,  $v$  的独立邻居集是  $v$  的邻居集的一个子集,且这个子集中的任意节点都是独立的。如果子集  $I \subseteq V$  中的所有节点都是互不相邻的,那么  $I$  叫做  $G$  的独立集,如果  $V-I$  中的任一节点至少与  $I$  中一个节点相邻,那么集合  $I$  称为  $G$  的一个极大独立集。

**引理 1**<sup>[4]</sup> 对于任意单位圆盘图  $G$ ,它的一个极大独立集的大小最大为  $3.8 \text{opt} + 1.2$ ,其中  $\text{opt}$  是一个最优的极小连通支配集的大小。

**引理 2**<sup>[9]</sup> 在一个单位圆盘图  $G$  中,任意一个节点最多与五个独立节点相邻。

### 2.2 DACDS 算法

网络中的所有节点开始都是白色的,支配节点着色成黑色,被支配节点着色成灰色,本文假设网络中的每个节点都知道自己的一跳邻居和它们的有效度  $d^*$ ,一个节点的有效度就是这个邻居的白色邻居的数量。这些信息可以通过网络中节点周期性地发送 hello 信息来得到。

算法伪代码见算法 1,主要包括两个步骤:

a) 随机选择一个节点,然后自身着色为黑色并且广播 dominator 信息。任何第一次从节点  $v$  收到 dominator 信息的白色节点  $u$  把自己着色为灰色,发送信息 dominatee,并且把节点  $v$  作为自己的支配节点。白色节点一旦接收到信息 dominatee,它将称为激活节点。一个激活节点与它的所有邻居激活节点比较  $(d^*, \text{id})$ ,如果自身值最高,那么它将把自己着色为黑色,然后广播信息 dominator。同时白色节点接收到信息 dominatee 时,它会调整自己的有效度  $d^*$ ,然后广播有关有效度的信息。灰色节点接收到信息 dominator 时,会把发送此信息的节点存

储在本节点的支配者列表中。当网络中没有白色节点时,步骤 a) 终止,启动步骤 b)。步骤 a) 得到的黑色节点组成了一个极大独立集  $I$ 。

b) 在第二阶段中主要寻找最少数量的节点来连接步骤 a) 所得到的极大独立集  $I$ 。为了区分,本文把选出来的连接  $I$  集中黑色节点的节点着色为蓝色,同时定义由黑色节点和蓝色节点构成的连通子图为一个(黑—蓝)构成。蓝色节点只连接黑色节点,忽略蓝色节点之间的连接。步骤 b) 开始时,有  $|I|$  个(黑—蓝)构成。从引理 2 中知道任意一个节点最多和五个独立节点相邻,也就是说一个蓝色节点最多和五个黑色节点相邻。步骤 a) 完成后,网络中除了黑色节点,只有灰色节点,蓝色节点就在灰色节点中寻找。算法利用循环迭代,  $j$  从 5 到 2,在每次迭代中,发现一个至少与  $j$  个不同的(黑—蓝)构成相邻的节点  $v$ ,然后把节点  $v$  着色为蓝色,并发送信息 connector,重新计算(黑—蓝)构成。对于灰色节点来说,黑色和蓝色节点都是支配集节点。灰色节点接收到周围蓝色节点的信息时记录在支配节点列表中。当网络中只剩下一个(黑—蓝)构成时,步骤 b) 终止,这样就得到了一个连通的支配集。

#### DACDS 算法

输入: A UDG  $G = (V, E)$ , all nodes are colored white.

输出: A CDS  $C$  of  $G$ .

Selects a node  $s \in V$ , color  $s$  black and sends dominator

$I = \{s\}, B = \Phi, \text{GRAY} = \Phi$

while there exists a white node  $u$ , do

if  $u$  receives dominator from  $v$

colors  $u$  gray,  $\text{GRAY} \leftarrow \text{GRAY} \cup \{u\}$

sends dominatee

else if  $u$  receives dominatee

$u$  is active

if  $u$  has the highest  $(d^*, \text{id})$  within its active neighbors

colors  $u$  black,  $I \leftarrow I \cup \{u\}$

sends dominator

else

$d^* \leftarrow d^* - 1$

sends degree

else  $u$  receives degree

update its neighborhood information

end while

if a grey receives a dominator,

record its sending node's id in ListOfDominator

end if

for  $j = 5$  to 2 do

while there exists a gray node  $w$  adjacent to at least  $j$  black nodes in different black-blue components do

colors  $w$  blue,  $B \leftarrow B \cup \{w\}$

send connector;

if a grey receives a dominator,

record its sending node's id in ListOfDominator

end if

end for

$C = I \cup B$

### 2.3 DACDS 算法理论分析

**定理 1** 步骤 a) 得到的包含所有黑色节点的集合是一个极大独立集。

**证明** 仅有白色节点才会被着色为黑色节点,任何相邻的白色节点,选择作为黑色节点的标准  $(d^*, \text{id})$  是不相同的,因此同一时刻,在这些相邻的白色节点中,只能有一个白色节点会被着色为黑色。当一个节点被着色为黑色后,所有的邻居节点都会被着色为灰色。一旦一个节点被着色为灰色,在整个步骤 a) 期间,它始终保持为黑色,即包含所有黑色节点的集合是一个极大独立集。

**定理 2** 步骤 b) 得到的集合  $B$  的大小最大为  $(2 + \ln 5)C$

( $T^*$ )。其中: $T^*$ 为连接一个给定集合  $I$  的最优树, $C(T^*)$  为树  $T^*$  中的节点个数<sup>[11]</sup>。

**定理 3** 分布式算法 DACDS 的时间复杂度为  $O(n)$ , 信息复杂度为  $O(n \cdot \Delta)$ 。其中: $n$  为图  $G$  中的节点个数, $\Delta$  为节点的最大度。

**证明** 在第一阶段中, 每个节点最多广播一次信息 dominator 和 dominatee, 算法的信息复杂度由有效度信息  $d^*$  确定, 因为节点的最大度为  $\Delta$ , 所以节点最多广播  $\Delta$  次有效度信息, 从而步骤 a) 的信息复杂度为  $O(n \cdot \Delta)$ , 时间复杂度为  $O(n)$ 。

在步骤 b) 中节点依次被迭代, 节点迭代总次数的大小就是输出的 CDS 的大小, 因此时间复杂度最大为  $O(n)$ , 信息复杂度由灰色节点确定。由引理 2, 在一个单位圆盘图中, 一个灰色节点最多与五个黑色节点相邻, 因此信息交换最多为 5 次, 从而信息复杂度同样为  $O(n)$ 。

**定理 4** 算法 DACDS 的性能比率最大为  $(5.8 + \ln 5) \text{opt} + 1.2$ 。其中 opt 是图  $G$  的一个极小连通支配集的大小。

**证明** 从引理 1 和定理 2 有

$$|CDS| = |I| + |B| \leq (3.8 \text{opt} + 1.2) + (2 + \ln 5) C(T^*) \leq (3.8 \text{opt} + 1.2) + (2 + \ln 5) \text{opt} = (5.8 + \ln 5) \text{opt} + 1.2$$

### 3 容错的连通支配集算法(kCDS)

#### 3.1 kCDS 算法

本节根据构造容错连通支配集规则提出了算法 kCDS 来构造一个连通  $k$  支配集, 基本思想如下: 首先利用算法 DACDS 构造一个极小连通支配集, 然后在剩余的节点中重复进行  $k - 1$  次极大独立集构造, 最终剩余节点都是被  $k$  支配的。

a) 使用算法 DACDS 构造图  $G$  的一个极大独立集  $I_1$  和连通  $B, C_{11} = I_1 \cup B$ , 那么  $C_{11}$  是一个 1 连通 1 支配集。

b) 使用求解  $I_1$  的方法继续从图  $G - (I_1 \cup \dots \cup I_{i-1})$  中计算极大独立集  $I_i (i = 2, \dots, k)$ , 最终  $C_{ik} = C_{11} \cup I_2 \cup \dots \cup I_k$  就是构造的 1 连通  $k$  支配集。

kCDS 算法能够得到一个连通  $k$  支配集, 但是由于这种方法没有充分利用节点中的本地信息, 得到的连通支配集结果比较大, 因此下面对这个算法作了一个改进。

#### 3.2 改进 kCDS 算法

kCDS 算法在发现  $k$  支配集 ( $k \geq 2$ ) 时采取了在剩余节点  $G - (I_1 \cup \dots \cup I_{i-1})$  中计算极大独立集的方法 ( $i = 2, \dots, k$ ), 注意到在第  $i (i = 2, \dots, k)$  次求解极大独立集时, 网络中的每个节点至少都保证  $i - 1$  支配的, 即这个节点周围至少有  $i - 1$  个支配节点, 实际上有些节点周围可能有  $i, i + 1$  个支配节点, 甚至更多, 只是在节点的记录中保留了  $i - 1$  个支配节点。可以利用这一特点在第  $i$  支配集通过检查节点周围的支配节点数量 (称之为支配度), 来对节点进行角色判断。改进算法描述如下:

a) 使用算法 DACDS 构造图  $G$  的一个极大独立集  $I_1$  和连通集  $B, C_{11} = I_1 \cup B$ , 那么  $C_{11}$  是一个 1 连通 1 支配集。

b) 通过检查  $G - (I_1 \cup B)$  中的节点是否是  $i$  支配 ( $i = 2, \dots, k$ ) 来构建一个 1 连通  $i$  支配集  $C_{ii}, C_{ii} = C_{11} \cup I_2 \cup \dots \cup I_i$ 。其中  $I_i$  是  $G - (I_1 \cup \dots \cup I_{i-1})$  中没有达到  $i$  支配的节点集中构造的极大独立集。

kCDS 算法在发现  $i$  支配集时是在  $G - (I_1 \cup \dots \cup I_{i-1})$  中求一个极大独立集, 而改进 kCDS 算法是首先对  $G - (I_1 \cup \dots \cup I_{i-1})$  进行检查, 然后在支配度小于  $i$  的节点中求一个极大独立集。

### 3.3 理论分析

**引理 3**<sup>[12]</sup>  $G = (V, E)$  表示一个单位圆盘图,  $k$  为一个常数, 且  $\delta(G) \geq k - 1$ 。其中: $\delta(G)$  为  $G$  中节点的最小度; $D_k^*$  表示  $G$  的一个最小  $k$  支配集; $M$  是  $G$  的一个极大独立集, 那么有  $|M| \leq \max\{5/k, 1\} |D_k^*|$ 。

**推论 1**<sup>[12]</sup>  $G = (V, E)$  表示一个单位圆盘图,  $k$  为一个常数, 且  $\delta(G) \geq k - 1$ 。其中: $\delta(G)$  为  $G$  中节点的最小度; $D_k^*$  表示  $G$  的一个最小  $k$  支配集; $S$  是  $G$  的一个极大独立集, 且满足  $S \cap D_k^* = \emptyset$ , 那么有  $|S| \leq 5/k |D_k^*|$ 。

**定理 5** 由算法 kCDS 及改进 kCDS 算法得到的集合  $C_{ik}$  是一个连通的  $k$  支配集。

**证明** 对于每一个节点  $u \in G - C_{ik}, u$  在  $C_{11} \cup I_1 \cup \dots \cup I_k$  中保证至少被  $k$  个不同的节点所支配。算法第一阶段首先计算了一个极大独立集  $I_1$ , 然后寻找集合  $B$  把  $I_1$  连通起来, 因此第一阶段得到了一个支配连通集  $C_{11}$ 。这样  $C_{ik} = C_{11} \cup I_2 \cup \dots \cup I_k$  仍然是连通的, 所以集合  $C_{ik}$  是一个连通的  $k$  支配集。

**定理 6** kCDS 及改进 kCDS 算法得到的解性能比率为: 在  $k \leq 5$  时是  $(5 + 5/k) |D_k^*|$ , 在  $k \geq 6$  时是  $7 |D_k^*|$ 。其中:  $|D_k^*|$  为图  $G$  中最小连通  $k$  支配集大小。

证明见参考文献[11]。

**定理 7** kCDS 算法的时间复杂度为  $O(n \cdot k)$ , 信息复杂度为  $O(n \cdot k \cdot \Delta)$ 。

**证明** 使用 DACDS 算法建立一个连通支配集和极大独立集的时间复杂度及信息复杂度分别是  $O(n), O(n \cdot \Delta)$ , 因此进行  $k$  次极大独立集构造的时间复杂度和信息复杂度分别是  $O(n \cdot k), O(n \cdot k \cdot \Delta)$ 。

### 4 仿真分析

为了验证算法的性能, 本文对 kCDS 和改进 kCDS 算法进行了一个仿真模拟, 100 ~ 300 个节点随机均匀部署在  $100 \times 100 \text{ m}^2$  的区域中, 节点的传输距离  $R = 25 \text{ m}$ 。仿真在两种情景下, 图 1 是  $k = 2$ , 节点从 100 递增至 300, 每次增加 20 个,  $R = 25 \text{ m}$  的仿真结果图。

由图 1 可以看出, 改进 kCDS 算法得到的连通支配集的大小要小于 kCDS 算法得到的连通支配集大小, 节点数越多, 效果越明显, 这是因为 kCDS 算法在第二次构造极大独立集时与连通支配集  $C_{11}$  是相对独立的, 即在剩余节点中求解极大独立集, 而改进 kCDS 是在剩余节点中那些支配度仍为 1 的节点中求解极大独立集。在节点数较少 ( $n = 100$ ) 时, 改进 kCDS 算法比 kCDS 算法少 7.1% 的数量, 而在网络非常密集的情况中 ( $n = 300$ ) 时, 改进 kCDS 算法得到的 2 支配连通集要比 kCDS 算法少 44.8% 的节点。图 2 是 200 个节点,  $k = 1 \sim 5$  的仿真结果图。

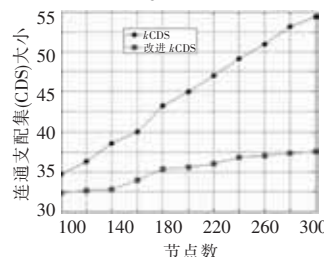


图 1 kCDS 与改进 kCDS 算法性能比较 ( $k=2$ )

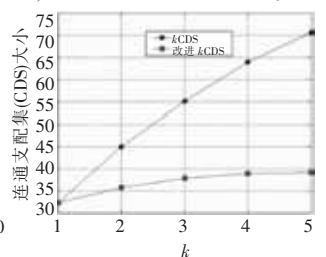


图 2 kCDS 与改进 kCDS 算法性能比较 ( $k=1 \sim 5$ )

随着要求的支配度  $k$  的增加, kCDS 算法的连通支配集的大小在数量上的增长非常明显, 在  $k = 5$  时比 (下转第 313 页)

单中继协同 ARQ 系统和两跳双中继协同 ARQ 系统总的平均误码率分别为 0.478 5,0.158 4,0.033 0;当不同的情况下,三个系统平均误码率分别降低为 0.201 8,0.102 8,0.022 5。

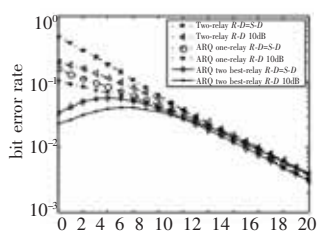


图 2 三种系统两种情况下的性能比较  $\bar{\gamma}_{s-r}=0$  dB

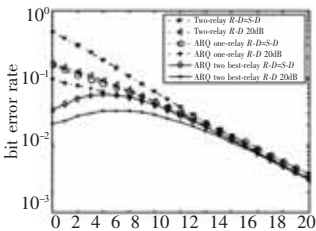


图 3 三种系统两种情况下的性能比较  $\bar{\gamma}_{s-r}=0$  dB

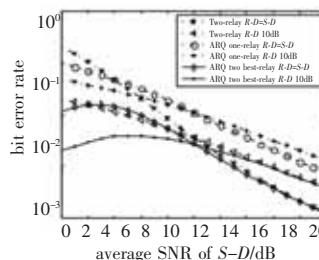


图 4 三种系统两种情况下的性能比较  $\bar{\gamma}_{s-r}=10$  dB

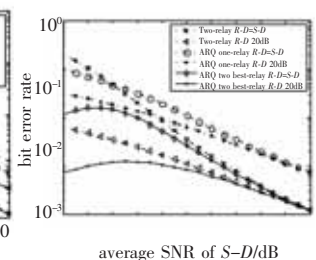


图 5 三种系统两种情况下的性能比较  $\bar{\gamma}_{s-r}=10$  dB

图 4 和 5 考虑源到最优中继和源到次优中继链路质量较好即分别取  $\bar{\gamma}_{s-r_1} = \bar{\gamma}_{s-r_2}$  为 10 dB,同样讨论两种情况下三种系统的总的平均误比特率的比较。

### 5 结束语

将中继择优选择引入协同通信系统中,并结合 ARQ 重传技术,提出了两跳双中继协同 ARQ 策略。仿真对两跳双中继协同、单中继协同 ARQ 和两跳双中继协同 ARQ 三种系统进行

了性能比较。仿真结果表明,当源到中继的平均信噪比越小时,ARQ 重传机制对单中继和两个最优中继系统带来的性能增益较大;但当源到中继的平均信噪比较大时,两跳双中继协同系统和两跳双中继协同 ARQ 系统获得的增益明显优于单中继协同 ARQ 系统。本文提出的基于中继择优选择的双中继协同 ARQ 策略既能最小化延时,又能最大化传输效率。

### 参考文献:

- [1] SENDONARIS A, ERKIP E, AAZHANG B. User cooperation diversity-part I: system description[J]. *IEEE Trans on Communications*, 2003, 51(11):1927-1938.
- [2] JEON S Y, CHO D H. Modelling and analysis of ARQ mechanisms for wireless multi-hop relay system[C]//Proc of IEEE VTC. Singapore: IEEE, 2008;2436- 2440.
- [3] PUNG Kun, LI Yong-hui, VUCETIC B. An improved hybrid ARQ scheme in cooperative wireless networks[C]//Proc of the 68th IEEE VTC. Comada: [s. n. ], 2008;1-5.
- [4] ZHAO B, VALENTI M. Practical relay networks: a generalization of hybrid-ARQ[J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2005, 23(1):7-18.
- [5] 陈吉学, 王文博. 目的端控制中继协同 ARQ 策略研究[J]. *系统仿真学报*, 2008, 20(12):3123-3126.
- [6] ZHU Yi-jun, LI Ying, DUAN Zhi-ying, et al. Joint relay selection and ARQ in cooperative diversity wireless networks [C]//Proc of WiCOM'08. 2008;1-3.
- [7] BLETSAS A, LIPPMAN A, REED D P. A simple distributed method for relay selection in cooperative diversity wireless networks, based on reciprocity and channel measurements [C]//Proc of IEEE Vehicular Technology Conference. Stockholm: [s. n. ], 2005;1484-1488.
- [8] GOLDSMITH A. *Wireless communications* [M]. UK: Cambridge University, 2005.
- [9] 陈吉学, 王文博. 两种中继协同 HARQ 协议[J]. *北京邮电大学学报*, 2007, 31(2):123-127.

(上接第 294 页)  $k=1$  时增长了 118%, 而改进  $k$ CDS 算法得到的连通支配集大小相对比较稳定, 在  $k=5$  时比  $k=1$  时增长了 21.4%。在  $k=5$  时,  $k$ CDS 算法得到的连通支配集要比改进  $k$ CDS 算法得到的连通支配集多 79.9%。同样的原因见对图 1 的分析。

### 5 结束语

本文研究了在一个无线传感器网络中构造一个容错的连通  $k$  支配集问题。首先提出了一个分布式算法 DACDS 来构造一个连通支配集, 然后在此基础上根据构造一般容错连通支配集规则提出了  $k$ CDS 算法, 并且针对  $k$ CDS 算法缺点提出了改进  $k$ CDS 算法, 理论分析算法 DACDS 具有较好的性能和较低的信息复杂度。仿真结果表明, 改进  $k$ CDS 要比  $k$ CDS 算法好。

### 参考文献:

- [1] NI S Y, TSENG Y C, CHEN Y S, et al. The broadcast storm problem in a mobile Ad hoc network [C]//Proc of MOBICOM. 1999; 151-162.
- [2] WAN Peng-jun, ALZOUBI K M, FRIEDER O. Distributed construction of connected dominating set in wireless Ad hoc networks[J]. *Mobile Networks and Applications*, 2004, 9(2):141-149.
- [3] LI Y S, THAI M T, WANG F, et al. On greedy construction of connected dominating sets in wireless networks[J]. *Wiley Journal on Wireless Communications and Mobile Computing*, 2005, 5(8):927-932.
- [4] WU W L, DU H W, JIA X H, et al. Minimum connected dominating

- sets and maximal independent sets in unit disk graphs[J]. *Theoretical Computer Science*, 2006, 352(1-3):1-7.
- [5] LI Y, ZHU S, THAI M T, et al. Localized construction of connected dominating set in wireless networks[C]//Proc of NSF International Workshop on Theoretical Aspects of Wireless Ad hoc, Sensor and Peer-to-Peer Networks. 2004.
- [6] DAI F, WU J. On constructing  $k$ -connected  $k$ -dominating set in wireless networks[C]//Proc of IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium. Los Alamitos: IEEE Computer Society Press, 2005.
- [7] WANG Feng, THAI M T, DU Ding-zhu. 2-connected virtual backbone in wireless networks [J]. *IEEE Trans on Wireless Communications*, 2009, 8(3):1230-1237.
- [8] SHANG W P, WAN P J, YAO F F, et al. Algorithms for minimum  $m$ -connected  $k$ -tuple dominating set problem[J]. *Theoretical Computer Science*, 2007, 381(1-3):241-247.
- [9] 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(1-3):49-59.
- [10] WU Y, WANG F, THAI M T, et al. Constructing  $k$ -connected  $m$ -dominating sets in wireless sensor networks[C]//Proc of Military Communications Conference. 2007;29-31.
- [11] BIAN Y, YU H, ZENG P. Construction of a fault tolerance connected dominating set in wireless sensor network [C]//Proc of ICMTMA. 2009;610-614.
- [12] SHANG W, YAO F, WAN P, et al. Algorithms for minimum  $m$ -connected  $k$ -dominating set problem [C]//Proc of COCOA 2007. 2007; 182-190.