

# 一种无线传感器网络自适应协同通信路由协议

侯蓉晖 史浩山 杨少军

(西北工业大学电子信息学院 西安 710072)

**摘要:** 无线传感器网络的重要应用特性是具有感测信息的传感节点形成一个自适应本地网络, 由中心节点执行不同的协作信息处理任务。该文基于互信息量分析了不同中心节点选择机制的开销性能, 证明了基于扩散计算的选择机制的开销有效性; 提出一种自适应协同通信路由协议(ACCRP); 节点以分布式的方式选择中心节点并建立传输路径; 分析讨论了 ACCRP 的性能参数; 并通过实验验证了 ACCRP 是能源有效的、可扩展的自适应路由协议。

**关键词:** 无线传感器网络; 协同通信; 扩散计算; 路由协议

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2007)10-2482-05

## An Adaptive Cooperative Communication Routing Protocol for Wireless Sensor Networks

Hou Rong-hui Shi Hao-shan Yang Shao-jun

(School of Electronics and Information, Northwestern Polytechnical University, Xi'an 710072, China)

**Abstract:** A major application level task in wireless sensor network operation is the formation of an adaptive local network, and the sensing data from sensors are gathered at a central node for various cooperative signal processing functions. Based on mutual information theory, the overhead different central node election scheme is analyzed, and demonstrate diffusing computing election is more overhead efficient. An Adaptive Cooperative Communication Routing Protocol (ACCRP) is proposed: nodes select central node and construct route in distributed manner. The proof of correctness about ACCRP is presented. The performance of ACCRP is tested by simulation. The simulation results indicate that ACCRP is energy efficient, scalable and adaptive.

**Key words:** Wireless sensor networks; Cooperative communication; Diffusing computing; Routing protocol

### 1 引言

无线传感器网络(WSN)包含大量智能传感节点, 分布在大范围地理区域内, 近似实时地提供周围态势信息, WSN的典型应用包括军事行动、区域监视、环境检测、远程控制等<sup>[1,2]</sup>。WSN的重要特性是传感节点的协同通信功能, 一组传感节点形成一个本地网络, 以一种协作的方式收集、交换和分析感测数据, 这种协作信息处理技术可以提高信息精确度, 并减少节点的能源消耗。

目前研究中<sup>[3-7]</sup>, 均采用基于簇的网络协议实现节点协同通信。LEACH协议<sup>[3]</sup>提出了网络中多个簇的建立机制, 但是规定在簇的形成之前, 已经预定义簇头(中心节点), 簇头的改变将影响整体网络结构的重新建立。ALRCS协议<sup>[4]</sup>提出了通过簇内节点间信息交换选择簇头, 但缺乏对算法性能的理论分析。

本文基于扩散计算<sup>[8]</sup>的思想, 提出一种用于协同通信的自适应本地网络路由协议(ACCRP), 自适应调节簇的大小, 通过簇内任意节点间信息交换和计算选择中心节点, 减少网络通信量, 增加开销有效性, 满足无线传感器网络对能源有

效性、可扩展性和自适应性的要求。

本文主要针对应用于目标跟踪和检测的传感器网络; 假定网络是连通的; 存在一种冲突避免的点对点的双工通信的链路层信道访问控制机制; 每条链路上的分组丢失概率足够地低以至于能源消耗与成功传输数目成线性比例。

### 2 中心节点选择机制

中心节点(CN)选择算法分为集中式和分布式两种。集中式选择中, 选择节点收集所有CN候选信息, 通过计算选择出最终的CN节点, 并将选择结果广播给本地网络中的每一个传感节点。这种机制需要预先指定选择节点, 并且开销非常大, 信息交换必须使用泛洪机制, 其最小复杂度为 $O(|V|^2)$ , 其中 $|V|$ 是本地网络中节点的个数。

分布式选择算法分为两种: 第1种是“虚拟集中式选择算法”, 每个节点收集有关本地网络所有CN候选信息, 本地选择CN; 第2种方式类似一种“扩散计算”, 部分节点之间进行CN选择, 然后不同部分之间交换选择结果。以下分析两种方式的开销有效性。

分析包含 $n$ 个节点的本地网络, 设 $\{Q_i, i=1,2,\dots,n\}$ 表示与节点 $i$ 相关的选择标准。假定 $Q_i$ 是独立同分布的随机变量, 并且 $P(Q_i = Q_j) = 0, i \neq j$ 。定义 $CN_{m_1, m_2}, m_1 \leq m_2$ ,

使得  $Q_{CN_{m_1, m_2}} = \max_{i=m_1, \dots, m_2} Q_i$ 。因此, 任何 CN 选择算法的目标则是寻找  $CN_{1, n}$ 。因为  $Q_i$  是独立同分布的随机变量, 因此,

$$\forall m_1 \leq j \leq m_2, \quad P(CN_{m_1, m_2} = j) = \frac{1}{m_2 - m_1 + 1} \quad (1)$$

对于  $CN_{1, n}$  和  $CN_{1, m}$  的联合分布:

$$\begin{aligned} P(CN_{1, n} = i, CN_{1, m} = j) &= P(CN_{1, n} = i | CN_{1, m} = j) \cdot P(CN_{1, m} = j) \\ &= \begin{cases} \frac{1}{nm}, & i \neq j, i > m \\ 0, & i \neq j, i \leq m \\ \frac{1}{n}, & i = j, i \leq m \\ 0, & i = j, i > m \end{cases} \end{aligned} \quad (2)$$

$CN_{1, n}$  和  $CN_{1, m}$  之间的互信息量为

$$\begin{aligned} I(CN_{1, n}; CN_{1, m}) &= \sum_{ij} P(CN_{1, n} = i, CN_{1, m} = j) \\ &\quad \cdot \log_2 \frac{P(CN_{1, n} = i, CN_{1, m} = j)}{P(CN_{1, n} = i)P(CN_{1, m} = j)} \\ &= \sum_{i=j, i \leq m} \frac{1}{nm} \log_2 \frac{1/n}{\frac{1}{n} \frac{1}{m}} \\ &\quad + \sum_{i=j, i > m} \frac{1}{nm} \log_2 \frac{1/n}{\frac{1}{n} \frac{1}{m}} = \frac{m}{n} \log_2 m \end{aligned} \quad (3)$$

分析本地网络  $G' = (V', E')$ , 其中  $V' = \{1, 2, \dots, n\}$ ,  $E_{cut}$  为  $G'$  的任意割集, 将  $G'$  划分为两个连通的子图:  $G_1 = (V_1, E_1)$  和  $G_2 = (V_2, E_2)$ 。假定  $V_1 = \{1, 2, \dots, m\}$ ,  $V_2 = \{m+1, \dots, n\}$ 。因此,  $V' = V_1 \cup V_2, E' = E_1 \cup E_2 \cup E_{cut}$ 。

式(3)说明  $m$  个节点之间的 CN 选择结果对于本地网络整体的 CN 选择结果具有的信息量为  $\frac{m}{n} \log_2 m$ 。如果使用“虚拟集中式”方式, 则集合  $\{Q_1, Q_2, \dots, Q_m\}$  将被通知给整个本地网络; 如果采用“扩散计算”方法, 则只需要  $\{CN_{1, m}, Q_{CN_{1, m}}\}$ 。假定采用泛洪算法, “虚拟集中式”方式则最低需要的通信开销为:  $|V_1|(|V'| - 1) = m(n-1)$  个分组; 对于“扩散计算”方法, 需要的通信开销为:  $|V_1|(|V_1| - 1) + |V_2| = m(m-1) + n - m$  个分组。计算两种方法的开销有效性为

$$\left. \begin{aligned} \eta_{vc}(m, n) &= \frac{\frac{m}{n} \log_2 m}{m(n-1)} \quad (\text{bit/packet}) \\ \eta_{dc}(m, n) &= \frac{\frac{m}{n} \log_2 m}{m(m-1) + n - m} \quad (\text{bit/packet}) \end{aligned} \right\} \quad (4)$$

定义对于扩散计算选择的最优的  $G_1$  大小  $m^*(n)$ :

$\frac{\eta_{dc}(m^*(n), n)}{\eta_{vc}(m^*(n), n)} = \max_{m=1, \dots, n} \frac{\eta_{dc}(m, n)}{\eta_{vc}(m, n)}$ , 以获得开销有效性的最大增益。通过以上分析, 得出以下结论:

(1) 局部范围计算之后交换结果比直接在整体范围内计算具有更高的开销有效性。

(2) 选择范围越小, 能源有效性越高。

根据结论 1 可以推断由于  $G'$  被划分为  $G_1$  和  $G_2$ , 获得了更高的能源有效性, 将  $G_1$  和  $G_2$  进行更深入的划分, 则相应的进一步提高能源有效性。结论 2 说明了参与一次选择的节点数目越少越好。因此, 通过允许本地选择在任意两个节点之间发生, 以获得最高的能源有效性。

### 3 自适应协同通信路由协议 ACCRP

#### 3.1 算法描述

传感节点根据检测到信号的 SNR 确定是否参与协同通信, ACCRP 从参与协同通信的传感节点中选择 CN 节点, 并建立从传感节点到达 CN 节点的传输路径。ACCRP 使用节点的可利用能源作为 CN 选择度量, 使用跳数作为路径的长度。初始状态下, 节点记录的 CN 相关信息为本节点相关信息。算法描述如下:

(1) 任意节点  $i$  发起一次 CN 选择过程, 指定自身为 CN 候选节点, 产生 Elect 消息, 此消息包含本节点的 CN 相关信息(节点 ID 和 CN 选择度量)。

(2) 节点  $j$  收到  $i$  发送的 Elect 消息时, 如果 Elect 消息包含的 CN 选择度量  $CN_{mess}$  大于本地记录的 CN 选择度量  $CN_{local}$  时, 更新本地记录的 CN 选择度量值为 Elect 消息中的 CN 相关信息, 将自身所产生的 Elect 消息删除; 如果  $CN_{mess}$  小于  $CN_{local}$ , 终止此 Elect 消息在网络中的传播; 如果  $CN_{mess}$  等于  $CN_{local}$ , 向  $i$  发送终止信令消息。

(3) 如果节点  $j$  本地记录的 CN 相关信息改变时, 向当前的前任节点请求取消前任后继的关系, 请求发送此消息的上一跳节点  $i$  为前任节点, 并向网络中广播此 Elect 消息, 通知邻居节点  $j$  所记录的 CN 相关信息。

(4) 当节点  $k$  接收到  $j$  发送的前任请求信息时, 如果  $j$  不是  $k$  的前任节点, 则向  $j$  发送 ACK 消息, 并将  $j$  加入到后继节点列表中, 否则向  $j$  发送 NACK 消息, 拒绝建立前任后继关系。

(5) 当节点  $k$  接收到取消前任的消息时, 将  $j$  从后继列表中删除。

(6) 当节点  $i$  接收到  $j$  发送的终止信令消息时, 如果接收到所有后继节点发送的终止信令消息, 则向前任节点发送终止信令消息。如果  $i$  没有前任节点, 则说明启动节点收到终止信令消息, 节点  $i$  则认为 CN 选择过程结束。

#### 3.2 CN 选择过程的终止判定

本文采用分布式的方式检测 CN 选择过程的终止, 每个节点运行具有两个状态的有限状态机: 暂时状态和终止状态。每一个节点的默认状态为暂时状态, 当满足以下两个条件时则转为终止状态:

(1) 所有邻居节点选择了相同的 CN 候选节点。

(2) 所有后继节点已经进入了终止状态。

当以上条件不满足时, 节点将从终止状态转换为暂时状态。在本地网络的 CN 选择过程中, 一些节点的状态可能在

暂时状态和终止状态之间转换数次，但是当获胜 CN 节点转换为终止状态时，本地网络的 CN 选择过程结束。

**3.3 算法收敛性证明**

此部分通过描述在有限时间内选择一个 CN 和创建以 CN 为根的最小生成树，来证明算法的收敛性。

节点  $A$  发送 Elect 消息到节点  $B$ ，称  $A$  是  $B$  的前任， $B$  是  $A$  的后继；除了前任可以向后继发送 Elect 消息之外，后继可以向前任发送终止信令消息。也就是说，一条链路可以容纳双向的通信，Elect 消息和终止信令消息分别沿相反方向传输。对于每一条边，定义此条边的“赤字”为 Elect 消息传输的数目减去相反方向的终止信令消息的数目，要求这些 Elect 消息和终止信令消息所包含的 CN 节点信息是相同的。对于一个节点， $C$  为所有入的边的赤字总和； $D$  为所有出的边的赤字总和。定义节点的中立状态为： $C = 0 \wedge D = 0$ 。节点  $k$  发送和接收的 Elect 消息的数目分别为  $N_{\text{elect}}^k$  和  $N_{\text{relect}}^k$ ，接收到和发送的终止信令消息数目分别为  $N_{\text{rsignal}}^k$  和  $N_{\text{signal}}^k$ 。证明的过程中假定网络中只有节点  $i$  启动 CN 选择过程，证明结果可以应用在多个节点启动 CN 选择的情况中。

**命题 1** 网络中的每一个节点，维持以下不变量关系：

$$C \geq 0, D \geq 0.$$

**证明** 定义节点  $k$  的邻居节点数目为  $N'_k$ ；以  $i$  为根的节点  $k$  的后继节点数目为  $s_k^i$ 。

CN 选择过程中，对于任意节点  $k$ ， $N_{\text{elect}}^k = N'_k - 1$ ， $N_{\text{rsignal}}^k = N'_k - s_k^i - 1$ ， $N_{\text{relect}}^k = N'_k - s_k^i$ ， $N_{\text{signal}}^k = N'_k - s_k^i - 1$ 。由于  $s_k^i \geq 0$ ，所以，对于任意节点具有  $C \geq 0 \wedge D \geq 0$ 。

CN 选择计算结束时，对于任意节点  $C = 1$ ， $D = s_k^i$ 。算法规定仅允许后继给前任发送一条终止信令消息，因此，对于任意节点具有  $C \geq 0 \wedge D \geq 0$ 。证毕

**命题 2** 如果节点  $i$  为本地网络的获胜 CN， $i$  作为主动节点启动的一次 CN 选择计算过程中，对于每一个内部节点，发送 Elect 消息或终止信令消息受到以下不变量关系的约束： $C > 0 \vee D = 0$ 。

**证明** 因为  $\overline{(C > 0 \vee D = 0) \wedge C \geq 0 \wedge D \geq 0} = C = 0 \wedge D > 0$ ；所以对于任意节点  $k$  存在以下关系， $N_{\text{relect}}^k = N_{\text{signal}}^k \wedge N_{\text{elect}}^k > N_{\text{rsignal}}^k$ 。说明了节点在没有接收到所有后继发送的终止信令消息时给前任节点发送了终止信令消息，与算法的描述相矛盾。证毕

**引理 1** 在扩散计算完成之后的有限时间内，启动节点将返回到中立状态。

**证明** 处于计算过程中的节点，因为具有消息要发送，而信令的发送对于发送者意味着  $D := D - 1$ ，则应该维持  $D > 0$ 。根据命题 1 和命题 2 中的不变量要求，信令的发送必须满足以下条件：

$$\begin{aligned} G: (D - 1) \geq 0 \wedge (C - 1 > 0 \vee D = 0) \\ = D > 0 \vee (D \geq 1 \wedge C > 1) \end{aligned}$$

当以上关系不满足时，网络中不再有信令发送，命题 1 中的不变量关系被缩小到以下范围： $D = 0 \vee (C > 1 \wedge D = 1)$ 。根据以上分析，在终止状态时，则所有的节点具有： $D \leq C$ 。因为整个网络中  $C$  的总和等于  $D$  的总和，所以，在终止状态下： $C = D$ 。由于启动节点的  $C = 0$ ，则  $D = 0$ ，返回到中立状态。证毕

**命题 3**  $\forall j$ ，如果  $i$  是本地网络的获胜 CN 节点，节点  $j$  选择节点  $i$  作为本地 CN 候选节点，则一定存在一条有向路径  $P_{i,j}$  从节点  $i$  可到达  $j$ 。

**证明** 对于节点  $i$  发起的一次 CN 选择过程，具有以下特性：

(1) 如果  $d(i, j) > 0$ ，则  $i$  和  $j$  是前任后继关系。

(2) 所有具有正赤字的边不能形成有向圈：根据算法的描述，节点  $k$  向  $N'_k - 1$  个邻居节点发送 Elect 消息后，根据命题 2，对于其他不处于中立状态的节点，维护以下不变量关系  $C > 0$ ，说明这些节点已经接收到  $i$  产生的 Elect 消息，并将  $i$  作为本地 CN 候选信息，所以只有处于中立状态的邻居节点  $j$  将  $k$  作为前任节点，此时节点  $j$  没有出的边。如图 1，节点  $k$  给邻居节点发送 Elect 消息，此时节点  $a$  具有与  $k$  相同的 CN 信息，即之前接收了相同的 Elect 消息，则  $a$  向  $k$  发送终止信令消息，因此  $d(a, k) = 0$ ；此时节点  $b$  和节点  $c$  接收到 Elect 消息时，请求  $k$  为前任节点，因此  $d(k, b) = d(k, c) = 1$ ，此时  $b$  和  $c$  处于中立状态。因此，赤字大于 0 的边不可能形成有向圈。

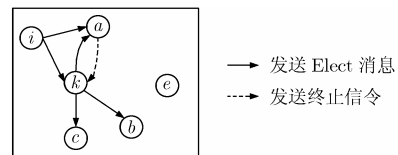


图 1 生成树建立示意图

(3) 每个内部节点只有一条赤字为正的入的边，因为每个节点只能选一个节点作为前任。

根据以上条件，这些  $C > 0$  的边形成了一颗树，启动节点  $i$  为树根，并且所有的内部节点已接收到节点  $i$  产生的 Elect 消息。所以，对于每一个节点  $j$  选择节点  $i$  作为本地 CN 候选节点，则一定存在一条有向路径  $P_{i,j}$  从节点  $i$  可到达  $j$ 。证毕

**引理 2** 如果节点  $i$  是本地网络的获胜 CN，在网络中的其他节点转向终止状态之前， $i$  将不能转化为终止状态。

**证明** 根据引理 1 的证明过程，当节点处于终止状态时， $C = 0 \wedge D = 0$ ，等价于中立状态。根据命题 3，一个中立的启动节点，由于此节点不具有正赤字的出的边，所以所有  $i$  的后继节点都处于中立状态，即  $C = 0 \wedge D = 0$ 。依次类推，当节点  $i$  转入终止状态时，网络中所有的节点都已进入终止状态。证毕

**定理 1** 如果节点  $i$  是本地网络的获胜 CN, 则在  $i$  启动 CN 选择过程之后, (1)CN 选择过程在有限的时间范围内收敛, (2)节点  $i$  在 CN 选择过程结束之后的有限时间内到达终止状态, (3)节点  $i$  到达终止状态, 说明 CN 选择过程和最小生成树建立过程结束, 网络形成了以  $i$  为根的包含所有参与节点的一颗树。

**证明** 定义本地网络的直径为  $d$  (使用跳数表示); 所有消息每一跳传输和处理的延迟为  $\Delta t$ ; 从节点  $k$  到节点  $i$  的跳数距离为  $d_{k,i}$ 。本地网络中的某一个节点  $k$  在时间  $t$  通过声明自己作为 CN 候选启动了 CN 选择过程。具有以下两种情况:

(1)当  $i$  等于  $k$ , 在  $t + d \cdot \Delta t$  之前  $i$  产生的 Elect 消息将在网络中传播。

(2)当  $i$  不等于  $k$ , 节点  $i$  或者自动的启动一次网络形成过程, 或者在接收到  $k$  的 Elect 消息时启动一次网络形成过程, 以上两种情况导致的延迟不超过  $d_{k,i} \cdot \Delta t$ 。所以, 在  $t + (d_{k,i} + d) \cdot \Delta t$  之前,  $i$  的 Elect 消息将在网络中传播。

因此对于  $\forall k, d \geq \max_k d_{k,i}$ , 节点  $i$  产生的 Elect 消息将在  $2d \cdot \Delta t + t$  之后停止传播, 即 CN 选择计算结束。引理 1 和引理 2 描述了在 CN 选择计算结束后的有限时间内, 本地网络中的所有节点进入到终止状态, 网络中不再有 Elect 消息或者终止信令消息传输, 所以 CN 选择过程结束。同时, 根据命题 3 的描述, 此时本地网络中的节点组成了一颗以  $i$  为根的最小生成树。

**3.4 讨论**

在 CN 选择过程中, 存在延迟和开销有效性之间的折中机制。如果让最终获胜的 CN 节点最先发送 Elect 消息, 启动 CN 选择过程, 而其他节点延迟一段时间才能启动 CN 选择过程, 当其他节点接收到由获胜 CN 产生的 Elect 消息时, 将自身准备启动的 CN 选择过程取消, 有效避免了产生一些额外的通信量。提高了网络开销有效性, 但是增加了 CN 选择过程的延迟。

假定本地网络包含  $n$  个节点, 平均每个节点的邻居节点数目为  $N_i$ , 网络直径为  $D$  (跳数距离), 虚拟集中式 CN 选择算法中, 每一个节点将自身的 CN 选择度量广播给网络中的每一个节点, CN 选择过程中所需的传输数目为

$$N_{vc} = (N_i - 1) \cdot n^2 \tag{5}$$

扩散计算算法 CN 选择过程中, 假定每一个节点可以各自同时启动一次 CN 选择过程, 这种情况下, CN 选择过程中最多所需的传输数目为

$$N_{dc} = (N_i - 1)[D \cdot (n - 1) + n] \tag{6}$$

理想状态下, 扩散计算算法中只有获胜 CN 启动一次 CN 选择过程, 则所需的传输数目为

$$N'_{dc} = (N_i - 1) \cdot n \tag{7}$$

假定网络平均节点密度为  $\rho$ , 则  $D = O\left(\sqrt{\frac{n}{\rho}}\right)$ ,

$N_i = O(\rho)$ , 当节点数目以增加节点密度的方式增加, 而网络

直径保持不变时, 则  $\rho = O(n)$ ,  $D = O(1)$ ,  $N_{vc} = O(n^3)$ ,  $N_{dc} = O(n^2)$ ,  $N'_{dc} = O(n^2)$ ; 当节点数目以增加区域面积的方式增加, 而节点密度保持不变时, 则  $\rho = O(1)$ ,  $D = O(n)$ ,  $N_{vc} = O(n^2)$ ,  $N_{dc} = O(n^2)$ ,  $N'_{dc} = O(n)$ 。

根据以上分析, 扩散计算算法比虚拟集中式算法具有更好的可扩展性; 增加 CN 选择过程的延迟, 不仅可以节约网络能源, 同时可提高算法的可扩展性。

**3.5 性能仿真**

本次仿真实验为了描述算法的能源有效性与延迟之间的折中关系。采用一种分布式的启动延迟机制。本次仿真实验采用节点检测到的目标信号的 SNR 作为 CN 选择度量, 节点的启动延迟计算方式为:  $D = D_0 / \text{SNR}$  个时间单元。由于接收到的 SNR 可以使用目标与传感节点之间距离的负 2 次方 ( $d^{-2}$ ) 来表示, 因此, 本次实验中采用的延迟计算方式可以简化为:  $D = D_0(d/d')$ , 其中  $d'$  为网络中节点间平均距离, 增加  $D_0$  可增加节点之间的启动延迟差。此计算方式的计算结果为节点需等待的时间单元, 假定平均传输的时间单元为 1。节点被任意部署在正方形的网络区域内, 节点的平均密度为 5; 目标位置被随机指定。通过不断改变目标位置进行多次实验从而计算出网络性能的平均值。图 2(a)描述了本地网络形成延迟与网络开销之间的折中机制, 实验结果表明了当  $D_0$  大于 0 且小于 1 时, 增加延迟可以有效地降低网络开销, 当  $D_0$  大于 1 时, 网络性能变化很慢, 因此, 延迟系数的最优值应该为  $D_0 = 1$ 。图 2(b)表明了基于扩散计算的 CN 选择机制明显优于虚拟集中式的选择方式。随着节点数目的增加, 扩散计算方式下平均每个节点的开销增加缓慢, 而集中式方式下的增加近似直线, 因此, 扩散计算机制具有良好的可扩展性, 此实验结果同样表明了延迟系数的最优值应该为  $D_0 = 1$ 。

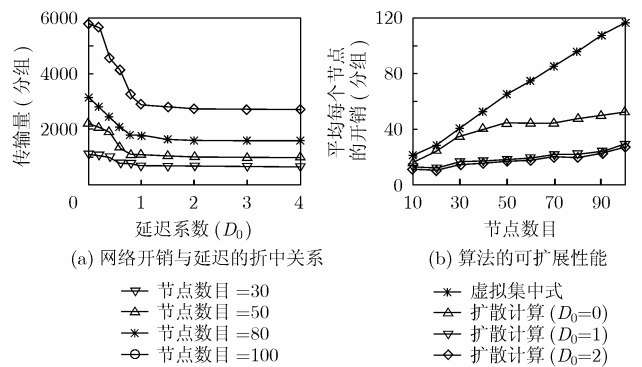


图 2 ACCRP 算法的性能分析

**4 结束语**

本文采用扩散计算的思想, 提出一种无线传感器网络协同通信路由协议, 称为 ACCRP。ACCRP 允许具有感测信息的节点自组地形成本地网络, 根据感测信息自适应调节网络规模, 采用分布式 CN 选择机制和路径建立机制, 以及网

络形成过程的分布式终止判定机制，理论推导给出了 ACCRP 的正确性证明，并通过实验说明了能源有效性和延迟之间的折中关系。此外，创建支持协作目标检测和跟踪的网络原型系统实验平台是以后的工作，有关网络形成过程延迟的计算方法、本地网络具有服务质量(QoS)的路径建立机制是需要深入的研究内容。

### 参 考 文 献

- [1] Akyildiz I F, Su W, Sankarasubramaniam Y, and Cayirci E. Wireless sensor networks: A survey[J]. *Computer Networks*, 2002, 38(4): 393-422.
- [2] Estrin D, Govindan R, Heidemann J, and Kumar S. Next century challenges: scalable coordination in sensor networks[C]. Proceedings of the 5th ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, Seattle, Washington, USA, August 1999: 263-270.
- [3] Heinzelman W R, Chandrakasan A, and Balakrishnan H. Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks[C]. Proceedings of the 33rd International Conference on System Sciences(HICSS'00), Maui, Hawaii, January 2000: 3005-3014.
- [4] Sahrabi K. Protocols for self-organization of a wireless sensor network[J]. *IEEE Personal Comm.*, 2000, 7(5): 16-27.
- [5] Nieberg T, Dulman S and Havinga P. Collaborative algorithms for communication in wireless sensor networks[J]. *Ambient intelligence: impact on embedded system design*, 2003: 271-294.
- [6] AboElFotouh Hosam and Iyengar S S. Computing reliability and message delay for cooperative wireless distributed sensor networks subject to random failures. *IEEE Trans. on Reliability*, 2005, 54(1): 145-154.
- [7] ElBatt T. On the scalability of hierarchical cooperation for dense sensor networks. IPSN'04, Berkeley, California, USA, 2004: 287-293.
- [8] Dijkstra E W and Scholten C S. Termination detection for diffusing computations[J]. *Information Processing Letters*, 1980, 11(1): 1-4.
- 侯蓉晖：女，1980年生，博士生，研究方向为数据通信和计算机网络、无线传感器网络。
- 史浩山：男，1946年生，教授、博士生导师，研究方向为多媒体通信、计算机通信网络、无线传感器网络。
- 杨少军：男，1976年生，博士，研究方向为数据通信和计算机网络、无线传感器网络。