

基于点割集的无线带状传感网分布式寿命预测算法

吴明娟^① 张宝贤^{①②} 黄河清^① 王海林^① 刘海涛^①

^①(中科院上海微系统与信息技术研究所中国科学院无线传感网与通信重点实验室 上海 200050)

^②(中国科学院研究生院泛在与传感网研究中心 北京 100049)

摘要: 无线带状传感网是一种典型传感网应用模式, 现有的网络生存时间模型大多面向特定的布设模型和工作模式, 不能直接应用于带状传感网寿命预测。该文提出一种基于点割集的带状网分布式寿命预测算法。该算法仅利用邻居节点的位置和剩余生存时间等局部信息求解点割集及局部网络生存时间, 通过相邻节点间交互包含局部网络生存时间的信令, 估计整个网络的剩余生存时间。仿真结果表明, 与现有基于梯度的网络生命估计算法相比, 该文算法能准确且实时地估计网络的生存时间。

关键词: 无线带状传感网; 生存时间; 点割集

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2010)11-2599-07

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2009.01504

A Distributed Vertex Cut-set Based Algorithm for Network Lifetime Estimation in Strip-based Wireless Sensor Networks

Wu Ming-juan^① Zhang Bao-xian^{①②} Huang He-qing^① Wang Hai-lin^① Liu Hai-tao^①

^①(Key Laboratory of Wireless Sensor Network & Communications,

Shanghai Institute of Microsystem and Information Technology, Chinese Academy of Sciences, Shanghai 200050, China)

^②(Research Center of Ubiquitous Sensor Networks, Graduate University of Chinese Academy of Sciences, Beijing 100049, China)

Abstract: Strip-based wireless sensor network is a typical application of wireless sensor network (WSN). Existent the network lifetime model is primarily focused on specific distribution and working model, which can not be applied to the lifetime estimation in strip-based WSN directly. This paper proposes a distributed vertex cut-set computing algorithm to forecast the lifetime of a strip-based WSN. According to this algorithm, each node only computes a near-minimum vertex cut-set and its local residual lifetime with the assistance of position information and residual lifetime information of neighboring nodes, and then exchange signaling messages carrying such local estimated residual lifetime for computing the residual lifetime of the whole network. Simulation results show that, compared to previous gradient-based lifetime estimating algorithm, the proposed algorithm can estimate the network lifetime in real-time and also more accurately.

Key words: Strip-based wireless sensor network; Lifetime; Vertex cut-set

1 引言

无线传感网在桥梁检测、河道监测、管道监控、边界防入侵等应用中通常布设成带状, 是一类非常典型的传感网应用。这类带状传感网主要特点是网络布设宽度较窄, 显著有别于多数文献中讨论的 2 维平面布设的传感器网络。分布式带状传感网(以下简称带状网)寿命预测是本文研究主要目的。

无线传感网生存时间定义有多种, 文献[1]介绍了网络生存时间各种详细定义和分类, 并在原有定

义中增加服务质量和连接覆盖来衡量网络的生存时间。有些学者研究预测网络生存时间的模型和延长网络生存周期的方法, 文献[2]建立事件驱动和周期调度工作模式下的网络生存时间模型, 强调节点的硬件属性和工作模式决定网络的生存时间。文献[3]提出无线传感网在 2 维高斯分布下的覆盖和生存时间的分析模型。文献[4,5]分析了分簇和平面网络的平均生存时间计算方法。这些方法根据网络预设参数和部署规则来估算网络生存时间, 具有一定特定性和局限性, 不适用于带状网及与工作状态无关的实时生存时间估计。

边割集和点割集常用来分析网络的可靠性, 网络可靠性取决于是否存在从源点到汇点的流。根据

2009-11-24 收到, 2010-04-09 改回

国家自然科学基金(60970137), 国家科技重大专项(2009ZX03006-006)和中国科学院知识创新工程重要方向性项目(KGCX2-YW-120, KZCX1-YW-14-4-1)资助课题

通信作者: 吴明娟 juannelly@gmail.com

导致网络异常的原因,网络的可靠性分析分为 3 类,分别是仅点或边失效,或同时考虑点和边失效^[6]。当网络中某一个点割集中节点全部失效时,网络断开,网络寿命终止。因此,网络中最小点割集内节点的生存时间决定了网络的生存时间。本文主要考虑节点失效(能量耗尽)导致网络断开,因而主要研究点割集算法。

现有的点割集算法多需先计算出源点和汇点的路径,文献[7]通过不相交路径来求解最小势的点割集,Al-Ghanim^[8]提出采用启发式算法求网络的最小路径集合,再生成最小点割集。文献[9]在无向图中利用枚举法求两点之间的点割集,不需要先枚举路径,每个点割集的计算复杂度为 $O(e \cdot n)$,其中 e 和 n 分别代表图的边数和顶点数。文献[10]计算出最小点割集和边割集的生成树方法。以上算法都是集中式求点割集的算法,大型网络中实际运用时复杂度过高。

本文提出了一种在带状传感网中利用局部信息求点割集启发式算法,并比较各点割集的最小生存时间,达到预测网络寿命目的。其思想是各个节点以本节点位置为中心,长度为节点通信半径的矩形范围内寻找使网络不连通的点割集,并预测局部网络的生存时间,通过信令传输比较每个节点计算出的局部网络生存时间,得到全网生存时间的预测值。仿真表明,本文算法能实时、准确有效估计带状传感网的生存时间。

本文的结构如下:第 2 节介绍网络模型、点割集和网络生存时间定义、分布式点割集算法实现及网络生存时间预测,第 3 节通过仿真实验分析算法性能,第 4 节总结全文。

2 基于点割集的生存时间预测算法

2.1 网络模型

连通和覆盖模型 网络连通是指网络中任意两个节点之间都至少存在一条路径。根据文献[11]可知,在带状网络连通的情况下,只要传感器感知半径大于传输半径的 1/2,就能保证该带状布设范围内栅栏覆盖(barrier coverage)特性。本文假设带状传感网布设及传输半径和感知半径关系满足上述条件,并且假定节点的位置信息已知,具体获得方式可以通过 GPS 或某种定位算法实现。

带状网特征 本文研究宽度较窄的带状传感网,带的宽度记为 w ,节点的通信半径记为 R 。不失一般性,以网络中任意一个节点(记做 O)为例,如图 1(a)所示,以节点 O 所在位置为中心,若将长度为 R ,宽度为 w 的矩形区域内(包含矩形边界的)

所有节点从网络中取走,此时矩形区域外部的异侧节点之间不连通,网络必然断开。易知,矩形区域内取走全部节点后一定能使网络断开的矩形区域最小长度为 R ,同时为了执行本文分布式点割集算法,节点 O 必须直接获取到长度为 R 的矩形区域内所有节点的信息,即长度为 R 的矩形区域内所有节点均与节点 O 相邻,满足以上两项条件时,带状网布设区域内带的宽度必须满足 $w \leq (\sqrt{3}/2)R$ 。本文研究带宽满足 $w \leq (\sqrt{3}/2)R$ 条件下的带状网络,这一物理特性符合大多数带状传感网的特征和应用需求。

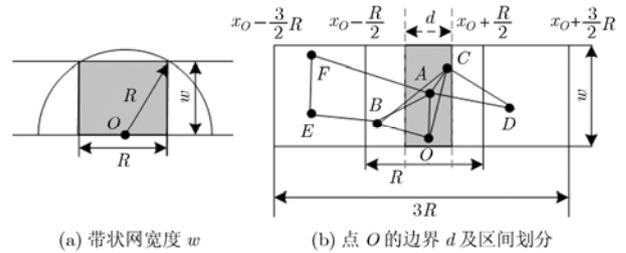


图 1 带状传感网特征

本文算法执行过程中要求网络中每个节点具备下述信息。通过邻居间的信息交互,每个节点获得以自己为中心,长度为 $3R$ 的带状区域内所有节点的位置信息,以及长度为 R 的带状区域内所有节点的剩余生存时间信息,节点剩余生存时间是节点当前剩余能量和 T 时间内能耗平均值比值,其中 T 是一个常数,具体计算见 2.4 节。算法执行过程中用到的一些变量定义见表 1。注意表中变量是相对于网络中某一任意选定的节点(如 O)而言。

表 1 变量定义

符号	含义
D	以当前节点位置为中心,使带状网络其它区域节点不连通的矩形区域的最小边长
C_1	以当前节点位置为中心,长度为 d 的矩形区域内满足 Path-I 的节点集
V_2	以当前节点位置为中心,长度为 d 的矩形区域内满足 Path-II 的节点集
C_2	V_2 的最小点割子集
V_3	以当前节点位置为中心,长度为 d 的矩形区域内满足 Path-III 的节点集
C_3	V_3 的最小点割子集

2.2 点割集和网络生存时间定义

点割集定义 对于一个连通图 $G=(V, E)$, V 和 E 分别表示图中顶点和边的集合,若 V 的子集 V' ,使 $G-V'$ 形成的图不连通,此时 V' 是 G 的一个顶点割,若对于任意 V' 的真子集 V'' , V'' 都不是 G

的顶点割，则称 V' 是 G 的一个点割集。

带状网的剩余生存时间，指网络从当前时刻到网络不再连通所经历的时间。如果将带状网的节点和链路关系对应构成一个图，根据点割集定义，点割集内节点的有效性确定了网络的连通性。点割集内节点的生存时间决定了带状网的生存时间。接下来先介绍分布式点割集算法实现，然后介绍网络生存时间的预测算法。

2.3 分布式点割集算法实现

根据点割集定义，所有节点执行本文分布式点割集算法分为两个步骤，首先找出使网络不连通的一个顶点割，然后从顶点割内求解一个点割集。本文算法执行适用于网络中所有节点，在此以节点 O 为例说明。

2.3.1 求顶点割算法 以图 1(b)中节点 O 为例，该点横坐标 x_O ，以 O 为中心，长度为 R 矩形区域左、右边界位置为 $(x_O - R/2)$ ， $(x_O + R/2)$ ；长度为 $3R$ 矩形区域左、右边界位置为 $(x_O - 3R/2)$ ， $(x_O + 3R/2)$ 。若上述长为 R 矩形区域内所有点及其所关联的边从图中删去，剩余图必然断开。

因此，带状网络中节点均存在一个最小长度为 d ($d \leq R$)，宽度为 w 的区域，见图 1(b)中阴影标记，使得删去该区域内的所有的点和关联边后图不再连通，则该矩形区域内点构成图的一个顶点割。

令初始边长为 d_1 ，不妨设 $d_1 = R/8$ ， d_1 的大小可以根据网络布设密度进行调节。 d 求解过程参见下面的伪代码。

```
Initialize  $d \leftarrow d_1$ ;
BOOL network_is_connected;
while ( $d < R$ ) {
    network_is_connected  $\leftarrow$  Check_connection( $d$ );
    if (network_is_connected)
         $d \leftarrow d + \text{delta}_d$ ;
    else
        return  $d$ ;
}
return  $R$ ;
```

最后返回值即为矩形区域的最小边长 d ，伪代码中函数 Check_connection(d) 功能是当前节点 O 计算从网络中删除以节点 O 位置为中心，长为 d 矩形区域内所有节点以及与这些节点关联的所有边后，判断 $[x_O - 3R/2, x_O - d/2]$ 内子网与 $[x_O + d/2, x_O + 3R/2]$ 内子网是否连通(见图 1(b))，若仍连通则返回 true，否则返回 false；delta_d 表示 d 的递增量，为了求出满足条件的最小值 d ，delta_d 值必需足够小，同时 delta_d 值保证递增后矩形区域内比递增前至少增加一个新的节点，变量 delta_d 赋值

过程在此省略。

由于网络中各个节点分布式独立进行顶点割计算，为了减少节点之间重复计算得出同一个顶点割的概率， d_1 的取值应尽量小。图 1(b)中求出节点 O 的边界 d 刚好满足使图断开的最小边长。

在求出矩形最小边长 d 之后，相对当前节点 O 的位置而言，矩形内部是指节点横坐标位置在 $[x_O - d/2, x_O + d/2]$ 范围，矩形外部是指节点横坐标位置在 $[x_O - d/2 - R, x_O - d/2]$ 或 $[x_O + d/2, x_O + d/2 + R]$ 范围。

2.3.2 点割集求解思路 由于所求矩形边界长度 $d \leq R$ ，带状网的宽度 $w \leq \sqrt{3}R/2$ ，则长度为 d 区域任意两点间最远距离为 $\sqrt{7}R/2$ 。因此，穿越边长为 d ，宽度为 w 的矩形区域的路径在该矩形区域内部最多为 2 跳，如图 2(c)所示(此时， d 趋近于 R)。另外矩形区域内也可能出现 0 跳或 1 跳，分别如图 2(a)，图 2(b)所示。因此，我们分别将上述 3 类路径记做 Path-I、Path-II 和 Path-III。易知，当长度 $d < R/2$ 时，矩形区内最远对角线距离为 R ，该距离内不存在 Path-III 路径。

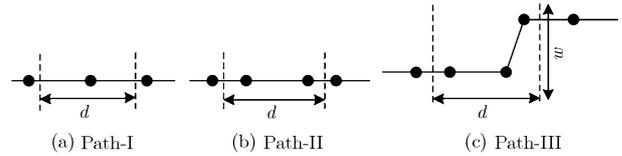


图 2 长度为 d 的矩形区内 3 类路径示意图

Path-I 上节点组成集合 C_1 ， C_1 上所有节点都能连通矩形外两侧节点，Path-II 和 Path-III 上只需取走部分节点，矩形外两侧节点就不能连通。因此，只需在顶点割内找出这 3 类路径，如果删掉 Path-I 上的点集合 C_1 上所有点，Path-II 上的点集合 V_2 上部分点 C_2 ，Path-III 上点集合 V_3 上部分点 C_3 ，及这些点关联的边后网络变为不连通，则 $C_1 \cup C_2 \cup C_3$ 可构成图的一个点割集(记作 C)。 C_1 ， C_2 ， C_3 均为点割集 C 的子集。

节点 O 将位置在矩形内部的节点分为 4 种状态，其中 3 种分别表示为 LEFT，RIGHT 和 MIDDLE，另外一种是该节点属于 Path-I 上的点集合 C_1 。该矩形区域内节点状态含义及更新简要说明如下：

(1) 若某节点仅与矩形外侧横坐标 $\in [x_O - d/2 - R, x_O - d/2]$ 内某一(或某些)节点相邻，将其状态更新为 LEFT；

(2) 若某节点仅与矩形外侧横坐标 $\in [x_O + d/2,$

$x_o+d/2+R]$ 内某一(或某些)节点相邻, 将其状态更新为 RIGHT;

(3)若某节点与矩形外两侧横坐标 $\in[x_o-d/2-R, x_o-d/2]$ 和 $\in[x_o+d/2, x_o+d/2+R]$ 内某一(或某些)节点均相邻, 则该节点属于集合 C_1 ;

(4)若某节点不与矩形外侧任何节点相邻, 但在矩形内部与状态为 LEFT 和 RIGHT 的节点均相邻, 则节点状态为 MIDDLE。

由上述节点状态说明可知, Path-I 上节点属于 C_1 , Path-II 上节点状态从左至右为 LEFT, RIGHT。Path-III 上节点状态从左至右为 LEFT, MIDDLE, RIGHT, 如图 2 所示。状态转移关系如图 3 所示。

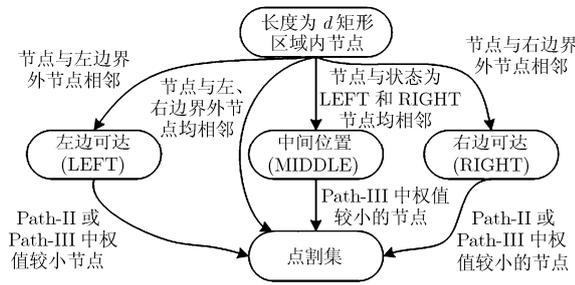


图3 节点状态转换图

不考虑同类状态节点之间的连接关系, 节点的连接度定义为, Path-II 上状态为 LEFT(RIGHT)节点的连接度等于与之相邻的状态为 RIGHT(LEFT)节点数, 连接度大于 0 表示该节点在 Path-II 上; Path-III 上状态为 LEFT(RIGHT)节点的连接度等于与之相邻的状态为 MIDDLE 节点数, Path-III 上状态为 MIDDLE 节点的连接度等于与之相邻的状态为 LEFT 或 RIGHT 节点数的最小值, 连接度大于 0 表示该节点在 Path-III 上。

因此, 根据节点的状态和连接度就能确定节点所在的路径类型, 再从这些路径上的节点集合中选出使网络断开的节点子集, 即可求出顶点割内的点割集。

为了选择 Path-II 和 Path-III 中节点加入到点割集, 定义路径上节点的权值函数 $f = t/\lambda$, t 为节点剩余生存时间, λ 为节点连接度。由该函数可知, 节点的连接度越大, 在网络中穿越该节点的路径数越多, 该节点承担转发任务的概率越高, 期望剩余生存周期越小; 节点的剩余生存越小, 该节点能量耗尽概率越大, 期望生存周期越小, 对网络不连通的影响就越大。因此, 从可能导致网络断开的节点集合中逐次选择使函数 f 取最小值的节点, 能快速确定使网络不连通的点割集。

2.3.3 点割集算法实现 路径及点割集求解步骤描述

如下:

求 Path-I 和 C_1 当前节点确定 d 的值后, 开始根据状态说明(1)、(2)、(3)对 d 矩形区域内节点进行状态更新, C_1 中的节点即为 Path-I 上的点。

求 Path-II 和 C_2 当前节点计算状态为 LEFT 和 RIGHT 节点的连接度, 将这两种状态中连接度大于 0 的所有节点都加入到 Path-II 上的点集合 V_2 。在 V_2 中选择使权值函数 f 取最小值的节点, 将其加入到集合 C_2 , 作为点割集内节点, 同时在 V_2 中删除该节点, 更新 V_2 中其它节点的连接度。判断若此时网络仍然连通, 则继续计算 V_2 中下一个使权值函数 f 取最小值的节点, 并重复前一步操作, 直到满足拿走 C_2 中节点后, 该矩形区域内不存在 Path-II 使网络连通, Path-II 寻找结束。

若满足 $d \leq 0.5R$, 节点求出的点割集 $C = C_1 \cup C_2$; 否则, 继续求 Path-III 和 C_3 ;

求 Path-III 和 C_3 当前节点根据状态说明(4)对矩形区域内节点进行状态更新, 再计算状态为 LEFT, RIGHT 和 MIDDLE 节点的连接度, 将 3 种状态中连接度大于 0 的所有节点都加入到 Path-III 上的点集合 V_3 。从 V_3 中选出使权值函数 f 取最小值的节点, 将其加入到集合 C_3 , 作为点割集内节点, 同时在 V_3 中删除该节点, 更新 V_3 中其它节点的连接度, 判断若此时网络仍然连通, 则继续计算 V_3 中下一个使权值函数 f 取最小值的节点, 并重复前一步操作, 直到满足拿走 C_3 中节点后, 该矩形区域内不存在 Path-III 使网络连通, Path-III 寻找结束。

求得当前节点的点割集 $C = C_1 \cup C_2 \cup C_3$ 。

2.4 网络生存时间预测

本节先描述节点生存时间估计算法, 然后逐步扩展到局部、全网的生存时间预测。

2.4.1 节点生存时间估计 首先估计节点生存时间, 这可通过统计一段较长时间 T 的能耗(T 是一个常数), 降低预测误差。Avg_ERG $_{(n-1)T}$, Avg_ERG $_{nT}$ 分别是本节点上一次估计的 T 时间内平均能耗和本次估计的 T 时间内平均能耗值, ERG $_{nT}$ 为当前 T 时段内能耗。三者关系见式(1)。其中, α 是一个 0 到 1 的小数。 α 越小, 当前 T 时间内能耗所占比重越大, 否则, 历史平均值比重越大。计算该点剩余工作时间 T_{res} , 见式(2), Total_ERG_Left $_{nT}$ 为当前 T 时刻节点的剩余能量, ERG_Thr 为节点失效门限值。

$$\text{Avg_ERG}_{nT} = (1 - \alpha)\text{ERG}_{nT} + \alpha \cdot \text{Avg_ERG}_{(n-1)T} \quad (1)$$

$$T_{\text{res}} = \frac{\text{Total_ERG_Left}_{nT} - \text{ERG_Thr}}{\text{Avg_ERG}_{nT}} T \quad (2)$$

2.4.2 局部网络生存时间估计 根据假设条件, 节点通过信息交互后, 获知长度为 R 的带状区域内所有邻节点的剩余生存时间信息, 利用该信息可以估算局部网络的剩余生存时间。局部网络生存时间可以通过点割集内节点生存时间获得, 为了降低一定的计算复杂度, 本文也提出了通过顶点割计算局部网络生存时间算法, 该算法无需执行 2.3.3 节点割集计算, 能简便快速预测局部网络的剩余生存时间, 但是降低了预测值的准确性。现在分别描述如下。

点割集估计算法 点割集估计算法是将点割集内节点的最大剩余生存时间作为执行算法节点计算出的局部网络剩余生存时间的预测值。

顶点割估计算法 提出最大值顶点割和平均值顶点割算法近似估计局部网络剩余生存时间, 分别是将顶点割内节点的最大剩余生存时间、平均剩余生存时间作为局部网络剩余生存时间的预测值。

本文算法每次执行局部网络的剩余生存时间估计时, 网络中的所有节点都需要重新获得其邻节点的剩余生存时间信息, 假设网络中节点位置不变, 则不需要每次交互邻节点的位置信息。当网络中部分邻节点失效时, 能及时将该节点从其邻居表中删除。

2.4.3 全网生存时间预测 上述计算点割集算法和预测局部网络剩余生存时间算法可以运用在平面或分簇结构的网络中, 网络拓扑结构对算法执行没有影响。下面以分簇结构为例, 介绍信令传播完成全网生存时间估计的过程, 描述如下。

计算当前网络的生存时间, 对网络按照某种方法分簇并产生簇头后, 在全网范围内按需广播信令, 或节点周期性自发计算网络寿命, 距离 Sink 最远的簇头节点收集本簇成员计算出的局部网络最小剩余生存时间, 然后将该值通过信令分组发送给距离 Sink 较近的下一簇头节点(根据地理位置路由)。收到该信令后, 该指定节点首先计算本簇内最小生存时间, 如果本地计算值小于信令分组携带的值, 那么以本地计算值替代信令携带的寿命值, 之后继续向下或簇头节点的指定节点发送该信令。收到该信令的节点重复上述过程。当 Sink 收到该信令分组后, 上传给管理者。该信令所携带的寿命值就是这段带状网络的剩余寿命。显然, 在上述计算过程中, 所求带状网寿命由该传感带上寿命最短的割集决定。

基于局部知识的带状网寿命预测方法执行较为简单, 各割集寿命预测值会随着网络的运行, 因网络负载的变化而呈现一定的波动。因而, 整段网络

寿命预测值也会呈现一定波动性。但是, 由于每割集寿命计算过程中都采用过去一段时间内的能耗平均值进行计算, 因而确保了预测值的可信度。

3 仿真实验

3.1 仿真场景

本文采用网络仿真软件 QualNet v4.0 搭建仿真平台, 设置仿真区域为长 650 m, 宽 50 m 的矩形区域, Sink 节点位于矩形的左边界居中位置, 其余节点采用随机、网格规则布设在上述带状区域内, 随机布设(random)时, 布设节点位置在 2 维方向上均是随机的, 网格规则布设(grid)时, 25 个节点布设成 3 行 8 列, 行间距为 20 m, 列间距为 80 m。在 QualNet 中设置物理层采用 Abstract 模型, 双径模型, 理想无衰落信道; MAC 层采用 CSMA 协议; 每个节点以 $\lambda = 512$ bit/s 的 Poisson 分布生成数据。设置所有节点能量初始值为 2 J, 节点失效门限为 0.067J, 节点的能耗模型基于 CC1100 平台。设置计算参数 T 为 10 s, α 为 0.2。根据上述设置的物理参数计算出节点的通信半径 R 约为 100 m, 带的宽度满足算法前提条件。

3.2 仿真结果

仿真中计算不同时刻网络生存时间估计值, 并与实际值比较。图 4-图 6 中横坐标表示网络运行当前时间, 纵坐标表示网络生存时间, 直线和虚线为网络实际生存时间, 即网络运行到不连通所经历时间, 图中曲线表示当前时刻预测的网络剩余生存时间与当前时间之和。

当随机布设 50 个节点时, 图 4 为基于点割集(图例中表示为 cut-set, 后同)的预测算法与梯度算法^[9](gradient-based)、基于顶点割的最大值(max vertex)、平均值(average vertex)预测算法比较。显然, 采用梯度算法估计时, 其估计值大于实际值(real lifetime), 主要原因是该估计值为不同梯度内节点的剩余能量和与节点消耗能量和之比的最小值, 与实际结果存在一定误差; 基于顶点割的最大值预测结果误差较大, 基于顶点割的平均值估计略大于实际值; 而采用点割集的估计综合考虑全网中造成网络不连通的生存时间节点集合, 与实际网络断开条件相符, 因此, 基于点割集的生存时间预测算法在这 4 种算法中准确度最高。

当随机布设 25 和 50 个节点时, 图 5 反映两者网络生存时间点割集算法估计值和实际值, 可以看出在相同的节点数据到达率的条件下, 布设密度较大的网络生存时间的估计值和实际值稍大。由于网络的生存时间与 MAC 层协议相关, 此处 MAC 层

采用 CSMA, 未考虑睡眠调度, 节点密度大的条件下, 数据发送时碰撞较多, 网络生存时间增幅较小。

图 6 为比较两种不同布设规则对网络生存时间影响, 随机布设(random)网络生存时间小于网格规则(grid)布设, 节点按照网格规则布设后, 节点分布较均匀, 最小点割集计算出生存时间变化幅度非常小, 与实际的生存时间曲线几乎重叠, 此时网络运行稳定; 而随机布设时, 部分稀疏节点的能量耗尽对网络连通性造成影响较大, 生存时间动态性较大, 由于所有节点的初始能量值相等, 随机布设网络的寿命比网格部署的寿命短。

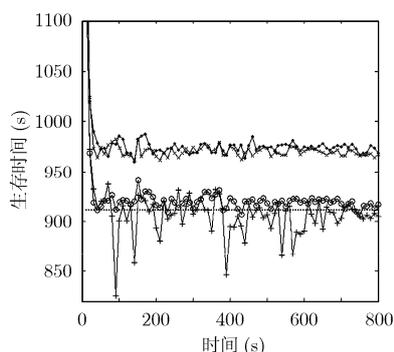


图 4 随机布设 50 个节点时带状网络寿命估计值比较

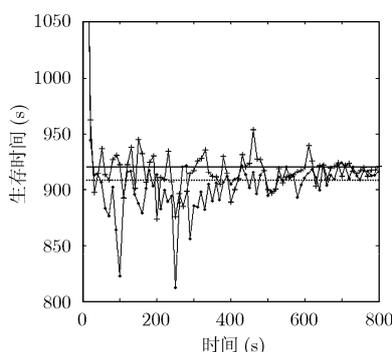


图 5 随机布设 25 和 50 个节点时的带状网络生存时间

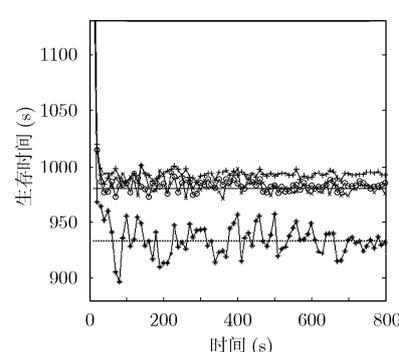


图 6 两种布设条件下的带状网络生存时间

本文提出的基于点割集算法能实时有效估计出剩余网络寿命, 也为无线带状传感器网络节点布设和上层协议设计提供参考。

4 结论

本文基于图论中点割集的概念, 提出一种启发式计算点割集的分布式算法预测无线带状传感器网络的生存时间, 同时分析了不同密度和布设规则对网络寿命的影响, 为后续研究如何在实际工作中合理布设和设计带状网络协议延长网络生存时间提供了有意义的借鉴。

参考文献

- [1] Isabel D and Falko D. On the lifetime of wireless sensor networks[J]. *ACM Transactions on Sensor Networks*, 2009, 5(1): 125-163.
- [2] Jung D, Teixeira T, and Savvides A. Sensor node lifetime analysis models and tools[J]. *ACM Transactions on Sensor Networks*, 2009, 5(1): 64-96.
- [3] Wang De-min, Xie Bin, and Agrawal D P. Coverage and lifetime optimization of wireless sensor networks with Gaussian distribution[J]. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2008, 7(12): 1444-1458.
- [4] 黄河清, 沈杰, 姚道远等. 无线传感网自适应能量驱动簇头轮换算法研究[J]. *电子与信息学报*, 2009, 31(5): 1040-1044.
Huang He-qing, Shen Jie, and Yao Dao-yuan, et al. An energy-driven adaptive cluster head rotation algorithm for wireless sensor networks[J]. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2009, 31(5): 1040-1044.
- [5] Zhang Rui-hua, Yuan Dong-feng, and Liang Quan-quan. Analysis of the lifetime of large wireless sensor networks[C]. International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, Shanghai, China, Sept. 2007: 2576-2579.
- [6] Tan Zhi-bin. Minimal cut sets of s-t networks with k-out-of-n nodes[J]. *Reliability Engineering and System Safety*, 2003, 82(1): 49-54.
- [7] Li Wing-ning. An efficient algorithm for computing a minimum node cutset from a vertex-disjoint path set for timing optimization[C]. ACM symposium on Applied Computing, Nashville, Tennessee, USA, Feb. 1995: 56-60.
- [8] Al-Ghanim A M. A heuristic technique for generating minimal path and cutsets of a general network[J]. *Computers and Industrial Engineering*, 1999, 36(1): 45-55.
- [9] Patvardhan C, Prasad V C, and Pren Pyara V. Vertex

- cutsets of undirected graphs[J]. *IEEE Transactions on Reliability*, 1995, 44(2): 347-353.
- [10] Shin Yong Yeon and Kon Jai Sang. An algorithm for generating minimal cutsets of undirected graphs[J]. *Korean J. Computer and Appl. Math*, 1998, 5(3): 681-693.
- [11] Kumar S, Lai T H, and Arora A. Barrier coverage with wireless sensors[C]. Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking, Cologne, Germany, Aug. 2005: 284-298.
- 吴明娟: 女, 1981 年生, 博士生, 研究方向为无线传感器网络.
- 张宝贤: 男, 1972 年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为无线自组织与传感器网络.
- 黄河清: 男, 1981 年生, 助理研究员, 研究方向为无线传感器网络.
- 王海林: 男, 1982 年生, 博士生, 研究方向为无线传感器网络.
- 刘海涛: 男, 1968 年生, 研究员, 博士生导师, 研究方向为无线传感器网络.