

传感器网络关联区域游走查询机制^{*})

刘志强 蒋泽军 王丽芳 陈 福

(西北工业大学计算机学院 西安 710072)

摘 要 在多数应用中,传感器网络被视为分布式数据库,解析查询是其主要功能之一。提出了关联区域游走查询机制,其设计目标是实现对大规模、节点位置信息无关的传感器网络高效节能的资源查询处理。该机制借鉴小世界网络的研究成果,以关联节点作为长程连接,降低了网络平均路径长度,缩短了查询源和目标间的距离;各节点的邻居与其关联节点的邻居组成关联区域。该机制通过查询消息在关联区域间游走来完成查询,避免了全网泛洪。数学建模分析和实验仿真结果显示:与现有的几个重要相关机制相比,关联区域游走机制具有显著的低能耗特性;此外,关联区域游走机制还具有良好的可扩展性和相比 CAPTURE 更加广泛的适用范围。

关键词 查询机制,小世界,关联,传感器网络,游走

Walk among Contact Areas Query Mechanism for Sensor Networks

LIU Zhi-qiang JIANG Ze-jun WANG Li-fang CHEN Fu

(Department of Computer Science & Engineering, Northwestern Polytechnical University, Xi'an 710072, China)

Abstract Sensor networks may be viewed in several classes of applications as a distributed database, one of the main functions of sensor networks is to resolve queries. Walk among contact areas query mechanism, proposed in this paper, is designed for power-efficient queries in large-scale, location-free sensor networks. The mechanism borrows from theoretical results from small-world and uses contacts that act as short cuts, and hence reduces the average path length of networks and distance between querier and target; contact area is composed of each node's neighbors and its contact node's neighbors, the mechanism resolves a query completely by forward query message among contact areas, the approach avoids global flooding. Theory analysis and simulation results show that the proposed mechanism has lower energy overhead than the current important mechanisms relatively. Furthermore, the proposed mechanism is scalable and has wider application range than CAPTURE.

Keywords Query mechanism, Small world, Contact, Sensor networks, Rumor

传感器网络以数据为中心的思想将整个网络视为分布式数据库^[1],查询处理^[2]是在该数据库中获取感知数据的基本方法。因此,查询处理机制算法的优劣是决定传感器网络系统性能的重要因素。同时,传感器网络查询机制也是非常具有挑战性的课题,这是因为:1)由于节点尺寸、成本等因素的限制,使其存储、计算能力和通信带宽都很有限,因而无法实现集中的数据存储和查询;2)节点携带能量受限且无法补充,因此要求查询机制高效节能;3)节点通常不安装 GPS 等定位装置,因此节点不掌握地理位置信息和方向。

根据标准不同,查询可划分为许多类:1)连续查询和单次查询:根据数据传输的多少和持续时间来划分。产生一个较长时间数据流或较大数据传输量的查询是连续查询,而单次查询只产生一个短暂的小数据量的回馈。2)聚合查询和非聚合查询:聚合查询需要整合不同区域的多节点的数据,而非聚合查询只需获得一个节点的数据。3)复杂查询和简单查询:根据查询能否被分解为多个子查询来划分。复杂查询能够分解为多个子查询,而简单查询不能再分解。4)多目标源查询和单目标源查询:多目标源查询是指有多个不同区域的节点都能够提供查询的目标资源的查询,而在单目标源查询中仅

某一个区域的个别节点能够提供目标资源。

1 相关工作

传感器网络查询机制的重要性和挑战性使其成为热门研究课题。相关研究包括扩展环搜索(ERS)^[3]、定向扩散^[4]、Rumor^[5]和 Leach 协议等。与本文关系最密切的查询机制是文献[6]提出的 ACQUIRE 和文献[7]提出的 CAPTURE。ACQUIRE 将某个查询消息注入传感器网络,并按随机或预定的转发路线游走,直到完成查询。查询消息每转发一次,要执行一次局部更新,即在当前节点周围 d 跳范围内的节点上搜索目标资源。局部更新类似于 ZRP^[8]中 Zone 和 MARQ^[9]中的邻居,它避免了全网泛洪,有效地节省了能耗。在 CAPTURE 中,网络中各节点不仅维护邻居,还与少数距离(跳)较远处的节点通过多跳通信的方式建立逻辑连接,这些较远处的节点叫做关联节点^[7,9]。CAPTURE 通过将查询消息逐级地在关联节点中转发来完成查询处理。

ACQUIRE 存在以下缺点:1)可能存在重复查询;2)未提供高效的搜索轨迹;3)局部更新覆盖范围小,造成查询效率低;4)特殊情况下查询延迟过大。

^{*})陕西省自然科学基金:基于复杂网络理论的传感器网络节点能量剩余量路由协议研究(编号:2006F08)。刘志强 博士生,CCF 学生会员,主要研究领域为传感器网络、复杂网络;蒋泽军 硕士,教授,CCF 高级会员,主要研究领域为传感器网络、网络安全;王丽芳 硕士,教授,CCF 高级会员,研究领域为电子商务。

CAPTURE 存在以下缺点:1)仅适用于简单查询和单次查询,适用范围窄;2)关联节点选择是按需的,存在大量重复关联节点选择能耗,且查询时延较大;3)选择关联节点时没有方向性,造成节点到其关联节点的路径弯曲,增大了查询能耗;4)存在大量查询环路和重复查询。

本文针对上述不足,提出了一种高效节能的传感器网络查询机制——关联区域游走查询机制。

2 网络模型和问题陈述

2.1 网络模型

本文讨论的查询机制将限定在以下传感器网络模型范畴内:

1) N 个传感器节点均匀地部署在一个二维、边长为 Y 的监测区域 U 内,覆盖区内不存在空洞;

2) 节点采用布尔感知模型,即每个节点的感知范围是以节点为圆心、传感半径 R 为半径的圆,在感知范围内的所有节点都可以接收到其发送的消息,否则接收不到其发送的消息。布尔感知模型广泛地应用在传感器网络的研究工作中;

3) 节点是同构的,部署后不再移动;各节点能够稳定运行,不会失效,也没有新节点加入(关联区域游走查询机制在存在节点移动、失效和新节点加入的网络模型中的性能研究是本文下一步研究方向之一);

4) 节点不配备 GPS 等任何能够确定节点具体地理位置、距离和方向的设备。

2.2 问题描述和设计目标

关联区域游走查询机制是针对聚合查询、复杂查询、多目标源查询和单次查询而设计的,其设计目标是实现对传感器网络的高效节能的资源查询处理。设计难点在于:1)查询源节点不掌握目标资源的位置和方向;2)要求尽量降低节点查询能耗;3)要求保证算法的可扩展性。

3 关联区域游走查询机制描述

3.1 理论依据

关联区域游走查询机制以小世界模型为理论依据^[10,11]。著名的 Stanley Milgram 实验发现,通过平均 6 人次的熟人传递可以把社会中任意两个人联系起来,这种现象称为小世界现象。小世界现象说明,当网络呈现某种拓扑结构时,仅利用局部信息就可实现高效的分布式信息搜索。WS 模型^[10]是典型的小世界模型; n 个节点分布在一个圆环上,初始状态时,每个节点有 k 个连接,分别连向最近的 k 个节点。然后,依次调整各节点的连接,以概率 P 随机地改变连接的终点。记 $D(i, j)$ 为节点 i 和 j 之间的最短距离,平均路径距离 L 的计算公式如下:

$$L = \frac{1}{n(n-1)/2} \sum_{1 \leq i < j \leq n} D(i, j)$$

当 $P \approx 0$ 时, $L \sim n/2k$, 此时是规则网络拓扑;当 $0.001 < P < 0.01$ 时, $L \sim \ln n / \ln k$, 此时节点不仅与相邻节点存在连接,还与远距离节点建立了少数长程连接,正是这些长程连接有效缩短了平均路径距离 L ,使整个网络呈现出小世界特征。网络的平均路径距离 L 越小,越容易搜索到目标资源,关联区域游走查询机制就是依据这一事实而设计的。

传感器网络节点只能与处在传感半径范围内的节点直接通信,基本符合规则网络的拓扑结构。欲使其拓扑结构与小世界网络模型相符合,进而利用其小世界特征实现高效节能

的查询处理,就须在其中引入长程连接。长程连接的引入方式有两种:物理长程连接^[12,13]和逻辑长程连接^[14]。本文采用的是逻辑长程连接。

3.2 相关定义

参照图 1。

定义 1(邻居) 节点周围 H 跳以内的节点。由于节点均匀分布,对于任意节点 $q(x, y) \in U$,其邻居定义为

$$B(x, y) = \{ \forall (x', y') \in U | (x' - x)^2 + (y' - y)^2 \leq H^2 R^2 \}$$

其中 $H \geq 1$ 是正整数,一般取值不能太大。

定义 2(边节点) 恰好在节点周围 H 跳上的邻居节点。

$$E(x, y) = \{ \forall (x', y') \in U | (H-1)^2 R^2 \leq (x' - x)^2 + (y' - y)^2 \leq H^2 R^2 \}$$

定义 3(近邻) 能够与源节点直接通信的节点。

$$B'(x, y) = \{ \forall (x', y') \in U | (x' - x)^2 + (y' - y)^2 \leq R^2 \}$$

定义 4(紧密近邻组) 互为近邻的一组节点结合在一起,共同维护一组关联节点,这组节点称为紧密近邻组。

定义 5(关联节点最大距离 r) 关联节点距离源节点的最大限制跳数。

定义 6(最大关联节点数量 $C_{\max}$) 紧密近邻组允许选择关联节点的最大数量。

定义 7(关联区域) 由紧密近邻组的邻居及该紧密近邻组的关联节点的邻居组成的节点的覆盖区域。

3.3 查询机制基本流程描述

关联区域游走查询机制包括三个阶段:初始化阶段、查询分发阶段和结果回复阶段。

初始化阶段完成邻居、紧密近邻组、关联节点及其连接关系的收集或选择。该阶段完成后,节点自组织的组成多个紧密近邻组,并以紧密近邻组为单位维护邻居,并选择维护不多于 $C_{\max}$ 个关联节点,如图 1 所示。

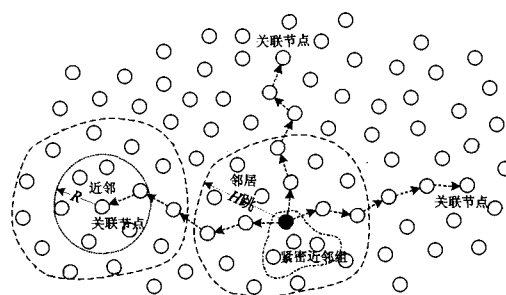


图 1 关联区域游走查询机制相关定义

初始化阶段结束后就可以开始查询分发阶段。查询源节点首先采用局部更新机制在自身关联区域内搜索查询结果。如果搜索到的查询结果不能够完成本次查询,则查询源节点将查询请求转发到它的某个关联节点,并在该关联节点的关联区域中搜索查询结果;如果仍然不能够完成查询,则将查询请求转发到该关联节点的某一关联节点……依此循环,直到完成查询。

结果回复阶段是在查询分发阶段完成查询并得到查询结果后,将结果沿相反的路径返回查询源节点。

图 2 解释了该过程。初始化阶段,节点 S 与另外两个节点形成紧密近邻组,并共同维护邻居节点 ($H=2$)。同时,该紧密近邻组选择节点 1, 2, 3 作为关联节点,形成关联区域。同样,节点 1 选择节点 4, 5, 6 作为关联节点,并形成关联区域……;在查询分发阶段,节点 S 产生查询请求,其首先在自身

的邻居和关联节点 1,2,3 的邻居组成的关联区域中采用局部更新机制搜索;而后将查询请求转发到关联节点 1,执行关联区域搜索。当查询请求转发到节点 6 时,完成查询。在结果回复阶段将查询结果沿主查询路线的相反方向传输给查询源。

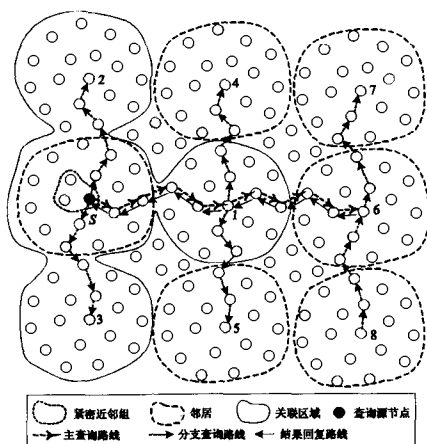


图2 关联区域游走查询机制图解

查询分发和结果回复阶段是明确的,而初始化阶段尚未

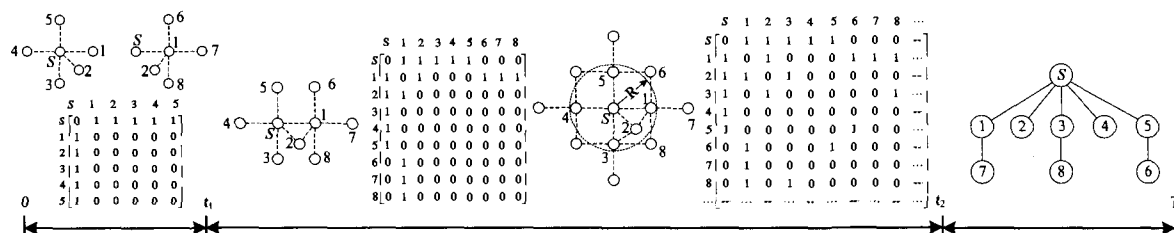


图3 获取邻居节点间连接关系的步骤

紧密近邻组采用上述方法通过协商产生。具体协商步骤如下:

① 在 $[0, T_1]$ 时段,网络中各节点首先获得各近邻节点及其连接关系;

② 各节点在 $(T_1, T_2]$ 内随机选择时刻 t_x ,若在 t_x 该节点尚未属于任何紧密近邻组,则成为组长节点;

③ 组长节点在自身 $A[i, j]$ 中抽取该节点与近邻节点的关系图 G_1 ,删除 G_1 中已属于其他紧密近邻组的节点及其相关连接,得到图 G_2 。若 G_2 是完全图,则其中的节点组成新紧密近邻组。否则,选择 G_2 的最高阶完全子图中的节点组成新紧密近邻组。特别地,如果 G_2 中仅有一个节点,则该节点成为游离节点;

④ 组长节点向自己的近邻宣布(广播)新产生紧密近邻组成员名单;

⑤ 某个节点收到组长的名单,如果确认自己在名单中,则向自己的近邻宣布(广播)已选为紧密近邻组成员的声明,并保存组成员;否则,仅在近邻节点中找到组长节点,将其标记为已选为紧密近邻组成员状态;

⑥ 当节点收到声明时,在近邻节点中找到声明的源节点,并将其标记为已被选为紧密近邻组成员状态。

3.4.2 维护邻居节点

各紧密近邻组都维护邻居节点信息和边节点相对位置信息,并触发式地更新(更新发生在由于节点失效或新节点加入等因素造成节点的近邻发生变化时),以保证其时效性。具体

具体论述。下面详细描述初始化阶段。

3.4 初始化阶段

关联区域游走查询机制初始化阶段的目的是:使每个节点都能掌握其周围局部区域节点的拓扑结构和相对位置,并与少数较远处节点建立逻辑长程连接,使网络的拓扑结构与小世界网络模型相符合,进而利用其小世界特征实现高效节能的查询处理。

初始化阶段包括三个基本步骤:① 产生紧密近邻组;② 维护邻居;③ 选择并维护关联节点。

3.4.1 产生紧密近邻组

网络中的各节点能够发现其近邻,并与其直接通信,即存在连接。根据网络模型得出连接是无向的。各节点与其近邻节点组成星状无向图 $G=(V, E)$,用邻接矩阵存储(如图3中的 $[0, t_1]$ 时段,节点 S 的近邻矩阵)。

$$A[i, j] = \begin{cases} 1 & \text{当顶点 } V_i \text{ 和 } V_j \text{ 是近邻} \\ 0 & \text{当顶点 } V_i \text{ 和 } V_j \text{ 不是近邻或者 } i=j \end{cases}$$

各节点将 $A[i, j]$ 中的节点及其连接关系组成近邻消息,向周围有限跳数内广播。节点收到其它节点发出的近邻消息,则将其中的节点及其连接关系加入到自身的 $A[i, j]$ 中(如图3(t_1, t_2)时段)。

算法如下:

① 各组长采用图3的方法收集周围 H 跳以内节点及其连接关系,存储在 $A[i, j]$ 中,最终获得的 $A[i, j]$ 中包含所有的邻居节点及其连接关系。采用广度优先搜索算法能够从 $A[i, j]$ 得到节点到其各邻居节点的路径树,如图3(t_2, T)时段。并确定边节点(距离根节点 H 跳的叶节点);

② 确定边节点相对位置(定位算法见下文);

③ 组长将 $A[i, j]$ 及边节点相对位置和邻居节点路径树发送到紧密近邻组的其它成员。

边节点的相对位置是指在边节点中任意选定一个节点作为“标志节点”,其余边节点以边节点作为中继节点在一个方向上到达“标志节点”的偏移量 t (跳数)。定位原理如图4(a)所示,节点2是节点1的近邻,节点3是节点2的近邻而不是节点1的近邻,则节点3必位于灰色区域内。依据该定位原理的定位算法如下:

① 所有边节点组成集合 B ,从 B 中任选一节点作为“标志节点”,设其 $t=0$,如图4(b)中节点1;

② “标志节点”的所有近邻组成集合 C ,并设定变量 $C_t=1$ 。令集合 $D_1=B \cap C$ 中所有节点的 $t=C_t$,而后令 $C_t=C_t+1$,如图4(b)中节点2和11的 $t=1$;

③ 集合 D_1 中的每个节点的近邻分别组成集合 W_i ($i=1, 2, \dots, x$), x 是集合 D_1 中节点数目。令 $K=\bigcup_{i=1}^x W_i \cap B - D_1$,在集合 K 中任取一个节点(例如:节点3)的近邻组成集合 F 。令 $D_2=F \cap K$,集合 D_2 中的节点的 $t=C_t$,而后令 $C_t=$

C_i+1 。这样就确定了相对位置的“方向”,接下来在这个方向上确定每个边节点与“标识节点”的相对位置;

④ 令集合 D_{j-1} ($j>2$ 的整数) 中各个节点的近邻分别组成集合 W_i ($i=1,2,\dots,x$), 令集合 $D_j = \bigcup_{i=1}^x W_i \cap B - D_{j-1} - D_{j-2}$, D_j 中的节点的 $t=C_i$, 而后令 $C_i=C_i+1$ 。迭代执行本步骤,直到在 D_j 中出现“标志节点”算法结束。

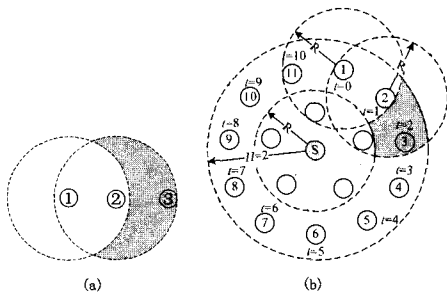


图4 确定边节点相对位置

最后结果如图 4(b) 所示,所有边节点根据偏移量 t 的不同,被划分为多个不同相对位置的集合。在该过程中,由于空洞、网络边界等因素,使个别边节点不能够形成一个圆环,此时,要根据邻居节点路径树进行处理,限于篇幅,这里不作进一步论述。

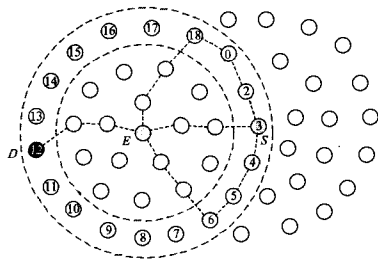


图5 确定方向边节点

确定边节点相对位置是为关联节点选择和资源查询做准备。根据边节点的相对位置,可以做到:

1) 边节点扇区划分。是指根据边节点偏移量 t 的不同,将其划分为 $y \leq \max(t)$ 个基本相等的扇区,其中第 i 个扇区节点偏移量 t_i

$$\left\lceil \frac{\max(t)}{y} (i-1) \right\rceil \leq t_i < \left\lceil \frac{\max(t)}{y} (i) \right\rceil \quad (i=1,2,\dots,y)$$

其中方括号是取整符号。

2) 选取中央节点。中央节点是指在一个连通边节点扇形区域内,基本处于扇形中间位置的边节点。如图 5 中,节点 E 是节点 S 的边节点,而标有数字的节点是节点 E 的边节点,数字是偏移量 t 。其中, $6 < t < 18$ 的节点 E 的边节点组成的扇区中,节点 $D(t=12)$ 就是中央节点。在图 5 中,根据节点 E 掌握的邻居信息和边节点的相对位置、节点 S 到节点 E 的路径以及节点 S 的边节点,将能够容易地确定:用节点 E 的边节点集合减去节点 S 的邻居集合,得到的节点 E 的剩余边节点集合组成扇形区域,该扇形区域的中央节点是节点 D 。这里将节点 D 叫做节点 S 的边节点 E 的方向边节点。

3.4.3 选择关联节点

选择关联节点时须尽量满足两个条件:其一,节点所在紧密近邻组的邻居与其任意关联节点的邻居之间不重叠;其二,相同源节点的不同关联节点的邻居之间不重叠。节点的关联

节点选择算法如下:

① 各紧密近邻组组长将其边节点划分为 $C_{\max}$ 个扇区,若 $C_{\max} > \max(t)$,则将其划分为 $\max(t)$ 个扇区;

② 任选一扇区,在该扇区中任选一边节点作为目标节点,向其发送关联选择消息(以下简称 CS),CS 中包含下列信息:1)源节点的 ID;2)源节点的边节点列表;3)距离源节点的跳数 d ,开始时令 $d=0$;4)源节点到目标节点经过的中继节点列表;

③ 当某节点收到 CS 时,令 $d=d+1$ 。如果此时 $2H \leq d \leq r$,则该节点以概率 $P=d/r$ 选择该节点为关联节点。若该节点被选中为关联节点,向源节点返回路径,执行⑤;否则,将 CS 继续向下一跳转发,迭代执行本步骤。如果该节点已经是目标节点,则执行下一步;

④ 当某目标节点收到 CS 后,采用前文中叙述的方法选取方向边节点作为下一个目标节点。然后,该节点将 CS 中的边节点列表更新为该节点的边节点列表,然后,将 CS 向下一个目标节点转发,然后执行③;

⑤ 当源紧密近邻组组长或源游离节点收到关联选择成功信息,则保存选中关联节点的路由,然后在剩余扇区中任选一个扇区,执行②。依此循环,直到所有扇区都被尝试。

3.5 查询环路和重复查询的避免

查询请求在关联区域多级转发过程中,可能会出现查询环路或相同的区域被重复查询的情况。重复查询和查询环路会造成大量无意义的能耗。采用如下方法减少这种现象:

1) 若某个紧密近邻组两次或两次以上收到相同主查询路线查询请求时,则出现查询环路,则将查询请求返回前一级关联区域,重新选择下一级主查询路线;

2) 若某个紧密近邻组两次或两次以上收到相同分支查询路线更新请求时,则重复查询,阻断该路线。

4 关联区域游走查询机制分析

4.1 综合分析

网络中的节点自组织的形成紧密近邻组、选择关联节点和形成关联区域。关联区域游走查询机制通过关联节点来改变网络的拓扑结构,使其符合小世界网络模型的拓扑,大大降低了网络的平均路径长度,亦即减小了网络中任意两节点间的分离度,使查询源能更容易地发现目标。在查询分发阶段,该机制采用关联区域间游走的方法,避免了全网泛洪,降低了能耗。紧密近邻组能够在一定程度上避免查询环路和重复查询。

关联区域游走机制与 ACQUIRE 机制相比的优势:1)每一级查询的查询环路和重复查询减少;2)提高了局部更新的覆盖范围,优化了覆盖区域,使得不存在特殊情况下延时过大的问题。

关联区域游走机制与 CAPTURE 机制相比的优势:1)适用于聚合查询、复杂查询、多目标源查询和单次查询,适用范围广;2)关联节点预先优化选择,使查询效率提高;3)查询环路和重复查询降低;4)查询能耗不会随着查询请求转发级数的增加而指数增加。

接下来通过数学建模分析和实验仿真来全面分析评估关联区域游走查询机制。首先介绍一下数学模型。

4.2 基本数学模型和符号

根据 2.1 节的网络模型建立数学模型。网络由 N 个节点组成,要监测多个事件(如湿度等)。在这里忽略边界影响,

并假设网络拓扑是网格结构,且节点间覆盖的重叠区域最小化。这种简化便于分析,但不会影响结论的正确性。要完成查询 Q ,其中可以包含多个子查询,目标数据等概率的分布在各节点上。令 S_M 代表完成 Q 需要的查询请求转发级数。这里转发级数定义为查询请求沿主查询线路转发到关联区域的级数。

能耗是关联区域游走查询机制主要评价指标。在本模型中,用所有节点转发查询消息的总数量来衡量能耗,且假设查询消息尺寸固定,并包含所有子查询和查询结果。该简化不影响后文对查询机制的分析结论。

4.3 查询转发机制

初始时,各节点自组织完成初始化阶段,形成了紧密近邻组、邻居和关联节点。而后开始查询过程。

设从节点 x 发起查询 Q ,该过程要执行以下步骤:

1) 关联区域更新:如果节点 x 的关联区域的数据不具时效性,则要更新。更新方法是节点 x 沿关联节点路径和邻居节点路径树将更新请求转发到关联区域的每个节点。收到更新请求的节点将发送自己的数据给节点 x 。需要说明的是,各关联区域中的关联节点要融合其邻居的数据,统一发送给节点 x 。本阶段的能耗用 E_{update} 表示。 E_{update} 在第 4.5.1 节详细论述。

2) 查询消息转发:根据关联区域更新获得的数据,节点 x 将未完成的查询 Q 转发到节点 x 所在紧密近邻组的某个关联节点,而后执行 1) 类似的过程。下一级关联节点的选择以能最大限度覆盖整个网络为标准。

关联区域更新是由于数据不具时效性而触发的,这就要预设一个数据的生命周期。在本模型中设定一个更新频率 c ,即经过 $1/c$ 次查询要执行一次关联区域更新。

4.4 转发级数 S_M 分析

分析 S_M 的平均值。由于目标数据等概率分布在各节点上,因此完成查询 Q 的概率最简单的计算方法是:完成查询 Q 的概率 P_Q = 已搜索的节点数 / N 。一个关联区域包含的节点数用 $f(H, C_{\text{max}})$ 表示,用 $N(i)$ 表示某节点周围第 i 跳上的节点数。在本网络拓扑模型中, $N(i) = 4i$ (证明略)。由此得到

$$f(H, C_{\text{max}}) = C_{\text{max}} \sum_{i=1}^H N(i) = 4C_{\text{max}} \sum_{i=1}^H i = 4C_{\text{max}} \cdot \frac{H(H+1)}{2} = 2C_{\text{max}} H(H+1) \quad (1)$$

令 $A_{\leq i}$ 表示查询请求在关联区域中经过 i 级以内的转发,完成查询 Q 的事件,则其概率是

$$P(A_{\leq i}) = \frac{i \cdot f(H, C_{\text{max}})}{N} = \frac{2iC_{\text{max}} H(H+1)}{N} \leq 1 \Rightarrow i \leq \frac{N}{2C_{\text{max}} H(H+1)} \quad (2)$$

令 A_i 表示查询请求在第 i 级关联区域转发时完成查询 Q 的事件,则其概率是

$$P(A_i) = P(A_{\leq i}) - P(A_{\leq i-1}) = \frac{2C_{\text{max}} H(H+1)}{N} \quad (3)$$

将级数 i 看作离散随机变量,其数学期望就是 S_M ,将 H, N, C_{max} 看作常数,由公式(1-3)得出

$$\begin{aligned} S_M = E(i) &= \frac{\sum_{i=1}^{\frac{N}{2C_{\text{max}} H(H+1)}} i \cdot P(A_i)}{P(A_{\leq i})} = \frac{C_{\text{max}} H(H+1)}{N} \left[\frac{N}{2C_{\text{max}} H(H+1)} \right] \cdot \\ &\left(\left\lceil \frac{N}{2C_{\text{max}} H(H+1)} \right\rceil + 1 \right) \approx \frac{1}{2} \cdot \end{aligned}$$

$$\left(\left\lceil \frac{N}{2C_{\text{max}} H(H+1)} \right\rceil + 1 \right) \approx \frac{N}{4C_{\text{max}} H(H+1)} + \frac{1}{2} \quad (4)$$

其中方括号是取整符号。

4.5 能耗分析

节点到其关联节点的平均距离用 d_{avg} 来表示。由此,完成 Q 查询的平均能耗是

$$E_{\text{avg}} = (cE_{\text{update}} + 2d_{\text{avg}}) S_M \quad (5)$$

4.5.1 关联区域更新能耗

关联区域更新要经过两个阶段:请求转发和数据更新。在请求转发阶段,关联区域内的每个节点都要转发一次,其能耗用 $f(H, C_{\text{max}})$ 表示,其具体值还与节点密度和 R 有关。数据更新时,处在 i ($i=1, 2, \dots, H$) 跳上的节点要经过 i 次转发,用 $N(i)$ 表示第 i 跳上的节点数。这时

$$E_{\text{update}} = f(H-1, C_{\text{max}}) + C_{\text{max}} \sum_{i=1}^H i \cdot N(i) + d_{\text{avg}} C_{\text{max}} \quad (6)$$

公式右侧中间部分是邻居数据更新能耗,最后部分是由各关联节点将数据融合后向源节点转发的能耗。

节点到其关联节点的距离 d 是以概率 $P = d/r$ 来确定的,其平均值用 d_{avg} 来表示,取 $d_{\text{avg}} \approx (2H+r)/2$ 。该值与实际值存在少许差距,但基本不影响分析结论。因此,由公式(6)得出

$$E_{\text{update}} = 2C_{\text{max}} H(H-1) + \frac{2}{3} C_{\text{max}} H(H+1)(2H+1) + C_{\text{max}} \frac{(2H+r)}{2} \quad (7)$$

4.5.2 平均能耗

由公式(4-7)可以得出平均能耗 E_{avg}

$$E_{\text{avg}} \approx (cC_{\text{max}} (\frac{4}{3} H^3 + 4H^2 - \frac{H}{3} + \frac{r}{2}) + 2H+r) \cdot \left(\frac{N}{4C_{\text{max}} H(H+1)} + \frac{1}{2} \right) \quad (8)$$

4.5.3 参数分析

由公式(4)可知,完成查询需要的转发级数与 N, C_{max}, H 有关, N 是网络规模,参数 C_{max} 反映关联节点数量,参数 H 反映邻居覆盖范围。 S_M 与网络尺寸 N 成正比,与 C_{max} 成反比,与 H^2 成反比。图 6 是根据公式(4)绘制的曲线,其中 $N=1000$ 。由图 6 可以得出: C_{max} 和 H 取值增加将明显地降低平均转发级数 S_M 。平均转发级数 S_M 决定查询效率和查询延迟,但是过大的 C_{max} 和 H 取值将带来大量的额外能耗(见后文的分析)。

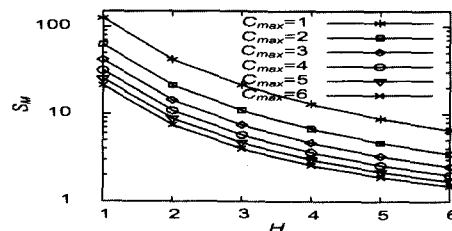


图 6 C_{max} 与 H 对转发级数的影响

由公式(8)可知,平均查询能耗与 $N, C_{\text{max}}, H, r, c$ 有关,参数 c 反映查询频率,值越小查询频率越高。由公式(8)可以得出,平均能耗与网络的节点数 N 成正比。在已知规模的网络中,参数 C_{max} 和 H 决定了平均能耗,而参数 r 对其影响很小。此外,参数 c 越小,则 E_{avg} 越小,即查询频率越高,平均能耗越小。图 7 和图 8 是根据公式(8)绘制的曲线。图 7 是参

数 c 与 H 对能耗的影响曲线,其中 $N=1000$ 。由图 7 曲线可以得出,查询频率越高,能耗越低。图 8 是参数 N 与 H 对能耗的影响曲线,其中 $c=0.5$ 。由图 8 曲线可以得出,网络规模越大,能耗越高。同时,由图 7 和图 8 的曲线可以看出,参数 c 与 N 对 H 的最优值都产生影响。

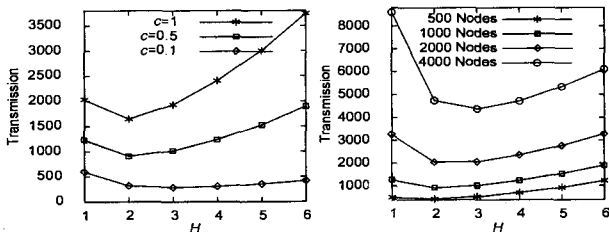


图 7 c 与 H 对能耗的影响

图 8 不同节点数量的 H 取值对能耗的影响

综合分析文献[6,7]的研究结论和图 6,7 和 8 的结论,参数 H 的最优值是 2 或 3, $C_{\max}$ 的最优值是 5。

4.5.4 与相关机制的比较

比较关联区域游走机制、扩展环搜索 ERS 和基于泛洪的查询机制(以下简称 FBQ)的平均查询能耗。网络模型和符号表示与前文相同。在该模型中,FBQ 的平均能耗(推导过程略):

$$E_{\text{avg}} = c(N + \sum_i \frac{\sqrt{N/2}}{4i}) = c(N + \frac{\sqrt{2N}(\sqrt{N/2}+1)(\sqrt{2N}+1)}{3}) \quad (9)$$

ERS 机制的基本步骤是:第一步,查询源节点搜索周围 1 跳上的节点;第二步,搜索周围 2 跳上的节点;……依此类推,搜索半径不断扩展,直到完成查询。在本文的网络模型中,根据前文同样的评估思路,令 F_i 表示查询请求在第 i 级关联区域转发时完成查询 Q 的事件。则它们的概率是

$$P(F_i) = 4i/N \Rightarrow S_M = E(i) = \sum_{i=1}^{\sqrt{N/2}} \frac{4i^2}{N} = \frac{\sqrt{2N}(\sqrt{N/2}+1)(\sqrt{2N}+1)}{3N} \approx \frac{\sqrt{2N}+2}{3} \quad (10)$$

$$E_{\text{avg}} = \sum_{i=1}^{\sqrt{2N}+2} (f(i-1) + iN(i)) = \sum_{i=1}^{\sqrt{2N}+2} (2i(i-1) + 4i^2) = \sum_{i=1}^{\sqrt{2N}+2} (6i^2 - 2i) \approx \frac{2}{27}(\sqrt{2N}+2)^2 (\sqrt{2N}+5) \quad (11)$$

图 9 由公式(8,9,11)得到,其中 $c=0.5$, $H=3$, $C_{\max}=5$ 。由图 9 可以得出,关联区域游走机制的理论能耗远小于 ERS 和 FBQ 的能耗。接下来通过仿真试验来进行验证。

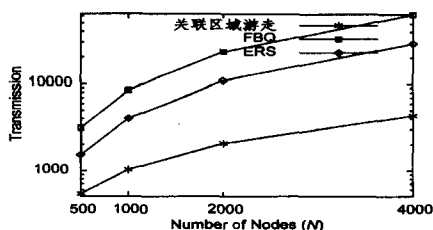


图 9 相关机制在不同规模网络中的能耗比较

4.6 仿真验证

4.6.1 仿真试验设置

采用 NS-2^[15] 及其扩展程序作为仿真平台,仿真场景中 N 个节点呈网格拓扑部署在二维、边长为 Y 的区域内,节点传感半径 $R=110\text{m}$ 。其中, N 和 Y 的取值如表 1 所示。综合前文及文献[6,7]的研究,在关联区域游走机制中取如下参数值: $H=3$, $C_{\max}=5$, $c=0.5$; 在 ACQUIRE 中取邻居半径 $d=3$, $c=0.5$; 在 CAPTURE^[7] 中取邻居半径 $R=3$, 搜索深度 $D=33$, 采用 step 查询方式。

表 1 仿真场景

N	Y (m)
500	2200
1000	3300
2000	4500
4000	6600

4.6.2 仿真结论分析

在上述仿真场景及参数选择情况下,仿真关联区域游走机制、CAPTURE、ACQUIRE 和 FBQ 的运行,并比较其平均查询能耗。计算平均查询能耗的方法是在各场景中设定 $N/2$ 个不同的查询,查询源和目的节点是任意设定的。分别采用上述四种查询机制在各场景中执行这些查询,将总能耗对实验次数取平均值即是平均查询能耗。

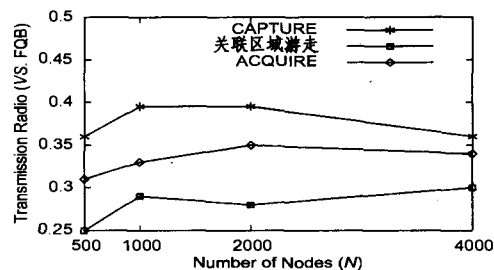


图 10 相关机制能耗仿真比较

图 10 是仿真实验的结果曲线。其纵轴是仿真试验能耗与 FBQ 能耗的比值,横轴是网络节点数。由图 10 曲线可以看出,在相同节点数的网络中,关联区域游走机制平均能耗较 CAPTURE 和 ACQUIRE 机制低,而与 FBQ 相比,是其能耗的 30% 以下。

因此,综合理论分析、试验仿真及其与相关机制的比较得出:关联区域游走查询机制具有较好的节能性能;关联区域游走机制可以应用于不同尺寸的网络中,因此其具有很好的可扩展性。

结束语 关联区域游走机制以节点到其关联节点的逻辑连接作为长程连接,利用网络的小世界特征实现高效节能的查询处理。仿真试验结论表明,关联区域游走机制平均能耗低于 CAPTURE 和 ACQUIRE 协议,展现出较好的低能耗特性。关联区域游走机制是一个高效节能的传感器网络查询机制,并且具有良好的可扩展性。对关联区域游走机制在真实网络中的实际能耗的评估是本文下一步的研究方向。

参考文献

- [1] Yao Y, Gehrke J. The cougar approach to in-network query processing in sensor networks. SIGMOD Record, 2002, 31(3): 9-18
- [2] Gehrke J, Madden S. Query Processing in Sensor Networks. IEEE Pervasive Computing, 2004, 3(1): 46-55
- [3] Park I, Pu I. Energy Efficient Expanding Ring Search//Proceed-

- ings of the First Asia International Conference on Modelling & Simulation. Washington, DC: IEEE Computer Society, 2007; 198-199
- [4] Intanagonwivat C, Govindan R, Estrin D, et al. Directed diffusion for wireless sensor networking. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2003, 11(1): 2-16
- [5] Braginsky D, Estrin D. Rumor routing algorithm for sensor networks // Proc. of the 1st Workshop on Sensor Networks and Applications. Atlanta: ACM Press, 2002; 22-31
- [6] Sadagopan N, Krishnamachari B, Helmy A. Active query forwarding in sensor networks. *Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, 2005, 3(1): 91-113
- [7] Helmy A. CAPTURE: location-free contact-assisted power-efficient query resolution for sensor networks. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, 2004, 8(1): 27-47
- [8] Haas Z J, Pearlman M R. The Performance of Query Control Schemes for the Zone Routing Protocol. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2001, 9(4): 427-438
- [9] Helmy A. Mobility-assisted Resolution of Queries in Large-scale Mobile Sensor Networks (MARQ). *Computer Networks Journal -Elsevier Science*, 2003, 43(4): 437-458
- [10] Watts DJ, Strogatz SH. Collective dynamics of 'small-world' networks. *Nature*, 1998, 393: 440-442
- [11] De Nardis L, Di Benedetto M-G. The Small World Routing: A methodological framework for driving the emerging topology of energy-constrained multi-hop wireless networks // *IEEE Radio and Wireless Symposium*. San Diego: IEEE Press, 2006; 599-602
- [12] Sharma G, Mazumdar R. Hybrid sensor networks-A small world // *Proceedings of the 6th ACM International Symposium on Mobile ad hoc Networking and Computing*. Urbana-Champaign: ACM Press, 2005; 366-377
- [13] Chitradurga R, Helmy A. Analysis of Wired Short Cuts in Wireless Sensor Networks // *ACS/IEEE International Conference on Pervasive Services*. Beirut: IEEE press, 2004; 39-48
- [14] Helmy A. Small Worlds in Wireless Networks. *IEEE Communications*, 2003, 7(10): 490-492
- [15] Breslau L, Estrin D, Fall K, et al. Advances in Network Simulation. *IEEE Computer*, 2000, 33(5): 59-67
- [16] 郭龙江, 李建中, 李贵林. 无线传感器网络环境下时-空查询处理方法. *软件学报*, 2006, 17(4): 794-805
- [17] 谢磊, 陈力军, 陈道蓄, 等. 无线传感器网络的查询处理机制研究综述. *计算机科学*, 2006, 33(9): 45-49
- [18] 赵志滨, 于戈, 李斌阳, 等. 无线传感器网络中基于动态过滤器的多维 K-NN 查询优化算法. *软件学报*, 2007, 18(5): 1186-1197

(上接第 53 页)

- [23] Adibi S, Naserian M, Erfani S. A fast handover M-MANET with QoS support // *IEEE Conference on Electrical and Computer Engineering*. Saskatchewan, Canada, 2005
- [24] Shim M, Kim H, Lee S. A Fast Handover Mechanism for IPv6 Based WiBro System // *IEEE 8th International Conference on Advanced Communication Technology*. Phoenix Park, Korea, 2006
- [25] An Y, Yae B, Lee K, et al. Reduction of Handover Latency Using MIH Services in MIPv6 // *IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications*. Vienna, Austria, 2006
- [26] McCann P. Mobile IPv6 Fast Handovers for 802.11 Networks. *IETF RFC 4260*, Nov. 2005
- [27] Eu Y C, et al. Multicast Based and Fast Handover Scheme in Mobile IPv6 Wireless Network // *IEEE International Workshop on Antenna Technology: Small Antennas and Novel Meta-materials*. Singapore, 2005
- [28] Ernst T, Castelluccia C, Lmh H-Y. Extending Mobile-IPv6 with Multicast to Support Mobile Networks in IPv6 // *1st European Conference on Universal Multi-service Networks*. Colmar, France, 2000
- [29] Ome K, Ikeda T, Inoue M, et al. Mobile Node Extension Employing Buffering Function to Improve Handoff Performance. *5th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications*. Singapore, 2002
- [30] Pawnpongpiul L, Mapp F. A Client-based Handoff Mechanism for Mobile IPv6 Wireless Networks // *8th IEEE International Symposium on Computers and Communication*. Antalya, Turkey, 2003
- [31] Natalizio E, Scicchitano A, Marano S. Mobility Anchor Point Selection Based on User Mobility in HMIPv6 Integrated with Fast Handover Mechanism // *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*. New Orleans, USA, 2005
- [32] Nikander P, Harkins D. Threat Models introduced by Mobile IPv6 and Requirements for Security in Mobile IPv6 [S]. *IETF Internet Draft: draft-ietf-mobileip-mip6-scrty-reqts-02*, Nov. 2001
- [33] Narten T, Draves R. Privacy Extensions for Stateless Address Auto configuration in IPv6 [S]. *IETF RFC 3041*, Jan. 2001
- [34] Nikander P, Aura T, Arkko J, et al. Mobile IPv6 Route Optimization Security Design Background [S]. *IETF RFC 4225*, Dec. 2005
- [35] Harkins D, Carrel D. The Internet key exchange (IKE) [S]. *IETF RFC 2409*, Nov. 1998
- [36] Liu Changwen, Soliman H. Local key exchange for mobile IPv6 local binding security association // *IEEE 59th Vehicular Technology Conference*. Los Angeles, USA, 2004
- [37] Ryu S, Mun Y. An Optimized Scheme for Mobile IPv6 Handover between Domains Based on AAA // *IFIP International Conference on Embedded and Ubiquitous Computing*. Seoul, Korea, 2006
- [38] Lee J-H, Chung T-M. Performance Evaluation of Dual Authentication Scheme in Mobile IPv6 Networks // *IEEE International Conference on Systems and Networks Communications*. Tahiti, French, 2006
- [39] Yoon H-S, Kim R-H, Hong S-B, et al. Heung-Youl Youm. PAK-based Binding Update Method for Mobile IPv6 route optimization // *IEEE International Conference on Hybrid Information Technology*. Cheju Island, Korea, 2006
- [40] Le F, Patil B, Perkins C E, et al. Diameter mobile IPv6 application. *Internet IETF Draft: draft-le-aaa-diameter-mobileip6-04*, Nov. 2004
- [41] Wei Da, Liu Yanheng, Yu Xuegang, et al. Research of Mobile IPv6 Application Based On Diameter Protocol // *International Multi-Symposiums on Computer and Computational Sciences*. Hangzhou, China, 2006
- [42] Choi J, Mun Y. Mechanism of Authenticating a MA Pin Hierarchical MIPv6 // *1st International Conference on Grid and Pervasive Computing*. Taiwan, 2006
- [43] Ghebregziabher T, Puttonen J, Hämäläinen T, et al. Security Analysis of Flow-based Fast Handover Method for Mobile IPv6 Networks // *IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications*. Vienna, Austria, 2006
- [44] Haddad W, Krishnan S. Combining Cryptographically Generated Address and Crypto-Based Identifiers to Secure HMIPv6. *IETF Internet Draft: draft-haddad-mipshop-hmip6-security-01*, Oct. 2005
- [45] Lee J K, Yi O, Yung M. Authenticated Fast Handover Scheme in the Hierarchical Mobile IPv6 // *Springer 3rd International Workshop on Web Information Systems and Applications*. Nanjing, China, 2006
- [46] Kifle V, Kamioka E, Yamada S. Extended correspondent registration scheme for reducing handover delay in mobile IPv6 // *7th International Conference on Mobile Data Management*, Nara, Japan 2006
- [47] Patel A, Giaretta G. Problem Statement for Bootstrapping Mobile IPv6 (MIPv6). *IETF RFC 4640*, Sep. 2006