

移动低占空比传感网邻居发现算法*

陈良银¹, 颜秉姝¹, 张靖宇¹, 胡剑波¹, 刘振磊¹, 刘燕², 徐正坤³, 罗谦⁴

¹(四川大学 计算机学院, 成都 610064)

²(北京大学 软件与微电子学院, 北京 102600)

³(中国人民解放军 78020 部队, 云南 昆明 650000)

⁴(中国民用航空总局 第二研究所 信息技术分公司, 四川 成都 610042)

通讯作者: 陈良银, E-mail: chenliangyin@scu.edu.cn

摘要: 低占空比技术极大地降低了传感网(即无线传感器网络)的能耗, 延长了网络的生命周期, 但却使邻居发现变得异常困难. 尤其结合了节点移动性后, 邻居发现问题将具有更大的挑战性. 提出了一种基于 Continuous Torus Quorum 的移动低占空比无线传感器网络的邻居发现算法, 可以解决这种在对称和非对称场景下的邻居发现问题, 并提出了适用于移动场景的邻居发现概率作为评估邻居发现算法的性能. 项目还开发了用于测量移动场景下低占空比邻居发现算法性能的仿真平台. 理论分析和仿真实验结果均表明: 该算法无论在对称或者非对称场景下均取得了很好的能效、发现概率和发现延时性能, 优于当前几种典型的异构邻居发现算法(比如 Disco, U-Connect 等).

关键词: 低占空比无线传感器网络; 邻居发现算法; 基于法定人数的连续算法; 平均发现延迟; 发现概率

中图法分类号: TP393

中文引用格式: 陈良银, 颜秉姝, 张靖宇, 胡剑波, 刘振磊, 刘燕, 徐正坤, 罗谦. 移动低占空比传感网邻居发现算法. 软件学报, 2014, 25(6): 1352-1368. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4493.htm>

英文引用格式: Chen LY, Yan BS, Zhang JY, Hu JB, Liu ZL, Liu Y, Xu ZK, Luo Q. Neighbor discovery algorithm in mobile low duty cycle WSNs. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2014, 25(6): 1352-1368 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4493.htm>

Neighbor Discovery Algorithm in Mobile Low Duty Cycle WSNs

CHEN Liang-Yin¹, YAN Bing-Shu¹, ZHANG Jing-Yu¹, HU Jian-Bo¹, LIU Zhen-Lei¹, LIU Yan²,
XU Zheng-Kun³, LUO Qian⁴

¹(School of Computer Science, Sichuan University, Chengdu 610064, China)

²(School of Software and Microelectronics, Peking University, Beijing 102600, China)

³(78020 People's Liberation Army, Kunming 650000, China)

⁴(Information Technology Branch, The Second Research Institute, General Administration of Civil Aviation of China, Chengdu 610042, China)

Corresponding author: CHEN Liang-Yin, E-mail: chenliangyin@scu.edu.cn

Abstract: Low duty cycle is proposed to reduce the energy consumption of WSNs (wireless sensor networks), thereby extending the lifecycle of WSNs. However, low duty cycle makes neighbor discovery extremely difficult. Especially considering the mobility of nodes, effective neighbor discovery is more challenging. In this work, a new neighbor discovery algorithm based on Continuous Torus Quorum is proposed to solve the neighbor discovery problem in asynchronous symmetric and asymmetric low duty cycle WSNs. A neighbor discovery probability is also provided to estimate efficiency of neighbor discovery algorithms in mobile scene. Furthermore, a simulation

* 基金项目: 国家自然科学基金(61373091, 60933011, 11102124); 国家重大基础研究发展计划(973)(2011CB302902); 教育部新世纪优秀人才计划项目(NCET-10-0604); 四川省科技支撑计划(2013SZ0002)

收稿时间: 2012-01-13; 修改时间: 2012-11-14; 定稿时间: 2013-09-02

platform is developed to measure performance of neighbor discovery algorithms. Both theoretical analysis and simulation results reveal that Continuous-Torus-Quorum-based algorithm can achieve significant performance improvement over several classical heterogeneous neighbor discovery algorithms, such as Disco and U-Connect, in terms of energy efficiency, discovery delay and discovery probability in the symmetric and asymmetric scenes.

Key words: low duty cycle WSNs; neighbor discovery algorithm; Continuous-Torus-Quorum-based; discovery delay; discovery probability

无线传感器网络(wireless sensor networks,简称 WSNs,即传感网)越来越广泛地应用于许多长期无人值守的挑战性应用中,像军事监控^[1]、动物跟踪^[2,3]、栖息地监测^[4]、灾难救援^[5]、科学探索^[6]和感知城市^[7]等。但是,能耗问题却一直困扰着无线传感器网络长期无人值守应用的发展^[8],因为 WSNs 节点一般由电池供能,能量十分有限,且节点数目庞大,分布环境复杂,人员不易接近,这导致为传感器节点更换电池或者充电异常困难。因此,WSNs 能耗问题一直是无线传感器网络学术界研究的热点问题^[8]。研究表明:传感器节点的绝大部分能量消耗在空闲侦听(idle listening,即节点等待接收信息)阶段^[8]。而减少空闲侦听的主要技术就是占空比技术(duty cycle),即让节点交替处于工作和休眠状态,从而节省节点能量。低占空比技术(low duty cycle,简称 LDC)^[8]则让节点绝大部分时间处于休眠状态,极少时间处于工作状态(比如:节点 1%的时间处于工作状态即苏醒状态,其余 99%的时间处于休眠状态)。由工作于低占空比方式的传感器节点构成的网络就是所谓的低占空比无线传感器网络(low duty cycle wireless sensor networks,简称 LDC WSNs)。如果网络中的节点还处于移动状态,则构成了所谓的移动低占空比无线传感器网络。低占空比技术作为解决无线传感器网络能耗问题的一项关键技术(也许是目前解决长期无人值守无线传感器网络能耗问题的唯一有效技术),越来越受到世界各地相关学术研究团体的重视^[8]。低占空比技术虽然极大地延长了无线传感器网络的生命周期,但却带来了一个新的挑战性问题——以如此低的占空比工作的物理邻居节点间如何实现相互逻辑发现的问题。

在低占空比无线传感器网络中,由于节点长时间处于休眠状态(比如 99%的时间休眠),且节点间有可能异步,因此,两个物理邻居节点很难同时处于苏醒状态并相互发现。如果再考虑到传感器节点移动性和没有任何辅助措施等其他因素的影响,解决低占空比无线传感器网络中的邻居发现问题将变得更加困难。但是长期以来,传感网路由问题作为一个关键技术问题和前沿热点课题一直备受关注^[9],相关研究论文很多;而作为传感网实现路由必不可少的邻居发现问题却未得到足够重视,尤其对结合了移动性和低占空比技术的传感网邻居发现问题的研究更显不足。但邻居节点发现是实现路由的前提和基础,是传感网组网的第一步,因此,本课题把邻居节点发现问题作为研究对象。现有邻居发现研究成果主要针对非占空比网络或者节点附带一定的辅助设施等场景,比如节点带定向天线、GPS、网络具有中心基站或者假定节点间同步等。针对低占空比无线传感器网络邻居发现问题的研究还不是很多,典型的低占空比邻居发现算法主要有 3 种:基于概率的邻居发现算法、确定性邻居发现算法和其他算法。Birthday 算法^[10]属于基于概率邻居发现算法;基于法定人数 Quorum^[11]的算法^[12-16]、基于中国剩余定理^[17]的 Disco 算法^[18]、结合中国剩余定理和法定人数的 U-Connect^[19]算法等属于确定性邻居发现算法;多通道邻居发现算法^[20]和利用冲突减少邻居发现延时的 Collision-aware 算法^[21]等被列入其他算法类。其中,基于 Quorum 的算法^[6]、Disco 算法^[18]和 U-Connect^[19]算法等都发表在国际会议或者期刊上,它们均比仅适用于对称网络环境的其他邻居发现算法的应用范围更宽,即适用于非对称网络环境,并且能够确保在给定时限内(bounded time)任意两个一直属于物理邻居的节点之间必然相互发现(注:忽略冲突的影响),而且都具有较高的能效、较小的邻居节点平均发现延迟和较高邻居发现概率。尽管上述这些邻居发现算法的效果不错,但是我们仍然相信:它们的能效具有继续提高的空间,即在相同能耗情况下,系统的邻居节点平均发现延时具有进一步减小的空间,发现概率具有进一步增大的空间;并且依然能够适用于非对称环境。而对于无线传感器网络的长期应用项目而言,能效的提升是非常重要的,因为它直接意味着网络生命周期的延长。

本项研究力图在没有任何辅助设施的情况下(比如没有定向天线、没有同步、没有基站、没有 GPS 等),设计新的移动低占空比无线传感器网络邻居节点发现算法,该算法不但适用于对称环境,还能适用于非对称环境,能够进一步提高系统能效、降低系统邻居节点平均发现延迟、提高发现概率等。本项工作的贡献主要包括

以下几个方面:

- 提出一种新的邻居节点发现算法——即,基于 Continuous Torus Quorum 的移动低占空比无线传感器网络非对称邻居节点发现算法(后文简称 C-Torus Quorum 邻居发现算法,通常,我们将仅适用于对称环境的算法归类到对称邻居发现算法,将既适用于对称环境又适用于非对称环境的算法归类到非对称邻居发现算法).据我们所知,在对称节点(即各节点的工作周期和占空比均相同)和非对称节点同时存在的场景下,C-Torus Quorum 算法是在给定时限内确保任意两个邻居节点能够相互发现的能效最高的低占空比网络邻居发现算法;并从理论上证明了 C-Torus Quorum 邻居节点发现算法可以确保任意两个对称、非对称邻居节点能够在一定时限内相互发现;
- 提出了适用于移动场景的邻居发现概率作为衡量邻居发现算法效率的指标.在移动场景下,邻居发现概率能够更好地衡量各种邻居节点发现算法的优劣.项目开发了适用于比较移动场景下低占空比邻居节点发现算法优劣的仿真平台,并在对称和在非对称场景下分别仿真比较了上述几种典型的低占空比无线传感器网络确定性非对称邻居节点发现算法和 C-Torus Quorum 算法的优劣.

本文第 1 节主要介绍低占空比无线传感器网络邻居节点发现算法的相关研究工作.第 2 节对邻居节点发现问题和相关概念等进行定义.第 3 节详细介绍 C-Torus Quorum 邻居发现算法的设计,并证明 C-Torus Quorum 邻居节点发现算法适用于对称和非对称网络环境.第 4 节对现有几种典型的低占空比无线传感器网络非对称邻居节点发现算法和 C-Torus Quorum 非对称邻居节点发现算法进行仿真比较,仿真结果表明:在对称和非对称场景下,无论在能效、平均发现延迟或发现概率上,C-Torus Quorum 算法均比现有典型算法具有较大优势.最后,对本项工作进行总结与展望.

1 相关工作

邻居节点发现问题并不是无线传感器网络(WSNs)中的新问题,已有的相关文献很多.但早期的邻居节点发现算法主要针对不节能(always wakeup)的无线传感器网络(即非占空比无线传感器网络),且大多数节点都带有一定的辅助设施,例如带有定向天线的邻居节点发现算法^[22-24].而低占空比无线传感器网络邻居节点发现问题是低占空比技术出现以后才提出来的.文献[25-27]研究的重心并未集中在低占空比传感器网络的能效、发现延时和发现概率方面.Michael 等人提出的 Birthday^[10]邻居节点发现算法为传感器节点设置了侦听(listen)、传输(transmit)和睡眠(sleep)这 3 种工作状态,并利用生日悖论的概率性原理对节点在当前时隙所处的状态进行概率选择,从而在一段连续时隙内以很高的概率实现了邻居节点发现工作.Birthday 算法实现了邻居发现的能量消耗和发现延时之间的良好平衡,但是由于该算法的概率特性,它不能确保最坏情况下的发现延时. Tseng 等人在文献[12]中首先在连续 T 个时隙内构建了 $m \times m$ 的网格矩阵($T = m \times m$),传感器节点可任选矩阵中一行和一系列作为苏醒时隙用于发送和接收.在 Tseng 的算法中, m 被设定为一个全局参数,因此,所有节点均工作在对称情况下(即所有节点消耗同样多的能量用于邻居发现).Zheng 等人在文献[14]中则利用最优块设计方法实现了在一定时限内的非对称邻居发现算法(即节点具有不同的占空比),该算法不需要时隙对准,且节点可以根据其在网络中的不同角色灵活设置其占空比.根据 Zheng 的设计,非对称邻居发现问题被简化为一个最小顶点覆盖 NP 完全问题,它必须要一个集中的解决办法,这对节点分散的传感网而言实用性不足.Shouwen 等人则在 Luk 和 Huang 提出的 Cyclic Quorum 和 Grid Quorum(用于解决分布式环境下的互斥问题)^[11]以及 Tseng 和 Zheng 的 Quorum 方法基础上提出了 Cqs-pair(cyclic Quorum system pair)^[15]和 Gqs-pair(grid Quorum system pair)^[16]邻居节点发现算法,并在理论分析基础上证明了 Cqs-pair 和 Gqs-pair 算法都能够适用于无线传感器网络异步对称和非对称场景(即异步同构和异步异构节点之间的邻居发现问题).Jiang 等人提出了 Torus Quorum System^[13]邻居发现算法,采用矩阵的方式将节点的周期编排成一个 $t \times w$ 的矩阵, $n = t \times w$ 作为节点的连续工作周期长度.Torus Quorum System 邻居发现算法任选其中一系列 $c(0 \leq c \leq w-1)$ 的所有元素,再从所选 $c+i(i=1, \dots, \lfloor w/2 \rfloor)$ 列任意位置选择 $\lfloor w/2 \rfloor$ 个元素作为一个 Quorum(节点的苏醒时隙).该算法只研究了在对称场景下的能效分析.该算法还证明了在对称场景下,其能耗-延迟指标是最优理论系统的 1.414 倍左右.但该算法不能确保在一定时限内两个非对称节点之间必然

能够相互发现,因此,该算法不适用于非对称场景.Dutta 和 Culler 提出了 Disco 算法^[18],该算法最早将中国剩余定理^[17]应用到无线传感器网络邻居节点发现算法中.该算法为每个节点选择两个素数作为其工作周期,节点一般都处于睡眠状态,每个节点拥有一个独立的计数器,一旦某节点计数器能够整除其任何一个素数工作周期时,则让该节点处于苏醒状态.Disco 算法能够确保任意两个一直处于物理连接状态的节点能够在一定的时限内(bounded time)相互发现.根据中国剩余定理,两个节点的苏醒时隙必然能够周期性地重叠或者部分重叠,因此,该算法确保了两个异步、异构物理邻居节点之间必定能够在一定时限内相互发现(两个节点之间的共同苏醒时隙有部分重叠即可,见文献[18]).Kandhalu 和 Lakshmanan 等人提出了将对称场景和非对称场景(即同构和异构)邻居发现统一起来的 U-Connect^[19]邻居发现算法,该算法提出了能耗-延迟(power-latency)指标(即能耗和延迟的乘积),并利用该指标衡量系统性能,该算法在能耗-延迟指标上优于 Disco 算法和基于 Quorum 的其他邻居节点发现算法.U-Connect 算法选择素数 q 作为其基本工作周期,然后,在连续 T 个时隙内构建 $q \times q$ 的网格矩阵($T=q \times q$),并在矩阵内任选某列和某行的一半时隙作为节点的苏醒时隙(注:行苏醒时隙的起点应该为所选中列的后一列,当该行后面的时隙数不足一半时,返回到该行的首列继续选择).U-Connect 算法融合了中国剩余定理和 Quorum 思想.Kandhalu 的理论分析和仿真均表明:在对称情况下,U-Connect 算法的能耗-延迟指标是最优理论系统的 1.5 倍左右,大大优于基于 Quorum 的系统和 Disco 系统,而基于 Quorum 的系统和 Disco 系统的能耗-延迟指标大约是最优系统的 2 倍.

上述都是一些典型的低占空比邻居发现算法,它们的性能虽优,但都有进一步提升和研究的空间.本项研究工作主要针对确定性非对称邻居发现算法,所提出的 C-Torus Quorum 算法无论在能耗-延迟指标、能效、发现延时还是发现概率方面,都比现存的几种典型的确定性非对称邻居节点发现方法更好,包括基于 Quorum 的算法^[16]、Disco 算法^[18]和 U-Connect 算法^[19]等(注:后面的仿真实验分别对能耗和延时进行了比较,但未对能耗和延迟之积进行比较).

2 相关基础问题及概念定义

2.1 对称网络环境下的概念定义

首先,对基于 Quorum 的系统做一个明确的定义.假定正整数 $n(n \geq 2)$ 为系统的周期长度,集合 $U = \{0, \dots, n-1\}$ 是 $0 \sim n-1$ 的通用集,用 Z_n 表示 n 阶的有限域, $(Z_n, +)$ 表示一个阿贝尔群.

定义 1. 系统 Q 是一个通用集 U 下的非空子集集合,如果从 Q 中任取两个子集都满足以下交集属性: $\forall G, H \in Q: G \cap H \neq \emptyset$,那么就称系统 Q 是一个 Quorum 系统,系统 Q 中的每一个子集都是一个 Quorum.例如, $Q = \{\{0,1\}, \{0,2\}, \{1,2\}\}$ 就是通用集 $U = \{0,1,2\}$ 下的一个 Quorum 系统.

定义 2. 给定正整数 $i(i \geq 0)$,系统 Q 是通用集 U 下的 Quorum 系统,非空集合 G 是 Q 中的子集,定义 G 的 i 旋转为: $rotate(G, i) = \{(x+i) \bmod n | x \in G\}$.

定义 3. 对于通用集 $U(0, \dots, n-1)$ 下的 Quorum 系统 Q ,如果满足以下条件: $\forall G, H \in Q, i \in (0, \dots, n-1): G \cap rotate(H, i) \neq \emptyset$,那么就说 Quorum 系统 Q 满足旋转闭包属性.比如:通用集 $U = \{0,1,2\}$ 的一个 Quorum 系统 $Q = \{\{0,1\}, \{0,2\}, \{1,2\}\}$,满足旋转闭包属性.

定义 4. QNDI(Quorum-based neighbor discovery issues)对称场景下,基于法定人数的邻居发现问题:对于一个给定的通用集 $U = \{0,1, \dots, n-1\}(n > 2)$, Q 是通用集 U 下的一个 Quorum 系统,网络中的任意两个节点都分别选择 Q 中的任意一个 Quorum 作为各自的苏醒时间表,那么必须保证所选的任意两个 Quorum 在任意连续 n 个时隙里至少有一个共同元素.

定理 1. 如果一个 Quorum 系统 Q 满足旋转闭包属性,那么 Q 是解决 QNDI 问题的一个方案.

证明:略.具体证明见文献[13].

基于 Quorum 的方法可以解决无线传感器网络中异步对称环境下的邻居发现问题,因为这些方法可以解决 QNDI 问题.

2.2 非对称网络环境下的概念定义

首先定义非对称环境下的基于法定人数的邻居发现问题(asymmetric Quorum-based neighbor discovery issues,简称 A-QNDI).

定义 5(A-QNDI 问题). 对于给定的两个非对称 Quorum 系统, x 是通用集 $\{0,1,\dots,n-1\}$ 的一个 Quorum 系统, y 是通用集 $\{0,1,\dots,m-1\}$ 的一个 Quorum 系统,设计一对 Quorum 系统,以满足以下条件:

- 两个节点分别选择两个 Quorum: $G \in x, H \in y$ 作为各自的苏醒时隙,它们在有限个 $LCM(n,m)$ (n,m 的最小公倍数)个连续时隙内,至少具有一个共同苏醒时隙;
- Quorum 系统 x 和 y 各自都是 QNDI 问题的解决方案.

定义 6(扩展). 给定两个正整数 n,p ,集合 $A=\{a_i|1 \leq i \leq k, a_i \in Z_n\}$, A 的 p 次扩展定义为

$$A^p = \{a_i + j \times n | 1 \leq i \leq k, 0 \leq j \leq p-1, a_i \in Z_n\}.$$

因此,对于 Quorum 系统 $Q=\{A_1,\dots,A_m\}$, Q 的 p 次扩展就为 $Q^p = \{A_1^p,\dots,A_m^p\}$.举个例子,集合 $A=\{1,2,4\}$ 是通用集 $(Z_7,+)$ 下的一个集合, A 进行 3 次扩展为 $A^3=\{1,2,4,8,9,11,15,16,18\} \subset (Z_{21},+)$.

定义 7(非对称旋转闭包属性(asymmetric rotation closure property)). 给定 4 个有限正整数 N,M,p_1,p_2 ,两个 Quorum 系统 x,y . x 是通用集 $\{0,\dots,N-1\}$ 的一个 Quorum 系统, y 是通用集 $\{0,\dots,M-1\}$ 的一个 Quorum 系统,只要 (x,y) 满足两个条件:

- (1) $\forall G \in x^{p_1}, H \in y^{p_2}, i \in N^+ : G \cap (H+i) \neq \emptyset$;
- (2) x,y 都分别满足旋转闭包属性,

则说 (x,y) 满足非对称旋转闭包属性.

定理 2. 如果两个 Quorum 系统 x,y 满足非对称旋转闭包属性,那么 (x,y) 就是 A-QNDI 问题的一个解决方案.

证明:根据定义 7,如果两个 Quorum 系统 x,y 都满足非对称旋转闭包属性, G 是 x 中的一个 Quorum, H 是 y 中一个 Quorum,那么 H 和 G 经过有限次扩展后至少会有一个非空交集;再根据定义 4,无线传感器网络中的两个节点分别选择 H 和 G 作为各自的苏醒时间表,那么两个节点肯定能够相互侦听到对方(即具有共同苏醒时隙),这就证明了 (x,y) 是 A-QNDI 问题的一个解决方案. \square

3 相关基础问题及概念定义

3.1 网络模型与假设前提

假设某移动低占空比无线传感器网络具有 N 个节点,用有向图 $G(V,E)$ 代表该网络,其中: V 是传感器节点集合, $|V|=N$ 代表网络中的节点个数; E 表示有向连接集合.如果节点 v_j 处于苏醒状态,在节点 v_i 的通信范围内,并且被 v_i 发现,则 (v_i,v_j) 就是集合 E 中的一个元素.由于传感器节点可以自由移动,因此集合 E 随节点移动而动态变化,并且 (v_i,v_j) 只在接收节点处于苏醒状态时才有效.

为了方便对节点的苏醒周期进行理论描述,本项研究使用二元函数 $\Psi(i,t)$ 表示移动节点 i 在时间 t (即 t 时隙)所处的状态: $\Psi(i,t)=1$ 表示移动节点 i 在时间 t 处于苏醒状态, $\Psi(i,t)=0$ 表示移动节点 i 在时间 t 处于睡眠状态.

在一个节点总数为 N 的移动低占空比无线传感器网络中,对于任意两个节点 i 和 j ,假定在给定延迟时间 L 内,若均处于对方的通信覆盖范围内,并且满足以下条件: $\exists 0 \leq t \leq L$ 且 $\Psi(i,t)=\Psi(j,t)=1, i,j \in [0,N-1]$,那么在不考虑通信冲突的情况下,就称这两个邻居节点可以相互发现.邻居发现只是针对能够直接通信(在节点单跳范围内)的节点之间的相互发现,它是无线传感器网络组网的先决条件.

C-Torus Quorum(Torus 的提出,主要用于解决分布式系统的互斥问题.在文献[28]中,假设将系统中的进程看作一个节点,每个节点进入临界区时,必须向其他所有或部分节点发送使用临界区的请求,当其他节点发送可以使用临界区的许可时,该请求节点才可以进入临界区.为了减少发送请求消息的范围,将分布式系统中的所有节点放置在一个矩形中,即一个 Torus,然后在 Torus 中选取一些 Quorums 集合.节点利用任意一对 Quorum 必然存在一个交集的原理获取请求许可,从而得到临界区的使用权).邻居发现算法的假设前提如下:

- 网络内的所有传感器节点都分布在连续的平坦区域内,每个节点都有唯一的 id 号,并拥有一个以基本时隙 τ 为单位的本地计数器;
- 假定节点都采用相同的发送能量和相同的信道频率,节点的通信覆盖半径一致(注:在实际仿真中,打破了节点通信半径一致的假定);
- 假定不同状态之间的切换能耗极小,因此忽略节点状态切换所消耗的能量;
- 对于相互处于对方通信范围内的节点,假定一旦它们具有共同的苏醒时隙,它们就能相互发现(注:实际仿真中打破了该假定,考虑了冲突和回退,并在设置了一定丢包率情况下进行仿真).

3.2 对称网络环境下的C-Torus Quorum系统

定义 8(C-Torus-Quorum 系统). 采用矩阵的方式将节点的周期编排成一个 $h \times w$ 的矩阵, $n=h \times w$ 作为节点的连续工作周期长度.C-Torus-Quorum 邻居发现算法任选其中一列 $c(0 \leq c \leq w-1)$ 的所有元素,再从所选列中任选第 $r(0 \leq r \leq h-1)$ 行的元素作为起点,在其后连续选择 $\lfloor w/2 \rfloor$ 个元素作为一个 Quorum(节点的苏醒时隙);同时,所选的 $\lfloor w/2 \rfloor$ 个元素按照列的循环包裹原理进行排列,即当所选元素的列超过最右边的列时,就又回到同行最左边的列再依次向后选择.如图 1 所示是在通用集 $U=(0,1,\dots,17)$ 下(即 $h=3,w=6$) 的两个 C-Torus Quorum 的例子.

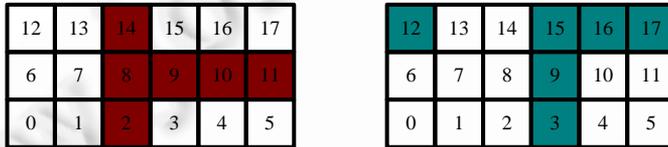


Fig.1 Example for C-Torus Quorum
图 1 C-Torus Quorum 例子

定理 3. 在周期为 $n=h \times w$ 的 C-Torus Quorum 中,当取 $h=w/2$ 时,Quorum 的元素个数 $=2h=\sqrt{2n}$,Quorum 的比例为最优,即,其占空比(low duty cycle,简称 LDC)最优.

证明:对于一个 $h \times w$ 的矩形,令 $n=h \times w$ 作为节点的工作周期,按照 C-Torus Quorum 的选取方法,所选的 Quorum 为 $h+\lfloor w/2 \rfloor$,则 C-Torus Quorum 的占空比可表示为 $LDC=(h+w/2)/n$.将 $w=n/h$ 代入可得 $LDC=h/n+1/(2h)$, LDC 对 h 求导,可得 $LDC'=1/n-1/(2h^2)$.显然,当 $1/n-1/(2h^2)=0$ 时得到极值,此时, $h=\sqrt{2n}/2, w=\sqrt{2n}$,即, $w=2h$ 为 C-Torus Quorum 的最优取法. □

定理 4. C-Torus Quorum 系统满足旋转闭包属性,因此可以应用于解决无线传感器网络中的 QNDI 问题.

证明:令矩阵 $h \times w=n$,通用集 $N=\{0,1,\dots,n-1\}$, Q 是通用集 N 下的一个 C-Torus Quorum 系统, $H \in Q$ 是一个 C-Torus Quorum, H 包含 $h \times w$ 数组中的第 c 列元素及第 r 行第 c 列元素后的连续 $\lfloor w/2 \rfloor$ 个元素.很明显, H 经过 i 旋转之后得到的集合 $rotate(H,i)$ 仍然是 C-Torus Quorum 结构.显然,由于每一个 C-Torus Quorum 在第 r 行上选择了连续的 $\lfloor w/2 \rfloor + 1$ 个元素,因此,任意两个 C-Torus Quorum 在通用集 N 下必定存在至少一个共同元素,即 $\forall G, H \in Q, G \cap rotate(H,i) \neq \emptyset$.因此, C-Torus Quorum 系统满足旋转闭包属性,可以解决无线传感器网络中的 QNDI 问题.图 2 是图 1 中的两个 C-Torus Quorum 系统相交的例子,这两个 C-Torus Quorum 在时隙周期的第 9 时隙同时苏醒. □

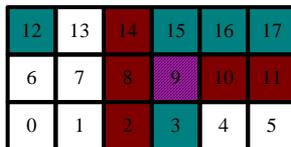


Fig.2 C-Two Torus Quorum system intersecting
图 2 两个 C-Torus Quorum 系统相交的例子

3.3 对称网络环境下的C-Torus Quorum系统

恰当地选取 C-Torus Quorum 系统的 h 和 w 的取值可以解决 A-QNDI 问题,即解决无线传感器网络非对称环境下的邻居发现问题。

定义 9(EC-Torus Quorum 系统). 对于在通用集 $N=\{0,1,\dots,2h \times h-1\}$ 下的 C-Torus Quorum 系统,为了实现在给定时限 L 内非对称环境下的邻居节点发现工作,在 EC-Torus Quorum 矩阵中设置 h 或 w 为素数.本项研究将这种 h 或 w 为素数的 C-Torus Quorum 系统称为 EC-Torus Quorum 系统(注:在这里,特别取名 EC-Torus Quorum 是为了强调 C-Torus Quorum 属于非对称邻居发现算法.事实上,C-Torus Quorum 就代表了 EC-Torus Quorum. C-Torus Quorum 要么取 w 为素数,要么取 h 为素数,它适用于非对称环境.论文其余地方用 C-Torus Quorum 代表确定性非对称邻居发现算法,尤其代表 w 为素数的确定性非对称邻居发现算法).

定理 5. 任意一对 EC-Torus Quorum 系统 (x,y) 都满足非对称旋转闭包属性,并且是 A-QNDI 问题的一个解决方案。

证明:当 w 为素数时(此时 h 可取 $\lfloor w/2 \rfloor$),根据中国剩余定义两个异构 EC-Torus Quorum 系统显然能够在 $w_1 w_2$ (其中, w_1, w_2 分别为两个 EC-Torus Quorum 的长)时段周期内具有公有苏醒时段;又因为每个 EC-Torus Quorum 系统都满足旋转闭包属性,所以任意两个 w 为素数的 EC-Torus Quorum 系统 (x,y) 满足非对称旋转闭包属性,能够解决 A-QNDI 问题。

当 h 为素数时,对于任意两个 EC-Torus Quorum 系统 (x,y) ,分别对应矩阵 A, B 有:

- 矩阵 A : 宽为 h , 长为 $2h$, h 是素数,其所选元素可表示为 $A=C_a \cup R_a$, C_a 表示 A 矩阵所选的任意一列的元素集合, R_a 表示 A 矩阵中紧跟所选列之后的半行元素的集合;
- 矩阵 B : 宽为 k , 长为 $2k$, k 是素数,其所选元素可表示为 $B=C_b \cup R_b$, C_b 表示 B 矩阵所选的任意一列的元素集合, R_b 表示 B 矩阵中紧跟所选列之后的半行元素的集合。

取 A 中任意元素: $a=2h \times (\beta_a-1) + j_a$ (a 表示从矩阵 A 中选取的时段), β_a 表示所选的行数(其中, 行数从 1 开始), j_a 表示所选半行元素的列标(α_a 为所选半行的第 1 个元素的列标. 当 $\alpha_a+h \leq 2h$ 时, $\alpha_a \leq j_a \leq \alpha_a+h-1$; 当 $\alpha_a+h > 2h$ 时 j_a 的取值为 $\alpha_a \leq j_a \leq \alpha_a+h-1$ 和 $0 \leq j_a \leq \alpha_a-h-1$); 再从 B 中任取元素: $b=2k \times (\beta_b-1) + j_b$, β_b 表示所选的行数, j_b 表示所选半行元素的列标(α_b 为所选半行的第 1 个元素的列标, 当 $\alpha_b+h \leq 2h$ 时, $\alpha_b \leq j_b \leq \alpha_b+h-1$; 当 $\alpha_b+h > 2h$ 时 j_b 的取值为 $\alpha_b \leq j_b \leq \alpha_b+h-1$ 和 $0 \leq j_b \leq \alpha_b-h-1$).

现 A 中元素 a 经过 m 次扩展之后得到 a' , $a'=2h \times (\beta_a-1) + j_a + 2h^2 \times m$, m 为正整数, 表示所选的行数, j_a 表示所选半行元素的列标(α_a 为所选半行的第 1 个元素的列标, 当 $\alpha_a+h \leq 2h$ 时, $\alpha_a \leq j_a \leq \alpha_a+h-1$; 当 $\alpha_a+h > 2h$ 时 j_a 的取值为 $\alpha_a \leq j_a \leq \alpha_a+h-1$ 和 $0 \leq j_a \leq \alpha_a-h-1$). B 中元素 b 经过 n 次扩展后得到 b' , $b'=2k \times (\beta_b-1) + j_b + 2k^2 \times n$, n 为正整数, β_b 表示所选的行数, j_b 表示所选半行元素的列标(α_b 为 β_b 所选半行的第 1 个元素的列标, 当 $\alpha_b+h \leq 2h$ 时, $\alpha_b \leq j_b \leq \alpha_b+h-1$; 当 $\alpha_b+h > 2h$ 时 j_b 的取值为 $\alpha_b \leq j_b \leq \alpha_b+h-1$ 和 $0 \leq j_b \leq \alpha_b-h-1$).

要使 A 经过 m 次扩展后与 B 经过 n 次扩展后有交集, 则有:

$$2h \times (\beta_a-1) + j_a + 2h^2 \times m = 2k \times (\beta_b-1) + j_b + 2k^2 \times n.$$

移动等式两边, 得:

$$2h^2 \times m - 2k^2 \times n = 2k \times (\beta_b-1) - 2h \times (\beta_a-1) + j_b - j_a \quad (1)$$

由于 j_a 可以取连续(循环包裹) h 个正整数, j_b 可以取连续(循环包裹) k 个正整数, 而 $h, k \geq 2$, 因此, j_a, j_b 既可取到奇数也可取到偶数, 必然存在 j_a, j_b 使得 $2|(j_b-j_a)$, 即 j_b-j_a 可以被 2 整除. 对于等式(1), 右边一定可以取到适当的 j_a, j_b 使得 $2|(j_b-j_a)$, 将公式(1)两边同时除以 2 得:

$$h^2 \times m - k^2 \times n = k \times (\beta_b-1) - h \times (\beta_a-1) + (j_b-j_a)/2.$$

令等式右边部分 $k \times (\beta_b-1) - h \times (\beta_a-1) + (j_b-j_a)/2 = X$, 则等式变为: $h^2 \times m - k^2 \times n = X$, 因此, 我们的问题也变成了是否存在正整数 m, n 使得该等式成立。

由于 h, k 互质, h^2, k^2 也一定互质. 根据欧几里得扩展定理, 肯定存在 x, y 使得方程 $h^2 \times x + k^2 \times y = 1$ 有解。

对于 X , 一共就只需要考虑 3 种情况: $X=0, X>0$ 和 $X<0$. 下面分别对 3 种情况进行分析:

- (1) 若 $X=0$,只需取 $n=h^2, m=k^2$,等式成立;
- (2) 若 $X>0$,由于存在 x, y 使 $h^2*x+k^2*y=1$,那么 x, y 必然异号.以下分两种情况讨论:
 - (a) $x>0, y<0$,取 $m=x*X>0, n=-y*X>0$,有 $mh^2-nk^2=xX*h^2-(-yX)*k^2=(h^2*x+k^2*y)*X=1*X=X$ 成立;
 - (b) $x<0, y>0$,则假定存在足够大的正整数 N ,使得 $x+N*k^2=x'>0$ 以及 $y-N*h^2=y'<0$,而

$$h^2*x'+k^2*y'=h^2*(x+N*k^2)+k^2*(y-N*h^2)=h^2*x+k^2*y+Nh^2k^2-Nh^2k^2=h^2*x+k^2*y=1,$$
 即,存在 $x'>0, y'<0$,使得 $h^2*x'+k^2*y'=1$.
- (3) 若 $X<0$,情况与 $X>0$ 相同,略. □

通过以上证明可以确定:经过有限次扩展,任意两个 EC-Torus Quorum 系统一定存在交集.又因为每个 EC-Torus Quorum 系统都满足旋转闭包属性,所以任意两个 EC-Torus Quorum 系统 (x, y) 也满足非对称旋转闭包属性,能够解决 A-QNDI 问题,即,能够解决非对称环境下的邻居发现问题.

3.4 不同邻居发现算法的实际占空比差异

邻居节点发现算法的一个重要研究目标就是:确保在给定时限 L (即最差发现延迟)内,一直处于一跳通信范围内的任意两个物理邻居节点能够相互发现.不同的邻居发现算法达到上述目标所付出的代价有所不同,其中,最重要的代价就是能耗.显然,达到同样的目的能耗越小,其能效就越高.本节将通过比较在给定时限 L 内确保一直处于通信范围内的任意两个节点能够相互发现所必须的系统最小占空比差异,来衡量不同邻居发现算法的优劣(显然,在达到相同的最差发现延时情况下,系统占空比越小,说明系统的能效越高).分析表明:在设定了最差发现延迟 L 时,在对称情况下,几种邻居节点发现算法的占空比与最优情况的占空比比值如下:

$$C\text{-Torus Quorum}(1.414) < U\text{-Connect}(1.5) < \text{Grid Quorum}(2) \approx \text{Disco}(2).$$

由此可见,本项研究提出的 C-Torus Quorum 邻居节点发现算法的能效最接近最优情况,比其他几种邻居发现算法更具优势.以下是具体比较分析.

3.4.1 最优情况

文献[14]对邻居发现算法的最优情况进行了详细的理论探讨.当给定时限 $L=k^2+k+1$ 时,邻居发现算法能效最优的情况是在 L 个时隙周期内只选取 $k+1$ 个苏醒时隙,但 k 必须是素数或素数的幂.故给定最差发现延迟 L 时,系统的占空比为 $LDC_0 = (k+1)/(k^2+k+1) = (\sqrt{L-3/4}+1/2)/L$.

3.4.2 Grid Quorum 邻居发现算法

Grid Quorum 邻居发现算法用 T 个连续时隙构成 $T=m \times m$ 的矩阵,并任选矩阵中的一行 r 和 一列 c 作为一个 Quorum(即,某节点的苏醒时隙,如图 3 所示深色部分).则在对称无线传感器网络环境下(所有节点的 T 和 m 均相同),任意两个在连续 T 个时隙内处于对方物理辐射范围内的节点一定能够相互发现.此时,最差发现延迟 $L=T, m = \sqrt{L}$.

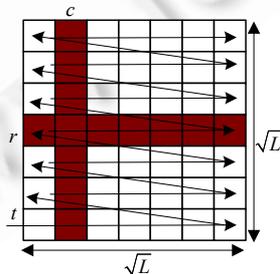


Fig.3 Grid Quorum neighbor discovery algorithm
图 3 Grid Quorum 邻居发现算法

Grid Quorum 邻居发现算法的节点状态可用公式(2)表示如下:

$$\psi_g(i,t) = \begin{cases} 1, & \text{if } [t]_{\sqrt{L}} = c \text{ or } r \leq [t]_{\sqrt{L}} / \sqrt{L} < r+1 \\ 0, & \text{else} \end{cases} \quad (2)$$

公式(2)中, $0 \leq c < \sqrt{L}, 0 \leq r < \sqrt{L}, [t]_{\sqrt{L}}$ 表示当前时隙 t 对 \sqrt{L} 做 mod 运算.

故,给定最差发现延迟 L 时,Grid Quorum 邻居发现算法的占空比为: $LDC_g = (2\sqrt{L} - 1) / L$.

当 L 足够大时,与最优情况的占空比比值为

$$LDC_g / LDC_o = (2\sqrt{L} - 1) / (\sqrt{L} - 3/4 + 1/2) \approx 2.$$

3.4.3 Disco 邻居发现算法

Disco 邻居发现算法让每个节点分别选取两个不同的素数 p_1 和 p_2 作为其苏醒周期,即节点每隔 p_1 和 p_2 个时隙都会自动苏醒 1 个时隙(如图 4 所示,深色部分表示苏醒时隙).根据中国剩余定理,在对称环境下(即所有节点均选用相同的 p_1 和 p_2),任意两个一直处于物理连接状态(即两个节点相互处于对方的通信范围内)的邻居节点之间的最差发现延迟 $L = T = p_1 \times p_2$.Disco 邻居发现算法的节点状态可以表示为

$$\psi_u(i,t) = \begin{cases} 1, & \text{if } [t]_{p_1} = 0 \text{ or } [t]_{p_2} = 0 \\ 0, & \text{else} \end{cases} \quad (3)$$

在给定最差发现延迟 L 的情况下,Disco 邻居发现算法的占空比为

$$LDC_{disco} = \frac{1}{p_1 p_2} \sum_{t=0}^{p_1 p_2} \psi_{disco}(i,t) = \frac{p_1 + p_2 - 1}{p_1 p_2} \geq \frac{2\sqrt{p_1 p_2} - 1}{p_1 p_2} = \frac{2\sqrt{L} - 1}{L}.$$

当 L 足够大时,与最优情况的占空比比值为

$$\frac{LDC_{disco}}{LDC_o} \geq \frac{2\sqrt{L} - 1}{\sqrt{L} - 3/4 + 1/2} \approx 2.$$

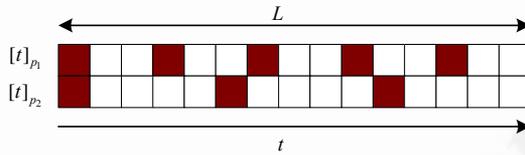


Fig.4 Disco neighbor discovery algorithm

图 4 Disco 邻居发现算法

3.4.4 U-Connect 邻居发现算法

在给定时限 $T = p^2$ (p 必须为素数)内,U-Connect 邻居发现算法按照两种周期来选取节点的苏醒时隙:第 1 种周期是每隔 p 个时隙苏醒一个时隙;第 2 种是在 T 个连续时隙周期内,在节点按第 1 种周期苏醒的第 1 个时隙后,再连续苏醒 $p/2$ 个时隙(如图 5 所示,深色部分为苏醒时隙).在对称的无线传感器网络中,任意两个邻居节点在 $T = p \times p$ 个时隙内一定可以相互发现.令最差情况下的发现延迟 $L = T$,此时 $p = \sqrt{L}$,U-Connect 邻居发现算法的节点状态可以表示成

$$\psi_u(i,t) = \begin{cases} 1, & \text{if } [t]_p = 0 \text{ or } 0 \leq [t]_{p^2} < (p+1)/2 \\ 0, & \text{else} \end{cases} \quad (4)$$

则在给定最差发现延迟 L 时,U-Connect 邻居发现算法的占空比为

$$LDC_u = \frac{1}{p^2} \sum_{t=0}^{p^2-1} \psi_u(i,t) = \frac{p/2 + p}{p^2} = \frac{3p}{2p^2} = \frac{3\sqrt{L}}{2L}.$$

当 L 足够大时,与最优情况的占空比比值为

$$\frac{LDC_u}{LDC_o} = \frac{3\sqrt{L}/2}{\sqrt{L} - 3/4 + 1/2} = \frac{3}{2}.$$

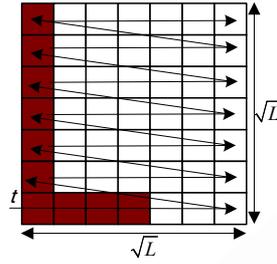


Fig.5 U-Connect neighbor discovery algorithm

图 5 U-Connect 邻居发现算法

3.4.5 C-Torus Quorum 邻居发现算法

在连续 T 个时隙内,C-Torus Quorum 邻居发现算法构建 $T=2h \times h$ 的矩阵,并任选矩阵一列 c 的所有元素(即时隙),再任选第 $r(0 \leq r \leq h-1)$ 行,从该行第 c 列元素后再连续选择 h 个元素作为节点的苏醒时隙(图 6 中深色部分为所选苏醒时隙,如果第 c 列后的元素个数不足 h ,则采用循环包裹原理从第 r 行的第 0 列继续选取).则在对称情况下(即所有节点的 T 相同),任意两个一直处于物理连接状态的邻居节点在给定时限 $T=2h \times h$ 个连续时隙内,一定可以相互发现.即,C-Torus Quorum 的最差发现延迟 $L=T$,此时, $h = \sqrt{L}/2, w = \sqrt{2L}$.C-Torus Quorum 邻居发现算法的节点苏醒状态可以表示为

$$\psi_{torus}(i, t) = \begin{cases} 1, & \text{if } [t]_{\sqrt{2L}} = c \text{ or } 0 < [t]_L \leq \sqrt{2L}/2 \\ 0, & \text{else} \end{cases} \quad (5)$$

在给定最差发现延迟 L 时,C-Torus Quorum 邻居发现算法的占空比为: $LDC_{torus} = \frac{1}{T} \sum_{t=0}^T \psi_{torus}(i, t) = \frac{\sqrt{2L}}{L}$.

当 L 足够大时,与最优情况的占空比比值为 $\frac{LDC_{torus}}{LDC_o} = \frac{\sqrt{2L}}{\sqrt{L-3/4+1/2}} \approx \sqrt{2} = 1.414$.

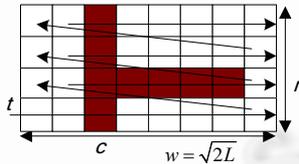


Fig.6 C-Torus Quorum neighbor discovery algorithm

图 6 C-Torus Quorum 邻居发现算法

4 仿真实验与分析

基于邻居发现机制的多样性、系统性能参数统计和占空比设置的灵活性等多方面的考虑,项目组基于 VC++ 研制了专用的低占空比网络仿真平台.仿真环境设置如下:在一个 $500\text{m} \times 500\text{m}$ 的正方形平面区域内,设计了 100×100 个大小相等的网格(即每个网格边的长度为 5m).所有传感器节点对等,并只能在网格上以各自的速度沿网格边移动.网络的节点总数最大可达 150(一般设置为 78 个节点).当节点在某网格边上移动时,节点将保持恒速、恒向.当节点移动到网格格点时,允许节点随机选择新的移动方向和移动速度(类似 Waypoint 移动模型).除非特别声明,一般情况下,传感器节点的通信半径设置为 100m ,并在不同辐射方向上具有 20% 的节点辐射范围不规则度,节点的平均移动速度设置为 1m/s ,通信时的丢包率设置为 10%,节点的平均占空比设置为 1%.初始时,所有传感器节点随机分布在网格格点上,并 10m/s 速度范围内随机选择移动速度和移动方向.系统以基本时隙作为标准计时单位,基本时隙的大小设定为 10ms ,系统启动后(计时开始),任意一个节点的启动时间均在其一个工作周期内随机选择.

为了更全面地衡量不同邻居发现算法在移动低占空比场景下的性能,仿真中主要采用发现概率和平均发现延迟两项性能指标:

- 发现概率

发现概率定义为系统运行过程中任意两个节点之间首次逻辑发现总次数与物理发现总次数之比.在移动场景下,两个节点之间可能有很多次物理相遇和相离.发现概率能够正确反映两个节点在一次物理发现过程中实现逻辑发现的难易程度.一次物理发现:所谓两个节点之间的一次物理发现,指的是两个节点从相互处于对方的通信覆盖范围开始到两个节点相互离开对方的通信覆盖范围为止的整个过程;当两个节点相互离开对方的通信覆盖范围后又再次重新处于对方的通信覆盖范围,即开启了一次新的物理发现过程.如果两个节点从未离开过对方的通信覆盖范围,则它们之间只有一次物理发现.首次逻辑发现:本研究定义首次逻辑发现为任意两个节点间的一次物理发现过程中的第1次逻辑发现(注:并非两个节点之间的第1次逻辑发现).任意两个处于物理连接状态的节点如果具有相同的苏醒时隙,并相互收到了对方的 Beacon 消息,那么这两个节点之间就实现了一次逻辑发现.在一次物理发现过程中,可能有0次或者多次逻辑发现,而一次物理发现过程中的首次逻辑发现则只可能有0次或者1次.

- 平均发现延迟

在移动场景下,平均发现延迟定义为:系统中任意两个节点首次发现的时间总和除以首次发现的节点总数,它能够反映系统中节点首次发现其他节点的时间长短.时间越短,说明使用该算法给后续的数据传输带来的传输延迟可能更小.在节点总数目、节点移动速度、场地大小等给定的情况下,平均发现延迟可用于衡量不同邻居发现算法实现节点间相互发现的延时长短,它是指从系统启动开始到任意两个节点首次发现的时间总和除以当前所发现的节点总数.仿真中,通常以发现系统中总节点数目的一定比例作为计算平均发现延迟的结束条件.后续的仿真实验以每个节点发现系统中50%的节点作为仿真结束条件(注:节点处于不断移动中).

4.1 对称网络环境下的仿真实验

4.1.1 最差发现延迟(bounded time)的影响

由于必须确保任意两个在给定时限 L (即 bounded time)内,一直相互属于物理邻居的节点能够实现相互的逻辑发现,因此, L 实际上就是该种邻居发现算法的最差邻居发现延时.在给定最差发现延迟 L 后,不同的邻居发现算法为了确保其邻居发现延时小于 L ,就不得不在连续 L 个时隙内保持苏醒时隙数不小于某个特定值,这就造成不同的发现算法在能效上(即占空比)的差异.由于占空比不同,必然带来系统的发现概率和平均发现延迟的差异.本项仿真的目的,就是要显示在不同的给定发现延迟时限 L 时(L 从 10 000 时隙单位~50 000 时隙单位变化),不同的邻居发现算法在发现概率和平均发现延迟方面的差异.

图7表明:随着 Bounded Time 的增大,各种邻居发现算法的平均发现延时和发现概率变化趋势相同——平均发现延迟几乎呈线性增加,发现概率逐渐减小.这是因为 Bounded Time 的增大,意味着确保在该 Bounded Time 时间内,一直处于物理连接状态的任意两个节点之间必然逻辑发现的最小占空比可以减少,对同一种邻居发现算法而言,占空比减小意味着发现延时将增加,发现概率将减少.图7还表明:C-Torus Quorum 的平均发现延迟和发现概率比 U-Connect 稍好,与 Grid Quorum 接近,比 Disco 差.这说明 C-Torus Quorum 在占空比稍小于 U-Connect 的情况下,仍然获得了比 U-Connect 更高的发现概率和更低的平均发现延迟.而 Grid Quorum 的占空比高于 C-Torus Quorum 约 29%,却只取得了与 C-Torus Quorum 接近的发现概率和平均发现延迟,比如:在 Bounded Time 为 30 000 时隙单位时,C-Torus Quorum 和 Grid Quorum 的平均发现延迟为 56 000 左右,而发现概率均为 37%左右.这充分说明了 C-Torus Quorum 相对于 Grid Quorum 的优势.图7显示:在给定 Bounded Time 的情况下,Disco 的发现概率和平均发现延迟均优于其他3种算法.Disco 优于 C-Torus Quorum 和 U-Connect 是因为其占空比比后两者高 29%左右;Disco 优于 Grid Quorum 是由于其节点苏醒时隙分布比较均匀的缘故(grid Quorum 的苏醒时隙分布则相对比较集中.注:本项仿真中,各邻居发现算法的系统实际占空比均低于 2%).

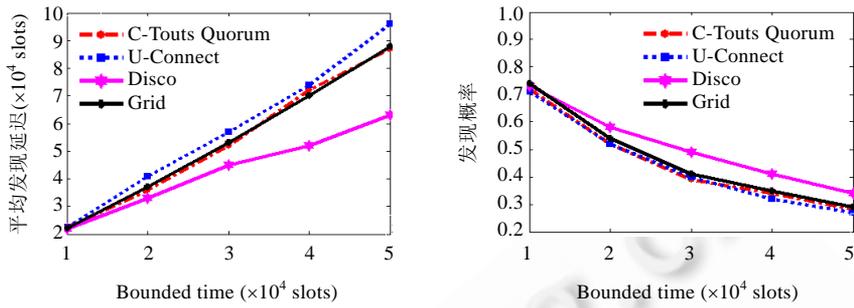


Fig.7 Impact of bounded time
图 7 Bounded 时间的影响

4.1.2 节点占空比的影响

本项仿真研究在节点占空比相同的情况下,不同邻居发现算法的平均发现延迟和发现概率的差异.图 8 显示了系统的占空比从 1%~5%变化时,系统的平均发现延迟和发现概率的变化.

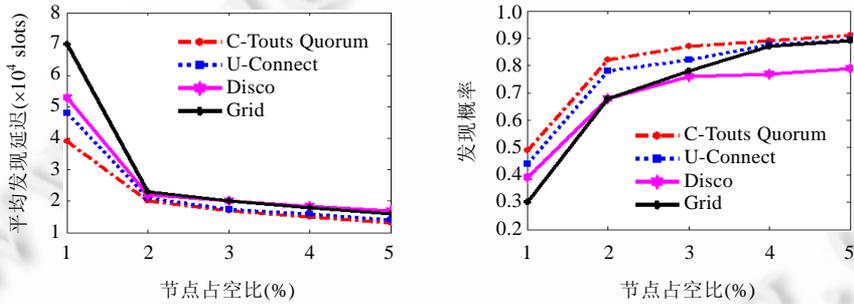


Fig.8 Impact of node duty cycle
图 8 节点占空比的影响

图 8 表明:随着节点占空比的增大,节点的平均发现延迟逐渐减小,发现概率逐渐增大.节点占空比变大时,各种邻居发现算法的性能差异逐渐缩小;而节点占空比变小时,各种邻居发现算法的性能差异逐渐拉大.比如在占空比低于 2%时,各种算法的性能变化更加明显;但在占空比较大(占空比>2%)时性能变化变缓,几种邻居发现算法的平均发现延迟和发现概率均比较接近.这说明占空比越低,不同邻居发现算法的性能差异越值得关注.

从图 8 可以看出:在占空比相同的情况下,C-Torus Quorum 的平均发现延迟和发现概率均优于其他几种算法,其发现延时最小,发现概率最高.比如在占空比为 1%时,C-Torus Quorum 的平均发现延迟比 Grid Quorum 的平均发现延迟约低 46%,而且前者的发现概率比后者增加了 68%.产生这种差异的主要原因是:在占空比相同的情况下,C-Torus Quorum 算法大大降低了节点之间的最差发现延迟,使节点之间能够在更短的时间内相互逻辑发现,从而带来了平均发现延迟的减少和发现概率的提高.

图 8 还表明,Grid Quorum 和 Disco 邻居发现算法在系统平均占空比为 2%左右时产生了相反的变化趋势.即:占空比低于 2%时,Disco 比 Grid Quorum 性能好;而占空比高于 2%时,Grid Quorum 比 Disco 好.其原因在于:Grid Quorum 节点占空比相对比较高时,节点和节点之间更容易在那些连续集中的苏醒时间段(行苏醒时隙内)拥有共同苏醒时隙;而节点占空比相对较低时,节点与节点之间则不容易在行苏醒时隙内拥有共同的苏醒时隙.而一旦错过了在行苏醒时隙内相互发现,Grid Quorum 节点要在其他苏醒时隙比较分散的时间段(列苏醒时隙内)相互发现则比 Disco 难,因为 Disco 的苏醒时隙分散比较均匀,在对应 Grid Quorum 的列苏醒时隙内,Disco 基本都具有两倍的苏醒时隙数.显然,在 Grid Quorum 和 Disco 的分散苏醒时隙阶段,Disco 拥有更多的分散苏醒时

隙,节点间拥有共同苏醒时隙的机会更多.而且,在 L (最差发现延时)个连续时隙内,Grid Quorum 节点拥有分散苏醒时隙的时间段比拥有集中苏醒时隙的时间段长很多倍($\sqrt{T}-1$ 倍, T 为矩阵的大小).

综合图 7 和图 8 可知:在占空比越低时(比如:低于 2%),Disco 邻居发现算法比 Grid Quorum 邻居发现算法更有优势.但是无论占空比设置为多少,C-Torus Quorum 邻居发现算法的性能都优于其他 3 种算法.

4.1.3 节点速度的影响

在移动低占空比无线传感器网络中,研究节点的移动速度对系统的邻居节点平均发现延迟和发现概率的影响是有积极意义的,因为不同的应用系统对节点的移动速度可能有不同的要求.图 9 显示了系统节点平均速度从 1m/s~10m/s 变化时,系统的邻居节点平均发现延迟和发现概率的变化情况.

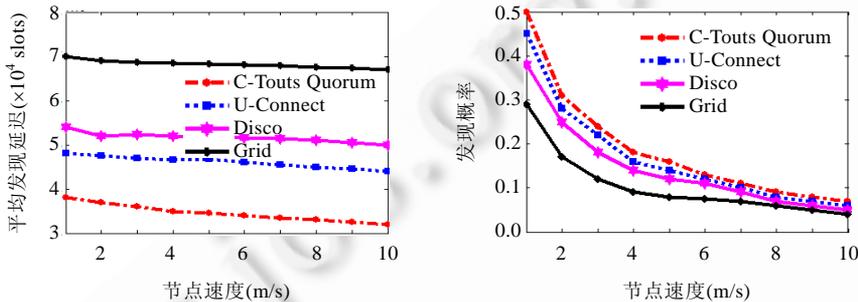


Fig.9 Impact of node speed

图 9 节点速度的影响

图 9 说明:随着节点速度的增加,系统的发现概率迅速下降,而系统的平均发现延迟下降非常缓慢.比如:当系统平均节点速度由 1m/s 增大到 10m/s 时,C-Torus Quorum 的发现概率由 49.8% 迅速降至 7.8%,而系统的邻居节点平均发现延迟则仅从 38 000 下降到 34 000 个时隙单位.显然,随着节点移动速度的增加,节点间每次物理相遇的时间就越短,所以逻辑发现的机会就减少,从而导致系统的发现概率越来越小.而随着节点平均速度的增加,节点间物理发现的次数也不断增加,从而导致任意两个节点间第 1 次相互发现的时间有提前的可能,因而所有算法的邻居节点平均发现延迟呈缓慢的下降趋势,下降幅度微小.图 9 表明:本课题提出的 C-Torus Quorum 算法的平均发现延迟最小,U-Connect 其次,Disco 第三,Grid Quorum 最大.就发现概率而言,C-Torus Quorum 的发现概率在各种速度下均优于其他几种邻居发现算法.可见,无论平均节点速度为多少,C-Torus Quorum 算法的整体性能均比其他邻居发现算法更优.

4.1.4 节点辐射范围不规则度的影响

在实际无线传感器网络中,由于受气温、湿度、地势等环境因素及辐射方位的影响,节点的实际通信覆盖范围不可能为标准圆.为了仿真节点通信覆盖范围非标准圆程度对系统性能的影响,本研究使用了节点辐射范围不规则度来衡量节点的通信范围偏离标准圆的程度,其中,节点辐射范围不规则度就是节点的实际通信覆盖范围偏离标准圆的程度,即(标准圆-实际通信覆盖范围)/标准圆.比如:节点辐射范围不规则度为 0,表示节点的通信范围是半径为 R 的标准圆;节点辐射范围不规则度为 10%,则意味着节点在某些辐射方向上的通信半径可能只有正常标准半径 R 的 90%.图 10 显示了节点辐射范围不规则度从 0% 增加到 90% 时,系统平均发现延迟和发现概率的变化情况.

图 10 表明:随着节点辐射范围不规则度的增加,节点在部分方向上的通信半径越来越小(即节点的通信范围逐渐减小),节点所能发现的邻居节点数量也逐渐减少,因此系统的平均发现延迟逐渐增大,而系统的发现概率则逐渐变小.然而,在节点辐射范围不规则度从 0% 增加到 90% 的过程中,C-Torus Quorum 的平均发现延迟和发现概率都优于其他几种邻居发现算法.比如:在节点辐射范围都为标准圆时,C-Torus Quorum 的平均发现延迟约为 38 000 时隙单位,发现概率约为 50%;而其他几种邻居发现算法性能最好的是 U-Connect,但其平均发现延迟为 47 000 时隙,比 C-Torus Quorum 高约 23.7%,发现概率为 44%,比 C-Torus Quorum 低约 12%.在节点辐射范

围不规则度为 90%时,C-Torus Quorum 的平均发现延迟约为 82 000 时隙单位,发现概率约为 25%;而 U-Connect 的平均发现延迟为 97 000 时隙,比 C-Torus Quorum 高约 18%,发现概率为 23%,比 C-Torus Quorum 低约 8%.可见,本课题提出的 C-Torus Quorum 邻居发现算法即使在节点辐射范围不规则度达到 90%的情况下,其算法性能依然比现存典型邻居发现算法更好.

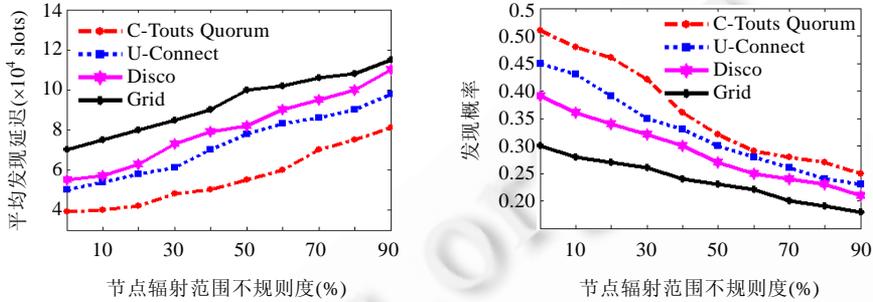


Fig.10 Impact of node radio range irregularity

图 10 节点辐射范围不规则度的影响

4.2 非对称网络环境下的仿真实验

前面已经证明:当 C-Torus Quorum 矩阵的高 h 或者宽 w 任意一个设置为素数时,即可确保两个非对称 C-Torus Quorum 节点在一定时限内相互发现.图 11 显示了在非对称场景下,系统节点平均占空比从 1%~5%变化时,不同邻居节点发现算法的节点平均发现延迟和发现概率.

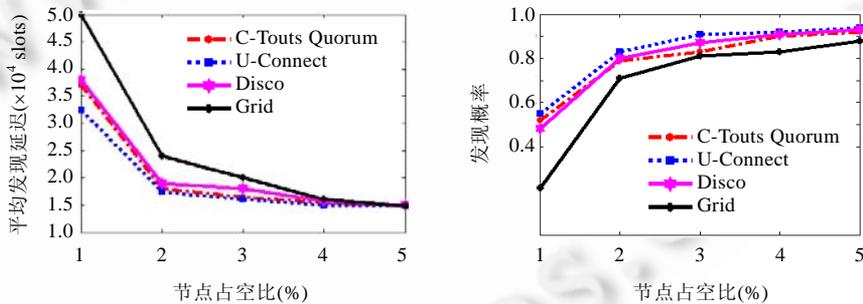


Fig.11 Simulation in asymmetric environment (h is a prime number)

图 11 非对称环境下的仿真(h 为素数的情况)

图 11 表明:随着平均节点占空比的增大,几种邻居发现算法的平均发现延迟都逐渐减小,发现概率有所增加.图 11 所示为将 C-Torus Quorum 的 h 选择为素数的仿真结果,实验表明:当 C-Torus Quorum 选择 h 为素数时,两个非对称 C-Torus Quorum 节点在有限个 $LCM(h_1w_1, h_2w_2)$ (其中, h_1, h_2 分别为两个 C-Torus Quorum 的高(宽))时间周期内能够相互发现.图 11 表明:C-Torus Quorum 的平均发现延迟大于 U-Connect,但却低于 Disco 和 Grid Quorum;C-Torus Quorum 的发现概率少于 U-Connect,但却高于 Disco 和 Grid Quorum.该仿真表明,C-Torus Quorum 算法也可适用于非对称无线传感器网络环境.

理论上,当 C-Torus Quorum 选择 w 为素数时,两个非对称 C-Torus Quorum 节点之间的发现周期为 w_1w_2 (其中, w_1, w_2 分别为两个 C-Torus Quorum 的长).此时,C-Torus Quorum 两个节点之间的发现延时将比选 h 为素数的场景大为减少,从而确保 C-Torus Quorum 的性能优于 U-Connect,当然也优于 Disco 和 Grid Quorum 算法;从图 12 的仿真图上面可以看出:当 w 为素数时,C-Torus Quorum 的性能优于其他适用于非对称环境的算法.

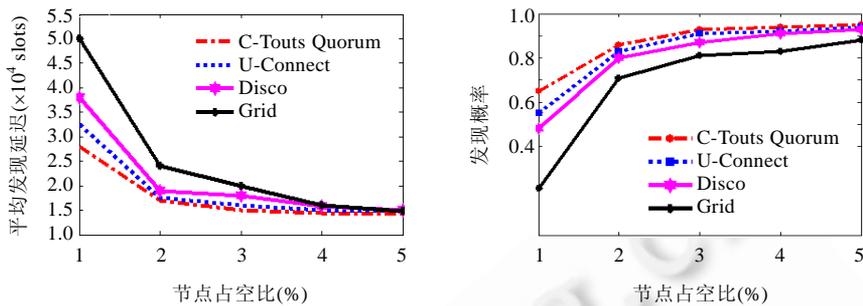


Fig.12 Simulation in asymmetric environment (w is a prime number)

图 12 非对称环境下的仿真(w 为素数的情况)

如图 8、图 11 和图 12 所示,我们发现在相同的占空比设置下(比如 1%),非对称环境的平均发现延迟普遍比对称环境低。这是由于占空比设置不同的原因。对称场景下,所有节点具有相同的工作周期(比如:每个 Disco 节点的素数工作周期均设置为(199,211),其占空比接近 1%);在非对称场景下,所有节点的平均占空比设置约为 1%(比如:每个 Disco 节点在集合{163,167,173,179,181,191,193,197,199,211,223,227,229,233}中任选两个连续素数作为其工作周期),这必然导致两个选择较小素数作为工作周期的节点更容易相遇;此外,为了节约仿真时间,我们设置的仿真结束条件为:平均每个节点发现约 50%的系统节点,则本次仿真即告结束。这必然导致选择较小素数作为工作周期的节点更容易被发现,从而减少了平均发现延时。因此,非对称环境比对称环境下的平均发现延时可能更低。但不管如何设置,都不影响在相同设置情况下,不同邻居发现算法之间的可比性。

5 结束语

邻居发现是无线传感器网络组网的基础和前提,也是路由实现和优化的先决条件。为了延长无线传感器网络的生命周期,不得不采用低占空比技术。但是低占空比技术的引入,却使邻居发现变得异常困难。尤其当节点还可以自由移动时,邻居发现问题变得更加具有挑战性。本文针对移动低占空比无线传感器网络提出了一种新的邻居发现算法——C-Torus Quorum 邻居发现算法。在异步对称场景下,该算法与现有典型低占空比无线传感器网络邻居节点发现算法相比,在发现概率和平均邻居发现延迟两方面都更有优势。论文还对 C-Torus Quorum 邻居发现算法在非对称场景下的适应性进行了理论证明,并且通过仿真实验,也验证了在发现概率和平均邻居发现延迟两方面都具有优势(尤其在 w 选择为素数时)。理论分析和仿真实验均说明:无论在对称或者非对称的场景下,C-Torus Quorum 邻居发现算法比现有典型邻居发现算法能效更高。基于邻居发现问题的挑战性和在移动低占空比无线传感器网络组网中的重要性,课题组已经在这方面做了一些深入的研究工作,其中,与浙江大学和明尼苏达大学合作,在传感网顶级国际会议 SenSys 2011 和 SECON 2012 上分别发表了关于邻居群发现方法的两项成果 Poster: Selective Reference Mechanism for Neighbor Discovery^[29]和 Group-based discovery^[30]。邻居群发现方法可以建立在高效的成对邻居发现方法基础之上,因此,本项研究可以进一步提升群发现方法的效率,即,邻居群发现方法可以建立在更高效的非对称确定性成对邻居发现方法 C-Torus Quorum 之上。继本项研究之后,课题组打算下一步在 Birthday 算法基础上开展提高系统发现概率方面的研究工作。

致谢 在此,我们向对本课题研究给予支持和指导的明尼苏达大学计算机科学与工程系 He Tian 博士表示衷心感谢。

References:

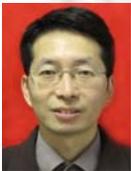
- [1] He T, Krishnamurthy S, Stankovic JA, Abdelzaher T, Luo L, Stoleru R, Yan T, Gu L, Hui J, Krogh B. Energy-Efficient surveillance system using wireless sensor networks. In: Proc. of the MobiSys 2004. 2004. 270–283. [doi: 10.1145/990064.990096]

- [2] Juang P, Oki H, Wang Y, Martonosi M, Peh L, Rubenstein D. Energy-Efficient computing for wildlife tracking: Design tradeoffs and early experiences with ZebraNet. In: Proc. of the ASPLOS-X. 2002. 96–107. [doi: 10.1145/605397.605408]
- [3] Wark T, Crossman C, Hu W, Guo Y, Valencia P, Sikka P, Corke P, Lee C, Henshall J, Prayaga K, Ogrady J, Reed M, Fisher A. The design and evaluation of a mobile sensor/actuator network for autonomous animal control. In: Proc. of the IPSN 2007. 2007. 206–215. [doi: 10.1145/1236360.1236389]
- [4] Cerpa A, Elson J, Estrin D, Girod L, Hamilton M, Zhao J. Habitat monitoring: Application driver for wireless communications technology. In: Proc. of the SIGCOMM 2001 Workshop. 2001. 20–41. [doi: 10.1145/844193.844196]
- [5] McCarthy B, Edwards C, Varakliotis S, Roedig U. Deploying wireless sensor networking technology in a rescue team context. In: Proc. of the REALWSN 2010. 2010. 37–48. [doi: 10.1007/978-3-642-17520-6_4]
- [6] Tolle G, Polastre J, Szewczyk R, Culler D, Turner N, Tu K, Burgess S, Dawson T, Buonadonna P, Gay D, Hong W. A macroscope in the redwoods. In: Proc. of the SenSys 2005. 2005. 51–63. [doi: 10.1145/1098918.1098925]
- [7] Eisenman SB, Miluzzo E, Lane ND, Peterson RA, Ahn GS, Campbell AT. The bikenet mobile sensing system for cyclist experience mapping. In: Proc. of the SenSys 2007. 2007. [doi: 10.1145/1653760.1653766]
- [8] Gu Y, He T. Data forwarding in extremely low duty-cycle sensor networks with unreliable communication links. In: Proc. of the SenSys 2007. 2007. 321–334. [doi: 10.1145/1322263.1322294]
- [9] Long Z, Wei ZX, Ping WJ, Yu D, Wu WQ. Routing protocols for delay and disruption tolerant networks. Ruan Jian Xue Bao/ Journal of Software, 2010,21(10):2554–2572 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3774.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03774]
- [10] McGlynn MJ, Borbash SA. Birthday protocols for low energy deployment and flexible neighbor discovery in ad hoc wireless networks. In: Proc. of the ACM MobiHoc. 2001. 137–145. [doi: 10.1145/501431.501435]
- [11] Luk W, Huang T. Two new quorum based algorithms for distributed mutual exclusion. In: Proc. of the ICDCS'97. 1997. 100–106. [doi: 10.1109/ICDCS.1997.597862]
- [12] Tseng YC, Hsu CS, Hsieh TY. Power-Saving protocols for IEEE 802.11-based multi-hop ad hoc networks. In: Proc. of the INFOCOM 2002. 2002. 317–337. [doi: doi.org/10.1016/S1389-1286(03)00284-6]
- [13] Jiang JR, Tseng YC, Hsu CS, Lai TH. Quorum-Based asynchronous power-saving protocols for IEEE 802.11 ad hoc networks. In: Proc. of Mobile Networks and Applications. 2005,10(12):169–181. [doi: 10.1023/B:MONE.0000048553.45798.5e]
- [14] Zheng R, Hou JC, Sha L. Asynchronous wakeup for ad hoc networks. In: Proc. of the ACM Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. In: Proc. of the MobiHoc 2003. 2003. 35–45. [doi: 10.1145/778415.778420]
- [15] Lai S, Zhang B, Ravindran B, Cho H. Cqs-Pair: Cyclic Quorum system pair for wakeup scheduling in wireless sensor networks. In: Proc. of the Principles of Distributed Systems. LNCS, 2008. 295–310. [doi: 10.1007/978-3-540-92221-6_20]
- [16] Lai S, Ravindran B, Cho H. Heterogenous Quorum-based wakeup scheduling in wireless sensor networks. IEEE Trans. on Computers, 2010,59(11):1562–1575. [doi: 10.1109/TC.2010.20]
- [17] Niven I, Zuckerman HS, Montgomery HL. An Introduction to the Theory of Number. John Wiley and Sons, 1991.
- [18] Dutta P, Culler D. Practical asynchronous neighbor discovery and rendezvous for mobile sensing applications. In: Proc. of the SenSys 2008. 2008. 71–84. [doi: 10.1145/1460412.1460420]
- [19] Kandhalu A, Lakshmanan K, Rajkumar RR. U-Connect: A low latency energy-efficient asynchronous neighbor discovery protocol. In: Proc. of the IPSN 2010. 2010. 350–361. [doi: 10.1145/1791212.1791253]
- [20] Karowski N, Viana A, Wolisz A. Optimized asynchronous multichannel neighbor discovery. In: Proc. of the Infocom 2011. 2011. 536–540. [doi: 10.1109/INFCOM.2011.5935221]
- [21] Khalili R, Goeckel D, Towsley D, Swami A. Neighbor discovery with reception status feedback to transmitters. In: Proc. of the Infocom 2010. 2010. 1–9. [doi: 10.1109/INFCOM.2010.5462064]
- [22] Vasudevan S, Kurose J, Towsley D. On neighbor discovery in wireless networks with directional antennas. In: Proc. of the Infocom 2005. 2005. 2502–2512. [doi: 10.1109/INFCOM.2005.1498535]
- [23] Santosa RA, Lee BS, Yeo CK, Lim TM. Distributed neighbor discovery in ad hoc networks using directional antennas. In: Proc. of the CIT 2006. 2006. [doi: 10.1109/CIT.2006.82]

- [24] Jakllari G, Luo W, Krishnamurthy SV. An integrated neighbor discovery and MAC protocol ad hoc networks using directional antennas. *IEEE Trans. on Wireless Communication*, 2007,6(3):1024–1114. [doi: 10.1109/TWC.2007.05471]
- [25] Du JZ, Liu H, Chen P. Study of neighborhood discovery and link quality estimation in WSNs. *Journal of Xidian University*, 2007, 34(2):181–185 (in Chinese with English abstract).
- [26] Fei XF, Hu HY. Neighbor discovery algorithm for wireless sensor networks. *Microcomputer Information*, 2009,25(2-1):145–146 (in Chinese with English abstract).
- [27] Han L, Chao YX, Tian LH. A neighbor searching method in WSNs. *Computer Technology and Development*, 2011,21(3):60–63 (in Chinese with English abstract).
- [28] Lang SD, Mao LJ. A Torus Quorum protocol for distributed mutual exclusion. In: *Proc. of the PDCS'98*. 1998.
- [29] Chen LY, Guo S, Shu YC, Zhang F, Gu Y, Chen JM, He T. Selective reference mechanism for neighbor discovery in low-duty-cycle wireless sensor networks. In: *Proc. of the SenSys 2011*. 2011. 367–368. [doi: 10.1145/2070942.2070993]
- [30] Chen LY, Gu Y, Guo S, He T, Shu YC, Zhang F, Chen JM. Group-Based discovery in low-duty-cycle mobile sensor networks. In: *Proc. of the 2012 9th Annual IEEE Communications Society Conf. on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks (SECON 2012)*. 2012. 542–550. [doi: 10.1109/SECON.2012.6275824]

附中中文参考文献:

- [9] 张龙,周贤伟,王建萍,邓宇,吴启武.容迟与容断网络中的路由协议. *软件学报*,2010,21(10):2554–2572. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3774.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03774]
- [25] 杜军朝,刘惠,陈平.无线传感器网络中列举发现及链路通信质量预测技术. *西安电子科技大学学报(自然科学版)*,2007,34(2):181–185.
- [26] 费晓飞,胡捍英.无线传感器网邻居发现算法研究. *微计算机信息*,2009,25(2-1):145–146.
- [27] 韩磊,曹欲晓,田丽鸿.无线传感网的一种邻居搜索方法. *计算机技术与发展*,2011,21(3):60–63.



陈良银(1968—),男,重庆铜梁人,博士,副教授,主要研究领域为无线传感器网络。
E-mail: chenliangyin@scu.edu.cn



刘振磊(1986—),男,硕士生,主要研究领域为无线传感器网络。
E-mail: leilei6996@126.com



颜秉姝(1987—),女,硕士生,主要研究领域为无线传感器网络。
E-mail: yan2924a9d@163.com



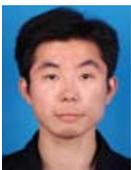
刘燕(1971—),女,博士,副教授,主要研究领域为计算机网络,软件工程。
E-mail: ly@ss.pku.edu.cn



张靖宇(1976—),男,博士,讲师,主要研究领域为移动电子商务,通信软件架构。
E-mail: zhangjingyu@scu.edu.cn



徐正坤(1981—),男,工程师,主要研究领域为无线传感器网络。
E-mail: xuzhengkun@gmail.com



胡剑波(1986—),男,硕士,主要研究领域为无线传感器网络。
E-mail: hujianbowxws@aliyun.com



罗谦(1975—),男,博士,高级工程师,主要研究领域为数据挖掘,进化计算,民航机场信息化。
E-mail: caacsri_luoqian@163.com