

C3S: 基于相长干涉的智能传感系统并发传输策略研究

毛艳艳^{1,2,3,4}, 程大鹏^{1,3,4}, 冯烟利^{1,3,4}, 窦全胜^{1,3,4}, 李大社^{1,3,4}

- (1. 山东工商学院计算机科学与技术学院, 山东 烟台 264005;
2. 中国石油大学(华东)地球科学与技术学院, 山东 青岛 266580;
3. 山东省高等学校协同创新中心: 未来智能计算, 山东 烟台 264005;
4. 山东省高校智能信息处理重点实验室(山东工商学院), 山东 烟台 264005)

摘 要: 并发传输技术对于智能传感系统具有重要意义。所提出的 C3S 策略基于相长干涉技术, 由智能时钟同步层、智能能耗分配层和智能并行流水线层组成。智能时钟同步层设计了基于相长干涉的智能时钟校准算法 ICCA, 智能能耗分配层设计了相长干涉能量自适应调度方案 CIES, 智能并行流水线层实现了基于相长干涉的并行流水线 CI2P。实验结果表明, C3S 策略可以有效提升智能传感系统并发传输的分组接收率, 降低系统的能量消耗, 改善系统的信道利用率。

关键词: 并发传输技术; 智能传感系统; 相长干涉; 能耗优化; 并行流水线

中图分类号: TP393

文献标识码: A

doi: 10.11959/j.issn.1000-436x.2019017

C3S: research of CI-based concurrent transmission strategy for intelligent sensing system

MAO Yanyan^{1,2,3,4}, CHENG Dapeng^{1,3,4}, FENG Yanli^{1,3,4}, DOU Quansheng^{1,3,4}, LI Dashe^{1,3,4}

1. School of Computer Science and Technology, Shandong Technology and Business University, Yantai 264005, China
2. School of Geosciences, China University of Petroleum (East China), Qingdao 266580, China
3. Co-innovation Center of Shandong Colleges and Universities: Future Intelligent Computing, Yantai 264005, China
4. Key Laboratory of Intelligent Information Processing in Universities of Shandong Shandong Technology and Business University, Yantai 264005, China

Abstract: Concurrent transmission technology has important sense for Intelligent Sensing System (ISS). The C3S strategy based with constructive interference (CI) was proposed. C3S was composed of intelligent clock synchronization layer, intelligent energy consumption allocation layer and intelligent parallel pipeline layer. The intelligent clock synchronization layer designed ICCA, a CI-based intelligent clock calibration algorithm. The intelligent energy allocation layer designed CIES, a energy adaptive scheduling scheme for CI. Moreover, a CI-based parallel pipeline CI2P was implemented in the intelligent parallel pipeline layer. The experimental results show that the C3S strategy can effectively improve the packet receiving rate of the concurrent transmission in ISS. It can also reduce the energy consumption of ISS and improve the channel utilization rate of ISS.

Key words: concurrent transmission technology, intelligent sensing system, constructive interference, energy optimization, parallel pipeline

收稿日期: 2018-08-28; 修回日期: 2018-12-04

通信作者: 程大鹏, chengdapeng@sdtbu.edu.cn

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.61772319); 山东省自然科学基金资助项目 (No.ZR2017MF049); 赛尔网络下一代互联网技术创新基金资助项目 (No.NGII20180609); 山东工商学院博士启动基金资助项目 (No.BS201727)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No.61772319), The Natural Science Foundation of Shandong Province (No.ZR2017MF049), CERNET Innovation Project (No.NGII20180609), The Ph.D. startup Fund Project of Shandong Technology and Business University (No.BS201727)

1 引言

随着智能信息时代的到来,智能传感系统得到了前所未有的发展。智能传感系统是若干传感器节点通过实时感知、动态采集、分布传输和海量信息处理,为智慧城市、智能家居、环境监测、智能交通和工业 4.0 等领域而设计的分布式、智能网络信息系统。在智能传感系统中,受通信能力的限制,单个感知节点无法覆盖整个系统,往往需要通过构建大规模、分布式的通信网络传输实时感知数据,从而完成数据采集与分发^[1-2]、智能诊断^[3]、信息融合^[4-5]等工作。

在智能传感系统中进行数据交换的主要性能指标包括节点功耗、传输延迟、分组接收率和信道吞吐量等。由于许多传感器节点是能量有限的,因此,如何利用智能算法充分延长整个网络的生存期是智能传感系统面临的一个挑战。目前,采用的主要方法有智能调节节点运算器和通信芯片的功耗^[6]、设计节点能量消耗的智能均衡算法^[7-8]、设计节点休眠调度算法^[9-10]等。此外,为了防止感知数据失效,智能传感系统对实时性的要求较高。因此,智能传感系统要求在相同能量消耗的前提下尽可能地减少数据传输时延。目前的工作主要包括优化路由选择协议^[11]、智能调整节点功率^[12]等。而且,智能传感器节点大多工作在无线环境下,数据传输的可靠性受环境因素的影响较大。保障可靠性的解决方案包括减少多径效应和外部干扰对数据传输的影响、设计链路质量评估算法等^[13]。最后,海量数据传输、智能网络重编程和快速数据分发都要求提高信道吞吐量。目前的方法有建立流水线机制^[14]和优化数据传输模型^[15]等方法。

最近,以相长干涉(CI, constructive interference)为代表的并发传输技术以其高可靠性、低时延和低功耗的优势成为智能传感系统中备受关注的数据传输方案。作为一种高效的智能传感系统并发传输技术,相长干涉可以实现毫秒级的数据传输时延,同时分组接收率达到 99% 以上。而且,以相长干涉为基础的网络洪泛、网络重编程、数据分发、故障诊断等服务通过码片级时钟同步有效延长网络生存期,并有效缓解节点能量消耗分布不均的问题。此外,并发传输技术可以减少节点数据传输过程中射频收发器的工作时间,从而降低占空比。然而,现有的相长干涉技术仍然缺乏一套完整的智能化

并发传输策略。本文针对智能网络系统中的相长干涉并发传输技术进行研究,对分组接收率、能量消耗、吞吐量等技术指标进行优化,提出一种智能传感系统并发传输策略(C3S, concurrent transmission strategy for intelligent sensing system)。

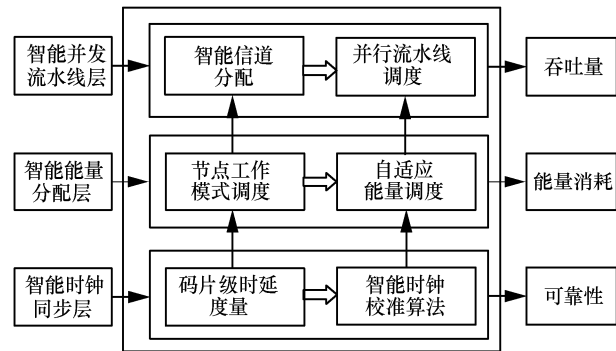


图 1 C3S 的逻辑关系

如图 1 所示, C3S 分为以下 3 个层次: 智能时钟同步层、智能能量分配层和智能并行流水线层。C3S 在底层通过实现码片级时延度量和智能时钟校准算法, 有效地提升了相长干涉并发传输机制的可靠性。同时为上层针对能耗和吞吐量的工作提供保障性支撑。在智能能量分配层, 通过设计智能节点工作模式调度和自适应能量调度机制, 对基于相长干涉的数据传输过程中传感器节点的能量消耗进行优化。在保障低功耗的前提下, C3S 利用智能信道分配方法实现基于相长干涉的并行流水线, 提高智能传感系统的吞吐量。与现有并发传输技术相比, C3S 在智能化、可靠性、传输时延、功耗和数据传输效率等方面都有较大改进。

本文提出的 C3S 策略主要贡献如下。

1) 提出一种基于相长干涉的智能时钟校准算法 (ICCA, CI-based intelligent clock calibration algorithm), 通过分析相邻层次上的智能传感节点相长干涉时钟误差和多跳累积误差, 对相长干涉并发传输进行智能补偿。

2) 提出稀疏网络拓扑下的相长干涉能量自适应调度方案 (CIES, CI-based energy adaptive scheduling scheme), 通过改进相长干涉并发传输时序, 建立能量消耗模型, 延长智能传感系统的生存期。

3) 提出基于相长干涉的并行流水线 (CI2P, CI-based parallel pipeline), 通过设计多信道分配方案, 使传感器节点智能选取工作信道, 最大化相长干涉并发传输的吞吐量。

4) 应用真实网络拓扑的实验结果表明, 本文提出的 C3S 策略可以有效提升智能传感系统的可靠性、网络生存期和吞吐量。

2 相关工作

作为一种并发传输技术, 相长干涉指的是当来自 2 个 (I_1 、 I_2) 或多个节点的并发传输数据分组到达接收节点 D 的时间位移不超过 $0.5 \mu\text{s}$ 时, 接收节点 D 收到的数据分组信号强度大于任意节点单独向 D 发送数据分组时 D 接收的信号强度, 如图 2 所示。

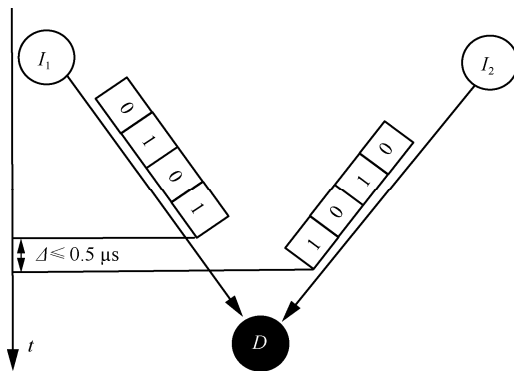


图 2 相长干涉原理

相长干涉是文献[16]在解决 ACK 广播风暴问题时发现的。此后, 文献[17]利用相长干涉, 首次在智能传感系统中实现了毫秒级时延的快速网络洪泛。Glossy 的工作流程与拓扑无关, 智能传感网中的所有节点都参与每个数据分组的转发。虽然可以实现 99% 的分组接收率和毫秒级的传输时延, 但是传输过程中耗费了不必要的节点能量。而且, Glossy 还存在可扩展性问题。文献[18]在 Glossy 的基础上搭建了相长干涉数据总线 LWB (low-power wireless bus), 首次实现了任一节点间的相长干涉数据通信, 并设计了节点相长干涉时隙的动态调整方案。但是, LWB 并未对 Glossy 的底层传输流程进行优化, 仍然存在能耗和扩展性的问题。此外, 智能传感器系统中, 节点转发流量的多样性会导致轮转周期不稳定, 从而增大调度算法的收敛时间。文献[19]简化了 LWB 的工作流程, 设计了一种时分复用的相长干涉数据采集协议 Choco, 首次通过控制数据分组来调整相长干涉数据传输的工作流程。然而, 在多跳智能传感系统中产生的累积误差会增加分组丢失率。由于 Choco 在转发失败的情况下会重新分配时隙, 直到数据分组被成功接收。所以, 增加的重传次数会导致传输时延的上升, 从而增大能

量消耗。在吞吐量方面, 文献[20]通过对相邻层次上节点信道的调度实现了基于相长干涉的流水线 Splash。但是, Splash 仍然采用拓扑无关的方法进行数据传送, 在任意节点间的数据传输应用中, 会产生不必要的能量消耗。同时, Splash 每间隔一个传输轮次才向流水线输送一个数据分组, 并未达到最优的数据传输效率。

最近的工作开始对相长干涉拓扑优化进行研究。文献[21]发现拓扑无关的相长干涉数据传输存在可扩展性问题。当智能传感系统传输路径中存在相互独立的子路径时, 所产生的累积同步误差使相长干涉的分组接收率随着独立子路径的跳数增加而减少。对此, 文献[21]通过设计基于网格的网络洪泛协议 SCIF (spine constructive interference-based flooding), 改善了相长干涉的可扩展性问题。但是, SCIF 增加了转发跳数, 从而增大了数据传输时延。文献[22]在多条传输链路中选取数据分组转发次数最少的链路转发相长干涉数据分组, 提出了并发传输调度算法 (CX, concurrent transmission)。相比于 Glossy, CX 在一定程度上节省了转发过程中的能量消耗, 但是, 转发次数易受外部环境和链路质量的影响而动态变化, 从而导致 CX 调度算法的重复调用, 增大了网络传输时延和计算开销。此外, 在理想条件下 (PRR=100%), CX 调度算法的计算对象为全网节点, 并未对拓扑进行有效控制。文献[23]设计了单跳时延误差的时钟补偿方案 Triggercast, 提高了相长干涉的可靠性。但是, Triggercast 没有对智能传感系统中相邻两层节点的距离误差进行补偿。文献[24]在 Triggercast 的基础上提出了有损链路下相长干涉的充分条件。文献[24]认为参与发送的节点数量越多, 相长干涉的分组接收率并非越高, 从侧面证实了对基于相长干涉的智能传感系统进行拓扑优化的必要性。

此外, 相长干涉在智能传感系统中的应用也很广泛。文献[25]提出了一种 MAC (medium access control) 层协议 Flip-MAC, 通过修改 IEEE 802.15.4 的标志位, 将相长干涉应用于 ACK 帧的传递, 大大节省了 ACK 帧的转发时延。但是, 随着并发节点数量的上升, Flip-MAC 需要占用更多的标志位进行并发调度。另外, 固定数量的标志位灵活性差, 会带来传输开销和匹配率低等问题。文献[26]将相长干涉的应用扩展到了捕获效应的范围。与 LWB 相比, 文献[26]通过对转发时隙的控制实现了全网

节点的数据交换。而文献[27]提出的 FTSP (flooding time-synchronization protocol) 则利用相长干涉减小时钟漂移估算误差, 从而提高了时间同步协议的同步精度。此外, 为了解决隐蔽站问题, 文献[28]提出了一种冲突处理机制, 而文献[29]利用相长干涉实现了快速、高效的冲突调度。此外, 文献[30]设计了相长干涉的硬件测试平台 Flocklab, 文献[31]基于相长干涉设计了一个 MAC 协议参数的低功耗采集方案 pTunes。与 FTSP 类似, 文献[32]使用相长干涉改进时钟同步精度。文献[33]将相长干涉应用于可见光通信的数据传输。

综上所述, 相长干涉技术以其可靠、快速的特点受到了广泛关注。然而, 目前尚缺乏一种自下而上的基于相长干涉的智能传感并发传输策略。本文提出的 C3S 策略, 将时钟校准、拓扑优化和流水线构建集于一体, 不仅解决了相长干涉的能耗、吞吐量等问题, 也很大程度上提升了相长干涉在智能传感系统中的应用范围。该策略可以使传感器节点进行智能时钟校准和智能能量调度, 并自动构建基于相长干涉的并行流水线。

3 智能时钟同步层的设计

本节主要介绍 C3S 的底层策略, 给出了相长干涉的相关定义, 分析了相长干涉的码片级时延误差, 描述了如何通过拓扑控制完成 ICCA 算法的设计。

3.1 定义

应用相长干涉进行数据传输时, 通常采用同步机制控制数据传输流程。

在图 3 所示的传输场景中, 第一个同步传输轮次内, 初始节点 I 先将相长干涉数据分组发送给第一层同步节点 R_1 、 R_2 、 R_3 和 R_4 。 R_1 、 R_2 、 R_3 和 R_4 在收到数据分组后, 在第二个同步传输轮次内同时将相长干涉数据分组发送给第二层同步节点 R_5 、 R_6 、 R_7 、 R_8 、 R_9 以及初始节点 I 。在此轮次内, 节点 I 同时收到来自 R_1 、 R_2 、 R_3 和 R_4 的相长干涉数据分组, R_5 同时收到来自 R_1 、 R_2 的相长干涉数据分组, R_6 同时收到来自 R_2 、 R_4 的相长干涉数据分组, R_7 同时收到来自 R_1 、 R_3 的相长干涉数据分组, R_8 同时收到来自 R_3 、 R_4 的相长干涉数据分组, R_9 同时收到来自 R_2 、 R_3 、 R_4 的相长干涉数据分组。与第二个同步传输轮次类似, 在第三个同步传输轮次中, R_5 、 R_6 、 R_7 、 R_8 和 R_9 将相长干涉数据分组同步传输给叶子节点: R_{10} 、 R_{11} 、 R_{12} 、 R_{13} 、 R_{14}

和 R_{15} 。此外, 每个节点转发数据分组的次数不能超过最大发送次数 (参见定义 2)。而且, 每次相长干涉都必须满足以下条件。

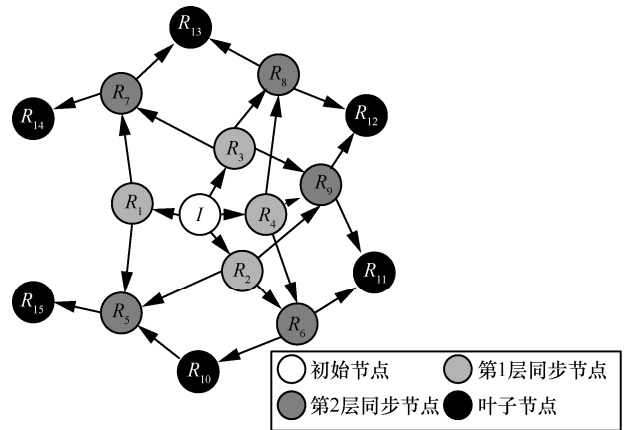


图 3 相长干涉分层传输原理

- 1) 多个节点同时向一个共同节点发送内容相同的数据分组。
- 2) 多个节点发送的数据分组到达共同节点时的最大时间位移。
- 3) m 个发送节点的信号强度差满足

$$\sum_{i=1}^m \sqrt{1 - \frac{\Delta P_i}{P_{\max}}} > \sqrt{m} \quad (1)$$

其中, P_{\max} 为 m 个发送节点的最高信号强度, ΔP_i 为第 i 个节点的信号强度差。

根据相长干涉的特点, 本文对相长干涉的主要概念进行如下定义和说明。

定义 1 在相长干涉过程中, 来自多个节点的同步数据分组到达接收端时的最大时间误差称为相长干涉的最大时间位移, 用 Δ 表示。

定义 2 在相长干涉过程中, 任意节点发送同一个数据分组的最大次数称为相长干涉的最大发送次数, 用 N_{tx} 表示。

定义 3 在相长干涉过程中, 节点成功接收同一个数据分组的次数与最大发送次数的比值称为相长干涉的数据分组传输成功率。

说明 相长干涉的数据分组传输成功率与分组接收率不同, 前者更强调每次相长干涉发生时的成功率, 而后者是指在相长干涉的最大发送次数内, 只要一次接收成功就计算为有效接收分组。

定义 4 相长干涉的数据分组从初始节点发出开始, 到全网节点都收到该数据分组为止的这段时间称为相长干涉的网络传输时延。

说明 相长干涉的网络传输时延更强调全网节点首次全部收到数据分组的时间，代表了相长干涉数据传输到全网的最短时间。

定义 5 相长干涉的数据分组从初始节点发出开始，到全网节点结束数据分组的发送和接收为止的这段时间内，全网节点的射频芯片运行时间的总和称为相长干涉的射频芯片工作时长。

3.2 相长干涉时延误差分析

设计智能时钟同步策略的目的是保证相长干涉的可靠性。为此，本文首先通过捕捉初始节点和转发节点中 SFD 中断的码片级时延，对相长干涉数据传输时序进行分析。

如图 4 所示，在发送和接收一个数据分组的过程中，初始节点和转发节点之间存在的时间延迟主要包括：发送数据时延 T_{ip} 、传播时延 T_{cd} 和接收数据时延 T_{rp} 。其中， T_{ip} 由信号处理时延 T_{sp} 和发送时延 T_{fd} 组成， T_{rp} 则包含由软件校准时延 T_{sd} 、逻辑处理时延 T_{ld} 和收发转换时延 T_{rd} 。其中 T_{sp} 的取值与射频芯片的采样频率相关，误差范围为 $0.125 \mu s$ 以内。而且对于相同型号的智能传感器节点来说，由于相长干涉的数据分组长度相同，节点传输速率也相同，所以 T_{fd} 是常量，可以忽略不计。此外， T_{sd} 的值可以参照式(2)计算。

$$T_{sd} = \left\lceil \frac{(1 + k_r) \frac{f_c}{f_r}}{f_r} \right\rceil \quad (2)$$

其中， f_c 为射频芯片的晶振频率， f_r 为 DCO 振荡频率， k_r 为在区间 $[0, 1]$ 内的随机数。值得注意的是，最新的射频通信芯片 CC2538 可消除软件校准时延。 T_{ld} 则受晶振时钟漂移的影响，无法完全消除。

和 T_{fd} 类似，相同型号的智能传感器节点产生的 T_{rd} 也可以被看作常量。值得注意的是， T_{cd} 的取值是依赖于网络拓扑的。

为了测试节点距离对 T_{cd} 的影响，本文分别在室内环境和室外环境下搭建了如图 5 所示的通信场景。

在图 5 中，节点 $S1$ 和 $S2$ 到接收节点 R 的距离差为 Δd ，且将 R 处收到来自 $S1$ 和 $S2$ 的信号强度调整为一致。将 $S2$ 的位置固定不变， $S1$ 从距离节点 R 为 $1 m$ 逐渐移动到 $100 m$ 。通过 $S1$ 和 $S2$ 同时向 R 发送相长干涉数据分组，测试 R 处的分组接收率。

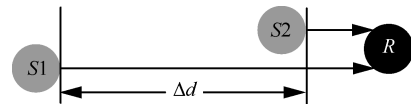


图 5 相长干涉的 T_{cd} 误差通信场景

如图 6 所示，当节点距离大于 $45 m$ 时，室内、室外的相长干涉分组接收率均低于 90% 。当大于 $70 m$ 时，室内、室外的相长干涉分组接收率均低于 10% 。而且，受多径效应的影响，室内环境下的平均分组接收率比室外环境少 21% 。可见， T_{cd} 误差对相长干涉分组接收率的影响是明显的。

3.3 基于 CI 的智能时钟校准算法

在之前的工作中，Disco 利用式(3)对单跳相长干涉的 T_{sp} 和 T_{cd} 进行了有效的补偿，有效提高了相长干涉的同步精度。

$$\widehat{\Delta T} = \frac{\text{avg}(\frac{T_{ir}(k) - T_{is}(k)}{\lambda})}{2} - \frac{(\widehat{T}_{ds} - \widehat{T}_{dr})}{2} \quad (3)$$

其中， $\widehat{\Delta T}$ 为 T_{sp} 和 T_{cd} 时延估计， k 为相长干涉同步节点个数， λ 为时钟漂移指数， T_{is} 为发送节点开始发送数据分组的时间戳， \widehat{T}_{ds} 为目的节点开始接收

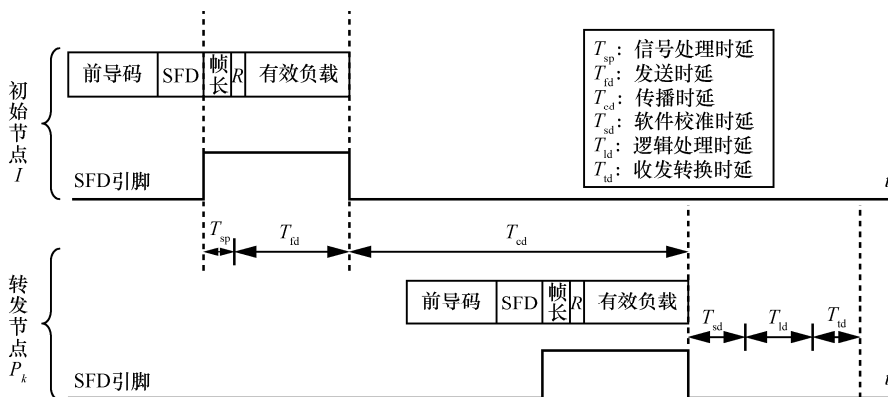


图 4 相长干涉的节点 SFD 引脚时序

数据分组的时间戳, \widehat{T}_{dr} 为目的节点收到数据分组的时间戳, T_{tr} 为发送节点收到来自目的节点的数据分组的时间戳。然而, Disco 并未弥补由可扩展性问题带来的 T_{cd} 误差。

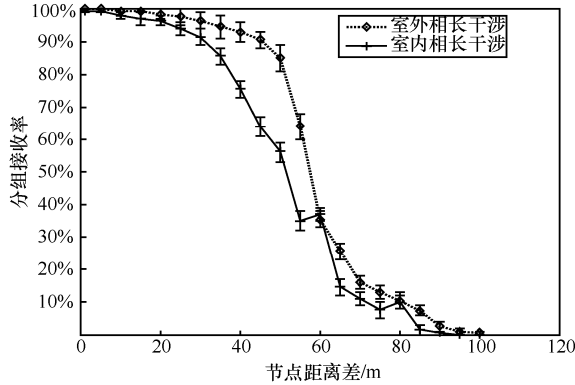


图 6 节点距离差与相长干涉分组接收率

如图 7 所示, 节点 I 为相长干涉数据传输的初始节点, 而节点 $R1$ 、 $R2$ 、 $R3$ 、 $R4$ 、 $R5$ 、 $R6$ 、 $R7$ 、 $R8$ 和 $R9$ 为转发节点。为了简单起见, 假设网络拓扑中有 2 种不同的距离 d_1 和 d_2 , 且 $T_{d_1} - T_{d_2} > 0.5 \mu s$, 任意节点与 I 的累计距离为 d_{ik} , 任意节点之间的距离为 d_{pk} 。当相长干涉数据传输开始时, I 首先向 $R1$ 、 $R2$ 、 $R3$ 发出数据分组。在随后的传输轮次, 由 $R1$ 、 $R2$ 、 $R3$ 发送数据分组。如果按照式(3)对 I 与 $R1$ 、 $R2$ 、 $R3$ 的距离差进行 T_{cd} 补偿, 可以弥补 d_{i2} 与 d_{i1} 和 d_{i3} 之间的 T_{cd} 误差。但是, 在图 7 的拓扑中, $R1$ 、 $R2$ 、 $R3$ 同时也向 $R4$ 、 $R5$ 、 $R6$ 转发数据分组。以 $R6$ 为例, 因为 d_{63} 小于 d_{62} , 若只考虑对上一跳的补偿反而会增加 d_{63} 和 d_{62} 带来的 T_{cd} 误差, 从而导致相长干涉失败。

当 $N_{tx}=2$ 时, 进一步对相长干涉的冲突次数进行分析。在首个传输轮次, $R1$ 、 $R2$ 、 $R3$ 收到来自 I 的数据分组。接下来的传输轮次, 由于 T_{cd} 误差导致节点 I 和 $R5$ 处接收分组失败。同时, 由于 T_{cd} 累积误差被抵消, $R4$ 和 $R6$ 可以收到数据分组。第三个传输轮次, $R1$ 、 $R3$ 、 $R7$ 、 $R9$ 会成功收到来自单个节点发来的数据分组; 由于 $d_{42} = d_{62} = d_2$, $d_{48} = d_{68} = d_2$, $R2$ 和 $R8$ 也会成功接收来自 $R4$ 和 $R6$ 发送的数据分组。第四个传输轮次, 因为 $d_{41} + d_{i1} = d_{42} + d_{i2} = d_{63} + d_{i3}$, 节点 I 可以成功接收数据分组。同时, 由于 $d_{51} + d_{i4} + d_{41} + d_{i1} = d_{52} + d_{42} + d_{41} + d_{i1} = d_{53} + d_{36} + d_{63} + d_{i3}$, 所以 $R5$ 成功接收数据分组。然而, $R4$ 和 $R6$ 却由于 T_{cd} 误差而导致相长干涉失败。第五个传输轮次, $R7$ 、 $R8$ 、 $R9$ 成功收到来自 $R5$ 的数据分组。第

6 个传输轮次, $R4$ 和 $R6$ 由于累积误差被抵消, 所以成功收到数据分组。因为 $d_{85} \neq d_{95} = d_{75}$, 所以 $R5$ 接收失败。最后一个传输轮次, $R4$ 和 $R6$ 完成最后一次数据分组转发, 相长干涉数据传输结束。在所有的 7 个传输轮次中发生了 5 次由 T_{cd} 累积误差引起的相长干涉失败。因此, 要保证相长干涉的可靠性, 需要设计基于网络拓扑的 T_{cd} 补偿算法。

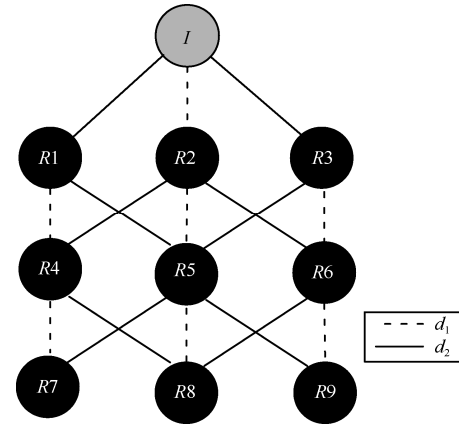


图 7 基于 T_{cd} 的网络拓扑

根据图 7 的网络拓扑, 可以将智能传感系统中的节点分为末端节点和中转节点两类。末端节点包括初始节点和叶子节点, 只需要计算单跳 T_{cd} 补偿。当 $N_{tx} \geq 2$ 时, 中转节点可以在不同的传输轮次中分别完成对上一跳和下一跳的 T_{cd} 补偿。假设一个包含 n 个节点的智能传感系统, 第 i 个节点在第 k 个传输轮次的 T_{cd} 补偿与校准式如式(4)所示。

$$\widehat{DT}_i = \begin{cases} \widehat{DT}, H_i = 0 \parallel H_i = h \\ \widehat{DT}_{h_{i-1}}, 1 \leq H_i \leq h-1, k \bmod 2 = 1 \\ \widehat{DT}_{h_{i+1}}, 1 \leq H_i \leq h-1, k \bmod 2 = 0 \end{cases} \quad (4)$$

基于式(4), 本文提出智能时钟校准算法 ICCA。如算法 1 所示, ICCA 假设初始节点为 $v1$, 网络跳数为 H , 节点 v_i 的跳数为 h_i , $N_{iu} = \{u_1, u_2, \dots, u_p\}$, $N_{iu} \in V$ 为节点 v_i 的 h_i-1 跳邻居节点集合, $N_{id} = \{d_1, d_2, \dots, d_q\}$, $N_{id} \in V$ 为节点 v_i 的 h_i+1 跳邻居节点集合。首先, ICCA 根据 h_i 判定节点的类别。若当前节点是末端节点, 按照式(3)进行 T_{cd} 补偿。若当前节点是中转节点, 则在奇数传输轮次对其上一跳节点进行补偿, 在偶数传输轮次对其下一跳进行补偿。最后, 算法返回智能传感系统中所有节点在第 i 个传输轮次的 T_{cd} 补偿集合。

算法 1 智能时钟校准算法 (ICCA)

```

输入 一个节点集合  $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ 
输出 节点  $T_{cd}$  补偿集合  $T = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$ 
for  $i=1:n$  do
    //初始节点或叶子节点
    if  $i=1||hi=h$  then
        遍历其上一跳节点集合  $N_{iu}$ 
         $t_i = \frac{(T_{iu} - T_{uj}) - \lambda(\widehat{T}_{iu} - \widehat{T}_{ii})}{2\lambda}$ 
    //中间节点
    else if  $1 < hi < h$  then
        遍历其上一跳节点集合  $N_{iu}$ 
         $t_{ij} = \frac{(T_{iu} - T_{uj}) - \lambda(\widehat{T}_{iu} - \widehat{T}_{ii})}{2\lambda}$ 
         $t_{ik} = \frac{(T_{dj} - T_{dk}) - \lambda(\widehat{T}_{dk} - \widehat{T}_{ii})}{2\lambda}$ 
    end
    //传输轮次判定
    If  $tx \bmod 2 == 0$  then
         $t_i = t_{ik}$ 
    else
         $t_i = t_{ij}$ 
    end
end
return  $T$ 
    
```

ICCA 的信号强度增益计算方法如下。假设射频芯片的频率为 f_c , A_i 是节点接收的最强信号的振幅, Δt 是时延补偿的残差, 补偿后的时延是一个在区间 $[\Delta t, \Delta t + \frac{1}{f_c}]$ 上均匀分布的随机变量。对于一个 h 跳, 每跳 n_j ($j=1, \dots, h$) 个节点的网络, 可以得到 SNR 的增益如式(5)所示。

$$\text{SNR}_n = \frac{\sum_{j=1}^h \left(\sum_{i=1}^{n_j} \left(A_i + A_i \cos \left(\frac{\pi}{2\Delta t} \frac{1}{f_r} \right) \right) \right)^2}{\sum_{i=1}^{n_j} A_i^2} = \sum_{j=1}^h \frac{n_j}{4} \left(1 + \cos \left(\frac{\pi}{8} \right) \right)^2 \quad (5)$$

ICCA 的时间复杂度计算方法如下。对于包含 n 个节点的智能传感系统, ICCA 算法的时间复杂度主要取决于中转节点的个数, 以及每个中转节点的

上、下层邻居节点个数。假设有 k 个中转节点 ($k < n$), 则 ICCA 的时间复杂度为 $O(k(p+q))$ 。

4 智能能耗优化层的设计

本节主要介绍 C3S 的中间层策略, 给出了相长干涉数据传输的能耗问题, 介绍了节点状态迁移时序设计过程, 描述了节点智能模式调度流程的设计, 提出了相长干涉的能量消耗模型。

4.1 相长干涉数据传输的能耗问题

以 Glossy 为代表的拓扑无关相长干涉数据传输协议要求所有智能传感系统中的节点参与数据分组转发, 这会带来冗余的能量消耗。

如图 8 所示, 按照 Glossy 的工作流程, 图中所有的节点都需要转发数据分组。而事实上, 只需要在中转节点中选择 R2 和 R4 进行相长干涉数据传输就可以将数据分组发送给 L1、L2、L3、L4 和 L5。这可以比 Glossy 节省 80% 的能量。因此, 传统的相长干涉数据传输存在冗余能量消耗的问题。同时, 若选择 R1、R3 和 R5 进行相长干涉数据传输, 也能将数据分组发送给 L1、L2、L3、L4 和 L5。这意味着, 当网络中出现冗余覆盖时, 在底层 ICCA 算法的基础上通过智能调度转发节点的集合, 可进一步延长网络生存期。

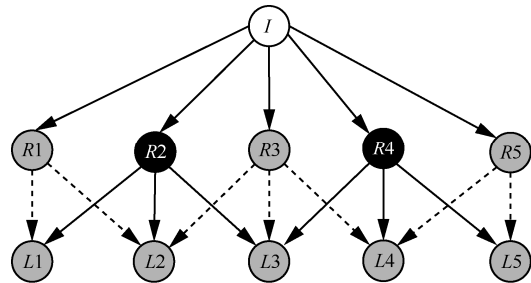


图 8 相长干涉的能耗问题

针对相长干涉数据传输的能量消耗问题, 本文采用拓扑相关的方法, 从修改传统相长干涉数据传输的工作流程入手, 提出稀疏网络拓扑下的相长干涉能量自适应调度方案 CIES。

4.2 CIES 的节点状态迁移时序

由于相长干涉数据传输要求的亚微秒级的同步精度, 全网节点以相同的频率进行数据分组的转发。如图 9 所示, 每个节点工作在 4 种不同的状态——睡眠状态、监听状态、接收状态和发送状态, 节点通过触发不同的事件进行状态切换。在传统方法下, 当相长干涉数据传输开始时, 初始节点和中

转节点分别触发 Iw_Evt 和 Tw_Evt 。初始节点进入发送状态，中转节点进入监听状态。正常情况下，当节点的发送次数 $c < N_tx$ 时，节点在发送状态、监听状态和接收状态之间循环轮转，同时对发送次数进行计数。然而，当相长干涉数据传输失败时，触发 F_Evt 事件使节点从接收状态回到监听状态。当完成最后一次发送，即 $c = N_tx$ 时，节点返回睡眠状态以节省能量。

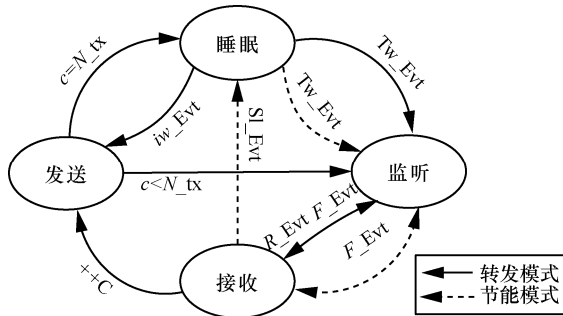


图 9 CIES 的状态迁移

CIES 对上述状态迁移时序进行了优化，给每个节点设定了 2 种工作模式：节能模式和转发模式。处于转发模式下的节点，其状态迁移时序与传统方法一致。处于节能模式下的节点在成功接收到一次数据分组后就触发 Sl_Evt 事件转入睡眠状态。

以常用的智能传感器节点的射频芯片 CC2538 为例，其通用异步收发传输器的能耗为 0.7 mA，而睡眠状态的能量消耗仅为 0.9 μ A。节能模式可以有效减少射频芯片处于发送状态和接收状态的时间，从而有效解决相长干涉数据传输的能量消耗问题。

4.3 CIES 的节点智能模式调度

实现 CIES 的一个挑战就是根据网络拓扑和剩余能量找到网络中在转发模式下工作的节点集合。要降低相长干涉射频芯片工作时长就需要最小化转发节点集合，生成新的稀疏网络结构。而且，每个节点需要进行智能模式调度。这就需要设计轻量级、分布式的转发节点集合选择算法。

假设一个由 n 个节点组成的智能传感系统，各节点具有相同的传输范围。定义一个单位圆图 $G(V, E)$ ，图中边的集合为 $\{(v, u) | v \in V, u \in V\}$ 。则存在以下定义。

定义 6 若图 $G(V, E)$ 中存在节点集 D ，任意节点 v 属于 D 或者距离 D 一跳，则集合 D 是图 G 的一个支配集。若 D 的任意子集组成的子图是一个连通图，则 D 是一个连通支配集。若存在 $\forall d \in D$ ，

使 $D - \{d\}$ 不是连通支配集，则 D 是一个最小连通支配集。

定义 7 集合 D 中的节点称为支配节点(DN, dominant node)，能将一个支配集变为连通支配集的节点称为连通节点(LN, link node)，连通支配集以外的节点称为雇佣节点(EN, employment node)。

CIES 首先采用构造近似最小支配集的方法，并使用节点累积射频芯片工作时长作为关键技术指标，进行相长干涉的节点工作模式调度。

由定义 6 和定义 7 得知，DN 节点和 LN 节点应设置为转发模式，而 EN 节点应设置为节能模式。因此，应该顺序设计 DN 节点选择流程和 LN 节点选择流程。

4.3.1 DN 节点的选择

如图 10 所示，在初始状态下，所有节点的类型值均为 EN。若一个节点 v 的累积射频芯片工作时长小于门限值 T_0 ，就可以向其邻居节点发出 DN 节点广播请求，并将其累积射频芯片工作时长写入请求数据分组。随后， v 的邻居节点会返回 ACK，其中包含该邻居节点的射频芯片工作时长。收到来自所有 ACK 后，节点 v 将自己的累积射频芯片工作时长与所有邻居节点的累积射频芯片工作时长进行比较，若节点 v 的累积射频芯片工作时长最小，则节点 v 可发出 DN 节点声明的广播数据分组。如此反复，当网络中不再有节点发出 DN 广播请求，DN 节点选择流程结束。在此之后， G 中的节点或者是 DN 节点，或者是 ED 节点。

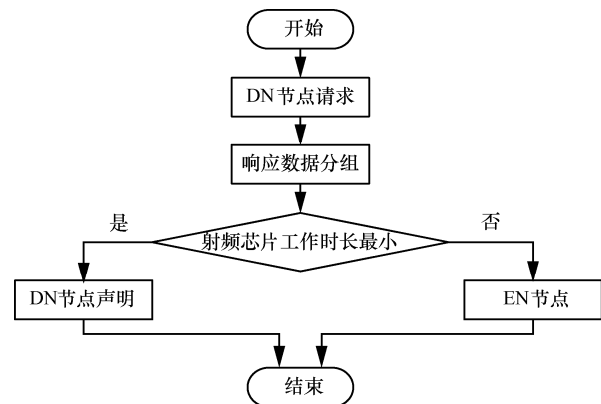


图 10 DN 节点选择流程

4.3.2 LN 节点的选择

如图 11 所示，所有的 ED 节点将其与 DN 节点的连接信息进行广播。图 G 中一个 ED 节点最多与

5 个 DN 节点相邻^[34]。而且，任何 2 个 DN 节点之间的距离可能是二跳或者三跳。当任意 2 个 DN 节点的距离为两跳时，形成路径 $DN_1 \rightarrow v \rightarrow DN_2$ 。若中间节点 v 与其他 ED 节点相比累积射频芯片工作时长最小，则节点 v 可以发送广播分组声明成为 LN 节点。当 2 个 DN 节点的距离为三跳时，形成路径 $DN_1 \rightarrow u \rightarrow v \rightarrow DN_2$ 。所有和 DN_1 、 DN_2 连接的二跳中间节点分别将其累积射频芯片工作时长发送给 DN_1 和 DN_2 。若节点 u 和节点 v 的累积射频芯片工作时长分别在其所处的候选节点集合中为最小值，那么 u 和 v 在收到 DN_1 和 DN_2 的 ACK 后声明为 LN 节点。否则，节点 DN_1 和 DN_2 会继续重复上述步骤选择其他节点。

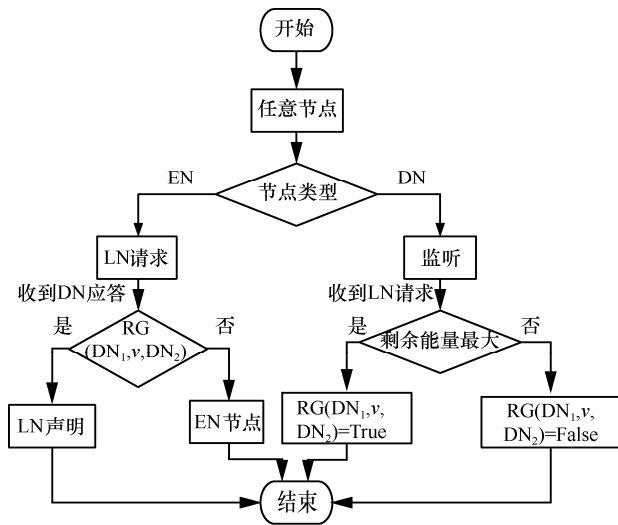


图 11 LN 节点选择流程

定理 1 CIES 进行拓扑优化后， G 中任意节点 u 和 v 之间的最大跳数是 $3h+2$ 。其中， h 是 u 和 v 之间最短路径的跳数。

证明 假设 G 中任意两点 u 和 v 之间的最短路径为： $P(u, v) = \{p_1, p_2, \dots, p_h\}$ ，其中 $p_1 = u, p_h = v$ 。对于 $\forall p_i$ ，若 p_i 不是 DN 节点，设其连接的 DN 节点为 d_i ；若 p_i 是 DN 节点，则 $d_i = p_i$ 。

因为 $CDS(u, v)$ 中至多有 h 个 DN 节点，即

$$CDS(u, v) = \{u, x_1, x_2, \dots, x_h, v\};$$

所以 x_i 和下一个 DN 节点之间最多为三跳，即

$$x_i \rightarrow p_i \rightarrow p_{i+1} \rightarrow x_{i+1};$$

所以 $P(x_1, x_h)$ 至多为 $3h$ 跳；

因为 $CDS(u, v) = P(u, x_1) + P(x_1, x_h) + P(x_h, v) = 3h+2$ ；

所以 $CDS(u, v)$ 至多有 $3h+2$ 跳。

定理 1 从理论上证明了 CIES 的最大跳数上限。而且，当 $P(u, v)$ 中的奇数下标节点为 DN 节点，偶数下标节点为 LN 节点，且任意 2 个 DN 节点之间均为两跳时， $CDS(u, v)$ 的值就是最短路径。

对于冗余覆盖的智能传感系统，每个节点上都设置相同的 T_0 。若某个 DN 节点或者 LN 节点的累积射频芯片工作时长超过 T_0 ，CIES 会通过该节点发出广播，从而完成最小支配集的重建。在重建过程中，CIES 首先将原来的 DN 节点和 LN 节点的节点类别都设为 EN，然后触发 DN 选择流程和 LN 选择流程，找到新的 DN 节点和 LN 节点集合，产生新的最小支配集，延长智能传感系统的生命期。然而，若 CIES 找不到新的 DN 节点和 LN 节点集合，则只能将全网节点都设置成中转节点。

4.4 CIES 的能量消耗模型

假设智能传感系统有 n 个节点。任意节点在监听状态、发送状态和接收状态中单位时间内的能量消耗分别为 E_s, E_t 和 E_r 。节点处于监听状态、发送状态和接收状态的时间分别为 T_s, T_t 和 T_r 。其他参数还包括数据分组长度 l 、数据传输速率 k bit/s。

传统相长干涉数据传输方法让所有节点循环 N_{tx} 个周期的监听状态、发送状态和接收状态轮转后才结束整个传输过程。因此，其能量消耗可表示为

$$\begin{aligned} E_g &= nN_{tx}(E_s T_s + E_t T_t + E_r T_r) = \\ nN_{tx} &(E_s T_s + E_t \frac{P_t}{b} + E_r \frac{P_r}{b}) = \\ nN_{tx} &(E_s T_s + \frac{P}{b}(E_t + E_r)) \end{aligned} \quad (6)$$

CIES 中转节点的能量消耗与式(6)相同。但是，EN 节点只需要运行一次完整的状态转换。因此，CIES 的能量消耗可表示为

$$E_c = E_t + E_p$$

其中，

$$\begin{aligned} E_t &= cN_{tx}(E_s T_s + \frac{P}{b}(E_t + E_r)) \\ E_p &= (n-c)(E_s T_s + \frac{P}{b} E_r) \end{aligned} \quad (7)$$

其中， c 为中转节点的数量， E_t 和 E_p 分别为中转节点和 EN 节点的能量消耗。CIES 节省的能量 ΔE 可计算为

$$DE(c) = E_g - E_c = (n - c)((N_{tx} - 1)(E_s T_s) + N_{tx} \frac{P_l}{b} E_i + (N_{tx} - 1) \frac{P_l}{b} E_r) \quad (8)$$

式(8)表明, 每个 EN 节点可减少 $N_{tx}-1$ 次待机状态, $N_{tx}-1$ 次接收状态和 N_{tx} 次发送状态。然而, DN 和 LN 节点则不能节省能量。因此, CIES 在冗余覆盖图中节省的能量 KE_c 可计算为

$$KE_c = \sum_{i=1}^k \Delta E(c_i) \quad (9)$$

式(9)说明, 能量的节省正比于 UDG 中冗余中转节点集的数量。

5 智能并行流水线层的设计

本节主要介绍 C3S 的性能提升策略, 分析了相长干涉的多信道通信特点, 介绍了 CI2P 的建立过程。

5.1 CIES 的节点状态迁移时序

在第 4 节的自适应能量分配策略和现有低占空比唤醒方法的基础上, 如何提高网络的吞吐量就显得尤为重要。PIP 和 Splash 采用信道轮转的方法实现相长干涉。然而, PIP 对网络冗余路径的利用率低。Splash 虽然让全网节点参与转发, 但是只实现了单流水线。本文旨在实现一种相长干涉的多信道并行流水线 CI2P。

在建立 CI2P 之前, 需要首先评估相长干涉在射频芯片的 16 个工作信道上的通信可靠性。为此, 本文设置了一个接收节点和 16 个发送节点。16 个发送节点分别工作在 16 个不同的信道, 接收节点则通过信道轮转接收数据分组。每个发送节点发送 500 个数据分组, 平均分组接收率的结果如图 12 所示。除了第 26 号信道之外, 其他信道的平均分组接收率都在 10%到 40%之间, 属于有损链路。而且, 除了第 26 号信道之外, 其他信道的分组接收率的平均方差达到 0.593。评估结果表明, 在单链路下通过信道轮转建立流水线, 其可靠性不能满足智能传感系统的需求。

幸运的是, 相长干涉的数据传输采用的是并发链路。因此, 本文对基于相长干涉的并发链路进行了可靠性测试。在上述实验的基础上, 每个发送节点附近增加 3 个工作在相同信道的并发节点, 采用相长干涉的方式同时向接收节点发送数据分组。如图 13 所示, 第 26 号信道的分组接收率提升至

99.8%, 方差减小为 0.02。其他信道中, 有 4 条信道的分组接收率超过了 70%。分组接收率最小的信道也提升至 38%。除了第 26 号信道之外, 其他信道的分组接收率的平均方差减少到 0.13。

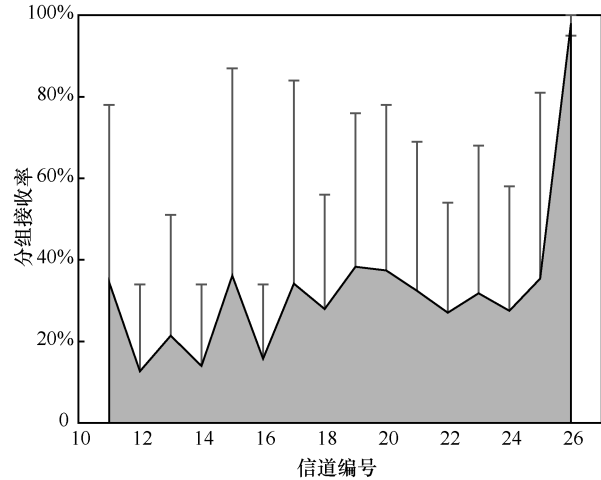


图 12 16 条信道的分组接收率

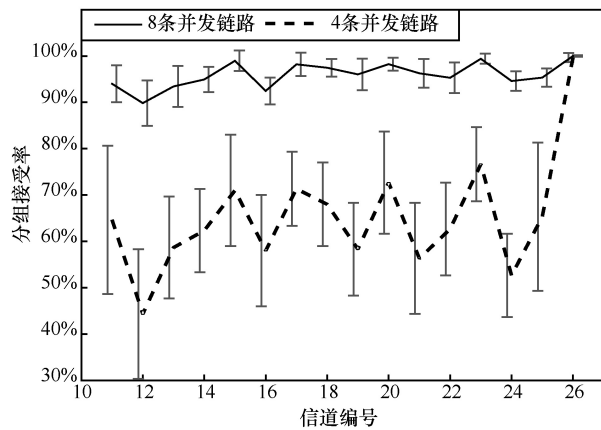


图 13 16 条信道相中干涉下的分组接收率

进一步将并发节点的数量增大至 8 个。如图 13 所示, 第 26 号信道的分组接收率达到了 99.99%, 方差减小为 0.001。其余信道的平均分组接收率也超过了 90%。

5.2 CI2P 的建立

在单信道通信中, 相长干涉数据传输只允许智能传感节点每 2 个传输轮次发送一个数据分组。CI2P 将多信道轮转应用于任意节点之间的数据传输, 实现了并行流水线, 其基本原理如图 14 所示。

在图 14 中, 传感系统中的任意节点 I 通过节点 v_1, v_2, \dots, v_8 的转发将相长干涉数据分组发往节点 D 。相长干涉数据传输开始时, 节点 I, v_1, v_2 工作在信道 a, v_3 和 v_4 工作在信道 b, v_5 和 v_6 工作在信

道 c, v7 和 v8 工作在信道 d。每一个传输轮次结束后, 节点 I 在信道 a 和信道 b 之间反复切换, v1 和 v2 在信道 a 和信道 c 之间反复切换, v3 和 v4 工作在信道 b 和信道 d 之间反复切换, v5、v6、v7 和 v8 不需要进行信道轮转。由于要分别接受来自 2 条流水线的数据分组, 目的节点 D 则需要在信道 c 和信道 d 之间反复切换。在第一个传输轮次, 所有节点都工作在默认信道。第二个传输轮次, 节点 I 转换到信道 b, v1 和 v2 转换到信道 c。第三个传输轮次, 节点 I、v1 和 v2 转换到信道 a, v3 和 v4 转换到信道 d。第四个传输轮次, 节点 I、v3 和 v4 转换到信道 b, 节点 D 转换到信道 d。在 CI2P 建立的过程中, 共发生了 10 次信道转换。

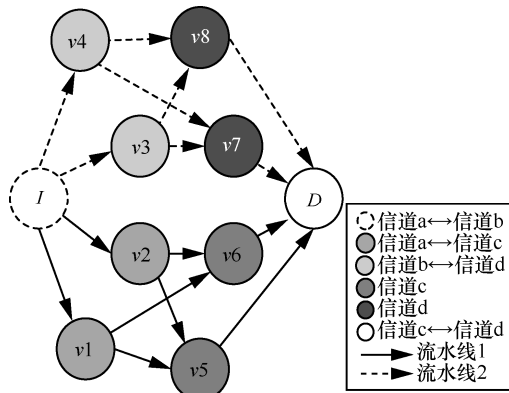


图 14 CI2P 的基本原理

图 15 描述了 CI2P 建立的过程中各节点收发数据分组的详细情况。其中, $P1i$ 和 $P2i$ 分别表示 CI2P 中流水线 1 和流水线 2 上的第 i 个数据分组。相长干涉数据传输开始时, 所有节点都在监听状态。第一个传输轮次, 节点 I 发送数据分组 $P11$ 。由于 v3 和 v4 工作在信道 b, 所以只有 v1 和 v2 收到数据分组 $P11$ 。第二个传输轮次, 节点 I 发送数据分组 $P21$, v1 和 v2 转发数据分组 $P11$, 在 v5 处形成相长干涉。第三个传输轮次, 节点 I 发送 $P12$, v3 和 v4 发送 $P21$, v5 和 v6 将 $P11$ 发送给目的节点 D。第四个传输轮次, 节点 I 发送数据分组 $P22$, v5 和 v6 收到数据分组 $P12$, v7 和 v8 将 $P21$ 转发至目的节点 D, 并发流水线建立完成。自第五个传输轮次开始, 节点 D 在每个传输轮次都会收到一个不同的数据分组。CI2P 建立后数据分组的轮次产出比达到了 100%。

根据上述分析, CI2P 的建立方法如下。首先通过第 3 节的最小支配集构建方法选出从 I 到 D 的转

发节点集合 $S1$ 和 $S2$ 。然后, 分别对 $S1$ 和 $S2$ 中的节点信道进行如下调度。初始节点 I 的默认信道与 $S1$ 的第一层节点相同, 其轮换信道与 $S2$ 的第一层节点相同。目的节点 D 的默认信道与 $S1$ 的第 $h-1$ 层节点的信道一致 (h 为 $S1$ 和 $S2$ 的深度)。对于任意中转节点 vi , 若所处层次为第 $h-1$ 层, 则一直工作在默认信道。否则, 若 vi 位于 $S1$, 则 vi 的默认信道等于 vi 所在的层次, vi 的轮转信道与下一层的高度相等。若 vi 位于 $S2$, 则 vi 的默认信道等于 vi 所在的层次数与 $h-1$ 的和, vi 的轮转信道等于默认信道号+1。

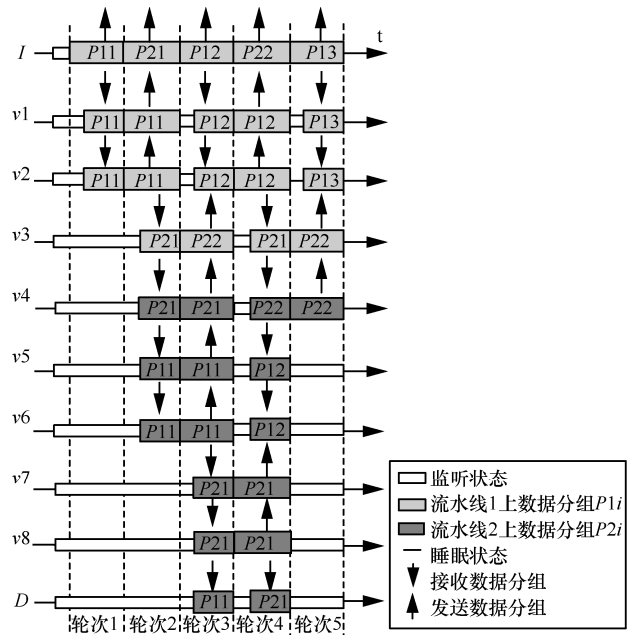


图 15 CI2P 建立流程

将 CI2P 的传输效率与 Glossy 和 Splash 进行比较。假设数据分组的大小为 x bit, 每个传输轮次时隙为 T_s , I 与 D 之间的跳数为 h , N_{tx} 的值为 1。Glossy 完成一个数据分组的传输时间为 hT_s , Splash 完成一个数据分组的传输时间为 $2T_s$, 而 CI2P 完成一个数据分组的传输时间为 T_s 。因此, CI2P 的传输效率是 Glossy 的 h 倍, 是 Splash 的 2 倍。

6 C3S 策略的性能评估

本节主要介绍 C3S 的性能评估, 分析了智能时钟同步层的性能, 对能耗优化层的 CIES 策略进行了评估, 评估了智能并行流水线层的性能。

6.1 智能时钟同步层的性能评估

为了评估智能时钟同步层 ICCA 算法在智能

传感系统中的有效性, 本文在 Matlab2015 上搭建了一个包含 4 000 个节点的均匀分布网络, 对该 ICCA 的收敛时间、数据分组传输成功率和网络传输时延进行评估。图 16 描述了当节点个数从 500 个增加到 4 000 个时, ICCA 的收敛时间。当节点个数为 500 时, ICCA 的收敛时间为 2.32 μs 。当节点个数为 4 000 时, ICCA 的收敛时间为 6.78 μs 。每增加 500 个节点, ICCA 的收敛时间平均增加 0.65 μs 。

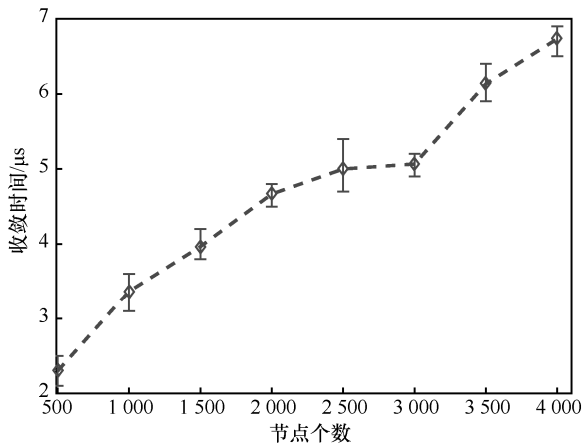


图 16 ICCA 的收敛时间

如图 17 所示, 当智能传感系统的节点个数从 500 个增加到 4 000 个时, Glossy 的数据分组传输成功率下降了 32%, 然而, ICCA 的数据分组传输成功率在此过程中一直保持在 96% 以上。节点个数增加会加大总的的数据转发次数, 当出现数据分组传输失败时, 会加大累积时延误差, 从而影响后续的数据分组传输成功率。从图 17 还可以看出 ICCA 数据分组传输成功率的平均误差比 Glossy 要小。

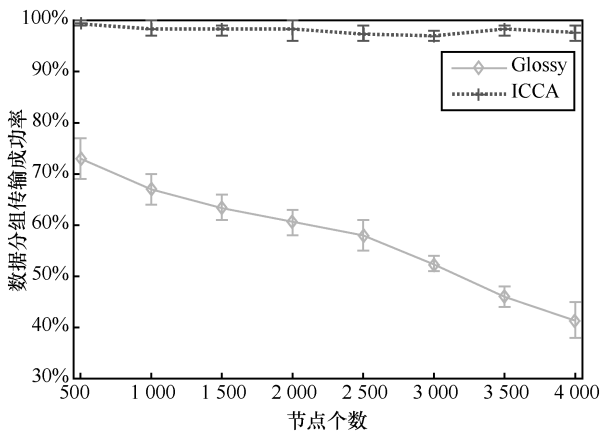


图 17 ICCA 的数据分组传输成功率

最后, 本文评估了定义 4 描述的网络传输时延。如图 18 所示, 当智能传感系统包含 500 个节点时, ICCA 的网络传输时延为 1.24 ms, 而 Glossy 的网络传输时延为 2.41 ms, 比 ICCA 多了 1.17 ms。当节点个数增加到 4 000 个时, ICCA 的网络传输时延为 5.02 ms, 而 Glossy 的网络传输时延为 7.14 ms, 比 ICCA 多了 2.12 ms。而且, ICCA 网络传输时延的平均误差为 0.16 ms, 而 Glossy 网络传输时延的平均误差为 0.64 ms。

当节点个数超过 2 000 个时, Glossy 网络传输时延的平均误差达到了 0.87 ms。很明显, ICCA 的网络传输时延更小, 数据传输更稳定。

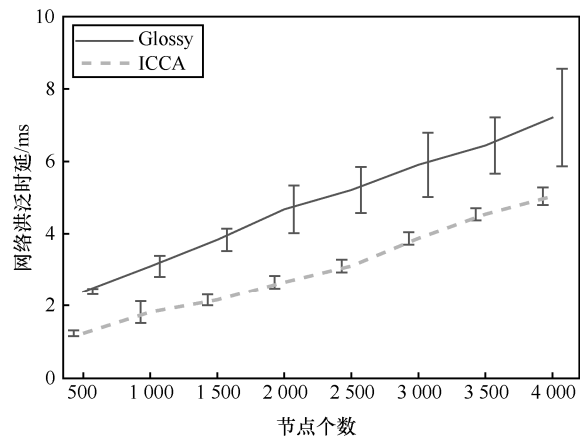


图 18 ICCA 的收敛时间

6.2 智能能耗优化层的性能评估

本节分别对 CIES 的分组接收率、网络传输时延和射频芯片工作时长进行评估, 所有评估结果均取 500 次测试的平均值。

如图 19 所示, 当 $N_{tx}=1$ 时, CIES 和 Glossy 的 PRR 均超过 97.2%。当 $N_{tx}=2$ 时, CIES 和 Glossy 的 PRR 均达到 99.9%。图 19 中也存在个别分组接收率低于 80% 的情况。例如, 当传输距离为 65 m 时 ($N_{tx}=1$), 有一次的分组接收率仅为 76.4%。原因在于, CIES 在减少转发次数的同时也减少了节点接收数据分组的次数。在 CIES 中, EN 节点只能从上层的 IN 或者 LN 节点获取数据分组。而在 Glossy 中, 中间节点可从上层节点和下层节点至少获得 2 次接收数据分组的机会 ($N_{tx}=1$)。

图 20 描述了 1 052 个点组成的智能传感系统在 $N_{tx}=2$ 时的网络传输延迟。在 CIES 中, 有 264 个点的网络传输延迟在 1 ms 以内, 全网节点收到数据分组的时间是 11 ms。然而, Glossy 将数据传遍全

网的时间要多花费 $\frac{1}{4}$ 的时间。虽然 Glossy 可以实现毫秒级的相长干涉数据传输。但是, 图 20 的仿真证明, CIES 的数据传输速度相比 Glossy 更快。这是因为, CIES 通过基于底层的 ICCA 算法, 同步精度高, 从而减少了重传次数。

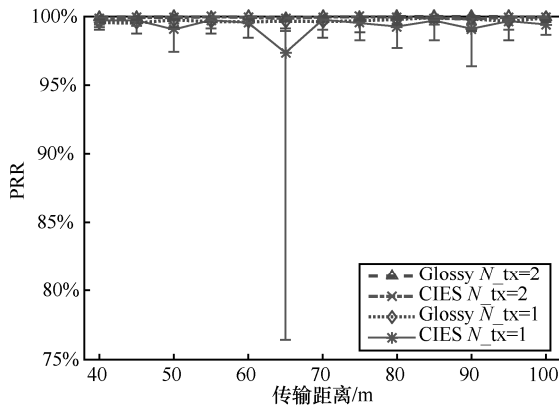


图 19 CIES 的可靠性评估

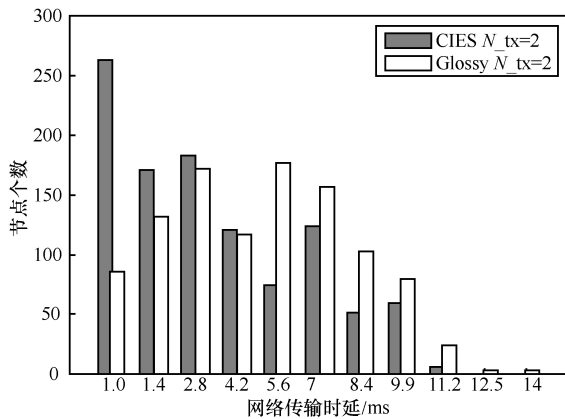


图 20 CIES 的网络传输延迟

图 21 展示了累积射频芯片工作时长。当节点传输距离在 40~100 m 内, Glossy 的累积射频芯片工作时长从 22.5 ms 降至 19.6 ms。而 CIES 的累积射频芯片工作时长从 15 ms 降至 7.2 ms。当传输距离为 100 m 时, CIES 可以节省 63.93% 的能量消耗。图 21 说明, CIES 对能量消耗的节省与网络密度成正比。

6.3 智能并行流水线层的性能评估

本节分别对 CI2P 的分组接收率、吞吐量和网络利用率进行评估。如图 22 所示, CI2P 的平均分组接收率为 98.84%, Glossy 的平均分组接收率为 99.11%, Splash 的平均分组接收率为 97.22%。在所有的测试中, CI2P 有 4 次获得最高分组接收率, Splash 只有一次获得最高分组接收率, 而 Glossy 获

得了 7 次最高分组接收率。此外, Glossy 的分组接收率方差为 0.022, CI2P 的 PRR 方差为 0.026, Splash 的 PRR 方差为 0.031。图 22 的实验结果表明, 3 种协议的分组接收率差距不明显。相比而言, Glossy 最稳定。原因是在于, Glossy 可以充分利用网络中的所有节点进行相长干涉数据传输。Splash 在流水线切换时产生了时延误差, 影响了分组接收率。由于底层的 ICCA 算法, CI2P 的分组接收率与 Glossy 更为接近。

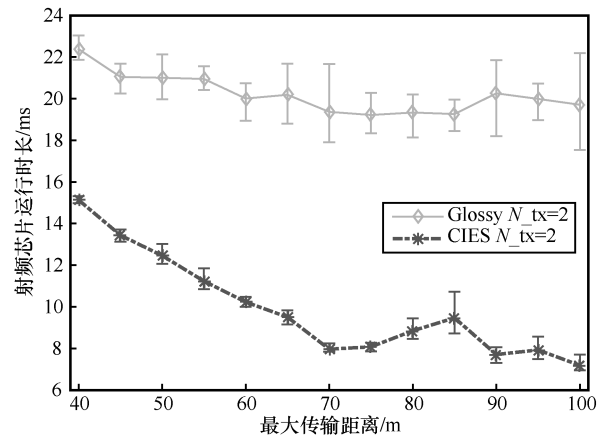


图 21 CIES 的射频芯片工作时长

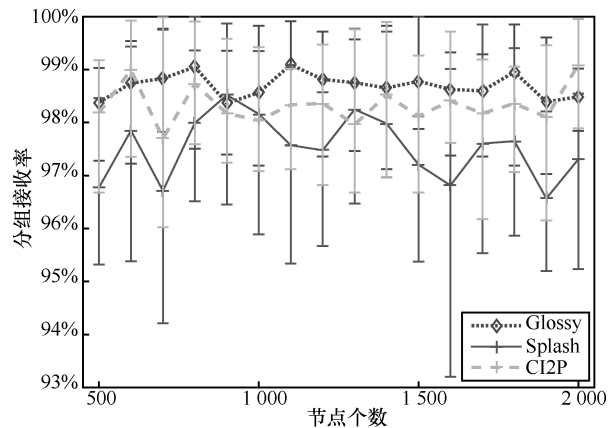


图 22 CI2P 的可靠性评估

为了对吞吐量进行评估, 本文在智能传感系统中任选 10 条初始节点与目的节点组成的通信链路, 在每条链路上分别使用 D-PIP、Splash 和 Glossy 发送长度为 32 bit 的数据分组, 测量上述 3 种方法的平均分组接收率。如图 23 所示, Glossy 的平均吞吐量为 25.74 kbit/s, Splash 的平均吞吐量为 78.67 kbit/s, CI2P 的平均吞吐量却达到了 177.43 kbit/s。实验结果说明, CI2P 的平均吞吐量是 Splash 的 2.23 倍, 是 Glossy 的 6.85 倍。在图 23 中, CI2P 的吞吐量平

均误差为 6.42 kbit/s, Splash 的吞吐量平均误差为 14.54 kbit/s, Glossy 的吞吐量平均误差为 3.04 kbit/s。可见, 与 Splash 和 Glossy 相比, CI2P 显著地提高了网络吞吐量。

在图 24 中, 本文测量了 CI2P 在 10 条信道中的利用率。首先, 本文使用 TelosB 节点进行了满载数据传输测试, 测试结果表明, TelosB 节点的实际最高速率为 220 kbit/s。然后, 本文使用 CI2P 进行相长干涉数据传输, 用测得的吞吐量占实际最高速率的百分比来衡量 CI2P 的信道利用率。如图 24 所示, 链路 1 中测得的有效利用率最低, 为 75.2%。链路 9 的信道利用率最高, 其吞吐量达到了 204.6 kbit/s。所有 10 条链路的平均信道利用率达到了 84.21%。实验结果说明, CI2P 的信道转换时延只占用了 15.79% 的利用率。

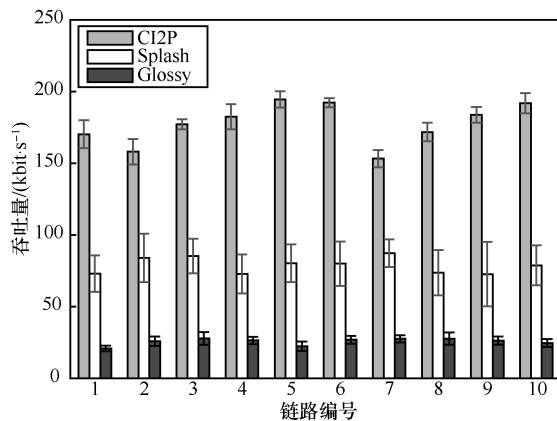


图 23 CI2P 的吞吐量评估

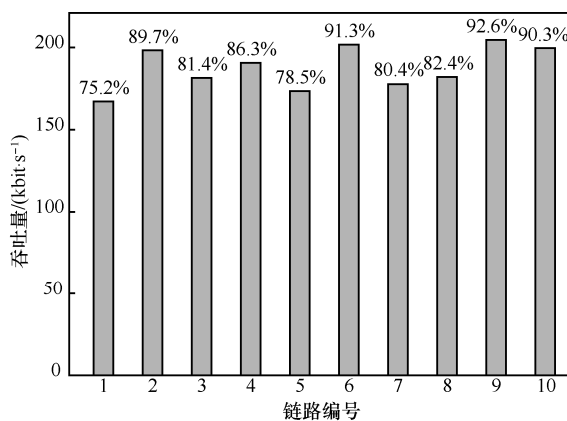


图 24 CI2P 的信道利用率评估

7 结束语

本文提出了一种基于相长干涉的并发传输策略 C3S。该策略采用分层的思想, 针对智能传输系

统的可靠性、功耗和吞吐量进行了优化设计。C3S 提出了 ICCA 智能时钟校准算法, CIES 智能能量分配方案和 CI2P 智能并行流水线。与传统的相长干涉数据传输协议相比, C3S 的同步精度更高, 传输时延更小, 传输功耗更低, 信道利用率更高。

参考文献:

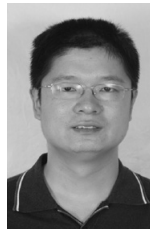
- [1] ZHANG P, WANG S K, GUO K H, et al. A secure data collection scheme based on compressive sensing in wireless sensor networks[J]. *Ad Hoc Networks*, 2018, 70(3): 73-84.
- [2] WEN W M, ZHAO S H, SHANG C JU, et al. EAPC: energy-aware path construction for data collection using mobile sink in wireless sensor networks[J]. *IEEE Sensors Journal*, 2018, 18(2): 890-901
- [3] ILLIANO V P, MUNOZ-GONZÁLEZ L, LUPU E C. Don't fool me!: detection, characterisation and diagnosis of spoofed and masked events in wireless sensor networks[J]. *IEEE Transactions on Dependable and Secure Computing*, 2017, 14(3): 279-293
- [4] ABU-MAHFOUZ A M, HANCKE G P. Localised information fusion techniques for location discovery in wireless sensor networks[J]. *International Journal of Sensor Networks*, 2018, 26(1): 12-25
- [5] ERDEL J M, NATALIZIO E, CHOWDHURY K R, et al. Help from the sky: leveraging UAVs for disaster management[J]. *IEEE Pervasive Computing*, 2017, 16(1): 24-32.
- [6] DÁMASO A, ROSA N, MACIEL P. Integrated evaluation of reliability and power consumption of wireless sensor networks[J]. *Sensors*, 2017, 17(11): 2547.
- [7] SÁNCHEZ-ÁLVAREZ D, LINAJE M, RODRÍGUEZ-PÉREZ F J. A framework to design the computational load distribution of wireless sensor networks in power consumption constrained environments[J]. *Sensors*, 2018, 18(4): 954-973.
- [8] ANISI M H, ABDUL-SALAAM G, IDRIS M Y I, et al. Energy harvesting and battery power based routing in wireless sensor networks[J]. *Wireless Networks*, 2017, 23(1): 249-266
- [9] MUKHERJEE M, SHU L, HU L, et al. Sleep scheduling in industrial wireless sensor networks for toxic gas monitoring[J]. *IEEE Wireless Communications*, 2017, 24(4): 106-112
- [10] SAHOO P K, THAKKAR H K, HWANG I. Pre-scheduled and self organized sleep-scheduling algorithms for efficient k-coverage in wireless sensor networks[J]. *Sensors*, 2017, 17(12): 2945
- [11] KUMAR A, SHWE H Y, WONG K J, et al. Location-based routing protocols for wireless sensor networks: a survey[J]. *Wireless Sensor Network*, 2017, 9(01): 25
- [12] KURT S, YILDIZ H U, YIGIT M, et al. Packet size optimization in wireless sensor networks for smart grid applications[J]. *IEEE Transactions on Industrial Electronics*, 2017, 64(3): 2392-2401
- [13] GOMES R D, QUEIROZ D V, LIMA FILHO A C, et al. Real-time link quality estimation for industrial wireless sensor networks using dedicated nodes[J]. *Ad Hoc Networks*, 2017, 59: 116-133
- [14] JAVAID N, HAFEEZ T, WADUD Z, et al. Establishing a cooperation-based and void node avoiding energy-efficient underwater WSN for a cloud[J]. *IEEE Access*, 2017, 5: 11582-11593.
- [15] SAHOO P K, PATTANAIK S R, WU S L. A reliable data transmission model for IEEE 802.15.4E enabled wireless sensor network under WiFi interference[J]. *Sensors*, 2017, 17(6): 1320
- [16] PRABAL D, STEPHEN D H, YIN C, et al. Design and evaluation of a

- versatile and efficient receiver-initiated link layer for low-power wireless[C]//The 8th ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems, 2010, 1-14
- [17] FEDERICO F, MARCO Z, LOTHAR T, et al. Efficient network flooding and time synchronization with Glossy[C]//The 10th International Conference on Information Processing in Sensor Networks. 2011, 73-84
- [18] FEDERICO F, MARCO Z, LUCA M, et al. Low-power wireless bus[C]//The 10th ACM Conference on Embedded Network Sensor Systems. 2012, 1-14
- [19] MAKOTO S, YASUTAKA Y, HIROYUKI M. Field-oriented wireless sensor networks using low-power, end-to-end reliable collection protocol[C]//The 77th IEEE Vehicular Technology Conference. 2013, 1-5
- [20] MANJUNATH D, MUN C C, BEN L. Splash: fast data dissemination with constructive interference in wireless sensor networks[C]//The 10th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation. 2013, 269-282
- [21] WANG Y, HE Y, MAO X F, et al. Exploiting constructive interference for scalable flooding in wireless networks[J], IEEE/ACM Transactions on Networking, 2013, 21(6): 1880-1889
- [22] DOUG C, MARCUS C, ANDREAS T, et al. Forwarder selection in multi-transmitter networks[C]//IEEE International Conference on Distributed computing in sensor systems. 2013, 1-10
- [23] WANG Y, HE Y, CHENG D P, et al. Triggercast: enabling wireless constructive collisions[C]//The 32nd IEEE International Conference on Computer Communications, mini conference. 2013, 480-484
- [24] WANG Y, LIU Y H, HE Y, et al. Disco: Improving packet delivery via deliberate synchronized constructive interference[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2015, 26(3): 713-723
- [25] DOUG C, ANDREAS T. Flip-MAC: a density-adaptive contention-reduction protocol for efficient any-to-one communication[C]// IEEE International Conference on Distributed computing in sensor systems. 2011, 1-8
- [26] OLAF L, FEDERICO F, MARCO Z. Chaos: versatile and efficient all-to-all data sharing and in-network processing at scale[C]//The 11th ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems. 2013, 1-14
- [27] KASIM S Y, AYLIN K. Time synchronization based on slow-flooding in wireless sensor networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2014, 25(1): 244-253
- [28] ÖSTERLIND F, LUCA M, THIEMO V, et al. Strawman: resolving collisions in bursty low-power wireless networks[C]//The 11th international conference on Information Processing in Sensor Networks. 2012, 161-172
- [29] JI X Y, HE Y, WANG J L, et al. Walking down the STAIRS: efficient collision resolution for wireless sensor networks[C]// The 33rd IEEE International Conference on Computer Communications. 2014, 961-969
- [30] ROMAN L, FEDERICO F, MARCO Z, et al. Flocklab: a testbed for distributed, synchronized tracing and profiling of wireless embedded systems[C]// ACM/IEEE International Conference on Information Processing in Sensor Networks. 2013, 153-165
- [31] MARCO Z, FEDERICO F, LUCA M, et al. pTunes: runtime parameter adaptation for low-power MAC protocols[C]//The 11th International Conference on Information Processing in Sensor Networks. 2012, 173-184.
- [32] CHRISTOPH L, PHILIPP S, ROGER W. PulseSync: an efficient and scalable clock synchronization protocol[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2015, 23(3): 717-727.
- [33] NIRANJINI R, PATRICK L, ANTHONY R. Visual light landmarks for mobile devices[C]//The 13th International Symposium on Information Processing in Sensor Networks, 2014, 249-260.
- [34] KHALED A, LI X Y, WANG Y, et al. Geometric spanners for wireless ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2003, 14(4): 408-421.

[作者简介]



毛艳艳 (1979-), 女, 山东青岛人, 山东工商学院讲师, 主要研究方向为物联网技术、大数据处理。



程大鹏 (1979-), 男, 山东济宁人, 博士, 山东工商学院副教授, 主要研究方向为无线传感器网络、时空大数据。



冯烟利 (1962-), 男, 山东烟台人, 山东工商学院教授, 主要研究方向为软件定义网络、智能信息处理。



窦全胜 (1971-), 男, 黑龙江大庆人, 博士, 山东工商学院教授, 主要研究方向为解决优化问题的计算智能理论与方法、数据挖掘、知识工程与知识处理。



李大社 (1978-), 男, 山东临沂人, 博士, 山东工商学院副教授, 主要研究方向为无线传感器网络。