

低占空比传感网中面向自适应性能需求的高效广播调度算法

徐力杰^{1),2),3)} 杨庚^{1),2)} 徐佳^{1),2)} 王磊^{1),2)} 陈贵海³⁾

¹⁾(南京邮电大学 计算机学院、软件学院、网络空间安全学院 南京 210023)

²⁾(南京邮电大学 江苏省大数据安全与智能处理重点实验室 南京 210023)

³⁾(南京大学 计算机软件新技术国家重点实验室 南京 210023)

摘要 无线传感器网络中的节点普遍采用低占空比的工作模式,该工作模式极大地减少了由于空闲侦听所带来的能量浪费,尽管如此,也给网络中的广播问题带来了新的挑战。本文主要考虑如何解决低占空比传感网中的高效广播调度问题。大多数现有工作通常采用低效的传统广播传输模型,即任意局部单跳广播通过多次单播来实现。实际上,我们发现即使对于低占空比网络,无线媒介的广播属性依然能够为广播能效的提升提供潜在的机会。本文提出了一个新颖的机会式广播传输模型,该模型能够充分利用无线媒介固有的广播属性减少广播的总能耗。在单跳情形下,该模型允许发送者向它的任意接收者发送一个较小的 beacon 控制包,该 beacon 控制包将会通知接收者推迟自己的工作间隙去机会式地接收由发送者发送给其它节点的广播消息。在多跳情形下,该模型采用了一个有效的预推迟机制,即允许任意转发者在收到来自上游节点的 beacon 控制包后就可以预先向下游节点发送 beacon 控制包。我们发现采用机会式广播传输模型能够减少广播总能耗,但是可能会带来平均端到端广播延迟的增加。当前的许多现有工作考虑了延迟约束下的广播能耗优化问题,尽管如此,很多实际应用通常并不需要广播延迟一定要约束在一个限定的范围内,更多的广播应用关注的是能耗与延迟性能的权衡。本文定义了一个具有普适性的广播代价函数,该函数能够对广播延迟和广播能耗两者的权衡关系提供一个自适应的控制以刻画各种不同的广播性能需求,本文的目标是在低占空比传感网中基于机会式广播传输模型找到一个有效的广播调度,以最小化该广播代价函数。首先,我们考虑了单跳情形下的目标问题,并且提出了一个多项式时间复杂度的最优解决方法。接着,我们将单跳情形下的解决方法扩展到多跳情形下。具体地说,我们先定义了一个约束性最小代价单跳广播问题,并且证明了该问题可以在多项式时间内利用动态规划算法求出最优解,然后我们将其扩展到多跳情形下的目标问题并且提出了一个高效的自底向上的解决方法。我们发现通过自适应地调节广播代价函数中权衡因子参数的值,我们的方法可以适用于各种广播性能需求的应用场景。进一步地,本文还讨论了如何将我们提出的解决方法扩展到更加一般化的情形下,即允许少部分相邻节点具有相同的工作调度。仿真实验结果表明在低占空比的网络环境下,我们的解决方法相比较于其它方法而言总是能够获得较大的性能优势。

关键词 无线传感器网络;低占空比;广播调度;自适应性能需求;机会式广播传输模型;自底向上的解决方法

中图法分类号 TP393

论文引用格式:

徐力杰,杨庚,徐佳,王磊,陈贵海,低占空比传感网中面向自适应性能需求的高效广播调度算法, Vol.41,在线出版号 No.16

XU Li-Jie, YANG Geng, XU Jia, WANG Lei, CHEN Gui-Hai, An Efficient Broadcast Scheduling Algorithm with Adaptive Performance Requirements for Low Duty Cycle Sensor Networks, 2018, Vol.41, Online Publishing No.16

本课题得到国家自然科学基金(No. 61502251, 61572263, 61472193)、中国博士后科学基金资助项目(No.2016M601859)、江苏省博士后科研资助计划(No. 1701047A)、江苏省自然科学基金(No.BK20141429)、南京邮电大学引进人才科研启动基金(No. NY214169)资助。徐力杰(通讯作者),男,1983年生,博士,讲师,主要研究领域为无线传感器网络、社交网络、移动与分布式计算。E-mail: ljxu@njupt.edu.cn。杨庚,男,1961年生,博士,教授,主要研究领域为信息与网络安全、隐私保护、并行与分布式计算。E-mail: yangg@njupt.edu.cn。徐佳,男,1980年生,博士,教授,主要研究领域为群智感知、机会网络、无线传感器网络。E-mail: xujia@njupt.edu.cn。王磊,男,1986年生,博士,讲师,主要研究领域为网络编码、无线传感器网络、分布式存储系统。E-mail: leiwang@njupt.edu.cn。陈贵海,男,1963年生,博士,教授,主要研究领域为分布式网络与数据处理。E-mail: gchen@nju.edu.cn。

An Efficient Broadcast Scheduling Algorithm with Adaptive Performance Requirements for Low Duty Cycle Sensor Networks

XU Li-Jie^{1),2),3)} YANG Geng^{1),2)} XU Jia^{1),2)} WANG Lei^{1),2)} CHEN Gui-Hai³⁾

¹⁾(School of Computer Science, Nanjing University of Posts and Telecommunications, Nanjing 210023)

²⁾(Jiangsu Key Laboratory of Big Data Security & Intelligent Processing, Nanjing University of Posts and Telecommunications, Nanjing 210023)

³⁾(State Key Laboratory for Novel Software Technology, Nanjing University, Nanjing 210023)

Abstract Low duty cycle mode is widely employed in wireless sensor networks, such mode greatly reduces the energy waste caused by idle listening. However, it brings many new challenges for broadcast problem in wireless sensor networks. This paper mainly focuses on how to address the efficient broadcast scheduling problem for low duty cycle sensor networks. Most of the existing works usually adopt the inefficient traditional broadcasting transmission model, in which any local single-hop broadcast is realized by multiple unicasts. Actually, we can see that even for low duty cycle networks, the broadcast nature of wireless media still offers potential chances to improve the energy efficiency of broadcasting. This paper proposes a novel opportunistic broadcasting transmission model, which can make full use of the inherent broadcast nature of wireless media to reduce the total energy consumption for broadcasting. For single-hop cases, specifically, such model allows the sender to send the beacon packet, which is a short control packet, to any of its receivers. The beacon packet will notify the receiver of the deferred time of the wake-up slot, so that the receiver can opportunistically receive the broadcasting message which is sent from the forwarder to some other node. For multiple-hop cases, such model adopts an efficient pre-beacon scheme, which allows any forwarder to send the beacon packet to any of its receivers once the forwarder receives a beacon packet. We find that the opportunistic broadcasting transmission model can reduce the total energy consumption for broadcasting, but could increase the average end-to-end broadcasting delay. Currently, many existing works have investigated the energy optimization problem for broadcasting under delay constraints. However, it is usually unnecessary to require that the broadcast should be done within a bounded delay for many real applications. More broadcasting applications focus on the tradeoff between delay and energy. This paper defines a generalized broadcasting cost function, which can provide a flexible control on the tradeoff between delay and energy, to adaptively meet various broadcasting performance requirements. In this paper, our target problem is how to employ the opportunistic broadcasting transmission model to design an efficient broadcasting schedule for low duty cycle wireless sensor networks, so that the broadcasting cost function is minimized. First, we consider our target problem for single-hop cases, and propose an optimal solution in polynomial time. Afterwards, we extend the solution for single-hop cases to multi-hop cases. Specifically, we first define a constrained minimum cost single-hop broadcast problem, which is solvable in polynomial time by adopting a dynamic programming algorithm, then extend it to our target problem for multi-hop cases and come up with an efficient bottom-up solution. We can find that our solution can be available for applications with various performance requirements by adjusting the tradeoff factor parameter in the broadcasting cost function. Further, this paper discusses how to extend our solution to the general case where a few of the neighboring nodes could have the identical working schedule. Simulation results show that our proposed solution always significantly outperforms the other solutions for various low duty cycle network configurations.

Key words wireless sensor networks; low duty cycle; broadcast scheduling; adaptive performance requirements; opportunistic broadcasting transmission model; bottom-up solution

1 引言

作为物联网 (Internet of Things, IoT) 发展的一项重要技术, 无线传感器网络 (Wireless Sensor Networks, WSNs) [1] 近些年受到了研究者广泛的关

注并且取得了很多重要的进展，其在环境监测、医疗监护、空间探索等众多的领域有着广泛的应用前景和很高的应用价值。许多传感器网络应用都要求系统部署在人难以接近的恶劣环境中执行各种长期的监测任务，对于这类网络通常很难为节点更换电池或者为节点充电，这意味着对于传感器网络而言，能量效率的优化显得尤为重要。现有的研究工作已经验证了空闲侦听 (idle listening) 是无线传感器网络中能量浪费的主要来源^[2]。因此，为了尽可能地降低由于空闲侦听所带来的能量浪费，传感器节点通常都会采用低占空比 (low duty cycle) 的工作模式 (这里，占空比是指节点的工作时间占整个生命周期的比例)，即节点周期性地在工作状态 (working state) 和睡眠状态 (sleeping state) 之间切换。这样的低占空比模式通过让每个节点周期性地睡眠以适应大多数无线传感器网络应用所固有的低流量 (low traffic) 特征，其极大地提升了整个网络的能量效率。尽管如此，它也为网络的延迟性能和能耗性能带来了许多新的挑战。一方面，相邻节点之间不同的工作调度 (working schedule) 使得网络中的数据传输产生显著的睡眠延迟 (sleep latency)^[3]；另一方面，低占空比模式将会极大地增加网络中广播的能耗。

在无线传感器网络中，广播是一项常用的基本功能。很多应用 (例如配置命令分发、网内查询、代码更新等) 经常需要 sink 节点将广播消息 (配置命令、查询、更新的代码等) 以多跳的方式分发到整个网络中。此外，单跳广播也广泛地应用于许多规模较小的网络，或是一些需要相邻节点局部信息交换的路由协议中。对于低占空比传感器网络而言，如何进行能量高效的广播是一个具有挑战性的问题，这是因为相邻节点之间不同的工作调度会使得无线媒介丧失固有的广播属性，任意一个单跳广播将会低效地通过多次单播来实现，尤其是对于许多消息较大的广播应用 (例如代码更新)，其广播效率将会变得更加低下。实际上，我们发现即使对于低占空比传感网，无线媒介的广播属性依然能够提供机会减少广播的总能耗。在本文中，我们提出了一个新颖的机会式广播传输模型。该模型能够充分利用无线媒介的时空相关性去减少广播的总能耗，其基本思想是允许部分节点通过推迟自己的工作间隙去机会式地接收由转发者发送给其它节点的广播消息。这样的机会式接收可以提高广播的能量效率，但是也可能会增加网络的平均端到端广播

延迟。我们发现在机会式广播传输模型下，通过仔细设计的广播调度能够达到一个在平均端到端广播延迟和广播总能耗之间的灵活的权衡 (tradeoff) 控制。

对于实际中的广播应用，延迟和能耗通常都是非常重要的性能指标，因此两者都应当作为优化目标的考虑因素。很多现有工作研究了延迟约束下的广播能耗最优化问题。尽管如此，对于大多数实际应用来说，完全没有必要要求广播一定要在一个限定的时间内完成，更多的广播应用关注的实际上是延迟和能耗的权衡。通常，网络的性能需求是应用相关的，即不同的广播应用可能会有完全不同的性能需求。例如，对于一些广播消息较小且紧急的应用 (例如配置命令分发)，为了使网络尽快地满足更新的需求以及尽可能减少误报 (false positive) 或漏报 (false negative) 的机率，平均端到端广播延迟相比较广播总能耗而言一般会在目标网络性能中占更大的比重；对于一些广播消息较大且不太紧急的应用 (例如代码更新)，广播总能耗相比较平均端到端广播延迟而言一般会在目标网络性能中占更大的比重，这是因为包含了多个数据包的较大广播消息的转发与网络的低占空比模式相结合将会进一步加剧广播总能耗的低效性。此外，我们发现即使对于同一个广播应用，在其网络生命周期的不同阶段也可能具有不同的网络性能需求。因此，如何定义一个能够适用于各种具有不同广播性能需求的应用场景的通用性能优化目标具有很大的实际意义。

在本文中，我们定义了一个刻画了平均端到端广播延迟和广播总能耗两者权衡关系的广播代价函数，通过对该函数中权衡因子 (tradeoff factor) 参数的自适应调节可以使其刻画各种不同的广播性能需求。我们的目标是如何基于机会式广播传输模型，设计一个适用于低占空比传感网的高效广播调度，以使得广播代价函数值最小化。

本文的主要贡献概括如下：

(1) 我们定义了一个具有普适性的广播性能优化目标函数，该优化目标函数能够对延迟和能耗两者的权衡关系提供一个自适应的控制以刻画各种不同的广播性能需求。

(2) 我们针对低占空比传感网提出了一个新颖的机会式广播传输模型。在单跳情形下，该模型允许发送节点向部分接收节点发送 beacon 控制包去推迟它们的工作间隙，使它们能够机会式地接收到

该发送节点向其它接收节点发送的广播消息；在多跳情形下，该模型在多跳节点之间采用了一种有效的预推迟机制，该机制允许任意推迟自己广播消息接收时间的转发节点一旦收到来自上游节点发送的 beacon 控制包就可以给下游节点发送 beacon 控制包，而不必非要等到其收到来自上游节点的广播消息，该控制包预先通知下游节点应该推迟到何时唤醒自己，以使得转发节点在收到广播消息后能够更加延迟高效地转发给下游节点。

(3) 我们首先将单跳情形下的目标问题建模成一个动态规划问题，并且证明了该问题可以在多项式时间内求出最优解。然后，我们将其扩展到多跳情形下并且提出了一个自底向上的高效解决方法。我们发现通过调节广播代价函数中的权衡因子参数，我们的解决方法可以适用于各种具有不同广播性能需求的应用场景。

(4) 仿真实验结果表明在低占空比的网络环境下，我们的解决方法总是能够比其它方法获得更好的性能。

本文的组织结构如下：第 2 节介绍了相关工作；第 3 节给出了系统模型和问题描述；第 4 节描述并分析了在单跳情形下所提出的算法，并且进一步提出了在多跳情形下的解决方法；第 5 节对仿真实验结果进行了描述和分析；第 6 节对本文的工作进行了总结。

2 相关工作

近年来，低占空比传感网中的广播调度问题受到了越来越多研究者的广泛关注。

Guo 等人^[4]针对链路质量不可靠的低占空比传感网提出了一个机会式洪泛 (opportunistic flooding) 机制，该机制通过让转发者基于下一跳节点的延迟分布作出一个概率性转发决策，从而提升网络的广播延迟性能。Hong 等人^[5]研究了低占空比传感网中的无冲突最小延迟广播问题，他们证明了该问题的 NP 困难性并且提出了两个近似算法。在文献[6]中，作者进一步改进了文献[5]中的算法性能，提出了 OTAB 算法并且证明了该算法比文献[5]中的算法具有更好的近似比。在 OTAB 算法的基础上，大量针对这一问题的改进工作 (诸如文献[7-9]) 随后被提了出来。Khiati 和 Djenouri^[10]利用分簇 (clustering) 的思想来实现低占空比传感网中的广播，通过允许广播包在多个簇之间并发的传输从而显著地减少

了广播延迟。文献[11-13]基于物理层的相关技术 (例如捕获效应^[11,12]和相长干涉^[13]) 设计针对低占空比传感网的高效广播协议，通过允许节点间的并发传输极大地减少了广播延迟。在文献[14]中，作者考虑了面向多信道异步占空比网络的广播问题，提出了一个基于多信道的高效广播协议，该协议可以获得较低的延迟和较高的数据成功传输率。文献[15]针对低占空比传感网中的最小延迟广播问题提出了一个新颖的冲突容忍调度策略，该策略通过允许在非关键节点上的冲突来加快在关键节点上的广播进程，从而进一步提供了降低广播延迟的机会。作者提出了两种基于该策略的广播调度机制并且分别通过理论和实验证明了它们的高效性。此外，文献[16, 17]也考虑了低占空比传感网下的广播延迟优化问题。

Duc 等人^[18]针对占空比传感网提出了一个广播冗余性最小化调度机制，该机制首先找到一个最小化广播传输数量的转发节点集合，然后基于每个转发节点和它相应的接收者之间的关系构造若干子树，最后通过有效连接这些子树生成一棵广播树。理论分析和实验结果表明该机制在广播传输数量上能够达到较好的性能。文献[19]通过采用一个基于概率且完全分布式的广播机制实现了低占空比传感网中的数据分发，并且通过理论和实验证明了该广播机制具有较低的延迟和较高的能量效率。在文献[20]中，作者研究了低占空比传感网下的最小传输广播问题，他们首先证明了该问题是 NP 困难的，然后分别提出了一个具有对数近似比的集中式算法和一个具有常数近似比的分布式算法。尽管如此，文献[20]假设了一个严格的睡眠调度模型，该模型中定义节点的每个工作调度周期内只包含一个工作时隙。文献[21]中考虑了一个更加一般化的睡眠调度模型，即允许节点的每个工作调度周期内包含多个工作时隙，并且提出了一个有效的近似算法。文献[22, 23]主要研究了在链路质量不可靠和传输功率可调的低占空比传感网中的最小能量可靠广播问题。文献[24, 25]针对链路质量不可靠的低占空比传感网研究了在给定延迟约束下的广播能耗优化问题。Zhao 等人^[26]结合网络中的链路相关性 (link correlation) 提出了一个能量高效的广播协议。文献[27, 28]主要考虑如何采用动态转换决策解决链路质量不可靠的低占空比传感网中高效且可靠的广播问题。此外，文献[29-33]也考虑了低占空比传感网下的广播能耗优化问题。

在我们的前期工作^[34]中，我们充分利用了无线媒介固有的广播属性解决了低占空比传感网中最小延迟约束下的最小能量广播问题。尽管如此，文献[34]中所提出的广播传输模型严格地假设每个转发者只有在收到上游节点的广播消息之后才能给下游节点发送 beacon 控制包，很显然，这一假设是非常低效的。在本文中，我们进一步放松了文献[34]中的这一假设，允许任意推迟自己广播消息接收时间的转发节点一旦收到来自上游节点发送的 beacon 控制包就可以给下游节点发送 beacon 控制包，并且提出一个高效的预推迟机制从而极大地改进了广播传输模型的效率。此外，本文的目标问题也与前期工作^[34]中的完全不同，本文主要关注的是广播延迟和广播能耗的自适应权衡优化问题，而非延迟约束下的能耗优化问题。与文献[34]相比，本文的研究目标更加具有实际意义。

当前，一部分现有工作也考虑了广播延迟和广播能耗之间的权衡。文献[35]主要针对链路质量不可靠的网络，结合基于接收者端发起的异步 MAC 协议提出了一个高效的广播机制 ADB，通过避免冲突以及避免在链路质量较差的链路上传输，ADB 机制可以极大地减少冗余传输和降低广播的延迟，从而较好地平衡了广播延迟性能与广播能耗性能。文献[36]同样针对异步的 MAC 协议提出了一个混合播 (Hybrid-cast) 机制，该机制采用机会式数据传输策略减少了广播延迟，同时通过采用推迟转发时间和在线选择转发者的策略减少冗余传输，实现了广播延迟与广播能耗之间较好的性能权衡。尽管如此，这些工作对于广播性能的权衡都缺乏一定的自适应性。非常少的现有工作考虑了自适应的广播性能权衡优化问题，文献[37]是与本文研究目标最为接近的现有工作。在文献[37]中，作者首先定义了一个能够自适应地刻画低占空比传感网中广播延迟和广播总能耗权衡关系的代价函数，然后提出了一个有效的广播调度以最小化该代价函数。通过对代价函数中的权衡因子参数分配不同的值，该代价函数可以覆盖各种广播性能需求的应用。尽管如此，该工作采用的是低效的传统广播传输模型，即没有节点会推迟自己的广播消息接收时间，而是简单地通过多次单播来实现任意一次局部的单跳广播。事实上，我们发现即使对于低占空比传感网而言，无线媒介固有的广播属性依然能够为网络中广播性能的极大提升提供广阔的空间和机会。

3 系统模型和问题描述

3.1 网络模型与假设

不失一般性地，我们在本文中假设所有传感器节点均匀地部署在一个正方形监测区域内，sink 节点位于监测区域的中心，并且每个节点具有相同的通信半径。此外，本文将时间划分成若干个大小相等的时隙 (time slot)，每个时隙长度的设置能够保证至少传输一次广播消息。作为时间度量的基本单位，每个时隙有两种类型：睡眠时隙 (sleeping slot) 和工作时隙 (active slot)。当节点处于睡眠时隙时，它将关闭自己所有的功能模块，仅设置一个计时器 (timer) 在未来的某一时刻唤醒自己；当节点处于工作时隙时，它将会立刻唤醒自己并且在该时隙开始阶段的侦听时间 (listening period) 内保持工作状态，以进行事件感知和信道侦听等任务。

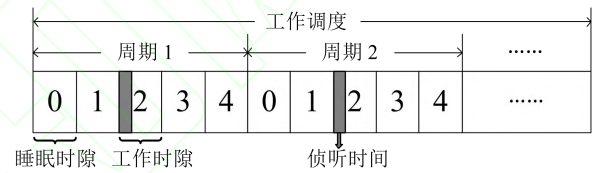


图 1 节点的工作调度示例 ($L=5$)

在本文中，我们假设所有的传感器节点都工作在低占空比模式下，每个节点独立地确定自己的工作调度。该工作调度是周期性的并且周期长度为 L 个时隙。具体地说，我们假设每个节点的工作调度在 1 个工作时隙和 $L-1$ 个睡眠时隙之间交替。对于任意节点 v_i ，我们用 $t(v_i)$ 表示每个工作调度周期中工作时隙所在的位置下标 ($0 \leq t(v_i) \leq L-1$)。图 1 清晰地展示了给定节点 v_i 的一个周期性工作调度的例子，其中 $L=5$ 且 $t(v_i)=2$ 。这里，我们用一个无向图 $G=(V, E)$ 来表示网络的拓扑结构，其中 V 表示包含了 1 个 sink 节点和 Num 个感知节点 $\{v_1, \dots, v_{Num}\}$ 的节点集合， E 表示所有通信链路的集合。对于任意一条边 $(v_i, v_j) \in E$ ，我们用 $d(v_i, v_j)$ 表示从节点 v_i 到节点 v_j 的点到点传输延迟 (即睡眠延迟)， $d(v_i, v_j)$ 可以通过下式进行计算：

$$d(v_i, v_j) = \begin{cases} t(v_j) - t(v_i), & \text{如果 } t(v_j) > t(v_i); \\ t(v_j) - t(v_i) + L, & \text{否则} \end{cases} \quad (1)$$

和大多数现有的相关工作一样，本文也做了如下的一些基本假设：

- (1) 假设网络中已经实现了开销较小的局部时

钟同步 (local time synchronization)。此外, 每个节点可以在任意时隙唤醒自己发送数据, 但是只能在工作调度中定义的工作时隙接收数据。具体地说, 任意节点 v_i 将会在它的每一个工作时隙的开始阶段唤醒自己并且保持一定长度的侦听时间 (listening period), 如果在该侦听时间内收到任意一个包含有目标节点 ID 号为 v_i 的广播包, 它将会持续接收直到该广播消息包含的所有广播包都收到为止, 然后将自己设置为睡眠状态; 否则, 它将立刻进入睡眠状态。如果任意发送节点想要给某个接收节点转发广播消息, 它将会设置一个计时器, 以便在接收节点下一次工作时隙的开始阶段唤醒自己进行传输, 然后进入睡眠状态。

(2) 每个节点能够知道它的所有两跳范围内节点的工作调度。事实上, 这可以在网络初始部署阶段通过任意相邻节点之间较小开销的局部信息交换来简单实现。

(3) 为了简便性, 我们没有考虑可能的包冲突问题, 这是因为正如现有工作^[37]中的实验结果所示, 低占空比模式本质上极大地减少了网络中数据传输的冲突概率。对于较少可能出现的冲突情况, 我们可以简单地采用传统 CSMA 中的冲突解决方法, 例如 RTS/CTS 机制。

(4) 本文假设网络中的节点具有较低的占空比, 即任意节点和其邻居节点之间具有不同的工作调度。这一假设在现实中是完全合理和普遍存在的。在实际应用中, 为了进一步提升网络性能 (例如最小化平均事件检测延迟), 我们通常会仔细地设计每个节点的工作调度, 以使得相邻区域范围内的节点轮流交替地感知监测区域^[38], 这意味着在实际中相邻的节点几乎不会拥有相同的工作调度。

(5) 本文主要面向具有可靠链路的网络, 因此我们假设网络中的链路质量是100%完全可靠的。

3.2 广播传输模型

通常, 能效和延迟是衡量广播算法性能的两个主要准则。在本文中, 我们使用广播总能耗和平均广播延迟来分别刻画广播的能效和延迟。

这里, 平均广播延迟是指广播消息从 sink 节点分发到网络中所有节点的端到端 (end-to-end) 延迟的平均值, 它通常是衡量广播性能的重要准则。对于很多广播应用, 诸如配置命令分发应用, 每个节点都期望能够尽可能快地收到广播消息来更新配置, 以使得新的系统需求能够尽快被满足。例如, 监测预警系统是传感器网络中广泛使用的一类应

用, 一旦传感器节点监测到读数 (温度、湿度等) 高于或低于一定的阈值, 它将会立即向 sink 节点汇报以便迅速地采取相关的行动。对于这类应用, 平均广播延迟是一个重要的性能准则, 因为我们有时需要改变系统需求 (例如改变预警的阈值), 这要求 sink 节点能够尽快地将更新后的预警阈值分发到网络中的每个节点, 以尽可能减少误报 (false positive) 或漏报 (false negative) 的概率。此外, 为了减少广播包和数据收集包的冲突概率, 广播应用通常期望达到较低的平均广播延迟。

按照传统的广播传输方式, 低占空比网络中的所有节点一定会在它们工作调度周期的工作时隙内收到广播消息, 这可能会产生最小的平均广播延迟, 但是也因此会带来更多的能量消耗, 这是因为任意一个局部单跳广播实际上都是通过多次单播来低效地实现的。为了极大地提升广播能量效率, 本文提出了一个新颖且高效的机会式广播传输模型。该模型为任意一个发送者定义了两种类型的接收者: 推迟接收者和即时接收者。发送者会将广播消息转发给它的每个即时接收者, 同时会给它的任意推迟接收者发送一个较短的 beacon 控制包 $Beacon(v_j)$, 该控制包中包含了某个即时接收者 v_j 的 ID 号。任意推迟接收者一旦收到来自发送者的 $Beacon(v_j)$ 包, 它将会立刻进入睡眠状态并且设置一个计时器在即时接收者 v_j 的下一个工作时隙到来时唤醒自己, 以使得自己可以机会式地接收由发送者转发给即时接收者 v_j 的广播消息。值得注意的是, 根据假设 (2), 这里的推迟接收者能够知道即时接收者 v_j 的工作调度。

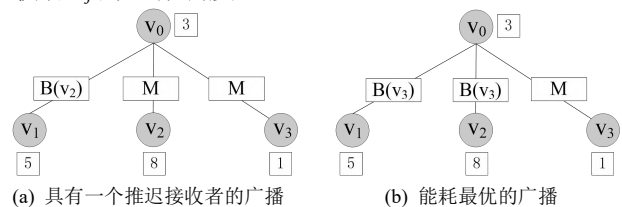


图2 单跳情形下的机会式广播传输模型示例

图2展示了单跳拓扑下一个简单的广播传输示例, 其中每个方框内标记的数字表示节点的周期性工作时隙 (即 $t(v_0)=3, t(v_1)=5, t(v_2)=8, t(v_3)=1$), 每个节点的工作调度周期长度 L 设置为 10。在图2所示的拓扑中若采用传统的广播传输方式, 即发送者 v_0 依次在时隙 5、时隙 8 和时隙 1 将广播消息分别转发给即时接收者 $\{v_1, v_2, v_3\}$, 通过三次转发实现一次局部单跳广播, 则得到平均广播延迟为 $(2+5+8)/3=5$, 总能量消耗为 $E(a)=3*k*e_s^d+3*k*e_r^d$

($k \geq 1$), 其中 k 表示广播消息所包含的数据包的数量, e_s^d 和 e_r^d 分别表示发送和接收一个数据包所消耗的能量。如图 2(a)所示, 如果发送者 v_0 在时隙 5 将控制包 $Beacon(v_2)$ 发送给推迟接收者 v_1 , 并且将广播消息在时隙 8 转发给即时接收者 v_2 以及在时隙 1 转发给即时接收者 v_3 , 则节点 v_1 将会推迟自己的广播消息接收时间, 即立刻进入睡眠状态并通过设置计时器在时隙 8 唤醒自己以接收发送者转发给即时接收者 v_2 的广播消息。通过这种方式, 平均广播延迟将会增加到 $(5+5+8)/3=6$, 总能量消耗为 $E(b)=e_s^b+e_r^b+2*k*e_s^d+3*k*e_r^d$, 其中 e_s^b 和 e_r^b 分别表示发送和接收一个 beacon 控制包所消耗的能量。正如文献[39]中所述, 通常一个数据包具有 133 个字节, 而一个控制包仅有 19 个字节的长度, 这意味着在实际中 $e_s^b+e_r^b$ 的值是远远小于 e_s^d 的。因此, 我们可以发现推迟任意一个接收者的广播消息接收时间所带来的总能耗收益, 即 $E(a)-E(b)=k*e_s^d-(e_s^b+e_r^b)$, 一定是大于 0 的。尤其是对于广播消息较大的应用 (例如代码更新) 而言, 由于 $k \gg 1$, 该总能耗收益将会变得十分显著。图 2(b)展示了具有两个推迟接收者的广播示例, 即发送者 v_0 将 beacon 控制包 $Beacon(v_3)$ 依次发送给推迟接收者 $\{v_1, v_2\}$, 并且将广播消息转发给即时接收者 v_3 。显然, 这种广播方式将会得到 $(8+8+8)/3=8$ 的平均广播延迟以及 $E(c)=2*(e_s^b+e_r^b)+k*e_s^d+3*k*e_r^d$ 。与传统的广播方式相比, 此方式的总能耗收益为 $E(a)-E(c)=2*k*e_s^d-2*(e_s^b+e_r^b) > E(a)-E(b) > 0$ 。根据上述的观察, 我们容易发现推迟部分接收者的广播消息接收时间, 可能会带来广播总能耗的降低, 但是可能是以平均广播延迟的增加为代价。进一步地, 我们可以得到如下的结论:

定理 1. 如果在单跳情形下采用机会式广播传输模型, 广播的总能耗将会随着即时接收者数量的减少而降低。换句话说, 广播的总能耗本质上可以由即时接收者的数量 (即广播消息的总传输次数) 来刻画。

证明. 给定任意一个包含了 1 个发送者和 N 个接收者的单跳拓扑 G , 对于在该拓扑 G 上基于机会式广播传输模型的任意一个包含了 K 个即时接收者和 $N-K$ 个推迟接收者的广播调度 M 而言, 我们容易计算得到广播调度 M 的总能耗:

$$E(M) = (N-K)*(e_s^b+e_r^b)+K*k*e_s^d+N*k*e_r^d$$

$$= N*(e_s^b+e_r^b+k*e_r^d)+K*(k*e_s^d-(e_s^b+e_r^b))$$

根据之前的分析可知在实际中 $k*e_s^d-(e_s^b+e_r^b)$ 一定是

一个大于 0 的常数, 同样 $N*(e_s^b+e_r^b+k*e_r^d)$ 也一定是一个大于 0 的常数, 因此 $E(M)$ 的值与变量 K 成正比相关, 显然, 这意味着广播的总能耗本质上可以由即时接收者的数量 (即广播消息的总传输次数) 来刻画。具体地说, 在机会式广播传输模型下, 广播调度中即时接收者的数量越少意味着其广播总能耗越小。

证毕.

由此, 我们可以发现在机会式广播传输模型下越多的推迟接收者数量将会带来越小的广播总能耗, 但是也可能会带来越长的平均广播延迟。该模型实际上在广播总能耗和平均广播延迟两个性能之间提供了一个灵活的权衡控制。

对于多跳的情形, 该模型采用了一个有效的预推迟机制。其基本思想是允许任意推迟接收者 v_i 一旦收到来自上游节点发送的 beacon 控制包就可以给下游节点发送 beacon 控制包, 而不必非要等到其收到来自上游节点的广播消息, 该控制包预先通知下游节点应该推迟到何时唤醒自己, 以使得该推迟接收者 v_i 在收到广播消息后能够更加及时地转发给下游节点。

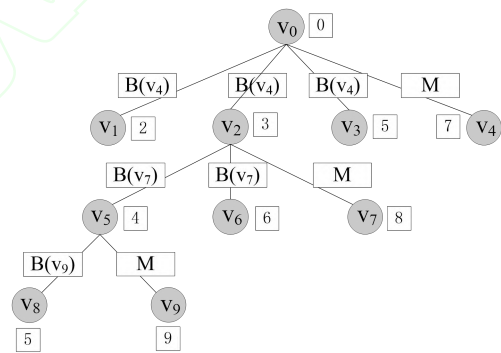


图 3 多跳情形下的机会式广播传输模型示例

这里, 我们将利用图 3 所示的一个简单的树形拓扑例子来说明多跳情形下的机会式广播传输模型。在图 3 所示的拓扑中若采用无需推迟的传统广播方式, 将会产生较小的平均广播延迟 5.4, 但是也会带来较多的即时接收者数量 (即时接收者数量为 9)。图 3 展示了采用预推迟机制的机会式广播方式。如图 3 所示, sink 节点 v_0 将 beacon 控制包 $Beacon(v_4)$ 依次发送给推迟接收者 $\{v_1, v_2, v_3\}$, 以使得它们将自己的广播消息接收时间推迟至即时接收者 v_4 的工作时隙。推迟接收者 v_2 一旦收到来自 v_0 的 beacon 控制包, 它将会分别在时隙 4 和时隙 6 依次给推迟接收者 v_5 和 v_6 发送控制包 $Beacon(v_7)$, 即使此时节点 v_2 还未收到广播消息。同时, 推迟接

收者 v_5 也将会在时隙 5 (即收到来自 v_2 的控制包的时隙 4 和收到广播消息的时隙 8 之间) 将控制包 $Beacon(v_9)$ 发送给推迟接收者 v_8 。由此可以发现, 通过如图 3 所示的预推迟方式, 广播消息可以以更加延迟有效的方式在多跳节点间进行转发 (即广播消息分别在时隙 7, 时隙 8 和时隙 9 依次转发给即时接收者 v_4 、 v_7 和 v_9 , 其余的推迟接收者则相应推迟自己的时隙来机会式地接收这三次转发的广播消息)。图 3 所示的广播方式将会产生较大的平均广播延迟 7.8, 同时也会带来较少的即时接收者数量 (即时接收者数量为 3)。

通过类似于单跳情形下的分析, 我们不难发现, 即使在多跳情形下采用机会式广播传输模型, 广播的总能耗也是会随着即时接收者数量的减少而降低的, 即定理 1 的结论在多跳情形下也是依然成立的。因此, 我们这里也将使用即时接收者的数量来刻画多跳情形下的广播总能耗。

3.3 问题描述

正如在第 1 节中所述, 本文主要关注的是能够适用于各种具有不同广播性能需求的应用场景的通用性能优化目标。这里, 给定一个网络拓扑 $G=(V, E)$, 我们可以定义如下的广播代价函数:

$$cost(G)=DPI+\delta\times EPI \quad (\delta\geq 0) \quad (2)$$

其中 DPI (Delay Performance Index) 和 EPI (Energy Performance Index) 分别表示用于刻画广播延迟性能和广播能耗性能的变量; 参数 δ 表示一个权衡因子。显然, 通过自适应地调节非负参数 δ 的值, 该广播代价函数能够对广播延迟和广播能耗两者的权衡提供一个灵活的控制, 从而自适应地满足各种广播性能需求。

这里, 我们将使用平均广播延迟来刻画 DPI 。首先, 我们用 $D(v_i)$ 和 $D^*(v_i)$ 分别表示广播消息从 sink 节点传输到任意传感器节点 v_i 的实际端到端延迟和理论上最优端到端延迟, 则对于任意传感器网络 $G=(V, E)$ 而言, 平均广播延迟可以通过如下的式子表示:

$$AVG_{delay} = \frac{\sum_{v_i \in V} D(v_i)}{|V|} = \frac{\sum_{v_i \in V} D^*(v_i) + \sum_{v_i \in V} (D(v_i) - D^*(v_i))}{|V|} \quad (3)$$

其中, 若 v_i 表示 sink 节点, 则 $D(v_i)=D^*(v_i)=0$; $|V|$ 表示网络 G 中节点的总数量。

从式(3)中不难发现, 给定一个传感器网络 G , 对于 G 上的任意一个广播调度而言, $\sum_{v_i \in V} D^*(v_i)$ 和

$|V|$ 的值都是恒定不变的。因此, 平均广播延迟本质上可以由如下的式子刻画:

$$\Delta_{delay} = \sum_{v_i \in V} (D(v_i) - D^*(v_i)) \quad (4)$$

即所有节点的实际端到端广播消息接收延迟和其理论上最优端到端广播消息接收延迟相比的增量之和。综上所述, 我们将使用式(4)来刻画 DPI 。此外, 根据定理 1, 我们可以使用广播消息的总传输次数来刻画 EPI 。

在本文中, 我们将机会式广播传输模型与广播代价函数的优化相结合, 以解决如下的最小代价广播问题。

问题 1 (最小代价广播问题). 给定一个低占空比传感器网络 $G=(V, E)$, 如何基于机会式广播传输模型设计一个有效的广播调度 M , 以最小化如下的广播代价函数:

$$cost(G) = \Delta_{delay} + \delta \times c(M) \quad (5)$$

其中 $c(M)$ 表示广播调度 M 中即时接收者的数量, 即广播消息的总传输次数; δ 表示一个非负的权衡因子参数, 它的取值在实际中通常是由具有特定广播性能需求的目标应用决定的。

值得注意的是, 在式 (5) 中虽然权衡因子的物理意义不是那么明确, 但是它可以间接地反映广播延迟和广播能耗之间的权衡关系。一旦网络中的相关参数配置 (例如节点数量、工作调度周期长度, 传输半径等) 确定后, 广播调度延迟时间的数量级和广播调度中即时接收者节点个数的数量级都将会基本确定在一个稳定的范围内, 这意味着任意权衡因子的取值本质上可以间接地刻画出广播延迟和广播能耗之间某个特定的权衡关系。在实际中, 我们可以根据当前网络的参数配置情况经验性地选取一定的权衡因子来刻画某一个特定的广播性能需求。

4 算法设计

在本节中, 我们将关注于如何解决上述目标问题。首先, 我们将单跳情形下的目标问题建模成一个动态规划问题, 并且证明了该问题可以在多项式时间内得到最优解。进一步, 我们将它扩展到了多跳的环境下, 提出了一个自底向上的高效算法。最后, 我们讨论了如何将该方法扩展到更一般的情况, 即存在较少的相邻节点具有相同的工作调度。

4.1 单跳情形下的广播

我们首先考虑如何解决单跳情形下的最小代价广播问题。单跳广播经常应用于许多小规模的网络中，或是一些要求相邻节点进行局部信息交换的多跳路由协议中。我们用 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 表示包含一个发送者 v_i 和 N 个接收者 $\{v_i^1, \dots, v_i^N\}$ 的星状单跳网络拓扑，其中接收者 $\{v_i^1, \dots, v_i^N\}$ 是以发送者到它们的睡眠延迟递增的顺序进行排列，即 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$)。

定义 1 (转发决策). 给定一个单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 并且满足 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$)，发送者 v_i 的转发决策 $F(v_i)$ 定义为如下的二元组：

$$F(v_i) = \langle S_{delay}(v_i), S_{instant}(v_i) \rangle \quad (6)$$

其中， $S_{delay}(v_i)$ 和 $S_{instant}(v_i)$ 分别表示接收者 $\{v_i^1, \dots, v_i^N\}$ 中所有推迟接收者的集合和所有即时接收者的集合。根据转发决策 $F(v_i)$ ，发送者 v_i 将会给集合 $S_{instant}(v_i)$ 中的所有节点发送广播消息，并且对集合 $S_{delay}(v_i)$ 中的任意一个节点 v_k 发送控制包 $Beacon(v^*)$ 以推迟节点 v_k 的广播消息接收时间至节点 v^* 的工作时隙，其中，

$$v^* = \arg \min_{v \in S_{instant}} d(v_k, v) \quad (7)$$

在单跳拓扑网络中，广播调度实际上只取决于对发送者转发决策的确定。因此，单跳情形下的最小代价广播问题可以描述如下：

问题 2 (最小代价单跳广播问题). 给定一个单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 并且满足 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$)，如何基于机会式广播传输模型设计发送者 v_i 的转发决策 $F(v_i)$ ，以最小化如下的广播代价函数：

$$cost(G_s) = \sum_{m=1}^N (D(v_i^m) - D^*(v_i^m)) + \delta \times |S_{instant}(v_i)| \quad (8)$$

其中， $|S_{instant}(v_i)|$ 表示集合 $S_{instant}(v_i)$ 中节点的数量，即广播调度中所有即时接收者的数量。

观察 1. 给定任意一个单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^j, \dots, v_i^k\})$ 并且满足 $d(v_i, v_i^m) < d(v_i, v_i^{m+1})$ ($j \leq m \leq k-1$)，我们用 $cost(v_i^j, v_i^k)$ 表示当发送者 v_i 采用转发决策 $F(v_i) = \langle S_{delay}(v_i), \{v_i^k\} \rangle$ 时得到的广播代价。其中

$$S_{delay}(v_i) = \begin{cases} \{v_i^j, \dots, v_i^{k-1}\}, & k > j \\ \emptyset, & k = j \end{cases} \quad (9)$$

很显然， $cost(v_i^j, v_i^k)$ 的值可以通过如下的公式计算得到：

$$cost(v_i^j, v_i^k) = \begin{cases} \sum_{m=j}^{k-1} d(v_i^m, v_i^k) + \delta, & k > j \\ \delta, & k = j \end{cases} \quad (10)$$

这里，我们使用 $OPT(k)$ 表示在单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 上的广播代价最优值，其中 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq k-1$)，则我们可以得到如下的结论。

定理 2. 问题 2 的解具有最优子结构属性。

证明. 我们使用 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 表示如下问题：如何得到单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中的最优广播调度（即如何得到发送者 v_i 的最优转发决策），其中 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq k-1$)。

假设 $F^*(v_i) = \langle S_{delay}^*(v_i), S_{instant}^*(v_i) \rangle$ 是问题 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 的最优转发决策。很显然，节点 v_k 必定在即时接收者集合 $S_{instant}^*(v_i)$ 中。对于任意一个即时接收者 $v_j^l \in S_{instant}^*(v_i)$ 且 $j \neq k$ ，我们用 $COST(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^l\})$ 表示对于问题 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^l\})$ 采用转发决策 $\langle S_{delay}^*(v_i) \cap \{v_i^1, \dots, v_i^l\}, S_{instant}^*(v_i) \cap \{v_i^1, \dots, v_i^l\} \rangle$ 时所得到的广播代价值；且用 $COST(v_i, \{v_i^{j+1}, \dots, v_i^k\})$ 表示对于问题 $P(v_i, \{v_i^{j+1}, \dots, v_i^k\})$ 采用转发决策 $\langle S_{delay}^*(v_i) \cap \{v_i^{j+1}, \dots, v_i^k\}, S_{instant}^*(v_i) \cap \{v_i^{j+1}, \dots, v_i^k\} \rangle$ 时所得到的广播代价值，不难发现 $OPT(k) = COST(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^l\}) + COST(v_i, \{v_i^{j+1}, \dots, v_i^k\})$ 。由于 $OPT(k)$ 是问题 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 的最优值，则一定有 $COST(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^l\})$ 等于 $OPT(j)$ （即问题 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^l\})$ 的最优值），这是因为如果 $COST(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^l\})$ 不等于 $OPT(j)$ ，则对于问题 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^l\})$ 一定存在另一个更好的解法以使得 $F^*(v_i)$ 不再是问题 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 的最优解，这将与我们之前的假设冲突。

由于 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^l\})$ ($j < k$) 是 $P(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 的子问题，因此可知问题 2 的解具有最优子结构属性。

证毕。

由定理 2 可知，我们可以采用动态规划的方法来解决我们所提出的最小代价单跳广播问题。显然， $OPT(k)$ 的值一定是 $\{cost(v_i^1, v_i^k), OPT(1) + cost(v_i^2, v_i^k), OPT(2) + cost(v_i^3, v_i^k), \dots, OPT(k-1) + cost(v_i^k, v_i^k)\}$ 中的最小值，即我们可以得到如下的递推式。

$$OPT(k) = \min_{1 \leq j \leq k} \{OPT(j-1) + cost(v_i^j, v_i^k)\} \\ = \min_{1 \leq j \leq k} \{OPT(j-1) + D_{sum}(v_i^j, v_i^k) + \delta\} \quad (11)$$

其中 $OPT(0) = 0$ ，且

$$D_{sum}(v_i^j, v_i^k) = \begin{cases} \sum_{m=j}^{k-1} d(v_i^m, v_i^k), & k > j \\ 0, & k = j \end{cases} \quad (12)$$

因此, 最小代价单跳广播问题可以建模成如递推式(11)所述的动态规划问题, 我们的目标便是求解最优值 $OPT(N)$ 以及对应的最优广播调度 (即发送者的最优转发策略)。算法 1 详细地阐述了我们所提出的最小代价单跳广播调度算法。

算法 1. 最小代价单跳广播调度算法.

输入: 单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$, 其中 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$)。

输出: 最优广播代价值 $OPT[N]$, 以及发送者 v_i 的最优转发决策 $F^*(v_i) = \langle S_{delay}^*(v_i), S_{instant}^*(v_i) \rangle$ 。

```

1.  $OPT[0] = 0$ ;  $S_{delay}^*(v_i) = \emptyset$ ;
2.  $S_{instant}^*(v_i) = \{v_i^N\}$ ; // 节点  $v_i^N$  必定是一个即时接收者
3. FOR  $j = 1$  to  $N$ 
4.   FOR  $k = j$  to  $N$ 
5.     根据式(12)计算  $D_{sum}(v_i^j, v_i^k)$ ;
6.   END
7. END\
8. FOR  $k = 1$  to  $N$ 
9.    $minCost = +\infty$ ;
10.  FOR  $j = 0$  to  $k-1$ 
11.    IF  $OPT[j] + D_{sum}(v_i^{j+1}, v_i^k) + \delta < minCost$  THEN
12.       $minCost = OPT[j] + D_{sum}(v_i^{j+1}, v_i^k) + \delta$ ;
13.       $s[k] = j$ ;
14.      /*  $s[k] = j$  表示  $OPT[k]$  的值来自于  $OPT[j] + cost(v_i^{j+1}, v_i^k) *$ 
15.    END
16.  END
17.   $OPT[k] = minCost$ ;
18. END
19.  $k = s[N]$ ;
20. FOR  $j = N-1$  to  $1$ 
21.   IF  $j == k$  THEN
22.      $S_{instant}^*(v_i) = S_{instant}^*(v_i) \cup \{v_i^j\}$ ;
23.      $k = s[k]$ ;
24.   ELSE
25.      $S_{delay}^*(v_i) = S_{delay}^*(v_i) \cup \{v_i^j\}$ ;
26.   END
27. END

```

根据算法 1, 我们可以很容易地得到如下的观察结论。

观察 2. 给定任意单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 并且满足 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq k-1$), 假设

$OPT(k) = OPT(t) + cost(v_i^{t+1}, v_i^k)$ ($1 \leq t \leq k-1$), 则在发送者 v_i 的最优转发决策 $F^*(v_i)$ 中, 节点 v_i^k 和节点 v_i^t 必定都是即时接收者; 特殊地, 若 $t=0$ 则只有节点 v_i^k 是即时接收者; 对于 $t+1 \leq k-1$ 的情况下节点 $\{v_i^{t+1}, \dots, v_i^{k-1}\}$ 必定都是推迟接收者。

定理 3. 算法 1 的时间复杂度为 $O(N^3)$, 其中 N 表示接收者的数量。

证明. 在算法 1 中, 我们首先需要计算所有的 $D_{sum}(v_i^j, v_i^k)$ ($j \leq k$)。注意到, 总共有 $O(N^2)$ 个 (v_i^j, v_i^k) 对, 其中 $j \leq k$ 。对于每一个 (v_i^j, v_i^k) 对, 我们可以使用式(12)在 $O(N)$ 时间内计算 $D_{sum}(v_i^j, v_i^k)$ 。因此, 计算所有的 $D_{sum}(v_i^j, v_i^k)$ ($j \leq k$) 所需要的总运行时间是 $O(N^3)$ 。接下来, 算法 1 进行了 N 次迭代计算所有的 $OPT[k]$ ($k \in \{1, \dots, N\}$) 值, 根据式(11)可知, 对于每一个 $OPT[k]$ 的求解需要花费 $O(N)$ 的时间。因此, 在所有的 $D_{sum}(v_i^j, v_i^k)$ ($j \leq k$) 已知的前提下计算所有 $OPT[k]$ ($k \in \{1, \dots, N\}$) 的时间是 $O(N^2)$ 。此外, 我们可以很容易地发现基于 $OPT[k]$ 和 $s[k]$ ($k \in \{1, \dots, N\}$), 总共需要花费 $O(N)$ 的时间用于确定 v_i 的最优转发决策。由此可知, 算法 1 的运行时间将主要由计算所有 $D_{sum}(v_i^j, v_i^k)$ ($j \leq k$) 值的时间所主导, 即算法 1 的时间复杂度为 $O(N^3)$ 。

证毕。

这里, 我们采用如下的一个简单示例来说明算法 1 的执行过程:

给定一个目标单跳网络拓扑 $G_s(v_0, \{v_0^1, v_0^2, v_0^3, v_0^4, v_0^5\})$, 其中定义 $L=10$, $t(v_0)=0$, $t(v_0^1)=1$, $t(v_0^2)=2$, $t(v_0^3)=3$, $t(v_0^4)=6$, $t(v_0^5)=7$, 并且假设权衡因子 $\delta=10$ 。根据算法 1, 我们可以依次得到:

$$\begin{aligned}
 OPT(1) &= OPT(0) + D_{sum}(v_0^1, v_0^1) + 10 = 10; \\
 OPT(2) &= \min_{1 \leq j \leq 2} \{OPT(j-1) + D_{sum}(v_0^j, v_0^2) + 10\} \\
 &= \min\{11, 20\} = 11; \\
 OPT(3) &= \min_{1 \leq j \leq 3} \{OPT(j-1) + D_{sum}(v_0^j, v_0^3) + 10\} \\
 &= \min\{13, 21, 21\} = 13; \\
 OPT(4) &= \min_{1 \leq j \leq 4} \{OPT(j-1) + D_{sum}(v_0^j, v_0^4) + 10\} \\
 &= \min\{22, 27, 24, 23\} = 22; \\
 OPT(5) &= \min_{1 \leq j \leq 5} \{OPT(j-1) + D_{sum}(v_0^j, v_0^5) + 10\} \\
 &= \min\{26, 30, 26, 24, 32\} = 24;
 \end{aligned}$$

并且可知 $s(1)=s(2)=s(3)=s(4)=0$, $s(5)=3$ 。根据算法 1 中的 19-27 行, 我们可以得到 $S_{instant}^*(v_0) = \{v_0^3, v_0^5\}$, $S_{delay}^*(v_0) = \{v_0^1, v_0^2, v_0^4\}$ 。因此, 在该单跳网络拓扑上发送者 v_0 的最优转发决策 $F^*(v_0) = \langle \{v_0^1, v_0^2, v_0^4\}, \{v_0^3, v_0^5\} \rangle$ 。

$v_0^s\}$ ，并且得到的最优广播代价为 24。

4.2 多跳情形下的广播

在上一节中，我们研究了单跳情形下的广播调度问题。然而在实际中，多跳广播具有更加广阔的应用范围。这里，我们将算法 1 扩展到多跳情形下，针对目标问题（即问题 1）提出一个高效的最小代价多跳广播调度算法。

在解决目标问题之前，我们首先定义并解决一个最小代价单跳广播问题的一般化问题，即约束性最小代价单跳广播问题；然后再将该问题的解法扩展到多跳情形下。

定义 2(约束作用域). 给定一个单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 并且满足 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$)，对于其中任意一个接收者 v_i^j ，我们定义它在 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 上的约束作用域 $\beta(v_i^j)$ 为如下的接收节点集合：

$$\beta(v_i^j) = \{v_i^j, v_i^{j+1}, \dots, v_i^N\} \quad (13)$$

其中 $j \leq n \leq N$ 。

定义 3(约束延迟跨度). 给定一个单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 并且满足 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$)，对于其中任意一个接收者 v_i^j ，已知它的约束作用域 $\beta(v_i^j) = \{v_i^j, v_i^{j+1}, \dots, v_i^N\}$ ($j \leq n \leq N$)，我们定义它的约束延迟跨度 $T^\Delta(v_i^j)$ 为：

$$T^\Delta(v_i^j) = \begin{cases} d(v_i^j, v_i^n), & j < n \leq N \\ 0, & j = n \end{cases} \quad (14)$$

问题 3(约束性最小代价单跳广播问题). 给定一个单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 并且满足 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$)，假设已知每个接收者 v_i^j ($1 \leq j \leq N$) 的约束作用域 $\beta(v_i^j)$ ，如何基于机会式广播传输模型设计发送者 v_i 的转发决策 $F(v_i)$ ，以最小化如式(8)所示的广播代价函数，同时满足每个接收者的约束作用域中都至少有一个节点为即时接收者的约束条件。换句话说，即如何解决如式(15)所示的最优化问题：

$$\min \sum_{m=1}^N (D(v_i^m) - D^*(v_i^m)) + \delta \times |S_{instant}(v_i)| \quad (15)$$

$$\begin{cases} \beta(v_i^1) & S_{instant}(v_i) \neq \phi \\ \beta(v_i^2) & S_{instant}(v_i) \neq \phi \\ \dots & \dots \\ \beta(v_i^N) & S_{instant}(v_i) \neq \phi \end{cases}$$

特殊地，如果对于任意一个接收者 v_i^j ($1 \leq j \leq N$)，我们将其约束作用域 $\beta(v_i^j)$ 定义为 $\{v_i^j, v_i^{j+1}, \dots, v_i^N\}$ ，由于节点 v_i^N 必定在即时接收者集合 $S_{instant}(v_i)$ 中，则

无论发送者 v_i 的采用何种有效的转发决策，式(15)中的约束条件都必然成立，很显然在这种特殊情况下问题 3 将会等价于问题 2。由此可见，问题 3 本质上是问题 2 的一般化问题。

这里，我们使用 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 表示如下问题：给定单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 的任意一个子网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 并且满足 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq k-1 \leq N-1$)，假设已知每个接收者 v_i^j ($1 \leq j \leq k$) 在 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 上的约束作用域 $\beta(v_i^j)$ ，如何基于机会式广播传输模型设计发送者 v_i 在子网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 上的广播代价函数，同时满足每个集合 $\beta(v_i^j) \cap \{v_i^j, v_i^{j+1}, \dots, v_i^k\}$ ($1 \leq j \leq k$) 中都至少有一个节点为即时接收者的约束条件。换句话说，即如何解决如式(16)所示的最优化问题：

$$\min \sum_{m=1}^k (D(v_i^m) - D^*(v_i^m)) + \delta \times |S_{instant}(v_i)| \quad (16)$$

$$\begin{cases} \beta(v_i^1) & \{v_i^1, v_i^2, \dots, v_i^k\} & S_{instant}(v_i) \neq \phi \\ \beta(v_i^2) & \{v_i^2, v_i^3, \dots, v_i^k\} & S_{instant}(v_i) \neq \phi \\ \dots & \dots & \dots \\ \beta(v_i^k) & \{v_i^k\} & S_{instant}(v_i) \neq \phi \end{cases}$$

我们使用 $OPT^\Delta(k)$ 表示问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 的最优解所对应的广播代价最优值。当 $k=N$ 时，很显然对于任意一个接收者 v_i^j 而言一定有 $\beta(v_i^j) \cap \{v_i^j, v_i^{j+1}, \dots, v_i^N\} = \beta(v_i^j)$ ，则问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 将会等价于问题 3，因此我们的目标便是求解 $OPT^\Delta(N)$ 的值及其对应的最优广播调度。

引理 1. 给定问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 以及它的任意一个子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ ($1 \leq j \leq k-1$)，如果 $F(v_i)$ 是子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 的某个可行解，则它一定也是问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 的某个可行性解在子网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 上的部分解。

证明. 针对问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中的任意一个接收者 v_i^t ($1 \leq t \leq k$)，如果它在 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 上的约束作用域 $\beta(v_i^t)$ 与 $\{v_i^t, v_i^{t+1}, \dots, v_i^k\}$ 的交集为 $\{v_i^t, v_i^{t+1}, \dots, v_i^k\}$ ，则我们称 $\beta(v_i^t)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中为无效约束作用域（因为节点 v_i^k 必定在子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 最优解的即时接收者集合中，因此在 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, v_i^{t+1}, \dots, v_i^k\}$ 上的约束条件必定可以满足）；如果它在 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$ 上的约束作用域 $\beta(v_i^t)$ 与 $\{v_i^t, v_i^{t+1}, \dots, v_i^k\}$ 的交集为 $\beta(v_i^t)$ ，则称 $\beta(v_i^t)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中为有效约束作用域。

对于子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ ($1 \leq j \leq k-1$) 中的任

意一个接收者 v_i^t ($1 \leq t \leq j$), 如果 $\beta(v_i^t)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 中是一个有效约束作用域, 则 $\beta(v_i^t)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中一定也是一个有效约束作用域, 且 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^j\} = \beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^k\} = \beta(v_i^t)$; 如果 $\beta(v_i^t)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 中是一个无效约束作用域, 则一定有 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^j\} \subseteq \beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^k\}$. 这意味着对于任意一个接收者 v_i^t ($1 \leq t \leq j$), 如果 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^j\}$ 中满足至少有一个即时接收者的约束条件, 则在 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^k\}$ 中也一定满足至少有一个即时接收者的约束条件. 也就是说, 对于问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 中任意一个满足约束条件 (即每个集合 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^j\}$ ($1 \leq t \leq j$) 中都至少有一个即时接收者) 的可行解 $F(v_i)$, 它一定也满足问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 在每个节点 v_i^t ($1 \leq t \leq j$) 上的约束条件 (即每个集合 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^k\}$ ($1 \leq t \leq j$) 中都至少有一个即时接收者).

证毕.

定理 4. 问题 3 的解具有最优子结构属性.

证明. 假设 $F^*(v_i) = \langle S^*_{delay}(v_i), S^*_{instant}(v_i) \rangle$ 是问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 的最优转发决策. 很显然, 对于任意一个即时接收者 $v_i^j \in S^*_{instant}(v_i)$ 且 $j \neq k$, 最优解 $F^*(v_i)$ 在子网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 上的部分解, 即 $\langle S^*_{delay}(v_i) \cap \{v_i^1, \dots, v_i^j\}, S^*_{instant}(v_i) \cap \{v_i^1, \dots, v_i^j\} \rangle$, 一定是子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 的一个可行解, 这是因为对于任意接收者 v_i^t ($1 \leq t \leq j$): (1) 若 $\beta(v_i^t)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 中是一个有效约束作用域, 则 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^j\} = \beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^k\}$, 这意味着问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 和子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 在节点 v_i^t 上具有相同的约束条件, 也就是说任意满足问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 在节点 v_i^t 上约束条件的可行解一定也满足子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 在节点 v_i^t 上的约束条件;

(2) 若 $\beta(v_i^t)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 中是一个无效约束作用域, 则一定有 $v_i^t \in \beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^j\}$, 由于已知节点 v_i^j 是即时接收者, 因此子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 在节点 v_i^t 上的约束条件 (即集合 $\beta(v_i^t) \cap \{v_i^t, \dots, v_i^j\}$ 中至少有一个即时接收者) 一定可以满足. 假设转发决策 $\langle S^*_{delay}(v_i) \cap \{v_i^1, \dots, v_i^j\}, S^*_{instant}(v_i) \cap \{v_i^1, \dots, v_i^j\} \rangle$ 不是子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 的最优解, 则针对子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 一定存在一个更好的可行解 $F^\Delta(v_i) = \langle S^\Delta_{delay}(v_i), S^\Delta_{instant}(v_i) \rangle$, 根据引理 1, $F^\Delta(v_i)$ 一定满足问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 在每个节点 v_i^t ($1 \leq t \leq j$) 上的约束条件, 并且针对问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 而言, 转发决策 $\langle S^*_{delay}(v_i) \cap \{v_i^{j+1}, \dots, v_i^k\} \cup S^\Delta_{delay}(v_i), S^*_{instant}(v_i) \cap \{v_i^{j+1}, \dots, v_i^k\} \cup S^\Delta_{instant}(v_i) \rangle$

定是比 $F^*(v_i)$ 更优的一个可行解, 这与 $F^*(v_i)$ 是最优解的假设相冲突, 这意味着问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 最优解的部分解 $\langle S^*_{delay}(v_i) \cap \{v_i^1, \dots, v_i^j\}, S^*_{instant}(v_i) \cap \{v_i^1, \dots, v_i^j\} \rangle$ 一定是子问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^j\})$ 的最优解. 因此, 问题 3 的解具有最优子结构属性.

证毕.

由定理 4 可知, 我们同样可以采用动态规划的方法来解决约束性最小代价单跳广播问题. 为了便于建模和描述, 我们在网络中定义一个虚拟接收者 v_i^0 , 并且定义 $\beta(v_i^0) = \{v_i^0\}$, $t(v_i^0) = T^\Delta(v_i^0) = 0$.

定理 5. $OPT^\Delta(k)$ 的递推关系式如下所示:

$$OPT^\Delta(k) = \min_{s^* \leq j \leq k-1} \{OPT^\Delta(j) + cost(v_i^{j+1}, v_i^k)\} \quad (17)$$

其中, $OPT^\Delta(0) = 0$, 且

$$s^* = \max \{s \in \{0, \dots, k-1\} \mid d(v_i^s, v_i^k) > T^\Delta(v_i^s)\}$$

证明. 很显然, 已知节点 v_i^k 一定是问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 最优解中的即时接收者. 我们假设节点 v_i^j 是问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 最优解中 v_i^k 的前一个邻近的即时接收者. 由于 $OPT^\Delta(k)$ 具有最优子结构属性, 因此一定有 $OPT^\Delta(k) = OPT^\Delta(j) + cost(v_i^{j+1}, v_i^k)$. 如果没有约束作用域的限制, 则 j 的取值范围一定是从 0 到 $k-1$ (特殊地, $j=0$ 表示从 v_i^1 到 v_i^{k-1} 都是推迟接收者, 只有 v_i^k 是即时接收者). 对于具有约束作用域的目标问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 而言, j 的取值一定在一个受约束的范围内, 即

$$OPT^\Delta(k) = \min_{j \in R} \{OPT^\Delta(j) + cost(v_i^{j+1}, v_i^k)\} \quad (18)$$

其中, 约束范围 $R \subseteq \{0, \dots, k-1\}$.

对于任意一个接收者 v_i^j ($1 \leq j \leq k-1$), 若 $\beta(v_i^j)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中是一个无效约束作用域, 则显然问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 在节点 v_i^j 上的约束条件一定可以满足. 因此, 我们只需要考虑其中的有效约束作用域. 我们定义 $v_i^{s^*}$ 为接收者中距离 v_i^k 最近的其约束作用域在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中为有效约束作用域的节点, 即 $s^* = \max \{s \in \{0, \dots, k-1\} \mid d(v_i^s, v_i^k) > T^\Delta(v_i^s)\}$ (这里, 我们定义一个虚拟接收者 v_i^0 作为哨兵节点, 并且定义 $\beta(v_i^0) = \{v_i^0\}$, 很显然 $\beta(v_i^0)$ 在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中一定是一个有效约束作用域, 这样可以确保 $v_i^{s^*}$ 一定是存在的). 为了确定 R 的范围, 我们将范围 $\{0, \dots, k-1\}$ 划分成如下三个区间分别进行讨论:

1) 当 $0 \leq j < s^*$ 时, 则意味着约束作用域 $\beta(v_i^{s^*})$ 中的所有节点都在即时接收者 v_i^j 和 v_i^k 之间, 由于

v_i^j 是即时接收者 v_i^k 的前一个邻近的即时接收者, 所以 $\beta(v_i^{s^*})$ 中一定不存在即时接收者, 也就是说, 在这种情况下问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 在节点 $v_i^{s^*}$ 上的约束条件一定不满足。因此, 该取值区间不可行。

2) 当 $s^* \leq j < s^* + |\beta(v_i^{s^*})|$ 时, 由于 v_i^j 是一个即时接收者, 则 $\beta(v_i^{s^*})$ 中至少有一个即时接收者, 这意味着这种情况下问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 在节点 $v_i^{s^*}$ 上的约束条件一定可以满足。因此, 该取值区间是可行的。

3) 当 $s^* + |\beta(v_i^{s^*})| \leq j \leq k-1$ 时, 很显然每个节点 $v_i^j (j+1 \leq t \leq k)$ 的约束作用域在问题 $P^\Delta(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 中一定不是有效约束作用域。因此, 该取值区间也是可行的。

综上所述, R 的可行取值范围为 $\{s^*, \dots, k-1\}$ 。

证毕。

不难发现, 如果考虑将每个接收者 $v_i^j (1 \leq j \leq N)$ 的约束作用域 $\beta(v_i^j)$ 定义为 $\{v_i^j, v_i^{j+1}, \dots, v_i^N\}$ 的特殊情况, 则问题 3 将等价于问题 2。此时, 对于任意 $OPT^\Delta(k)$ 而言, s^* 的值将始终为 0, 则显然式(17)将会等价于式(11)。

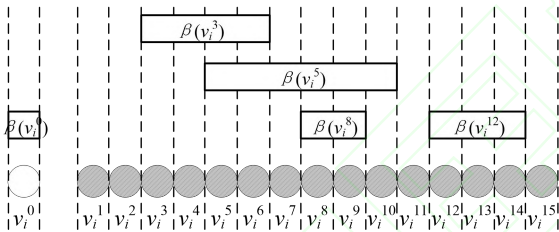


图 4. $OPT^\Delta(N)$ 求解示例 ($N=15$)

图 4 展示了一个单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^{15}\})$ 的例子, 其中约束作用域 $\beta(v_i^3) = \{v_i^3, v_i^4, v_i^5, v_i^6\}$, $\beta(v_i^5) = \{v_i^5, v_i^6, v_i^7, v_i^8, v_i^9, v_i^{10}\}$, $\beta(v_i^8) = \{v_i^8, v_i^9\}$, $\beta(v_i^{12}) = \{v_i^{12}, v_i^{13}, v_i^{14}\}$, 并且定义虚拟接收者 v_i^0 的约束作用域 $\beta(v_i^0) = \{v_i^0\}$, 对于其它的任意接收者 $v_i^j (j \neq 0, 3, 5, 8, 12)$, 定义其约束作用域 $\beta(v_i^j) = \{v_i^j, \dots, v_i^{15}\}$ 。我们的目标是求解 $OPT^\Delta(15)$ 的值及其对应的最优广播调度。根据定理 5 可知, 1) 当 $1 \leq k \leq 6$ 时, 求解 $OPT^\Delta(k)$ 的递推式中 $s^* = 0$; 2) 当 $7 \leq k \leq 9$ 时, 求解 $OPT^\Delta(k)$ 的递推式中 $s^* = 3$; 3) 当 $10 \leq k \leq 14$ 时, 求解 $OPT^\Delta(k)$ 的递推式中 $s^* = 8$; 4) 当 $k = 15$ 时, 求解 $OPT^\Delta(k)$ 的递推式中 $s^* = 12$ 。

算法 2 详细地描述了如何基于定理 5 中的递推式求解约束性最小代价单跳广播问题。

算法 2. 约束性最小代价单跳广播调度算法。

输入: 单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$, 其中 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$

($1 \leq j \leq N-1$); 每个接收者 $v_i^j (1 \leq j \leq N)$ 的约束作用域 $\beta(v_i^j)$ 及其约束延迟跨度 $T^\Delta(v_i^j)$ 。

输出: 最优广播代价值 $OPT[N]$, 以及发送者 v_i 的最优转发

决策 $F^*(v_i) = \langle S^*_{delay}(v_i), S^*_{instant}(v_i) \rangle$ 。

1. $OPT[0] = 0$; $T^\Delta(v_i^0) = 0$; $t(v_i^0) = 0$;
2. $S^*_{delay}(v_i) = \emptyset$;
3. $S^*_{instant}(v_i) = \{v_i^N\}$; // 节点 v_i^N 必定是一个即时接收者
4. FOR $j = 1$ to N
5. FOR $k = j$ to N
6. 根据式(12)计算 $D_{sum}(v_i^j, v_i^k)$;
7. END
8. END\
9. FOR $k = 1$ to N
10. $minCost = +\infty$;
11. $s^* = \max \{s \in \{0, \dots, k-1\} \mid d(v_i^s, v_i^k) > T^\Delta(v_i^s)\}$;
12. FOR $j = s^*$ to $k-1$
13. IF $OPT[j] + D_{sum}(v_i^{j+1}, v_i^k) + \delta < minCost$ THEN
14. $minCost = OPT[j] + D_{sum}(v_i^{j+1}, v_i^k) + \delta$;
15. $s[k] = j$;
16. /* $s[k] = j$ 表示 $OPT^\Delta(k)$ 的值来自于 $OPT^\Delta(j) + cost(v_i^{j+1}, v_i^k)$ */
17. END
18. END
19. $OPT[k] = minCost$;
20. END
21. $k = s[N]$;
22. FOR $j = N-1$ to 1
23. IF $j = k$ THEN
24. $S^*_{instant}(v_i) = S^*_{instant}(v_i) \cup \{v_i^j\}$;
25. $k = s[k]$;
26. ELSE
27. $S^*_{delay}(v_i) = S^*_{delay}(v_i) \cup \{v_i^j\}$;
28. END
29. END

接下来, 我们将首先考虑如何将算法 2 扩展到具有特殊树形拓扑结构的多跳网络中。不难发现, 基于树形拓扑的多跳网络广播实际上是由多个满足一定关联条件的单跳广播构成, 即网络中的任意一个转发节点收到广播消息的时间必须先于其第一次向下游孩子节点转发广播消息的时间。

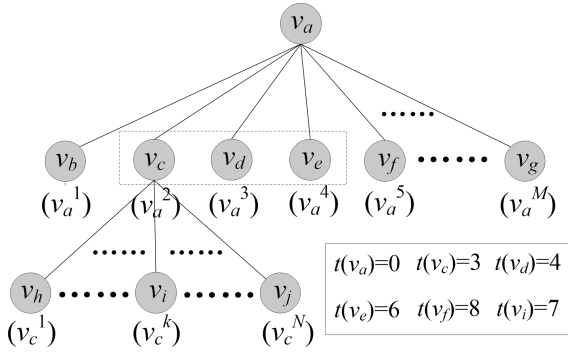


图 5. 基于树形拓扑的多跳网络示例 ($L=10$)

图 5 展示了一个简单的基于树形拓扑的多跳网络示例, 在该例子中节点 v_a 表示 sink 节点, 其下游孩子节点分别对应于标号 $\{v_a^1, \dots, v_a^M\}$ 且满足 $d(v_a, v_d) < d(v_a, v_d^+)$ ($1 \leq j \leq M-1$), 节点 v_c 表示一个转发节点, 其下游孩子节点分别对应于标号 $\{v_c^1, \dots, v_c^N\}$ 且满足 $d(v_c, v_i) < d(v_c, v_i^+)$ ($1 \leq j \leq N-1$). 显然, 该网络中所有叶子节点的约束作用域一定都是无效约束作用域, 即 1) 对任意节点 v_d^j ($j \neq 2$) 而言, $\beta(v_d) = \{v_d^j, \dots, v_a^M\}$; 2) 对任意节点 v_i^j 而言, $\beta(v_i) = \{v_i^j, \dots, v_c^N\}$. 如图 5 所示, 该树形拓扑由 $G_s(v_a, \{v_a^1, \dots, v_a^M\})$ 和 $G_s(v_c, \{v_c^1, \dots, v_c^N\})$ 两个单跳拓扑构成. 这里, 我们采用自底向上的方法进行求解, 即我们先针对子网络 $G_s(v_c, \{v_c^1, \dots, v_c^N\})$ 求解问题 $P^\Delta(v_c, \{v_c^1, \dots, v_c^N\})$, 再针对子网络 $G_s(v_a, \{v_a^1, \dots, v_a^M\})$ 求解问题 $P^\Delta(v_a, \{v_a^1, \dots, v_a^M\})$. 假设 $F^*(v_c) = \langle S_{delay}^*(v_c), S_{instant}^*(v_c) \rangle$ 是对问题 $P^\Delta(v_c, \{v_c^1, \dots, v_c^N\})$ 采用算法 2 后得到的最优解, 并且假设在最优转发决策 $F^*(v_c)$ 中节点 v_c^k ($1 \leq k \leq N$) 是第一个收到广播消息的即时接收者. 为了确保最优转发决策 $F^*(v_c)$ 在整个多跳网络中的有效性, 转发者 v_c 在网络 $G_s(v_a, \{v_a^1, \dots, v_a^M\})$ 中收到广播消息的时间必须要早于其在网络 $G_s(v_c, \{v_c^1, \dots, v_c^N\})$ 中第一次向即时接收者 v_c^k 发送广播消息的时间 (时隙 7). 不难发现, 转发者 v_c 在网络 $G_s(v_a, \{v_a^1, \dots, v_a^M\})$ 中收到广播消息的时间可以有如下三种情况:

1) 节点 v_a 直接向即时接收者 v_c 转发广播消息, 此时 v_c 收到广播消息的时间为时隙 3;

2) 节点 v_a 向推迟接收者 v_d 发送 $Beacon(v_d)$, 且向即时接收者 v_d 转发广播消息, 此时 v_c 将会推迟自己广播消息接收时间至 v_d 的工作时隙 (时隙 4);

3) 节点 v_a 分别向推迟接收者 v_c 和 v_d 发送 $Beacon(v_e)$, 并且向即时接收者 v_e 转发广播消息, 此时 v_c 将会推迟自己的广播消息接收时间至 v_e 的工作时隙 (时隙 6);

由此可知, 在子网络 $G_s(v_a, \{v_a^1, \dots, v_a^M\})$ 中节点 v_c 、 v_d 和 v_e (即 v_a^2 、 v_a^3 和 v_a^4) 三者必须至少有一个为即时接收者. 换句话说, 此时对于问题 $P^\Delta(v_a, \{v_a^1, \dots, v_a^M\})$ 而言, 转发节点 v_a^2 (即 v_c) 的约束作用域 $\beta(v_a^2) = \{v_a^2, v_a^3, v_a^4\}$. 一般地说, 若假设 d_{min} 表示 v_a^2 到 v_c^k 的睡眠延迟, 即 $d_{min} = d(v_a^2, v_c^k)$, 则显然 $\beta(v_a^2) = \{v_a^2\} \cup \{v \in \{v_a^3, \dots, v_a^M\} \mid d(v_a^2, v) < d_{min}\}$. 接着, 通过对问题 $P^\Delta(v_a, \{v_a^1, \dots, v_a^M\})$ 采用算法 2 便可得到节点 v_a 的转发决策 $F^*(v_a) = \langle S_{delay}^*(v_a), S_{instant}^*(v_a) \rangle$, 由此便可以得到整个网络的解 $\{F^*(v_a), F^*(v_c)\}$.

对于问题 1 中给定的任意非树形拓扑结构的目标多跳网络 G , 我们可以首先利用 Dijkstra 算法或 Bellman-Ford 算法得到 G 上的一棵以 sink 节点为根的最短延迟路径树 T , 然后如图 5 所述, 在该最短延迟路径树 T 上自底向上地对每一个约束性最小代价单跳广播问题进行求解, 直到 T 上所有转发节点的转发决策都得到为止. 不难发现, 基于最短延迟路径树可以保证对于该树上每个单跳广播问题的求解结果的有效性, 这是因为对于最短延迟路径树上每个单跳拓扑中的任意推迟接收者 v_i^j 而言, 一定有 $d(v_i^j, v_i^k) = D(v_i^j) - D^*(v_i^j)$, 其中节点 v_i^k 表示 v_i^j 对应的即时接收者. 这里, 对于最短延迟路径树 T 上的任意一个非 sink 节点 v_i , 我们使用 $P^T(v_i)$ 表示它在 T 上的父节点; 对于 T 上的任意一个转发节点 v_j , 我们使用 $CS^T(v_j)$ 表示它在 T 上单跳范围内的子节点集合. 算法 3 详细地描述了如何采用自底向上的方法解决最小代价多跳广播问题 (即问题 1).

算法 3. 自底向上的最小代价多跳广播调度算法.

输入: 低占空比多跳传感器网络 $G=(V, E)$.

输出: 网络广播代价值 OPT , 转发者集合 $FList$, 以及 $FList$ 中每个转发者的转发决策.

1. $OPT = 0$; $FList = \emptyset$; $tempList = \emptyset$;
2. 利用 Bellman-Ford 算法得到 G 上的一棵以 sink 节点为根的最短延迟路径树 T ;
3. FOR 任意节点 $v_i \in V$
4. IF 节点 v_i 在 T 中是转发节点 THEN
5. $isReady(v_i) = false$;
6. // 初始地表示转发节点 v_i 还未确定约束作用域
7. $FList = FList \cup \{v_i\}$;
8. $tempList = tempList \cup \{v_i\}$;
9. ELSE
10. $isReady(v_i) = true$;

```

11. // 初始地表示叶子节点  $v_i$  已知约束作用域
12. END
13. END
14. WHILE  $tempList \neq \emptyset$ 
15. FOR 任意转发节点  $v_i \in tempList$ 
16. IF 对任意  $v^k \in CS^T(v_i)$  都有  $isReady(v^k) == true$  THEN
17.    $count = |CS^T(v_i)|$ ;
18.   对于集合  $CS^T(v_i)$  中任意一个非转发节点的叶子节点  $v^k$ , 设置  $\beta(v^k) = \{v^k, \dots, v^{count}\}$ ;
19.   对于子网络  $G_s(v_i, CS^T(v_i))$  执行算法 2 并得到广播代价值  $OPT[count]$  以及转发决策  $F^*(v_i)$ ;
20.    $OPT = OPT + OPT[count]$ ;
21.    $d_{min} = \min \{d(v_i, v) \mid v \in S_{instant}^*(v_i)\}$ ;
22.    $\beta(v_i) = \{v_i\} \cup \{v \in CS^T(P^T(v_i)) \mid d(P^T(v_i), v) > d(P^T(v_i), v_i) \ \&\& \ d(v_i, v) < d_{min}\}$ ;
23.    $isReady(v_i) = true$ ;
24.   将节点  $v_i$  从集合  $tempList$  中移除;
25. END
26. END
27. END
    
```

4.3 问题扩展

正如 3.1 节中的假设 (4) 所述, 本文假设了任意节点和其邻居节点之间具有不同的工作调度, 虽然这一假设对于大多数低占空比的网络而言是完全合理和普遍存在的, 但是现实中仍然会有较小的概率可能存在极少部分的相邻节点之间具有相同工作调度的特殊情况。假设发送者 v_i 有 $n+1$ 个接收者 $\{v_i^1, \dots, v_i^{n+1}\}$, 并且接收者 $\{v_i^1, \dots, v_i^n\}$ 具有相同的工作调度, 即 $d(v_i, v_j) = d(v_i, v_j^{i+1})$ ($1 \leq j \leq n-1$) 且 $d(v_i, v_i^n) < d(v_i, v_i^{n+1})$, 若使用传统的广播方式, 则总的能量消耗 $E(a) = 2 * k * e_s^d + (n+1) * k * e_r^d$; 若发送者 v_i 将推迟接收者 $\{v_i^1, \dots, v_i^n\}$ 的广播消息接收时间推迟至即时接收者 v_i^{n+1} 的工作时隙, 则总能量消耗为 $E(b) = e_s^b + n * e_r^b + k * e_s^d + (n+1) * k * e_r^d$, 因此, 我们可以发现推迟 n 个具有相同工作调度的接收者的广播消息接收时间所带来的总能耗收益 $E(a) - E(b) = k * e_s^d - (e_s^b + n * e_r^b)$ 。不难发现, 当具有相同工作调度的相邻节点数量较少时 (即 n 较小时), $E(a) - E(b)$ 的收益值依然是大于 0 的, 尤其是对于广播消息较大的应用而言 ($k \gg 1$), 该收益会更加显著。这意味着在这种特殊情况下定理 1 依然是成立的。因此, 我们提出的算法 3 依然可以适用于可能存在极少部分相邻节点之间具有相同工作调度的特殊情况。这里, 我

们将具有相同工作调度的相邻节点视为一个虚拟节点, 从而将我们的方法扩展到这一特殊情况。

假设给定一个单跳网络 $G_s(v_i, \{v_a, v_b, v_c, v_d, v_e, v_f\})$, 其中 $d(v_i, v_a) < d(v_i, v_b) = d(v_i, v_c) = d(v_i, v_d) < d(v_i, v_e) = d(v_i, v_f)$, 我们可以将该单跳网络等价地看成 $G_s(v_i, \{v_i^1, v_i^2, v_i^3\})$ 并且满足 $d(v_i, v_j^l) < d(v_i, v_j^{l+1})$ ($1 \leq l \leq 2$), 这里每个 v_j^l ($j \in \{1, 2, 3\}$) 表示一个虚拟节点, 其包含了多个具有相同工作调度的实际接收节点, 即 $v_i^1 = \{v_a\}$, $v_i^2 = \{v_b, v_c, v_d\}$, $v_i^3 = \{v_e, v_f\}$, 并且定义 $t(v_i^1) = t(v_a)$, $t(v_i^2) = t(v_b) = t(v_c) = t(v_d)$, $t(v_i^3) = t(v_e) = t(v_f)$ 。进一步地, 一个虚拟节点被定义为推迟接收者 (或即时接收者) 当且仅当该虚拟节点中包含的所有实际节点都是推迟接收者 (或即时接收者)。值得注意的是, $S_{instant}(v_i)$ 中任意一个包含了多个实际即时接收者的虚拟节点仅表示一次广播消息传输。此外, 对于任意虚拟节点 v_j^l 和 v_k^m ($j < k$), 我们定义 $D_{sum}(v_j^l, v_k^m)$ 的值为:

$$\begin{aligned}
 D_{sum}(v_j^l, v_k^m) &= \sum_{m=j}^{k-1} \sum_{v \in v_i^m} d(v, v_i^k) \\
 &= \sum_{m=j}^{k-1} (|v_i^m| \times d(v_i^m, v_i^k))
 \end{aligned} \tag{19}$$

其中 $|v_i^m|$ 表示虚拟节点 v_i^m 中包含的实际节点的数量。

观察 3. 对于任意单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$, 若虚拟节点 v_i^k 在发送者 v_i 的最优转发决策 $F^*(v_i)$ 中是推迟接收者, 则 $F^*(v_i)$ 一定会将 v_i^k 中所有实际节点的广播消息接收时间都推迟到同一个即时接收者的工作时隙。

5 性能验证

这里, 我们主要通过仿真实验来验证我们的方法性能。我们假设 Num 个传感器节点被均匀地部署在一个 100 米 * 100 米的正方形监测区域内, 其中 sink 节点位于该监测区域的中心。同时, 假设任意节点的每个工作调度周期都是由一个工作时隙和 $L-1$ 个睡眠时隙组成, 并且每个节点独立随机地确定自己的周期性工作调度。这里, 我们假设所有节点的通信半径均为 r_c 米。除非特别指出, 我们设置 $Num=800$, $L=200$, $r_c=15$, $\delta=200$, 并且所有的实验结果都是运行 20 次得到的结果的平均值。通过实验发现, 我们设置的参数能够较好地模拟实际中的低占空比网络场景, 即网络中相邻节点之间具有不同的工作调度或是极少部分的相邻节点之间具

有相同的工作调度。

在本实验中,我们将采用如下的三种启发式广播调度方法作为基准方法来验证我们所提出的自底向上的最小代价多跳广播调度算法的性能。

1) 延迟优先调度: 该方法采用无推迟的延迟优先策略,首先得到一棵以 sink 节点为根的最短延迟路径树,然后 sink 节点直接沿着该最短延迟路径树按照传统的以多次单播实现一次局部范围广播的方式进行广播消息的转发。在该方法中,所有的感知节点都是即时接收者。

2) 自顶向下的能耗优先调度: 该方法采用一个能耗优先的策略,首先得到一棵以 sink 节点为根的最短延迟路径树,然后从 sink 节点开始沿着该最短延迟路径树自顶向下地依次进行广播消息的转发。对于最短延迟路径树上的任意一个局部单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$, 其中 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$), 如果已经收到广播消息的转发者 v_i 的 $D(v_i) - D^*(v_i)$ 值大于或等于 $d(v_i, v_i^N)$, 则 v_i 会将节点 $\{v_i^1, \dots, v_i^N\}$ 的广播消息接收时间都推迟至 v_i^1 的下一轮工作调度周期的工作时隙; 否则, v_i 会将推迟接收者 $\{v_i^1, \dots, v_i^{N-1}\}$ 的广播消息接收时间推迟至即时接收者 v_i^N 的工作时隙。换句话说,对于最短延迟路径树上的任意一个转发者,其接收节点中只有一个会被设置为即时接收者。

3) 自顶向下的最小代价调度: 该方法同样首先得到一棵以 sink 节点为根的最短延迟路径树,然后从 sink 节点开始沿着该最短延迟路径树自顶向下地依次进行广播消息的转发。对于最短延迟路径树上的任意一个局部单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^N\})$, 其中 $d(v_i, v_i^j) < d(v_i, v_i^{j+1})$ ($1 \leq j \leq N-1$), 转发节点 v_i 一旦收到广播消息后将会采用如下的最优转发决策: 如果 $D(v_i) - D^*(v_i) < d(v_i, v_i^1)$, 则该局部单跳网络下的广播调度优化问题等价于问题 2, 可以直接采用算法 1 得到最优转发决策; 如果 $D(v_i) - D^*(v_i) \geq d(v_i, v_i^N)$, 则 v_i 会将节点 $\{v_i^1, \dots, v_i^N\}$ 的广播消息接收时间都推迟至 v_i^1 的下一轮工作调度周期的工作时隙; 如果 $d(v_i, v_i^1) \leq D(v_i) - D^*(v_i) < d(v_i, v_i^N)$, 则意味着满足 $d(v_i, v_i^k) \leq D(v_i) - D^*(v_i)$ 条件的任意接收者 v_i^k 一定是一个预确定的推迟接收者, 换句话说,从转发者 v_i 到 $\{v_i^1, \dots, v_i^N\}$ 中第一个即时接收者的睡眠延迟一定大于 $D(v_i) - D^*(v_i)$ 。这里,我们用 $DS(v_i)$ 表示预确定的推迟接收者的集合,即 $DS(v_i) = \{v_i^k \in \{v_i^1, \dots, v_i^N\} \mid d(v_i, v_i^k) \leq D(v_i) - D^*(v_i)\}$ 。定义 $K = |DS(v_i)|$, 并且用 $OPT(k)$ 表示单跳网络 $G_s(v_i, \{v_i^1, \dots, v_i^k\})$ 在已知 $D(v_i) - D^*(v_i)$ 值

且满足 $d(v_i, v_i^1) \leq D(v_i) - D^*(v_i) < d(v_i, v_i^N)$ 前提下的广播代价最优值,显然,当 $k > K+1$ 时,

$$OPT(k) = \min \{cost(v_i^1, v_i^k), \min_{K+1 \leq j < k} \{OPT(j) + cost(v_i^{j+1}, v_i^k)\}\}$$

当 $k=K+1$ 时, $OPT(k) = cost(v_i^1, v_i^k)$ 。此时问题的目标便是求解 $OPT(N)$, 可以采用动态规划的方法求解。

上述的三种启发式基准方法在解决思路上都具备一定的代表性和典型性。这里,我们将提出的自底向上的最小代价多跳广播调度算法与这几种常见且典型的解决思路进行比较。首先,我们通过调节权衡因子 δ 的值来模拟各种不同广播性能需求的场景。表 1 展示了当 δ 的值在 0 到 1 之间变化时各种解决方法所得到的广播代价值。从表 1 中不难发现,当 $0 \leq \delta < 1$ 时,我们提出的自底向上的最小代价调度方法和延迟优先调度方法以及自顶向下的最小代价调度方法一样具有最小的广播代价值,并且远远小于采用自顶向下的能耗优先调度所带来的广播代价值,这是因为当 $0 \leq \delta < 1$ 时能耗性能在广播代价中占的比重较小,延迟性能主导了广播代价函数。

表 1 当 δ 在 0 到 1 之间时广播代价的比较

	$\delta=0.1$	$\delta=0.3$	$\delta=0.5$	$\delta=0.7$	$\delta=0.9$
延迟优先调度	77.6	233.1	387.5	543.8	698.3
自顶向下的能耗优先调度	103475.4	103846.3	106628.1	100183.9	102211.2
自顶向下的最小代价调度	77.6	233.1	387.5	543.8	698.3
自底向上的最小代价调度	77.6	233.1	387.5	543.8	698.3

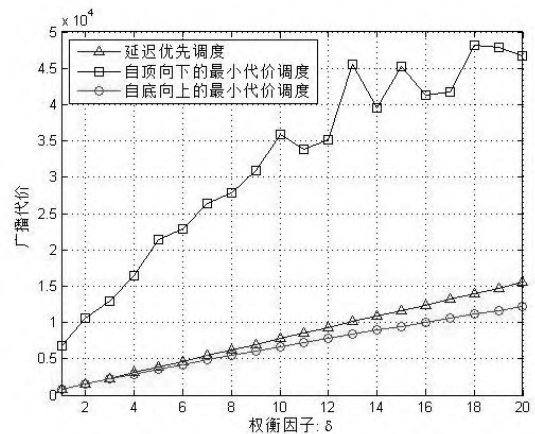


图 6. 广播代价 vs. 权衡因子 δ ($1 \leq \delta \leq 20$)

图 6 展示了当 δ 的值在 1 到 20 之间变化时三种解决方法的广播代价性能比较。此时,我们提出的自底向上的最小代价调度方法显然比延迟优先调度方法和自顶向下的最小代价调度方法具有更好

的广播代价性能。从图 6 中我们发现，我们提出的自底向上的方法性能要明显优于自顶向下的最小代价调度方法，这是因为当 $1 \leq \delta \leq 20$ 时，广播代价函数将不再由延迟性能完全主导，能耗性能也将占据一定程度的权重，当采用自顶向下的最小代价调度方法时，sink 节点可能会推迟其部分邻居节点的广播消息接收时间，这将会导致这些推迟了广播消息接收时间的转发者在最短延迟路径树上进行局部广播调度时形成一定的转发约束，从而使得最短延迟路径树上越靠近下游的转发者在进行局部广播调度时越有可能与局部最优解之间产生一定的偏差，而自底向上的最小代价调度方法则是先对最短延迟路径树下游末端的局部单跳网络进行最优优化调度，在最短延迟路径树上的任意一个转发者确定广播调度后将会对其所在的上游局部单跳网络的广播调度产生一定转发约束，越靠近最短延迟路径树的上游受影响的节点数目越少，因此产生的性能影响也越小。同时，我们发现当 $1 \leq \delta \leq 6$ 时，我们的方法和延迟优先调度方法具有近乎相同的性能；当 $\delta > 6$ 时，我们的方法明显优于延迟优先调度方法，并且其性能优势总体上随着 δ 值的增加而增加。这是因为当 $1 \leq \delta \leq 6$ 时延迟性能在广播代价函数中依然占主导，而当 $\delta > 6$ 时，广播代价函数将不再由延迟性能完全主导，能耗性能也将占据一定程度的权重，并且随着 δ 值的增加能耗性能在广播代价函数中的权重也会相应增加，我们提出的方法考虑了延迟和能耗的权衡优化，因此展现出比延迟优先调度方法更优的性能。同样，表 2 也显示了我们的方法远远优于自顶向下的能耗优先调度方法。

表 2 当 δ 在 1 到 20 之间时广播代价的比较

	$\delta=2$	$\delta=6$	$\delta=10$	$\delta=14$	$\delta=18$
自顶向下的能耗优先调度	104284.6	103678	109608.9	106578.5	106837.9
自底向上的最小代价调度	1518.9	4232.6	6669.4	8994.3	11192.3

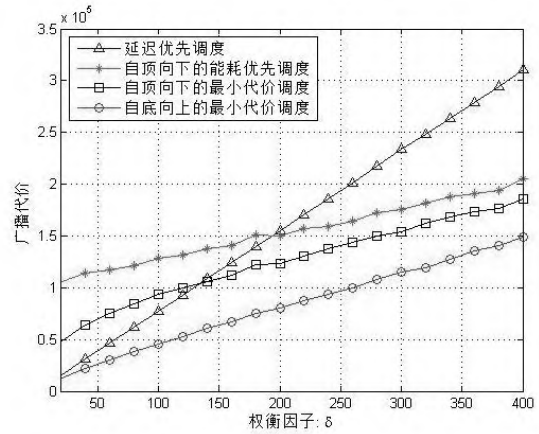


图 7. 广播代价 vs. 权衡因子 δ ($20 \leq \delta \leq 400$)

图 7 展示了当 $20 \leq \delta \leq 400$ 时各种方法的性能比较。我们可以看到，即使对于具有较大 δ 值的情况，我们的方法依然是几种方法中性能最优的。不难发现，随着 δ 值的增加，我们的方法相对于延迟优先调度方法的性能优势在不断增加，同时我们的方法性能也更加接近于自顶向下的能耗优先调度方法的性能，这是因为 δ 值的不断增加会使得能耗性能逐渐主导广播代价。显然，我们的方法也同样优于自顶向下的最小代价调度方法。

接下来，我们验证了其它一些参数（例如节点数量、工作调度周期长度以及节点通信半径）对各种方法性能的影响。图 8 显示了在 $\delta=200$ 的情况下当网络中节点总数量发生变化时各种方法的性能比较，我们可以发现，无论网络中的节点数量（即网络密度）如何变化，我们提出的自底向上的最小代价调度方法和其它几种方法相比始终都能获得较大的性能优势。

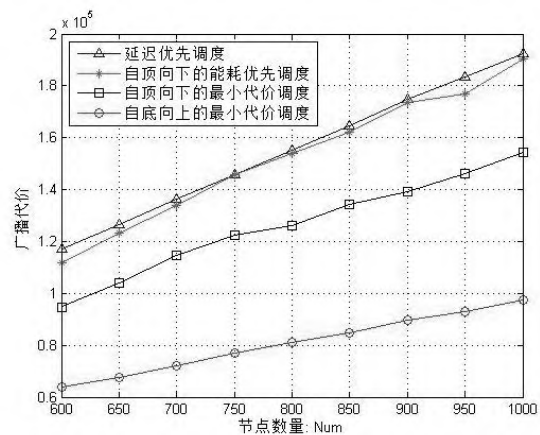


图 8. 广播代价 vs. 节点数量 Num

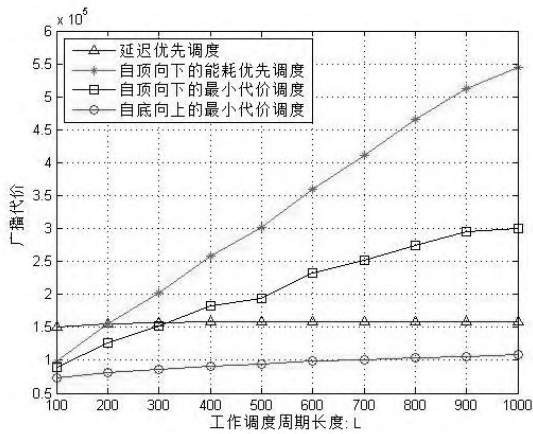


图9. 广播代价 vs. 工作调度周期长度 L

图9展示了节点占空比的大小对于方法性能的影响。我们发现随着工作调度周期长度 L 的增加(即节点占空比的降低), 延迟优先调度方法所带来的广播代价将会逐步趋于稳定, 这是因为对于最短延迟路径树上的任意一个局部单跳网络拓扑而言, 延迟优先调度方法所带来的广播代价主要取决于虚拟节点的数量, 而虚拟节点的数量将会随着节点占空比的降低逐步趋向等于该局部单跳拓扑中所有接收节点的数量。同时, 我们发现对于自顶向下的能耗优先调度, 其广播代价几乎是随着 L 的增加而线性增长的, 这是由于能耗优先调度的广播代价主要和网络中节点之间的平均点到点睡眠延迟相关, 而节点之间的平均点到点睡眠延迟基本上随着 L 的增加呈线性增长趋势。从图9中不难发现, 无论节点的占空比如何变化, 我们提出的自底向上的最小代价调度方法始终都比其它方法具有更好的性能, 尤其是相对于自顶向下的能耗优先调度方法和自顶向下的最小代价调度方法而言, 其性能优势将会随着 L 的增加(即节点占空比的降低)而显著增加, 也就是说, 我们的方法相比较于其它几种方法而言更加适合应用于低占空比的网络。

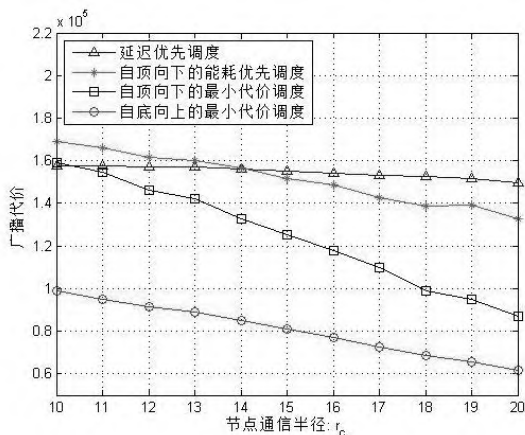


图10. 广播代价 vs. 节点通信半径 r_c

进一步地, 我们考虑了当节点通信半径 r_c 变化时各种方法的性能比较, 其比较结果如图10所示。总的来说, 所有方法的广播代价都会随着 r_c 的增加而减小, 这是因为节点通信半径的增加一方面可能会导致最短延迟路径树上转发者数量的减少, 另一方面使得每个转发者所对应的接收节点中会有更多的节点具有相同的工作调度。在图10中, 我们发现无论节点通信半径 r_c 如何变化, 我们的方法始终可以获得比其它几种方法更好的性能。当节点通信半径越小(即最短延迟路径树上根节点到叶节点的跳数越多)时, 我们的方法相比较于自顶向下的最小代价调度方法的性能优势越明显, 这意味着我们的方法更加适用于大规模的多跳网络。值得注意的是, 随着节点通信半径的增加, 自顶向下的最小代价调度方法的性能将会逐步接近自底向上的最小代价调度方法的性能。特殊地, 当节点通信半径 r_c 的值足够大以使得所有节点都在 sink 节点的一跳通信范围内时, 我们的方法将等价于自顶向下的最小代价调度方法。

通过上述实验, 我们可以得到如下结论: 对于低占空比传感网中的最小代价广播问题, 无论在何种网络配置下, 我们提出的自底向上的最小代价调度方法相比较于其它几种基准方法而言始终是性能最优的。

6 总结

在本文中, 我们针对低占空比传感网提出了一个新颖的机会式广播传输模型, 并且考虑了如何基于该模型解决低占空比传感网中的广播调度问题。本文定义了一个一般化的广播代价函数, 该函数能够对延迟和能耗两者的权衡关系提供一个自适应的控制以刻画各种不同的广播性能需求。我们的目标是找到一个有效的广播调度以最小化该广播代价函数, 从而使得特定的广播性能需求能够被满足。基于机会式广播传输模型, 我们首先利用动态规划法在多项式时间内解决了单跳情形下的目标问题, 然后我们将其扩展至多跳情形下, 提出了一个高效的自底向上的最小代价多跳广播调度算法。最后, 实验结果验证了我们的方法相比较于其它方法的高效性。

参考文献

- [1] Liu Y, He Y, Li M, Wang J, Liu K and Li X, Does wireless sensor network scale? A measurement study on GreenOrbs. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems (TPDS)*, 2013, 24(10): 1983-1993.
- [2] Stemm M and Katz R H, Measuring and reducing energy consumption of network interfaces in hand-held devices. *IEICE Transactions on Communications*, 1997, E80-B(8): 1125-1131.
- [3] Gu Y and He T, Data forwarding in extremely low duty-cycle sensor networks with unreliable communication links. *Proceedings of the 5th ACM International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*, Sydney, Australia, 2007: 321-334.
- [4] Guo S, Gu Y, Jiang B, He T. Opportunistic flooding in low-duty-cycle wireless sensor networks with unreliable links. *Proceedings of the ACM Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, Beijing, China, 2009: 133-144.
- [5] Hong J, Cao J, Li W, Lu S, Chen D. Sleeping schedule-aware minimum latency broadcast in wireless ad hoc networks. *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Dresden, Germany, 2009: 1-5.
- [6] Jiao X, Lou W, Ma J, Cao J, Wang X, Zhou X. Duty-cycle-aware minimum latency broadcast scheduling in multi-hop wireless networks. *Proceedings of the 30th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, Genoa, Italy, 2010: 754-763.
- [7] Zhao D and Chin K W, Approximation algorithm for data broadcasting in duty cycled multi-hop wireless networks. *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, 2013, 2013(1): 248
- [8] Zhao D, Chin K W and Raad R, Minimizing broadcast latency and redundancy in asynchronous wireless sensor networks. *Wireless Networks*, 2014, 20(3): 345-360.
- [9] Zhao D, Chin K W and Raad R, Approximation algorithms for broadcasting in duty cycled wireless sensor networks. *Wireless Networks*, 2014, 20(8): 2219-2236.
- [10] Khiati M, Djenouri D, Cluster-based fast broadcast in duty-cycled wireless sensor networks. *Proceedings of the 11th IEEE International Symposium on Network Computing and Applications (NCA)*, Cambridge, USA, 2012: 249-252.
- [11] Lu J and Whitehouse K, Flash flooding: exploiting the capture effect for rapid flooding in wireless sensor networks. *Proceedings of the IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, Rio de Janeiro, Brazil, 2009: 2491-2499.
- [12] Cao Z, Wang J, Liu D, Zheng X, Chase: Taming concurrent broadcast for flooding in asynchronous duty cycle networks. *Proceedings of the IEEE 24th International Conference on Network Protocols (ICNP)*, Singapore, 2016: 1-10.
- [13] Yu S, Wu X, Wu P, Wu D, Dai H, Chen G, CIRF: Constructive interference-based reliable flooding in asynchronous duty-cycle wireless sensor networks. *Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, Istanbul, Turkey, 2014: 2734-2738.
- [14] Zhang R, Mounгла H, Yu J, Chen L and Mehaoua A. Multi-channel broadcast in asymmetric duty cycling wireless body area networks. *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Paris, France, 2017: 1-6.
- [15] Le D T, Duc T L, Zalyubovskiy V V, Kim D S and Choo H. Collision-tolerant broadcast scheduling in duty-cycled wireless sensor networks. *Journal of Parallel and Distributed Computing (JPDC)*, 2017, 100 (C): 42-56.
- [16] Du W, Liando J C, Zhang H, Li M, When pipelines meet fountain: fast data dissemination in wireless sensor networks. *Proceedings of the 13th ACM International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*, Seoul, South Korea, 2015: 365-378.
- [17] Jemili I, Ghrab D, Belghith A and Mosbah M. Context-aware broadcast in duty-cycled wireless sensor networks. *International Journal on Semantic Web and Information Systems (IJSWIS)*, 2017, 13(3): 48-67.
- [18] Duc T L, Le D T, Zalyubovskiy V V, Kim D S, Choo H, Towards broadcast redundancy minimization in duty-cycled wireless sensor networks. *International Journal of Communication Systems*, 2017, 30(6): 1-21.
- [19] Jiang C, Li T S, Liang J B and Wu H. Low-latency and energy-efficient data preservation mechanism in low-duty-cycle sensor networks. *Sensors*, 2017, 17(5): 1051.
- [20] Hong J, Cao J, Li, W, Lu S and Chen D, Minimum-transmission broadcast in uncoordinated duty-cycled wireless ad hoc networks. *IEEE Transactions on Vehicular Technology (TVT)*, 2010, 59(1): 307-318.
- [21] Han K, Liu Y and Luo J, Duty-cycle-aware minimum-energy multicasting in wireless sensor networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 2013, 21(3): 910-923.
- [22] Han K, Xiang L, Luo J, Xiao M, Huang L, Energy-efficient reliable data dissemination in duty-cycled wireless sensor networks. *Proceedings of the 14th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)*, Bangalore, India, 2013: 287-292.
- [23] Han K, Luo J, Xiang L, Xiao M, Huang L, Achieving energy efficiency and reliability for data dissemination in duty-cycled WSNs. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 2015, 23(4): 1041-1052.

- [24] Zhang X, Jia X, Jin J, Dan K S, Delay-constrained efficient broadcasting in duty-unaware asynchronous wireless sensor networks. Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), New Orleans, LA, USA, 2015: 1841-1846.
- [25] Wu S, Niu J, Chou W, Guizani M, Delay-aware energy optimization for flooding in duty-cycled wireless sensor networks. IEEE Transactions on Wireless Communications (TWC), 2016, 15(12): 8449-8462.
- [26] Zhao Z, Dong W, Bu J, Gu Y, Chen C, Link-correlation-aware data dissemination in wireless sensor networks. IEEE Transactions on Industrial Electronics, 2015, 62(9): 5747-5757.
- [27] Cheng L, Gu Y, He T, Niu J, Dynamic switching-based reliable flooding in low-duty-cycle wireless sensor networks. Proceedings of IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM), Turin, Italy, 2013: 1393-1401.
- [28] Cheng L, Niu J, Gu Y, Luo C, He T, Achieving efficient reliable flooding in low-duty-cycle wireless sensor networks. IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), 2016, 24(6): 3676-3689.
- [29] Chao C M and Huang C Y. Supporting energy efficient broadcast with unreliable links for wireless sensor networks. International Journal of Ad Hoc and Ubiquitous Computing, 2017, 25(4): 184-193.
- [30] Chen Z, Liu A, Li Z, Choi Y J, Sekiya H and Li J. Energy-efficient broadcasting scheme for smart industrial wireless sensor networks. Mobile Information Systems, 2017, 2017(12): 1-17.
- [31] Pazzi R W, Boukerche A, Grande R E and Mokdad L. A clustered trail-based data dissemination protocol for improving the lifetime of duty cycle enabled wireless sensor networks. Wireless Networks, 2017, 23(1): 177-192.
- [32] Chen Q, Cheng S, Gao H, Li J, Cai Z, Energy-efficient algorithm for multicasting in duty-cycled sensor networks, Sensors, 2015, 15(12): 31224-31243.
- [33] Duc T L, Le D T, Zalyubovskiy V V, Kim D S, Choo H, Level-based approach for minimum-transmission broadcast in duty-cycled wireless sensor networks. Pervasive and Mobile Computing, 2016, 27: 116-132.
- [34] Xu L, Chen G, Cao J, Lin S, Dai H, Wu X and Wu F, Optimizing energy efficiency for minimum latency broadcast in low-duty-cycle sensor networks. ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN), 2015, 11(4): 57:1-57:31.
- [35] Sun Y, Gurewitz O, Du S, Tang L, Johnson D B, ADB: an efficient multihop broadcast protocol based on asynchronous duty cycling in wireless sensor networks. Proceedings of the 7th ACM International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys), Berkeley, USA, 2009: 43-56.
- [36] Lai S and Ravindran B. On multihop broadcast over adaptively duty-cycled wireless sensor networks. Proceedings of the International Conference on Distributed Computing in Sensor Systems (DCOSS), Santa Barbara, CA, USA, 2010: 158-171
- [37] Wang F and Liu J. On reliable broadcast in low duty-cycle wireless sensor networks. IEEE Transactions on Mobile Computing (TMC), 2012, 11(5): 767-779.
- [38] Cao Q, Abdelzaher T, He T, Stankovic J. Towards optimal sleep scheduling in sensor networks for rare-event detection. Proceedings of the 4th IEEE International Symposium on Information Processing in Sensor Networks (IPSN), Los Angeles, USA, 2005: 20-27.
- [39] Wang Q, Hempstead M and Yang W. A realistic power consumption model for wireless sensor network devices. Proceedings of the 3rd Annual IEEE Communications Society on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks (SECON), Reston, USA, 2006: 286-295.



XU Li-Jie, born in 1983, Ph.D., assistant professor. His research interests include wireless sensor networks, social networks, mobile and distributed computing.

YANG Geng, born in 1961, Ph.D., professor, Ph.D. supervisor. His research interests include information and network security, privacy preserving, parallel and distributed computing.

Background

As the key technique of the Internet of Things (IoT), wireless sensor networks (WSNs) have been developed rapidly

XU Jia, born in 1980, Ph.D., professor, Ph.D. supervisor. His research interests include crowdsourcing, opportunistic networks, and wireless sensor networks.

WANG Lei, born in 1986, Ph.D., assistant professor. His research interests include network coding, wireless sensor network, distributed storage system.

CHEN Gui-Hai, born in 1963, Ph.D., professor, Ph.D. supervisor. His research interests include distributed networks and data processing.

in recent years. Existing works have verified that idle listening is the main source of energy waste in sensor networks with low

traffics. To reduce the energy waste caused by idle listening, sensor networks usually work with low duty cycle mode, where each node periodically changes its state between working state and sleeping state. Such mode greatly improves the energy efficiency, however, brings many new challenges, especially for broadcasting applications. Low duty cycle mode would disable the inherent broadcast nature of wireless media, any local single-hop broadcast could be realized by multiple unicasts, which is energy inefficient. Thus, how to design an energy efficient broadcast scheduling algorithm for low duty cycle WSNs is a challenging issue. Many existing works have investigated such issue in the past few years. In practice, delay and energy are both important to the network performance and they both should be considered. Currently, many existing works have investigated the energy optimization problem for broadcasting under delay constraints. However, it is usually unnecessary to require that the broadcast should be done within a bounded delay for many real applications. More broadcasting applications focus on the tradeoff between delay and energy. On the other hand, the existing works almost do not consider the improvement of the broadcasting transmission model. Specifically, they almost utilize the inefficient traditional broadcasting transmission model, which does not make full use of the inherent broadcast nature of wireless media. Actually, we can see that even for low duty cycle networks, the broadcast nature of wireless media still offers potential chances to improve the energy efficiency of broadcasting at the cost of the increase of average broadcasting delay, which can provide a flexible control on the tradeoff between delay performance and energy performance. In this paper, we come up with a novel opportunistic broadcasting transmission model that makes full use of the broadcast nature of wireless media, and defines a generalized broadcasting cost function that characterizes the tradeoff between delay performance and energy performance. This paper aims to employ the opportunistic broadcasting transmission model to design an efficient broadcasting schedule strategy, so that the broadcasting cost function is minimized. To this end, we first define a constrained minimum cost single-hop

broadcast problem, which is solvable in polynomial time by adopting a dynamic programming algorithm. Then, we extend it to our target problem and present an efficient bottom-up solution. For broadcast problem in low duty cycle WSNs, our research group has previously published many papers in several international journals and conferences, such as ACM Transactions on Sensor Networks, Computer Communications, IEEE MASS, IEEE Globecom.

This work was supported by the National Natural Science Foundation of China (No. 61502251, 61572263, 61472193), China Postdoctoral Science Foundation Funded Project (No. 2016M601859), the Post-Doctoral Fund of Jiangsu Province (No. 1701047A), Natural Science Foundation of Jiangsu Province (No. BK20141429), NUPTSF (No. NY214169).