

机会网络中面向周期性间歇连通的数据传输^{*}

吴磊^{1,2}, 武德安¹, 刘明², 王晓敏², 龚海刚²

¹(电子科技大学 数学科学学院, 四川 成都 611731)

²(电子科技大学 计算机科学与工程学院, 四川 成都 611731)

通讯作者: 吴磊, E-mail: wulei@uestc.edu.cn, http://www.uestc.edu.cn

摘要: 提出一种在机会网络中基于周期性间歇连通的数据传输策略 PICD(Periodic Intermittently Connected-based Data Delivery in Opportunistic Networks). 通过有效利用节点间的周期间歇连通性改善数据传输性能. 节点传输概率的计算则充分考虑了其于汇聚点间存在的间歇多跳路径, 并将其与消息容忍的传输延迟相结合. 首先, 采用随机动态规划的方法建立与延迟相关的传输概率模型; 然后, 通过基于多跳的函数空间迭代法求出一个周期内的与延迟相关的传输概率分布矩阵; 节点面向不同消息延迟的传输概率则基于分布矩阵计算获得, 以此作为选择下一跳的依据. 与延迟相关的概率转发机制提高了消息在容忍的延迟内被成功递交的可能. 仿真实验结果表明, 与现有的几种数据传输算法相比, 在节点具有循环运动特征的环境下, PICD 具有较高的数据传输成功率和较低的递交延迟.

关键词: 机会网络; 循环周期; 动态规划; 延迟概率; 数据传输

中图法分类号: TP393 **文献标识码:** A

中文引用格式: 吴磊, 武德安, 刘明, 王晓敏, 龚海刚. 机会网络中面向周期性间歇连通的数据传输. 软件学报, 2013, 24(3): 507-525. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4227.htm>

英文引用格式: Wu L, Wu DA, Liu M, Wang XM, Gong HG. Periodic intermittently connected-based data delivery in opportunistic networks. Ruanjian Xuebao/Journal of Software, 2013, 24(3): 507-525 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4227.htm>

Periodic Intermittently Connected-Based Data Delivery in Opportunistic Networks

WU Lei^{1,2}, WU De-An¹, LIU Ming², WANG Xiao-Min², GONG Hai-Gang²

¹(School of Mathematical Sciences, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 611731, China)

²(School of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 611731, China)

Corresponding author: WU Lei, E-mail: wulei@uestc.edu.cn, <http://www.uestc.edu.cn>

Abstract: This paper proposes a periodic intermittently connected-based data delivery in opportunistic networks (PICD). By effectively utilizing periodic intermittent connectivity between any two nodes, PICD can improve data delivery: First, for a certain node, based on its periodic intermittently-connected paths to the sink and its data delay tolerance, PICD establishes the delay probability model by means of random dynamic programming. Next, PICD will calculate the node's periodic delay probability distribution matrix by the function space iteration. Next, according to the node's distribution matrix, the current data delivery probability can be calculated by specifying period and tolerable delay, and this will become the key-player of the next-hop choosing. In short, the probability forwarding mechanism is delay-relevant and can increase data delivery probability within a tolerable amount of delay. Simulation shows that compared with existing algorithms, which only take advantage of single-hop delivery probability, PICD is better at data delivery and can also lower delay.

Key words: opportunistic network; cycle period; dynamic programming; delay probability; data delivery

* 基金项目: 国家自然科学基金(61103229, 61170256, 61173172, 61103226); 四川省科技支撑计划(2009GZ0004); 中央高校基本科研业务费专项资金(ZYGX2010J111, ZYGX2010J074, ZYGX2011J102)

收稿时间: 2011-10-18; 定稿时间: 2012-04-01

随着大量具备短距离通信接口的移动设备的出现,研究人员开始关注如何能够把这些设备组成一种网络,为人们提供一种无基础设施、低成本的通信服务,于是提出了机会网络(opportunistic network)^[1,2]的概念.机会型网络是一种特殊的移动自组网络,其中的移动节点通信距离有限,而在整个部署区域中节点是稀疏分布的,网络中由于节点运动而经常发生网络断连,消息随着节点的移动和在移动节点之间的转发而实现传输.这类网络的特点是:虽然传输延迟较大,但消息传输成本低,特别适用于不易架设网络基础设施的环境.例如:

- 带有智能设备的车辆自组成车载网络,实现交通事故预警和其他道路安全应用^[3];
- 各种配备蓝牙或 Wi-Fi 接口的手持电子设备自组成网,以实现数据共享或协作访问互联网^[4];
- 放置在动物身上的传感器组成移动传感器网络,收集动物迁徙数据^[5]等.

由于机会网络的上述特点,使得传统有线网络和 Ad Hoc 网络路由协议不能有效地应用,故其路由由传输技术成为研究的重点与热点.

现有的机会路由传输多是以研究多副本和节点效用为基础展开的各种优化策略,虽然多副本在网络中的扩散能够提高传输的成功率,但却以增加传输能耗为代价;而节点效用的估算,主要是利用效用函数依据相遇概率、链路状态和上下文信息等不同参数来估算节点转发消息到目的节点的能力.然而,这种转发决策并未充分考虑节点间存在的间接多跳问题.此外,在实际应用中,网络中传输的数据种类是多种多样的,不同种类的信息在网络中的生存时间和容忍的传输延迟也是有区别的,不同的有效传输延迟可能会影响效用的估算,从而引起传输路径的不同.譬如:针对某应用的数据,要求在其容忍的延迟到达之前传递到汇聚点,否则,超时传输的数据被认为是无意义的.而在现有的数据收集和路由算法研究中,多是围绕如何把数据无区分地汇集到单个或多个汇聚点,并未考虑传输延迟与传输效用之间的关系.另一方面,现有的研究中,节点的运动模型也多是基于节点互不相干的独立运动假设^[6-8],如随机行走模型(random walk model)^[9]和随机点模型(random waypoint model)^[9],这也与许多实际场景下物体的运动模式不符.

实际上,针对不同的应用场景,节点的运动行为是有差异的.通过大量的分析统计我们发现,许多机会网络中的节点移动具有一定的循环模式.这表明,如果两个节点在上一个循环中的某时间段接触,那么在下一个循环中相同时间段再次接触的概率将会很高,例如:人的运动具有很强的规律性,即文献[10]所引入的宏移动和社会轨迹的概念——例如对学校里的笔记本而言,学生会在一周~周五的早上把它带到图书馆,下午带到实验室,晚上带回寝室.这种周期特性就是社会轨迹,类似的场景还有城市交通中的公交系统网络等.

一些研究人员还通过收集实际环境中节点的运动轨迹来研究节点的周期移动特征.因此,为了达到最好的网络传输性能,在研究协议和进行网络设计时,应充分考虑节点自身的运动特性,针对具体的环境,设计适合的路由协议.

本文针对节点具有周期循环运动特征的实际场景,提出了一种在机会网络中基于周期性间歇连通的数据传输策略 PICD(periodic intermittently connected-based data delivery in opportunistic networks).基本思想是,通过有效利用节点间的周期间歇连通性改善数据传输性能.节点传输概率的计算则充分考虑了其与汇聚点间存在的间歇多跳路径,并将其与消息容忍的传输延迟相结合,首先,采用随机动态规划的方法建立与延迟相关的传输概率模型;然后,通过基于多跳的函数空间迭代法求出节点在一个周期内的与延迟相关的传输概率分布矩阵,节点面向不同消息延迟的传输概率则基于分布矩阵计算获得;之后,消息以逐跳(hop-by-hop)的方式向着与汇聚点有着更高传输概率的节点递交.与延迟相关的多跳传输概率确保了消息在其有效传输延迟内被成功递交的几率.仿真实验表明,在节点具有循环运动特征的环境下,与现有的传染式(epidemic)路由、扩散等待(spray and wait)和扩散聚合(spray and focus)路由相比,PICD 具有较高的数据传输成功率和较低的递交延迟.

本文第 1 节对相关工作进行说明,第 2 节对本文的动因以及相关定义假设进行描述.第 3 节给出 PICD 的详细描述,第 4 节进行模拟验证.最后总结全文.

1 相关工作

机会网络的部分概念来源于早期的延迟容忍网络 DTN(delay tolerant network)^[11]研究.一般的 DTN 不一定

是无线网络,也不一定是自组网络,而机会网络可以看成是具有一般 DTN 网络特征的无线自组网.机会网络路由所需解决的主要问题是,如何在网络拓扑随时间而动态变化的情况下确定合适的传输路径,以便有效地将报文传送到目的地.目前,围绕着这一问题已展开了大量研究,提出了许多的路由算法^[12-27].其中:最直接的路由机制包括直接传输^[12]、传染路由^[13],直接传输(direct transmission)网络开销小,但传输延时大、传输成功率低;而 Vahdat 等人提出的传染路由(epidemic routing)则由于在网络中的盲目复制转发数据,导致资源消耗严重,而且在现实的场景中,能量、带宽、缓冲等资源可能缺乏而造成资源竞争,其路由性能会严重降级.针对直接传输和传染路由的两种极端情况,许多研究人员提出了一些启发式算法,以在减少资源开销的同时提高传染路由算法的性能.

Grossglauser 等人提出了两跳中继路由算法^[14],当一个节点要发送消息时,给最初相遇的 n 个节点(中继)各复制一份消息,这 $n+1$ 个节点保留这份消息直到与目的节点相遇才把消息发送给目的节点,消息中继路径最长 2 跳.显然,该协议比直接递交协议消耗更多的带宽和存储空间,但能够有效增加移动自组网的容量.

文献[15]则提出了一种委托转发(delegation forwarding)路由算法,该方法采取对前 n 个节点进行观察,从 n 中选择最佳节点的机制,以限制消息副本数量,降低网络开销.

分级扩散 PREP(prioritized epidemic)^[16]则基于传送的源、目的开销和失效时间将 bundles 划分为多个级别,这种开销按照每个链路的平均可用性信息计算,并且通过扩散的方式在网络中分发,然后,利用计算出的最短路径长度来赋予节点被抛弃的优先级.实验分析表明,该方法特别适用于连接特别松散的移动网络.

CAR(context-aware routing)^[17]是一种使用上下文信息进行预测的路由协议,在选择路径时使用 Kalman 滤波方法,根据历史数据预测选出最有可能到达目的地的节点,而不是给所有邻居复制消息.

文献[18]中的 ProPHET 协议则是基于历史记录预测节点接触概率,中间节点收到消息后,根据网络的历史接触记录估计下一跳到目的节点的概率,进而有选择地转发数据包.

尽管上述方法可以较好地控制网络开销,但该协议只考虑单跳的概率递交,忽略了多跳的概率效用路径. Spyropoulos 等人在文献[19]中提出了 Seek and Focus 协议,对所有网络节点,当前节点记录从上次相遇后经过的时长,并以此估计节点之间的相遇概率.当节点由于移动速度慢和移动范围的局部性导致网络慢启动和概率值分布不均匀时,该机制临时切换到随机选择转发节点以提高转发性能.

为了限制传递消息的开销, Spyropoulos 等人又提出 Spray and Wait 路由协议^[20]来控制泛洪的程度.该协议分为两个阶段:在 Spray 阶段,源节点在网络中产生 L 份副本,把待传送信息从源节点扩散到 L 个中继节点;在 Wait 阶段,如果在 Spray 阶段没有发现目的节点,那么每一个节点通过直接传输的方式把信息传送到目的节点. Spray and Wait 路由协议能够减少泛洪开销,但参数 L 值的选取对性能的影响非常大.

协议 Spray and Focus(SF)^[21]则改进了 Spray and Wait(SW)中的 Wait 阶段,在 SF 机制中,消息将不断地从效用值低的节点转发到效用值高的节点,直到遇到目标节点.当节点效用值在网络分布适当时, SF 机制能够极大地提高传输性能.

上述方法的不足之处是:在设计消息传递策略时,不包含对网络知识的提取和对传递的预测,即是无任何先验知识辅助路由决策;另一方面,基于先验知识的路由算法则需要提取网络某些方面的特征对路由进行优化.例如:

- 在文献[22]中, Daly 等人基于社会网络(social network)具有小世界特性这一基本思想,提出了基于社会网络分析技术的路由算法 SimBet,通过计算和比较节点的向心性和相似度值发现在网络中能够起到连通孤立区域的桥节点,以此来辅助路由转发;
- 文献[23]则提出了一种基于社会网络的分布式路由算法 Bubble,该算法主要利用具有高向心性的节点或与目标节点处于同一社区的节点来转发报文,提高报文转发的效率;
- Paolo 等人针对 DTN 中发布/订阅模式的应用,提出了 SocialCast^[24]路由框架,主要是利用社会网络模型和对移动模型的观察进行预测以识别最佳的中继.

然而,这些方法在计算节点效用时均未考虑其与消息容忍的传输延迟的相关性.

除了上面提到的算法,相关的研究还包括文献[25-27].文献[25,26]首先提出了一个在高维欧氏空间下形式化节点移动模式的方法,称为 MobySpace,然后利用该方法对实际的容迟网络进行建模,进而提出了基于 MobySpace 的路由算法.而文献[27]则针对节点周期性地运动并以一定概率相遇的 DTN 网络提出了一种机会路由算法 RCM.综上所述,深刻理解机会型网络的基本性质,考虑应用场景、网络结构、性能需求和部署成本等因素是正确、有效地设计机会型网络路由策略的关键.

2 相关假设与问题分析

本节首先给出系统的假设和定义,然后讨论相关应用场景,并引入延迟相关概率的概念,用于分析具有周期性行为特征运动模式的机会网络中的数据传输问题.

2.1 假设与定义

机会型网络可以划分为 DTN 和 MANET 的子类.本文中针对的机会型网络特指那些稀疏部署的 DTN,其中经常由于节点运动而发生网络断连.同时,假设在网络中,节点的运动呈现出一种周期性循环变化模式.这表明,如果两个节点在上一个循环周期中的某时间段以某概率相遇,则在下一个循环中相同时间段将以近乎相同的概率再次相遇.我们将整个周期 T 离散化为若干单位时隙,再统计各节点对在不同时隙相遇的频率,进而估算出不同节点间在整个周期内的相遇概率随时隙变化的离散分布.注意:这里的汇聚点以静止的基站或周期性运动的移动节点形式出现.例如:节点 v_1, v_2 和 sink 点均按照各自的移动轨迹,有规律性地循环运动,且在一些时隙存在彼此间相遇的可能.这里,将一个周期分为离散的 50 个时隙.图 1 统计了各节点对间及各自与 sink 点间的相遇概率的离散分布. v_1 与 sink 点分别在第 15 时隙和 40 时隙相遇的概率是 0.2 和 0.6.此外,假设网络中的节点具有较强的计算、存储能力,并且使用可充电电池,无能量受限问题,同时要求所有节点的时钟同步(注意:关于时钟同步的假设,可以利用 GPS,通过节点加装接收机实现,或在部署完成后执行一个支持多跳的准同步算法实现).

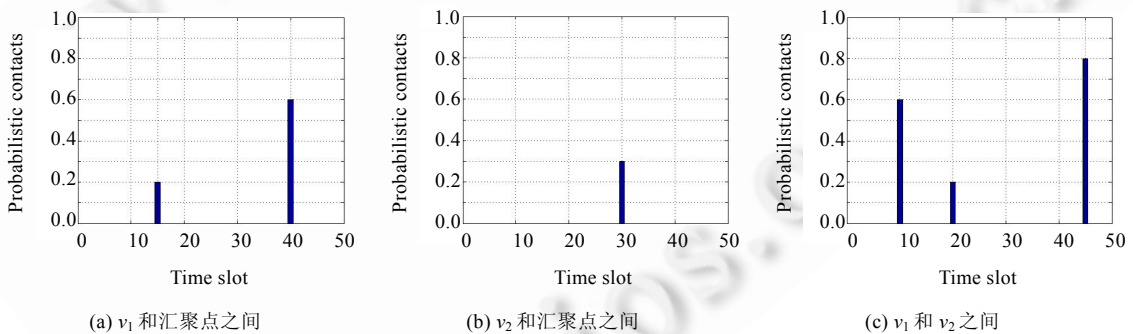


Fig.1 Probabilistic contacts vs time slots

图 1 相遇概率随时隙的分布

定义 1(运动周期). 节点的运动周期指的是其一次循环运动所持续的时间,在文献[27]中有讨论.

根据前面的假设,这里将连续的时间离散化处理,设时隙的单位时长为 $\Delta slot$, T 为循环运动周期,则有 $m = \lceil T/\Delta slot \rceil$ 为一个周期内的时隙个数.

定义 2(延迟相关概率). 从指定的时刻开始,在有效的传输延迟时段内,当前节点成功传输数据到汇聚点的概率.这里,令事件 A 表示消息成功传输到汇聚点 s ,则 $Q_{Ta}(v_i, s, ts, td)$ 表示从 ts 时刻开始,在 $[ts, ts+td]$ 时间段内,以节点 v_i 为源点,无论是通过 *carry* 或 *forward* 方式,最终使事件 A 发生的概率.其中, $Ta = \{forward, carry\}$ 为活动集合,表示在该时间段内的任一时刻,节点将按照活动集 Ta 中的某一活动进行消息传递.

注意:按照本文的假设前提,连续的时间问题均需要基于时隙 $\Delta slot$ 离散化处理,故,这里的连续时间概率可以转换为如下的离散时间概率:令 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$ 表示从初始时隙 x 开始,在之后的连续 Δy 个时隙内,使事件 A 发

生的概率,其中, $x=[ts/\Delta slot]$ 为开始时刻所对应的初始时隙编号, $\Delta y=[td/\Delta slot]$ 为持续时间段对应的时隙个数. 同样的, 在该时段内的任一个时隙, 节点将按照活动集 Ta 中的某一活动进行消息的传递.

定义 3(多跳概率). 节点能够以直接或间接多跳的方式传输数据到汇聚点的概率. 这里, 令 $P_{Ta,n}(v_i,s)$ 表示以节点 v_i 为源点, 能至多间接通过 n 跳转发使事件 A 发生的概率. 根据定义可知: $P_{Ta,0}(v_i,s)$ 为节点 v_i 直接传递数据到汇聚点 s 的概率, 即 $P_{Ta,0}(v_i,s)=P_{carry,0}(v_i,s)$.

定义 4(多跳延迟相关概率). 在预设的有效延迟内, 节点以直接或间接多跳的方式路由数据到汇聚点的概率(见定义 3). 这里, $P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)$ 表示在基于时隙的离散化的区间 $[x,x+\Delta y]$ 内, 以节点 v_i 为源点, 至多间接通过 n 跳转发就能使事件 A 发生的概率; 而 $P(v_i,v_j,x)$ 则表示在第 x 时隙, 节点 v_i 和 v_j 相遇的概率.

注意: $P_{Ta,0}(v_i,s,x,\Delta y)=P_{carry,0}(v_i,s,x,\Delta y)$. 此外, $P_{carry}(v_i,s,x,1)$ 表示在第 x 时隙内消息被保持 $carry$ 状态, 且在本时隙内事件 A 发生的概率. 实际上, 其等价于 $P_{carry,0}(v_i,s,x,1)$. 而 $P_{carry,0}(v_i,s,x,1)=P(v_i,s,x)$, 故 $P_{carry}(v_i,s,x,1)=P(v_i,s,x)$.

2.2 应用场景

在适用于机会型网络的各种应用中, 有一类机会网络的应用场景具有节点运动呈循环周期性的特点, 即文献[10]中引入的宏移动和社会轨迹的概念. 在这样的场景下, 节点具有较强的行为时变性, 其移动总是随着时间而变化, 并且在特定的时段更倾向于某特定位置. 研究人员还利用统计方法, 通过收集实际环境中节点的运动轨迹来研究节点的周期移动特征和相遇规律. 在图 2 中, 根据我们对一个大学校园内的部分学生一天的运动轨迹的数据调查得知, 学生们总是在教学区、图书馆和宿舍区之间呈一定规律性的移动, 并且根据课表和作息时间表, 在一天中的不同时段内总是更倾向于不同位置. 类似的, 如图 3 所示, 一个城市公交系统的公交车的行进, 总是按照事先规划好的行车路线时刻表周期性的循环运动. 此外, MIT 的 Reality Mining 项目^[29]记录了 MIT 校园中 100 个携带蓝牙智能手机的学生和职工为期 9 个月的移动轨迹和相遇数据; UCSD 的 Wireless Topology Discovery^[30]收集了 11 周内 300 个无线 PDA 与 Wi-Fi 接入点的相遇数据; 剑桥大学的 Huggle 项目^[31]则记录了若干个带有蓝牙接口的 iMote 设备在校园的相遇情况, 他们还在 INFOCOM 参会期间进行了类似的实验; UMass 研究小组^[32]则收集分析了由公交车上的 Wi-Fi 节点组成的机会网络 DieselNet 实际运行中的相遇规律. 显然, 在研究设计网络中的路由协议时, 充分利用节点的这些不精确的规律, 对路由性能的提高有着十分重要的意义.



Fig.2 Student trace are generated from camp
图 2 校园内的学生运动轨迹



Fig.3 Bus trace are generated from metro maps
图 3 城市公交系统的车辆运行路线

2.3 问题描述

本文主要针对稀疏部署的 DTN, 且节点的运动具有周期循环的规律, 节点的规律性运动会使网络具有周期性间歇连通的特点. 此外, 不同应用类型的数据具有不同的容忍传输延迟, 这些消息应在各自容忍的延迟时间结

束前被成功传输到汇聚点,超时传输被认为是无意义的.这就使得在该类场景下对数据传输有了新的要求,然而,目前已有工作并不能很好地满足这些要求.现有性能较好的路由策略大多是基于副本数和节点效用(utility)的优化方法,如扩散等待(spray and wait)^[20]和扩散聚合(spray and focus)路由协议^[21],两者均是限制副本数量的多副本扩散路由协议.其中,扩散聚合协议采用了基于效用的路由,进一步改进了扩散等待协议的性能.类似的基于节点效用的路由还有 ProPHET 协议^[18]和 CAR(context-aware routing)协议^[17]等.但是,上述这些协议方法在计算节点效用时并未考虑其与容忍的传输延迟的关系,并且路由也只依赖于当前节点与汇聚点的直接通信能力,没有有效地利用网络中普遍存在的间接多跳连通性,因而仍然存在性能方面的问题.此外,由于节点间相遇存在一定的偶然性和随机性,故,这种多跳连通特性仍然是一种概率的估计,即多跳概率(见定义 3),并且由于节点运动的周期循环性特点,多跳的概率也将随时间进行规律性的变化.

例如如图 1 所示,在第 18 时隙, v_2 需要将容忍延迟为 30 个时隙的消息递交到汇聚点,即需在当前周期内的第 48 个时隙结束之前将数据路由至汇聚点.根据图中对节点相遇概率随时隙变化的分布统计,得知节点 v_2 在第 18 时隙~第 48 时隙期间,其路由由消息到汇聚点的概率由两部分组成:1) v_2 在该时段内能直接递交消息给汇聚点的概率;2) v_2 在该时段内通过 v_1 间接递交消息到汇聚点的概率.故有 $P_{Ta,1}(v_2,s,18,30)=0.2 \times 0.6 + (1-0.2) \times 0.3 = 0.36$;然而,同样是 v_2 递交数据到汇聚点,若该消息当前的容忍延迟为 10 个时隙,且在当前周期内的第 8 时隙开始传递,根据统计分布,易知 $P_{Ta,1}(v_2,s,8,10)=0.2 \times 0.6 = 0.12$.类似的,保持消息的容忍延迟不变,仅将消息的传递初始时刻改为第 25 时隙,则有 $P_{Ta,1}(v_2,s,25,10)=0.3$.注意:若保持消息容忍延迟不变,将初始传递时刻推迟到下一个周期,则节点 v_2 对消息的延迟相关概率基本保持不变.

基于上述分析,本文提出了一种通过有效地发现和利用节点间的周期性间歇连通特性来改善数据传输性能的传输策略 PICD.

3 PICD 策略的设计实现

3.1 基于离散型随机动态规划的延迟相关概率模型

根据节点运动的概率-时空特性,本文采用离散决策时刻、阶段数不固定的动态规划的方法来建立与延迟相关的传输概率模型,在对问题建模时,考虑其概率的随机性和有序性.这里,对于数据传输是否经过别的节点、间接经过多少跳全无限制,但不考虑回路.因此,阶段数是不固定的,其阶段数应是由问题的条件和最优值函数确定的待求的未知数.

引理 1. 对 $x \geq 1, \Delta y \geq 1$, 有 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) = P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y_1) + (1 - P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y_1)) P_{Ta}(v_i, s, x + \Delta y_1, \Delta y - \Delta y_1)$. 其中, $\Delta y_1 \in [1, \Delta y]$, 且 $x, \Delta y, \Delta y_1$ 均为整数.

证明: 根据定义 2, $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$ 为源节点 v_i 在基于时隙的离散时段 $[x, x + \Delta y]$ 内, 以直接或间接多跳的方式成功传递数据到汇聚点的概率. 若取 $\Delta y_1 \in [1, \Delta y]$, 即将区间 $[x, x + \Delta y]$ 拆分为 $[x, x + \Delta y_1]$ 和 $[x + \Delta y_1, x + \Delta y]$, 这里将 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$ 拆分为两部分:(i) 源节点 v_i 在基于时隙的离散时段 $[x, x + \Delta y_1]$ 内, 事件 A 发生的概率 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y_1)$; (ii) 在 $[x + \Delta y_1, x + \Delta y]$ 时段内, 事件 A 发生的概率 $P_{Ta}(v_i, s, x + \Delta y_1, \Delta y - \Delta y_1)$. 由概率加法法则, 有 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) = P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y_1) + P_{Ta}(v_i, s, x + \Delta y_1, \Delta y - \Delta y_1) - P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y_1) P_{Ta}(v_i, s, x + \Delta y_1, \Delta y - \Delta y_1)$ 成立. \square

定义 5(延迟相关的最优概率方程). 对任意 $x \geq 1, \Delta y \geq 1$, 节点 v_i 在基于时隙的离散化的区间 $[x, x + \Delta y]$ 内使事件 A 发生的概率的最优方程定义如下:

$$\left\{ \begin{array}{l} P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) = \max \left\{ \begin{array}{l} \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) + \\ \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] \end{array} \right\} \\ P_{Ta}(s, s, x, \Delta y) = 1 \end{array} \right. \quad (1)$$

其中, $v_j \in U(v_i)(x, \Delta y) = \{v_j | P(v_i, v_j, x) > 0 \wedge P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) > P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) \times P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)\}$.

这里, 节点的数据传输模式按照“carry-and-forward”的方式进行. 故, 这里的 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$ 由两部分构成(其

中, Ta 见定义 2):

- (i) 节点 v_i 在时隙 x 内发起 *forward* 操作的条件下, 最终事件 A 发生的概率, 设为 $P_{forward|x}(v_i, s, x, \Delta y)$;
- (ii) 节点 v_i 在时隙 x 内保持 *carry* 状态的条件下, 最终事件 A 发生的概率, 设为 $P_{carry|x}(v_i, s, x, \Delta y)$.

由于不同类型的数据, 其容忍的有效延迟可能不同, 这将直接影响到节点的传输决策. 而我们的最终目的, 就是要尽量最大化节点对不同类型数据的传输成功率. 故有

$$P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) = \max \{P_{forward|x}(v_i, s, x, \Delta y) + P_{carry|x}(v_i, s, x, \Delta y)\}.$$

分析说明:

- (i) 为了最优化 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$, 这里的转发节点 v_j 均满足:

$$P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) > P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) \times P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1).$$

这是因为, 只有当 $P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) > P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) \times P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)$ 时, 在时隙 x 将数据转发至邻居节点 v_j 才能提高传输的成功率, 也才能增大 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$. 故

$$P_{forward|x}(v_i, s, x, \Delta y) = \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) \times P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) \quad (2)$$

(ii) 若在时隙 x 期间节点转发消息失败, 则节点 v_i 首先需在时隙 x 内对消息采用 *carry* 方式; 若在此期间仍未与汇聚点成功通信, 则进入到 $x+1$ 时隙. 故根据引理 1 以及递交概率随时隙变化的有序性, 可得

$$P_{carry|x}(v_i, s, x, \Delta y) = \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] \quad (3)$$

综上所述, 故得最优延迟概率方程, 见公式(1).

3.2 延迟相关概率模型的近似求解

3.2.1 基于多跳的函数空间迭代法

对任意 $x \geq 1, \Delta y \geq 1$ ($x, \Delta y$ 均为整数), 欲求节点 v_i 与延迟相关的最优概率方程的解. 由于最优值函数 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$ 与 $P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)$ 分别出现在方程的左右两边, 增加了问题的复杂性, 因而这样的函数方程不是递推方程. 故, 我们采用函数空间迭代法求解, 其步骤如下:

- (1) 首先选定初始函数 $P_{Ta,0}(v_i, s, x, \Delta y)$

$$\begin{cases} P_{Ta,0}(v_i, s, x, \Delta y) = \sum_{z=x}^{x+\Delta y} P(v_i, s, z) \times \prod_{w=x}^{z-1} (1 - P(v_i, s, w)) \\ P_{Ta,0}(s, s, x, \Delta y) = 1 \end{cases} \quad (4)$$

- (2) 然后, 用下列递推关系求出 $\{P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y)\}$, 即

$$\left\{ \begin{array}{l} P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y) = \max \left\{ \begin{array}{l} \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) P_{Ta,n-1}(v_j, s, x, \Delta y) + \\ \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry,0}(v_i, s, x, 1) + \\ (1 - P_{carry,0}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta,n}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] \end{array} \right\} \\ P_{Ta,n}(s, s, x, \Delta y) = 1 \end{array} \right. \quad (5)$$

这里, $P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y)$ 见定义 4. 注意: 在计算最优化延迟相关概率的过程中, 已递交过的点不能重复以免发生回路, 故, 对一个确定的二元组 $(x, \Delta y)$, 迭代次数一定小于 N (N 为节点数), 且随着 n 的增大, $P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y)$ 逐渐逼近问题的最优函数 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$. 于是, 上述算法的终止条件为

$$|P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y) - P_{Ta,n-1}(v_i, s, x, \Delta y)| < \sigma, n = 1, \dots, N.$$

关于收敛性的相关定理将保证求解的 $P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y)$ 逐渐逼近问题的最优函数.

3.2.2 相关的收敛性定理

定理 1(收敛性定理). 对任意 $x \geq 1, \Delta y \geq 1$, 由公式(4)和公式(5)确定的函数序列 $\{P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y)\}$ 关于 n 单调递增, 且一致收敛于 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$.

情形(1):

证明:根据第 2.1 节定义 4 可知, $P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)$ 表示节点 v_i 从时隙 x 开始,在之后的 Δy 个时隙的内,能至多通过 n 跳递交数据到汇聚点 s 的概率,其可拆分为两部分: v_i 从时隙 x 开始,在之后的 Δy 个时隙内,(i) 恰好能够通过 n 跳转发数据到汇聚点 s 的概率 $P_{forward,n}(v_i,s,x,\Delta y)$ 以及(ii) 能至多通过 $n-1$ 跳转发数据到汇聚点 s 的概率,即为 $P_{Ta,n-1}(v_i,s,x,\Delta y)$.故 \Rightarrow 当 $x \geq 1, \Delta y \geq 1$,显然有 $P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y) \geq P_{Ta,n-1}(v_i,s,x,\Delta y)$ 成立,这里的 n 表示跳数,即有 $n \geq 0$.

函数序列 $\{P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)\}$ 关于 n 单调递增. □

情形(2): $\{P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)\}$ 一致收敛于 $P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y)$.

证明:由于 $0 < P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y) < 1$ 对一切 n 都成立,故 $\{P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)\}$ 有上界.又因为 $\{P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)\}$ 关于 n 单调递增(已证),根据数列极限存在准则, $\{P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)\}$ 收敛,且设收敛于 $P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y)$.由于 v_i 只有有限多个,故收敛是一致收敛.对任给的 $\varepsilon > 0$,总存在 n_0 ,当 $n > n_0$ 时,对一切 $v_i \in U$ (这里, U 为节点集合)都有下式成立:

$$|P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y) - P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y)| < \varepsilon,$$

其中, $x \geq 1, \Delta y \geq 1$. □

定理 2. 对任意 $x \geq 1, \Delta y \geq 1, \{P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)\}$ 的极限 $P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y)$ 是定义 5 中关于最优延迟概率方程的解.

证明:

$$P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y) = \max \left\{ \begin{array}{l} \sum_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} P(v_i,v_j,x) P_{Ta,n-1}(v_j,s,x,\Delta y) + \\ \prod_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} (1 - P(v_i,v_j,x)) [P_{carry,0}(v_i,s,x,1) + (1 - P_{carry,0}(v_i,s,x,1)) P_{Ta,n}(v_i,s,x+1,\Delta y-1)] \end{array} \right\}.$$

由定理 1 可得:对任给的 $\varepsilon > 0$,总存在 n_0 ,当 $n > n_0$ 时,有:

$$\begin{aligned} P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y) - \varepsilon &< P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y) < P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y) + \varepsilon, \\ P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y) - \varepsilon &< P_{Ta,n-1}(v_i,s,x,\Delta y) < P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y) + \varepsilon, \end{aligned}$$

且

$$P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y) - \varepsilon < P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y) < P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y) + \varepsilon.$$

再根据 $P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)$ 的定义,有

$$\begin{aligned} P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y) &< P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y) + \varepsilon = \\ &\max \left\{ \begin{array}{l} \sum_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} P(v_i,v_j,x) P_{Ta,n-1}(v_j,s,x,\Delta y) + \\ \prod_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} (1 - P(v_i,v_j,x)) [P_{carry,0}(v_i,s,x,1) + (1 - P_{carry,0}(v_i,s,x,1)) P_{Ta,k}(v_i,s,x+1,\Delta y-1)] \end{array} \right\} + \varepsilon < \\ &\max \left\{ \begin{array}{l} \sum_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} P(v_i,v_j,x) (P_{Ta}(v_j,s,x,\Delta y) + \varepsilon) + \\ \prod_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} (1 - P(v_i,v_j,x)) [P_{carry,0}(v_i,s,x,1) + (1 - P_{carry,0}(v_i,s,x,1)) (P_{Ta}(v_i,s,x+1,\Delta y-1) + \varepsilon)] \end{array} \right\} + \varepsilon = \\ &\max \left\{ \begin{array}{l} \sum_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} P(v_i,v_j,x) P_{Ta}(v_j,s,x,\Delta y) + \\ \prod_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} (1 - P(v_i,v_j,x)) [P_{carry,0}(v_i,s,x,1) + (1 - P_{carry,0}(v_i,s,x,1)) P_{Ta}(v_i,s,x+1,\Delta y-1)] \end{array} \right\} + \\ &\left[1 + \sum_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} P(v_i,v_j,x) + \prod_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} (1 - P(v_i,v_j,x)) (1 - P_{carry,0}(v_i,s,x,1)) \right] \times \varepsilon \end{aligned}$$

令 $\lambda = 1 + \sum_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} P(v_i,v_j,x) + \prod_{v_j \in U(v_i)(x,\Delta y)} (1 - P(v_i,v_j,x)) (1 - P_{carry,0}(v_i,s,x,1))$, 这里,根据定义 4,有

$$P_{carry,0}(v_i, s, x, 1) = P_{carry}(v_i, s, x, 1) \Rightarrow P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) < \max \left\{ \begin{aligned} & \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) + \\ & \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] + \lambda \varepsilon \end{aligned} \right\}.$$

另一方面,有

$$P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) > P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y) - \varepsilon = \max \left\{ \begin{aligned} & \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) P_{Ta,k-1}(v_j, s, x, \Delta y) + \\ & \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry,0}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry,0}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta,n}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] \end{aligned} \right\} - \varepsilon > \max \left\{ \begin{aligned} & \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) (P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) - \varepsilon) + \\ & \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry,0}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry,0}(v_i, s, x, 1)) (P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1) - \varepsilon)] \end{aligned} \right\} - \varepsilon = \max \left\{ \begin{aligned} & \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) + \\ & \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry,0}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry,0}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] - \varepsilon \Rightarrow \\ & \left[1 + \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) + \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) (1 - P_{carry,0}(v_i, s, x, 1)) \right] \varepsilon \end{aligned} \right\} P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) > \max \left\{ \begin{aligned} & \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) + \\ & \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] - \lambda \varepsilon \end{aligned} \right\}.$$

于是,结合上述两式,对任给的 $\varepsilon > 0$,存在 n_0 ,当 $n > n_0$ 时,有下式成立:

$$\max \left\{ \begin{aligned} & \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) + \\ & \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] - \lambda \varepsilon \end{aligned} \right\} < P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) < \max \left\{ \begin{aligned} & \sum_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} P(v_i, v_j, x) P_{Ta}(v_j, s, x, \Delta y) + \\ & \prod_{v_j \in U(v_i)(x, \Delta y)} (1 - P(v_i, v_j, x)) [P_{carry}(v_i, s, x, 1) + (1 - P_{carry}(v_i, s, x, 1)) P_{Ta}(v_i, s, x + 1, \Delta y - 1)] + \lambda \varepsilon \end{aligned} \right\}.$$

即 $\Rightarrow P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$ 是最优延迟概率方程的解. □

定理 3(收敛性定理). 对任意 $x \geq 1, \Delta y \geq 1$,函数序列 $\{P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y)\}$ 不超过 $N-1$ 步收敛于 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y)$.

证明:令 U 为节点集合,由于节点数目为 N (包括汇聚节点),即 $|U|=N$,于是只需证明:对任意 $v_i \in U$,均有 $P_{Ta,N}(v_i, s, x, \Delta y) = P_{Ta,N-1}(v_i, s, x, \Delta y)$ 成立.下面用反证法证明.

若存在 $v_{i0} \in U$,使得 $P_{Ta,N}(v_{i0}, s, x, \Delta y) \neq P_{Ta,N-1}(v_{i0}, s, x, \Delta y)$.因 $\{P_{Ta,n}(v_i, s, x, \Delta y)\}$ 单调递增,故 $P_{Ta,N}(v_{i0}, s, x, \Delta y) > P_{Ta,N-1}(v_{i0}, s, x, \Delta y)$ 由于 $P_{Ta,N}(v_{i0}, s, x, \Delta y)$ 表示至多不超过 N 跳的路由递交概率(详见定义 2),这里设 $P_{Ta,N}(v_{i0}, s, x, \Delta y)$ 中包含的 N 跳的路线是 $v_{i0}, v_{i1}, \dots, v_{iN-1}, s$,由于路线中包含了 $N+1$ 个节点,所以至少有两个节点相同,设这两个相同的节点为 v_{jp}, v_{jp+r} ,如图 4 所示.

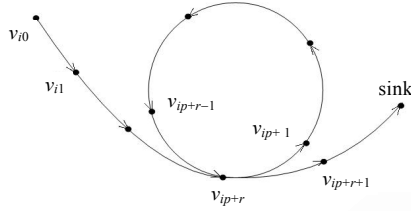


Fig.4 Cycle routing in opportunistic network

图4 机会网络中的环路由

显然,从 $v_{ip} \rightarrow \dots \rightarrow v_{ip+r}$ 的回路对 $P_{Ta,N}(v_{i0},s,x,\Delta y)$ 无任何贡献,故 $P_{Ta,N}(v_{i0},s,x,\Delta y) = P_{Ta,N-r}(v_{i0},s,x,\Delta y)$. 这里, $r \geq 1$. 由于 $\{P_{Ta,n}(v_i,s,x,\Delta y)\}$ 的递增性, $P_{Ta,N-r}(v_{i0},s,x,\Delta y) \leq P_{Ta,N-1}(v_{i0},s,x,\Delta y)$, 即 $P_{Ta,N}(v_{i0},s,x,\Delta y) \leq P_{Ta,N-1}(v_{i0},s,x,\Delta y)$. 此式与 $P_{Ta,N}(v_{i0},s,x,\Delta y) > P_{Ta,N-1}(v_{i0},s,x,\Delta y)$ 相矛盾. 故假设不成立. \square

3.3 数据转发策略

3.3.1 计算周期延迟相关概率的分布矩阵

引理 2. 对任意 $x \geq 1, \Delta y \geq 1$, 有 $P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y) = P_{Ta}(v_i,s,x+km,\Delta y)$ 成立. 其中, $m = \lceil T/\Delta slot \rceil, k$ 为正整数.

证明: 首先令 $T(x) = x \bmod m$, 即 $T(x)$ 将时隙 x 映射到当前周期内的对应时隙. 因为网络中各节点运动呈循环周期变化, 则可知节点 v_i 在初始时隙 x 与在当前周期内的初始时隙 $T(x)$ 所处的网络环境和状态完全一致; 再根据 $P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y)$ 的定义, 故可知 $P_{Ta}(v_i,s,T(x),\Delta y) = P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y)$ 成立; 又因 $T(x) = (x+km) \bmod m$ 成立, 则同理 $P_{Ta}(v_i,s,T(x),\Delta y) = P_{Ta}(v_i,s,x+km,\Delta y)$. 故 $\Rightarrow P_{Ta}(v_i,s,x,\Delta y) = P_{Ta}(v_i,s,x+km,\Delta y)$. \square

对任意 $x \geq 1, \Delta y \geq 1$, 令映射 $T(x) = x \bmod m, T(\Delta y) = \Delta y \bmod m$, 则有 $m \geq T(x) \geq 1, m \geq T(\Delta y) \geq 1$. 这里, 任意 $v_i \in U, v_j$ 计算自己的 $P_{Ta}^S(v_i)_{(T(x),T(\Delta y))}$, 即计算一个周期内的延迟相关概率分布矩阵 $\mathbf{P}(v_i,s)$. 根据引理 2 可得:

$$\mathbf{P}(v_i,s) = \begin{bmatrix} P_{Ta}(v_i,s,1,1) & P_{Ta}(v_i,s,1,2) & \dots & P_{Ta}(v_i,s,1,m) \\ P_{Ta}(v_i,s,2,1) & P_{Ta}(v_i,s,2,2) & \dots & P_{Ta}(v_i,s,2,m) \\ \vdots & \vdots & & \vdots \\ P_{Ta}(v_i,s,m,1) & P_{Ta}(v_i,s,m,2) & \dots & P_{Ta}(v_i,s,m,m) \end{bmatrix}_{m \times m} \tag{6}$$

$$= \begin{bmatrix} P_{Ta}(v_i,s,1+km,1) & P_{Ta}(v_i,s,1+km,2) & \dots & P_{Ta}(v_i,s,1+km,m) \\ P_{Ta}(v_i,s,2+km,1) & P_{Ta}(v_i,s,2+km,2) & \dots & P_{Ta}(v_i,s,2+km,m) \\ \vdots & \vdots & & \vdots \\ P_{Ta}(v_i,s,m+km,1) & P_{Ta}(v_i,s,m+km,2) & \dots & P_{Ta}(v_i,s,m+km,m) \end{bmatrix}_{m \times m}$$

其中, k 为正整数.

为了获知矩阵 $\mathbf{P}(v_i,s)$ 中的各 $P_{Ta}^S(v_i,s,T(x),T(\Delta y))$, 由定理 2 可知, 需要解定义 5 中的延迟最优概率方程.

需要注意的是: 根据第 2.1 节中的假设, 已知不同节点对之间在一个周期内各时隙的相遇概率, 即对 $v_i, v_j \in U$, 各 $P(v_i,v_j,T(x))$ 与 $P(v_i,s,T(x))$ 均已知. 故可按第 3.2.1 节中基于多跳的函数空间迭带法求其近似解 $P_{Ta,n}(v_i,s,T(x),T(\Delta y))$, 进而求得近似的延迟概率效用分布矩阵 $\mathbf{P}_n(v_i,s)$:

$$\mathbf{P}_n(v_i,s) = \begin{bmatrix} P_{Ta,n}(v_i,s,1,1) & P_{Ta,n}(v_i,s,1,2) & \dots & P_{Ta,n}(v_i,s,1,m) \\ P_{Ta,n}(v_i,s,2,1) & P_{Ta,n}(v_i,s,2,2) & \dots & P_{Ta,n}(v_i,s,2,m) \\ \vdots & \vdots & & \vdots \\ P_{Ta,n}(v_i,s,m,1) & P_{Ta,n}(v_i,s,m,2) & \dots & P_{Ta,n}(v_i,s,m,m) \end{bmatrix}_{m \times m}$$

根据定理 1 知, 矩阵序列 $\{\mathbf{P}_n(v_i,s)\}$ 收敛于最优解 $\mathbf{P}(v_i,s)$.

注意: 在计算延迟相关概率矩阵时, 跳数 n 的取值将直接影响到算法的收敛速度以及延迟相关概率的近似最优程度. 在第 4.2 节的仿真实验中, 将在两种不同的场景下对 n 值进行详细讨论.

3.3.2 计算与期望延迟相关的传输概率

每个节点将预先加载各自的周期延迟相关概率分布矩阵,例如:若当前节点 v_i 需要将收集到的某类应用的数据传输到汇聚点 s ,这里假设当前时刻为 ts ,该类消息要求在 td 的时段内递交到汇聚点.首先,需要估算节点在当前时刻与指定延迟时段 $[ts, ts+td]$ 相关的传输概率 $Q_{Ta}(v_i, s, ts, td)$.根据文中对连续时间采用的离散化处理方式,设 $x=[ts/\Delta slot], \Delta y=[td/\Delta slot]$,故有离散时间概率 $P_{Ta}(v_i, s, x, \Delta y) \approx Q_{Ta}(v_i, s, ts, td)$.用 $P_{Ta, n}(v_i, s, x, \Delta y)$ 来近似估算 $Q_{Ta}(v_i, s, ts, td)$.由第 3.3.1 节中对定理 2 的证明, $P_{Ta, n}(v_i, s, x, \Delta y) = P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), \Delta y)$.故,按照如下两种情况进行估算:

- (1) 若 $td \leq T$, 即 $\Delta y \leq m$, 则 $P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), \Delta y)$ 通过查询预先加载的概率分布矩阵可获知;
- (2) 若 $td > T$, 即 $\Delta y > m$, 则令 $\Delta y = r \times m + T(\Delta y)$, 这里, r 为正整数.

由引理 1 可知,

$$P_{Ta, n}(v_i, s, x, rm + T(\Delta y)) = P_{Ta, n}(v_i, s, x, rm) + (1 - P_{Ta, n}(v_i, s, x, rm)) P_{Ta, n}(v_i, s, x + rm, T(\Delta y)),$$

其中,

(i) 对于 $P_{Ta, n}(v_i, s, x + rm, T(\Delta y))$, 根据引理 2 可知, $P_{Ta, n}(v_i, s, x + rm, T(\Delta y)) = P_{Ta, n}(v_i, s, x, T(\Delta y)) = P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), T(\Delta y))$, 则可直接通过查概率分布矩阵;

(ii) 对于 $P_{Ta, n}(v_i, s, x, rm)$, 同理, $P_{Ta, n}(v_i, s, x, rm) = P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), rm)$, 根据引理 1 和引理 2 可得递推方程:

$$\begin{aligned} P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), rm) &= P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), m) + (1 - P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), m)) P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), (r-1)m) \\ &= \sum_{k=0}^{r-1} (1 - P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), m))^k P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), m). \end{aligned}$$

这里, $P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), m)$ 可通过查节点 v_i 的延迟概率分布矩阵获知.再根据上述表达式, 则可得 $P_{Ta, n}(v_i, s, T(x), rm)$.

3.3.3 基于节点的消息传输算法

为了简化对连续时间的离散化处理, 每个节点要维护一个单位时隙计时器和一个本地计数器 C , 单位时隙计时器按照单位时隙 $\Delta slot$ 进行周期性循环计时.初始时刻, 节点的本地计数器 C 清零; 每当单位时隙计时器超时, 计数器 C 便加 1.

注意: 根据第 2.1 节中的假设, 这里所有节点的本地计数器均同步计数.每个消息的头部包含两个域:

- (i) 一个用来存放消息在节点缓存队列中当前时刻所对应的时隙 x , 显然, 根据计数器 C 的计数规则, x 即为计数器 C 的当前计数值;
- (ii) 另一个用来存放消息在当前还剩余的延迟容忍 Δy , 消息初始产生时, $\Delta y = [td/\Delta slot]$; 随着计数器 C 的递增加 1, Δy 同步递减 1.

消息的传输则根据节点对消息估算的当前延迟相关概率进行, 显然, 节点应在消息容忍的最大延迟到达之前尽量将其传递到汇聚点.例如: 考虑节点 v_i , 假设当前 v_i 的邻居通信范围内有 L' 个其他节点, 令 $\Sigma = \{v_j | 1 \leq l \leq L'\}$ 代表这 L' 个节点的集合.节点 v_i 将缓存的各消息 Δy 域的值传递给这 L' 个邻居节点, 各节点根据自身的周期延迟概率分布矩阵估算与消息 Δy 域相关的延迟相关概率; 之后, v_i 直接把消息复制给 L' 中所有满足 $P_{Ta, n0}(v_i, s, x, \Delta y) > P_{Ta, n0}(v_i, s, x, \Delta y)$ 的子集节点 v_j , 具体算法步骤如下:

- Step 1. 初始化节点 v_i 的概率分布矩阵 $\mathbf{P}_{n0}(v_i, s)$;
- Step 2. 建立节点 v_i 的一跳邻居集合 Σ , 若集合 Σ 为空时, 则转 Step 8;
- Step 3. 节点 v_i 依次取队列队首消息至队尾, 将消息域中当前的延迟容忍 Δy 在一跳邻居集合 U 中广播, 并且计算 $P_{Ta, n0}(v_i, s, x, \Delta y)$; 否则, 转 Step 8;
- Step 4. 对任意节点 $v_j \in \Sigma$, 根据自身的概率分布矩阵 $\mathbf{P}_{n0}(v_j, s)$ 计算 $P_{Ta, n0}(v_i, s, x, \Delta y)$, 将该值返回 v_i , 节点 v_i 建立转发节点集合 Φ ;
- Step 5. 对所有节点 $v_j \in \Sigma$, 节点 v_i 判断若 $P_{Ta, n0}(v_i, s, x, \Delta y) < P_{Ta, n0}(v_j, s, x, \Delta y)$, $\Phi = \Phi \cup \{v_j\}$;
- Step 6. 若 Φ 不为空, 则对所有 $v_j \in \Phi$, v_i 以多副本方式转发消息至 v_j ;
- Step 7. 若当前处理消息不是队尾消息, 则转 Step 3 对下一条消息继续处理;
- Step 8. 退出返回.

显然,上述算法会导致消息产生多个复本,如何有效地管理这些复本,依靠下面将要介绍的队列管理机制.

3.3.4 队列管理的实现

每个节点均有一个存储队列保存准备要发送的数据消息,这些消息有 3 个来源(如图 5 所示):

- 节点从自身的传感单元获取收集的数据,且根据这些数据产生的消息;
- 接收从其他节点发送来的消息;
- 当本节点把消息发送到其他节点(非汇聚点)后,它可能在队列中保存发送出去的消息中属于自身产生的那部分消息的复本,因为网络并不能保证发送出去的消息最终能被汇聚点接收.

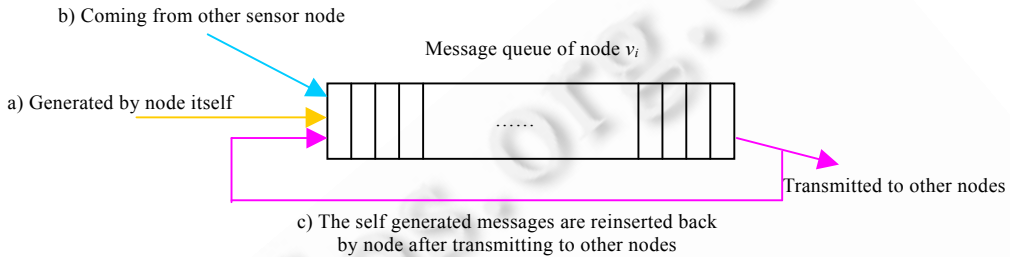


Fig.5 Source of messages in the queue

图 5 队列消息的来源

队列管理机制是基于消息当前所剩余的延迟容忍时间进行的:

- 首先,假设每个消息的头部均包含一个域,存放消息的当前剩余的延迟容忍时间值,当消息产生的初始时刻,该消息会有一个在被成功传输到目的节点前能容忍的最大延迟时间.具体来说,随着消息在网络中的转发,其生存时间越长,被消耗的延迟容忍时间就越多,而剩余的延迟容忍时间就越短,消息剩余的延迟容忍时间要随着计时器的计时逐步减小.队列中的各个消息按照当前各自的剩余延迟容忍时间进行排列,剩余延迟容忍长的消息(即是生存时间短的消息)排在前面并得到优先发送权;
- 此外,以下两种情况丢弃消息:首先,当节点的存储队列已满,就把新到消息的剩余延迟容忍和队尾消息的剩余延迟容忍进行比较,丢弃剩余延迟容忍较短者;其次,队列中的消息在剩余延迟容忍耗尽时将被丢弃,这是因为超过了延迟容忍而还未递交到汇聚点的消息已无应用价值,故为了避免其继续存留在网络中消耗节点能量和浪费网络带宽,需将其丢弃.

4 仿真实验

本节通过仿真实验评估 PICD 的性能,将它与 Epidemic routing^[13]和机会网络中经典路由算法 SW(spray and wait)^[20]以及 SF(spray and focus)^[21]比较.需要说明的是:

- 对于 Epidemic 算法,当节点的存储队列满后,节点除继续接收自己产生的消息外,不再接收任何邻居节点发送来的消息;
- 而对于 SW 和 SF 算法,其 Spray 阶段采用 Binary 分发策略,并采用文献[20]中的方法来设置消息拷贝数量;Focus 阶段则以节点与汇聚点上次相遇时间作为效用值的判别标准.

实验主要比较不同协议在数据成功传输率和传输延迟方面的性能.传输成功率是指在规定的消息期望延迟时间内,汇聚点接收到的各类消息的数量与网络中实际产生消息的比率,延迟是指消息从节点发出到被汇聚点接收实际所经历的时间.

4.1 仿真环境

4.1.1 基于 NUS student contact trace^[33]仿真场景的设置

这里采用新加坡国立大学(NUS)的学生运动相遇模型,该模型统计了 22 341 名学生对 4 885 门课程的选修情况.一周内最大排课数为 77 节,每节课 1 小时.此外,为了简化学生之间的相遇,模型假设:

- 1) 当学生在同一时段同一教室上课即为相遇;
- 2) 不考虑除上课之外其他情况的相遇;
- 3) 学生根据各自的选课表上课,且每节课程的出勤概率为 P_{attend} .

实验选取了其中不超过 500 名学生的轨迹数据,单位时段设为 1 节课(1 小时),周期为 1 周(77 个时段).

注意,根据模型假设可知,选相同课程的学生在上课时段相遇的概率为 P_{attend}^2 ,学生携带便携式智能通信终端,节点的数据产生过程遵循平均到达时间间隔为 600s 的泊松过程, t_{max} 为消息预设的最大传输延迟,汇聚点的位置随机选在某课程的上课教室.实验基于 NS-2.33 仿真平台设计实现,网络带宽为 20Kbps,实验时间为 2 个周期循环,具体实验参数见表 1.

Table 1 Simulation parameters under NUS student contact trace
表 1 基于 NUS 学生相遇轨迹的实验参数

Parameter	Default value	Range
Number of student	300	100~500
Attendance rate (P_{attend})	0.8	0.1~0.9
Upper limit tolerable delay (hour)	50	10~150
Maximum queue size of node (message)	300	100~500
Upper limit hop-count (n)	6	0~12
Length of time-cycles (hour)	77	
Length of time-slot (hour)	1	
Size of data message (bite)	200	

4.1.2 基于 Madrid 公共交通^[27]仿真场景的设置

实验采用马德里(Madrid)市区公共交通行车路线(如图 4 所示),包括 16 条线路,不超过 300 辆公交车.其中,每条路线公交车数量近似相等,并设置从 20 个站到 30 个站不等,相邻两个站点公交车的到达服从平均时间间隔为 5 分钟的泊松分布,车辆在每个站的停靠时间为 1 分钟.为了简化公交车之间的相遇问题,只考虑在同一时段停靠在同一站点的公交车相遇,在所有的汽车中随机选择 10 个节点发送 CBR 数据包.这里的 t_{max} 为消息预设的最大传输延迟,汇聚点的位置随机选在某站点.单位时段为 1 分钟,一个行车周期的时间预设 2 个小时.若车辆提前到达终点,则需等该周期剩余时间耗尽才可重新发车;若周期时间耗尽还未到达终点,则立即结束该次循环,重新从始发站发车.实验采用开源的 VanetMobiSim^[34]交通模拟器来完成场景的实现以及车辆轨迹文件的产生.网络模拟平台采用 NS-2.33.其中,MAC 协议采用 2Mbps 的 IEEE 802.11.模拟时间为 2 个周期循环(4 个小时).具体实验参数见表 2.

Table 2 Simulation parameters under bus trace in Madrid
表 2 基于马德里市区公交车轨迹的实验参数

Parameter	Default value	Range
Number of bus	120	60~300
Upper limit tolerable delay (hour)	2	1~4
Maximum queue size of node (message)	300	100~500
Upper limit hop-count (n)	4	0~12
Length of time-cycles (hour)	2	
Length of time-slot (minute)	1	
Size of data message (bite)	200	
CBR rate	0.1/s	

注意:以下的实验结果若未特别说明,均为 100 次独立实验结果的均值.

4.2 性能对比

基于上述两个仿真场景的默认参数下,算法的性能比较分别见表 3 和表 4.综合两个性能指标可以看出, PICD 的性能最好,它在 4 种方法中具有最高的传输成功率以及最低的传输延迟.

从理论上分析,传染式扩散(epidemic routing)应该有很好的传输和延时性能,但在节点存储空间有限的情况下,容易导致缓存溢出和消息丢弃,此时,由节点自身产生的消息,通常只能由本节点传输给汇聚点,相当于直接传递的效果,而仅有传染扩散的消息副本能被不同节点传输到汇聚点.因此,其总体传输性能低于 PICD.

此外,从表中还可看出,PICD 的传输成功率明显高于 SF(spray and focus)和 SW(spray and wait),同时在延迟性能方面也优于它们。这是因为,尽管 SW 与 SF 均是基于单副本协议(seek and focus)上扩展的限制副本数的多副本协议,有效地提高了网络的资源利用率,并且 SF 还在 SW 的基础上改进,在第 2 阶段引入了基于效用的转发机制,进一步提高了传输性能,然而两种算法均未考虑网络模型自身具有的特征,并且路由只依赖于一跳范围内邻居节点的效用,没有利用网络中普遍存在的间接多跳连通特性。而 PICD 则充分利用网络中节点运动的周期循环特性,在此基础上结合了单跳和多跳的节点传输延迟概率,在提高传输成功率的同时,也有效地保证了传输延迟的性能。

Table 3 Simulation results comparison with default parameters under NUS student contact trace

表 3 基于 NUS 的默认参数下模拟结果的对比

	PICD	Epidemic	SF	SW
Delivery ratio (%)	82	71	61	51.5
Delivery delay (hour)	34	36	39	45

Table 4 Simulation results comparison with default parameters under bus trace in Madrid

表 4 基于 Madrid 公交车的默认参数下模拟结果的对比

	PICD	Epidemic	SF	SW
Delivery ratio (%)	86	73.5	65	56.5
Delivery delay (minute)	96	102	106	116

根据第 3.2.2 节中的收敛性定理 1 与定理 3 可知,基于跳数上限的延迟概率从理论上不超过 $N-1$ 跳收敛于最优概率值。图 6 所示在两种具体的仿真场景下,PICD 的传输成功率随上限跳数 n 的增加而变化的情况。随着 n 的增加,数据的传输成功率逐渐增大,但其增幅将趋缓。显然,这与收敛性定理的结论是一致的。同时,我们发现:在 NUS 学生的数据集中,当 $n>6$ 后,传输成功率的增长幅度将迅速减小;而在 Madrid 公交车的数据集中,当 $n>4$ 后也出现类似的情况。这也是与现实中的小世界效应现象相吻合的。故在实验中,对最终 n 的取值既要考虑在该取值下延迟概率值的近似最优程度,也要结合该 n 值下算法的收敛速度,从而选择恰当的跳数值 n 。

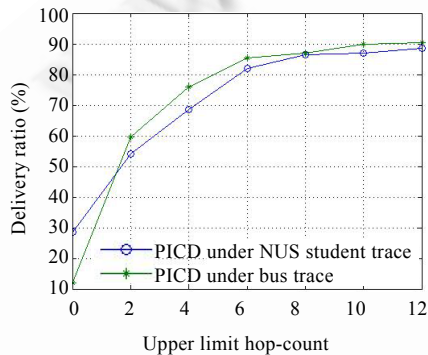


Fig.6 Delivery ratio vs upper limit hop-count

图 6 上限跳数对传输成功率的影响

此外,在对 NUS student contact trace 数据集的实验中我们还发现,参数 P_{attend} 的选取对传输性能的好坏影响非常大。图 7 显示了参数 P_{attend} 对传输性能的影响,从中不难看出(如图 7(a)所示),随着 P_{attend} 的增大,4 种方法的传输成功率呈逐步上升的趋势,这是因为 P_{attend} 越大,学生出现的频率就越高,网络的连通性就得到了增强,进而提高了数据在正确路径上传递的机会。另一方面,如图 7(b)所示,随着参数 P_{attend} 的增大,节点间相遇的频率得到了提高,这样,间接加快了数据向 sink 点的汇聚,因而减少了传输延迟的时间。需要注意的是:当 P_{attend} 较大时,节点运动的随机性相应减小,此时,利用节点运动特征估算的概率效用的可靠性就越高,因此在 P_{attend} 较大时,PICD 的传输性能总体上优于其他 3 种方法。

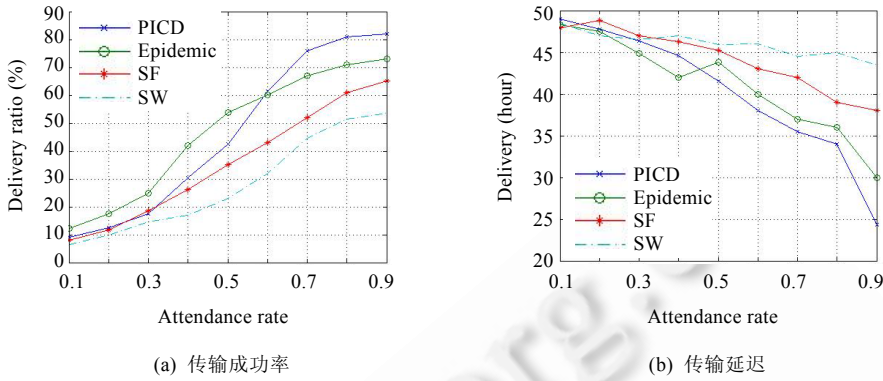


Fig.7 Impact of attendance rate under NUS student contace trace
图 7 在 NUS 学生相遇轨迹中的参数 Pattend 的影响

4.3 节点密度对性能的影响

本组实验主要研究在两种场景下,节点密度对 4 种方法的性能影响.其他默认参数固定,节点密度的变化通过改变节点的总数来实现.对于 NUS 学生数据集,将学生的总数从 100 逐渐增长到 500.而对于 Madrid 公交车行车间数据集,则将车辆总数从 60 逐渐增长到 300.实验结果分别如图 8、图 9 所示.

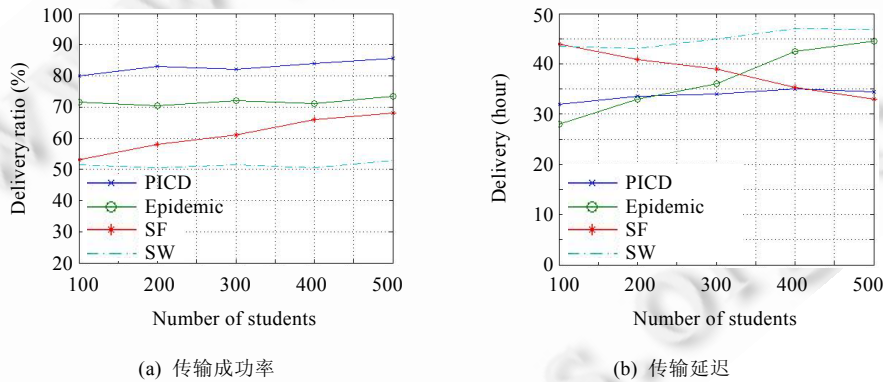


Fig.8 Impact of node density under NUS student contact trace
图 8 基于 NUS 数据集中节点密度的影响

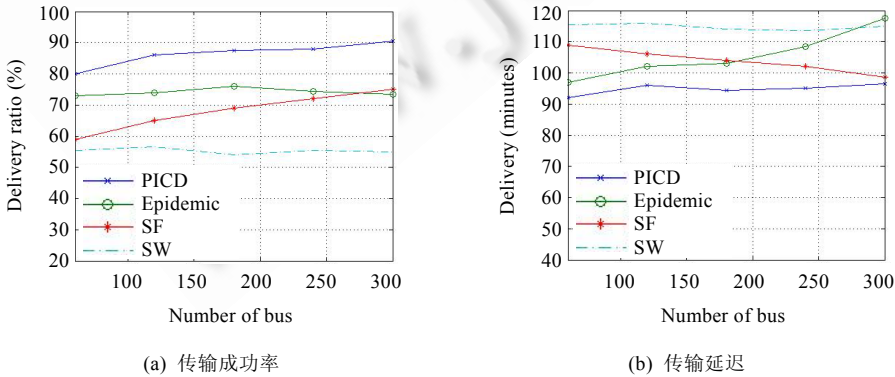


Fig.9 Impact of node density under bus trace
图 9 基于公交车数据集中节点密度的影响

从图 8(a)和图 9(a)可以看出,随着节点密度的增大,PICD 和 SF 的传输成功率均有一定程度的提高,并且 PICD 的传输成功率始终高于其他方法.这是由于随着节点密度的增大,网络的连通性相应得到增强,保证了数据在正确路径上传递的机会,尤其是对 SF 在第 2 阶段的效用转发影响更为显著.然而需要注意的是:SW 因为在第 1 阶段的有限扩散之后,在第 2 阶段只向汇聚点直接递交数据,故其传输成功率受节点密度影响较小.而 Epidemic 则因为在节点队列满后,与直接传递的性质相近,因此,其成功率对节点密度的变化也不敏感.

图 8(b)和图 9(b)分别显示了两种场景下,节点密度对传输延迟的影响.因为 SW 在第 2 阶段中,节点只与汇聚点发生通信,因此节点密度的变化对其延迟影响较小.而在 Epidemic 算法中,节点密度的增加会使消息队列被填满的时间缩短,进而使传输延迟增大,并接近于处于第 2 阶段的 SW,而网络连通性的增强也使消息能更快速向汇聚点传递,因此降低了 SF 的传输延迟.而 PICD 则因为利用了节点自身的运动特性,受节点密度影响甚小.

4.4 消息有效延迟对性能的影响

本组实验分别研究在两种场景下,消息有效延迟上限的变化对 4 种算法性能的影响.其他参数保持默认值,设定消息的延迟上限分别从 10 小时~150 小时以及 60 分钟~240 分钟进行变化.

图 10(a)和图 10(b)分别记录了在 NUS 学生运动和 Madrid 公交车运行两种场景下,4 种方法的传输成功率与消息的有效传输延迟上限的变化关系.从图中可见,延迟上限的变化总体来说未对 PICD 的传输成功率产生明显影响,并且其传输成功率始终优于其他 3 种方法.这是由于 PICD 在计算概率效用时,自身就考虑了与容忍延迟的相关性,故其传输成功率对延迟上限的变化相对其他方法而言不太敏感;而 Epidemic, SF 以及 SW 因为消息容忍的延迟上限的增加,延长了消息在网络中的有效传输时间,提高了传递到汇聚点的几率,故传输成功率均呈上升趋势.

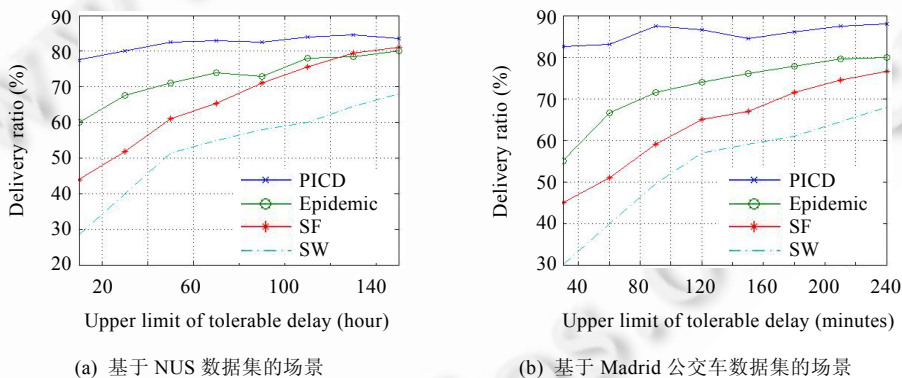


Fig.10 Upper limit of tolerable delay vs delivery ratio

图 10 消息延迟上限对传输成功率的影响

4.5 存储队列长度对性能的影响

本组实验主要研究存储队列长度对各种算法的性能影响.存储队列长度表示节点所能容纳的最大事件数,受节点的实际硬件条件限制,研究存储队列对性能的影响很有意义,两种场景下的实验结果如图 11、图 12 所示.

从图 11(a)和图 12(a)可以看出,随着节点存储队列长度的增长,Epidemic, SF 以及 SW 这 3 种算法的传输成功率均呈现增大的趋势,其中,尤以 Epidemic 算法的增长最为明显.这是因为存储队列的增长使节点所能容纳的消息增多,消息在被丢弃之前有更大的可能性传输到汇聚点,故上述 3 种算法的递交率均增大.Epidemic 算法由于采用无区别的传染式扩散,在队列未饱和之前会保持较高的成功递交率,因而受存储队列长度影响最为显著.此外,由于 PICD 对转发概率的计算基于节点运动的周期循环特性,并结合了消息延迟的相关性,故具有最优的传输成功率,并且基本不受存储队列的影响.另一方面,图 11(b)和图 12(b)则表明,在两种场景下,节点存储队列的变化均未对 4 种方法的传输延迟产生显著影响.

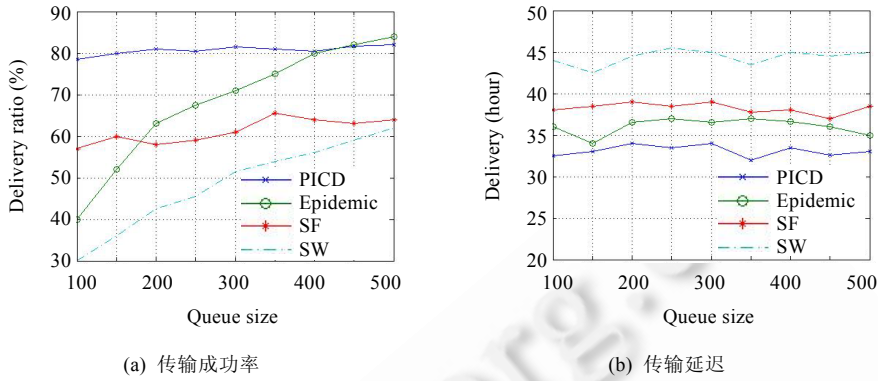


Fig.11 Impact of queue length under NUS students contact trace
图 11 NUS 数据集中存储队列长度的影响

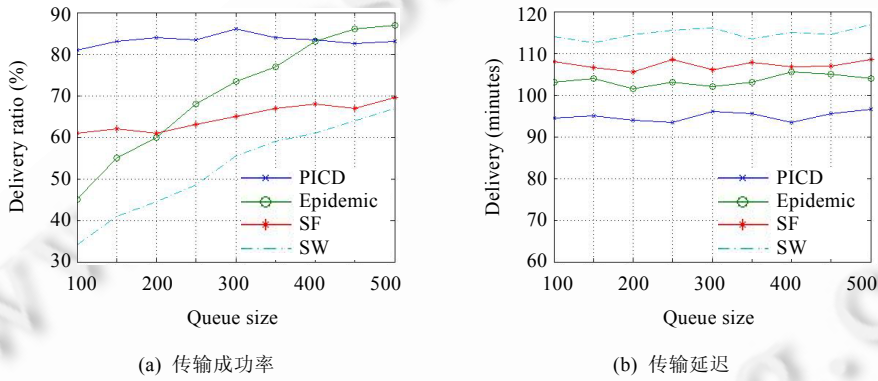


Fig.12 Impact of queue length under bus trace in Madrid
图 12 Madrid 公交车数据集中存储队列长度的影响

5 结论及下一步工作

与传统无线自组织网络相比,机会网络具有的独特性质使得传统自组织网络的数据收集方法对其并不适用.为了有效地收集机会网络中的数据,本文提出了一种基于周期性间歇连通特性的数据传输策略 PICD.与已有工作相比,PICD 的主要贡献在于以下方面:

- (1) 针对节点具有循环周期运动特征的实际场景,提出了一种有效的动态路由机制,充分利用节点间的周期性间歇连通特性来改善数据传输性能;
- (2) 结合节点间的间接多跳连通性,并考虑与消息有效传输延迟的相关性,采用随机动态规划的方法来建立传输概率效用的计算模型;
- (3) 使用一种基于节点跳数的函数空间迭代法求解与延迟相关的概率方程,进而获得各时间阶段节点传递消息的概率分布矩阵,基于此,较准确地计算节点与汇聚点的实时通信概率,从而有效选择下一跳传输节点.

大量的模拟实验证明了 PICD 的优异性能,特别是在节点具有循环运动特征的应用场景中,PICD 在传输成功率和传输延迟等方面具有明显优势.然而,文中为了简化分析,连续的时间问题均被离散化处理,因此,时隙的时间粒度大小将直接影响到算法的复杂度和实用性.此外,当节点运动规律发生改变时,如何使算法能够自适应于这种变化,这些都将是我们的下一步研究的重点,使该算法更具有实际应用价值.

References:

- [1] Pelusi L, Passarella A, Conti M. Opportunistic networking: Data forwarding in disconnected mobile ad hoc networks. *Communications Magazine*, 2006,44(11):134–141. [doi: 10.1109/MCOM.2006.248176]
- [2] Xiong YP, Sun LM, Niu JW, Liu Y. Opportunistic networks. *Ruanjian Xuebao/Journal of Software*, 2009,20(1):124–137 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3467.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03467]
- [3] Hull B, Bychkovsky V, Zhang Y, Chen K, Goraczko M, Miu A, Shih E, Balakrishnan H, Madden S. CarTel: A distributed mobile sensor computing system. In: *Proc. of the 4th Int'l Conf. on Embedded Networked Sensor Systems*. Boulder: ACM Press, 2006. 125–138. [doi: 10.1145/1182807.1182821]
- [4] Pan H, Chaintreau A, Scott J, Gass R, Crowcroft J, Diot C. Pocket switched networks and human mobility in Conference environments. In: *Proc. of the 2005 ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking*. Philadelphia: ACM Press, 2005. 244–251. [doi: 10.1145/1080139.1080142]
- [5] Juang P, Oki H, Wang Y, Martonosi M, Peh LS, Rubenstein D. Energy-Efficient computing for wildlife tracking: Design trade-offs and early experiences with ZebraNet. In: *Proc. of the 10th Int'l Conf. on Architectural Support for Programming Languages and Operating Systems*. New York: ACM Press, 2002. 96–107. [doi: 10.1145/605397.605408]
- [6] Zhang HY, Fan WH, Wang L, Zhou DX. Real-Time and reliable greedy geographical routing for mobile wireless sensor networks. *Journal of Computer Research and Development*, 2009,46(5):713–722 (in Chinese with English abstract).
- [7] Sun LM, Xiong YP, Ma J. Adaptive data gathering mechanism in opportunistic mobile sensor networks. *Journal on Communications*, 2008,29(11):187–193 (in Chinese with English abstract).
- [8] Zhu JQ, Liu M, Gong HG, Chen GH, Xu FL, Song C. Selective replication-based data delivery scheme for delay tolerant mobile sensor networks. *Ruanjian Xuebao/Journal of Software*, 2009,20(8):2227–2240 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3323.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03323]
- [9] Camp T, Boleng J, Davies V. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications & Mobile Computing: Special Issue on Mobile Ad Hoc Networking: Research, Trends and Applications*, 2002,2(5):483–502. [doi: 10.1002/wcm.72]
- [10] Ghosh J, Qiao C, Philip SJ. Sociological orbit aware routing in manet. Technical Report, TR-2005-09, Buffalo: CSE Department of University at Buffalo, 2005.
- [11] Fall K. A delay-tolerant network architecture for challenged Internets. In: *Proc. of the 2003 Conf. on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications*. Karlsruhe: ACM Press, 2003. 27–34. [doi: 10.1145/863955.863960]
- [12] Wang Y, Wu H. Delay/Fault-Tolerant mobile sensor network (DFT-MSN): A new paradigm for pervasive information gathering. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2006,6(8):1021–1034. [doi: 10.1109/TMC.2007.1006]
- [13] Vahdat A, Becker D. Epidemic routing for partially connected ad hoc networks. Technical Report, CS-2000-06, Duke University, 2000.
- [14] Grossglauser M, Tse DNC. Mobility increases the capacity of ad hoc wireless networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2002, 10(4):477–486. [doi: 10.1109/TNET.2002.801403]
- [15] Erramilli V, Crovella M, Chaintreau A, Diot C. Delegation forwarding. In: *Proc. of the ACM MobiHoc 2008*. Hong Kong: ACM Press, 2008. 251–259. [doi: 10.1145/1374618.1374653]
- [16] Ramanathan R, Hansen R, Basu P, Rosales-Hain R, Krishnan R. Prioritized epidemic routing for opportunistic networks. In: *Proc. of the 1st Int'l MobiSys Workshop on Mobile Opportunistic Networking*. San Juan: ACM Press, 2007. 62–66. [doi: 10.1145/1247694.1247707]
- [17] Musolesi M, Mascolo C. CAR: Context-Aware adaptive routing for delay tolerant mobile networks. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2009,8(2):246–260. [doi: 10.1109/TMC.2008.107]
- [18] Lindgren A, Doria A, Schelén O. Probabilistic routing in intermittently connected networks. *SIGMOBILE Mobile Computing Communications Review*, 2003,7(3):19–20. [doi: 10.1145/961268.961272]
- [19] Spyropoulos T, Psounis K, Raghavendra CS. Efficient routing in intermittently connected mobile networks: The single-copy case. *IEEE/ACM Trans. on Network*, 2008,16(1):63–76. [doi: 10.1109/TNET.2007.897962]
- [20] Spyropoulos T, Psounis K, Raghavendra CS. Spray and wait: An efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks. In: *Proc. of the ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking (WDTN 2005)*. New York: ACM Press, 2005. 252–259. [doi: 10.1145/1080139.1080143]
- [21] Spyropoulos T, Psounis K, Raghavendra CS. Spray and focus: Efficient mobility-assisted routing for heterogeneous and correlated mobility. In: *Proc. of the IEEE PerCom Workshop on Intermittently Connected Mobile Ad Hoc Networks*. 2007. [doi: 10.1109/PERCOMW.2007.108]
- [22] Daly E, Haahr M. Social network analysis for routing in disconnected delay-tolerant MANETs. In: *Proc. of the ACM MobiHoc 2007*. New York: ACM Press, 2007. 32–40. [doi: 10.1145/1288107.1288113]
- [23] Hui P, Crowcroft J, Yoneki E. Bubble rap: Social-Based forwarding in delay tolerant networks. In: *Proc. of the ACM MobiHoc 2008*. New York: ACM Press, 2008. 241–250. [doi: 10.1145/1374618.1374652]

- [24] Costa P, Mascolo C, Musolesi M, Picco GP. Socially-Aware routing for publish-subscribe in delay-tolerant mobile ad hoc networks. *IEEE Journal of Selected Areas in Communication*, 2008,26(5):748-760. [doi: 10.1109/JSAC.2008.080602]
- [25] Leguay J, Friedman T, Conan V. DTN routing in a mobility pattern space. In: *Proc. of the ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking (WDTN 2005)*. New York: ACM Press, 2005. 276-283. [doi: 10.1145/1080139.1080146]
- [26] Leguay J, Timur F, Vania C. Evaluating mobility pattern space routing for DTNs. In: *Proc. of the 25th Int'l Conf. on Computer Communications (INFOCOM 2006)*. Piscataway: IEEE Computer Society, 2006. [doi: 10.1109/INFOCOM.2006.299]
- [27] Liu C, Wu J. Routing in a cyclic MobiSpace. In: *Proc. of the ACM MobiHoc*. New York: ACM Press, 2008. 351-360. [doi: 10.1145/1374618.1374665]
- [28] Su JS, Hu QL, Zhao BK, Peng W. Routing techniques on delay/disruption tolerant networks. *Ruanjian Xuebao/Journal of Software*, 2010,21(1): 119-132 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3689.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03689]
- [29] Eagle N, Pentland A. Reality mining: Sensing complex social systems. *Personal Ubiquitous Computing*, 2006,10(4):255-268. [doi: 10.1007/s00779-005-0046-3]
- [30] UCSD. Wireless topology discovery project. 2004. <http://sysnet.ucsd.edu/wtd/wtd.html>
- [31] Diot C, et al. Huggle project. 2004. <http://www.huggleproject.org>
- [32] Zhang X, Kurose J, Levine BN, Towsley D, Zhang H. Study of a bus-based disruption-tolerant network: Mobility modeling and impact on routing. In: *Proc. of the 13th Annual ACM Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking*. Montréal: ACM Press, 2007. 195-206. [doi: 10.1145/1287853.1287876]
- [33] Srinivasan V, Motani M, Ooi WT. Analysis and implications of student contact patterns derived from campus schedules. In: *Proc. of the 12th Annual ACM Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking*. Los Angeles: ACM Press, 2006. 86-97. [doi: 10.1145/1161089.1161100]
- [34] VanetsMobiSim project. <http://vanet.eurecom.fr>

附中文参考文献:

- [2] 熊永平,孙利民,牛建伟,刘燕. 机会网络. *软件学报*, 2009,20(1):124-137. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3467.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03467]
- [6] 张衡阳,樊玮虹,王玲,周东翔. 一种实时可靠的移动无线传感器网络贪婪地理路由协议. *计算机研究与发展*, 2009,46(5):713-722.
- [7] 孙利民,熊永平,马建. 机会移动传感器网络中的自适应数据收集机制. *通信学报*, 2008,29(11):187-193.
- [8] 朱金奇,刘明,陈贵海,龚海刚,许富龙,宋超. 延迟容忍移动传感器网络中基于选择复制的数据传输. *软件学报*, 2009,20(8): 2227-2240. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3323.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03323]
- [28] 苏金树,胡乔林,赵宝康,彭伟. 容延容断网络路由技术. *软件学报*, 2010,21(1):119-132. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3689.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03689]



吴磊(1978-),男,四川成都人,博士,副教授,主要研究领域为移动计算,无线自组网络.

E-mail: wulei@uestc.edu.cn



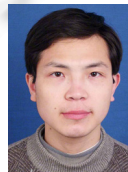
王晓敏(1978-),女,博士,副教授,主要研究领域为无线传感器网络.

E-mail: xiaomingw@uestc.edu.cn



武德安(1972-),男,博士,副教授,主要研究领域为无线网络,随机过程.

E-mail: wudean_cn@hotmail.com



龚海刚(1975-),男,博士,副教授,主要研究领域为无线传感器网络.

E-mail: hggong@uestc.edu.cn



刘明(1972-),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为移动计算,传感器网络技术.

E-mail: mingliu@uestc.edu.cn