

一种面向机会网络路由的最优停止决策方法^{*}

张三峰^{1,2}, 黄迪³, 陈州^{1,2}, 吴国新^{1,2}

¹(计算机网络和信息集成教育部重点实验室(东南大学), 江苏 南京 211189)

²(东南大学 计算机科学与工程学院, 江苏 南京 211189)

³(东南大学 软件学院, 江苏 南京 211189)

通讯作者: 吴国新, E-mail: gwu@seu.edu.cn

摘要: 投递延迟是机会网络的一个重要指标, 给定节点缓存和消息副本数目限制, 如何选择合适的节点复制消息成为一个关键问题. 提出一种基于最优停止理论的路由决策方法(OSDR). OSDR 将每个时隙上所选节点和目标节点的平均相遇时间看做一个随机变量, 根据该随机变量的统计特性得到一个停止观察、复制消息的规则, 该规则呈现简单的阈值结构, 即当某个时隙上所选节点和目标节点的平均相遇时间小于给定阈值时即复制消息. OSDR 可以在较小的相遇间隔和等待成本之间进行折衷, 实现数学期望意义上的最小消息投递延迟. 介绍了 OSDR 的网络模型、最优停止规则的存在性证明过程以及计算方法. 模拟实验结果表明, OSDR 相对其他方法, 在投递成功率、投递延迟等方面具有明显优势.

关键词: 机会网络; 路由算法; 最优停止; 投递延迟; 投递成功率

中图法分类号: TP311

中文引用格式: 张三峰, 黄迪, 陈州, 吴国新. 一种面向机会网络路由的最优停止决策方法. 软件学报, 2014, 25(6): 1291-1300. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4434.htm>

英文引用格式: Zhang SF, Huang D, Chen Z, Wu GX. Optimal stopping decision method for routing of opportunistic networks. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2014, 25(6): 1291-1300 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4434.htm>

Optimal Stopping Decision Method for Routing of Opportunistic Networks

ZHANG San-Feng^{1,2}, HUANG Di³, CHEN Zhou^{1,2}, WU Guo-Xin^{1,2}

¹(Key Laboratory of Computer Network and Information Integration of Ministry of Education (Southeast University), Nanjing 211189, China)

²(School of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing 211189, China)

³(College of Software Engineering, Southeast University, Nanjing 211189, China)

Corresponding author: WU Guo-Xin, E-mail: gwu@seu.edu.cn

Abstract: Delivery delay is an important performance metric in opportunistic networks. With given buffer size and copy numbers, how to select appropriate nodes to replicate message is the key to minimizing delivery delay. To solve this problem, this paper proposes an optimal stopping decision method for routing opportunistic networks (OSDR). With OSDR, the average meeting time between a node and the destination is regarded as the forwarding utility of the node. A node carrying a message observes the random forwarding utilities of the nodes it meets, and replicates messages according to the optimal stopping rule, which turns out to be threshold-based. By making tradeoffs between the forwarding utility and waiting cost, OSDR achieves the minimum delivery delay expectation. This paper introduces the OSDR network model and existence proof and calculation of optimal stopping rule in detail. Simulation results show that OSDR outperforms other protocols in delivery delay and delivery rate.

* 基金项目: 国家自然科学基金(61300200); 江苏省自然科学基金(BK2011335)

收稿时间: 2012-10-11; 修改时间: 2013-01-07; 定稿时间: 2013-06-09; jos 在线出版时间: 2013-11-01

CNKI 网络优先出版: 2013-11-01 14:58, <http://www.cnki.net/kcms/detail/11.2560.TP.20131101.1458.005.html>

Key words: opportunistic network; routing algorithm; optimal stopping; delivery delay; delivery success ratio

节点的移动性和能量约束常使得诸如车载自组网、无线传感网等形式的无线多跳网络的网络拓扑动态性很强,而且常常被分割成多个局部连通的节点簇.在这种形式的网络中,源、宿节点之间通常不存在端到端的多跳无线链路.机会网络(opportunistic network)^[1]是一种利用节点移动过程中的相遇机会,以“存储-携带-转发”模式在分割网络条件下投递消息的无线多跳网络.在机会网络中,若当前节点路由表中不存在通往目标节点的下一跳节点,就缓存消息,并随节点的移动寻找合适的转发机会.传统的无线多跳网络路由协议在这种网络中变得不稳定甚至失效.因此,有关节点移动性建模和路由方法的研究成为机会网络的热点问题.

已有的机会网络路由方法多数采用冗余机制提高消息投递成功率,比如 Epidemic^[2]中携带消息的节点每遇到一个新的节点,就把消息复制一次,这种类似泛洪的转发方式显然导致庞大的缓存和通信开销.为此, SprayAndWait^[3]基于票数(tickets)的概念控制网络中消息副本的数量,即在消息散发阶段,只把消息复制给票数限制内的节点,然后进入等待阶段,等待遇到目标节点并直接投递消息.这种转发方式在消息散发阶段存在的盲目性,制约了网络性能. Prophet^[4]引入概率预测机制评估节点转发效用,仅将消息转发给转发效用更优的节点.这些机会网络路由方法的冗余机制,往往导致较大的缓存开销.机会网络的缓存管理机制用于删除那些超时的、已经被确认的或者优先级较低的消息副本,以满足缓存约束.总之,冗余机制在一定程度上可以提高路由性能,但受限于缓存空间和传输带宽约束,过多的副本数目反而导致消息排队时间变长以及更加频繁的消息删除操作,进而导致消息投递延迟上升和投递成功率下降等问题.

在限定消息副本份数的条件下,携带消息的节点的转发效用越高,网络性能越好.因此,机会网络路由的核心问题是如何在合适的时机选择合适的节点复制消息,这是一个需要利用相关知识进行最优化计算的决策问题.以 SprayAndWait 为例,按时间先后将消息复制给所遇节点的算法是一种仅考虑相遇时间间隔的贪婪的局部优化算法:有可能因为副本数目的限制,而错过那些稍后时间遇到、但转发效用更高的节点.针对该问题,本文基于最优停止方法提出一种用于机会网络路由决策的算法,以在等待延迟和转发效用之间进行折衷,优化消息投递的总延迟.

本文首先介绍机会网络所用的网络模型和路由算法框架.然后介绍基于最优停止规则的转发决策算法.再通过模拟实验验证所提算法的有效性.最后与相关工作进行对比并总结全文.

1 机会网络模型和路由算法框架

1.1 机会网络模型

在一个有限的区域内移动的所有 NUM 个节点构成节点集合 V . 每个节点 $i \in V$ 配有全向收发天线,收发通信距离对称.节点之间仅在相遇的时候通过单跳的无线链路投递消息,所有节点的通信带宽相同且恒定.所有节点均可产生指向给定目标节点的消息,所有消息具有相同的尺寸,持有消息的节点将消息存储于缓存中.所有节点的缓存大小有限且相等.假设网络以长度为 T 的时隙为时间单位运行.信道空闲的节点在每个时隙通告本节点的配置信息,并检测邻居节点通告的配置信息.两个节点在一次相遇的时间段内可以完成所有满足条件的消息复制工作.每条消息具有剩余跳数 H 和剩余生存时间 TTL 两个参数.每当两个节点之间复制消息时,该消息在两个节点上的剩余跳数 H 均减 1, H 递减至 0 的消息只能被目标节点复制; TTL 值随时隙递减, TTL 递减至 0 时,持有消息的节点将其从缓存中删除.

1.2 路由算法框架

节点 $i \in V$ 在每个时隙都检查信道,如果信道空闲即广播一个通告消息,该通告消息包括了节点 i 的编号以及该节点到其他所有节点的平均相遇时间向量 $\bar{T}_i = (t_{i \rightarrow 1}, t_{i \rightarrow 2}, \dots, t_{i \rightarrow NUM})$, 其中, $t_{i \rightarrow d} (d \in V)$ 表示节点 i 维护的节点 i 和 d 的平均相遇时间间隔.如果节点 j 成功收到节点 i 的通告消息,它首先更新节点距离矩阵 \bar{T}_{all} , \bar{T}_{all} 是 $NUM \times NUM$ 大小的矩阵,记录了每一个节点和其他节点的平均相遇时间间隔;节点 j 然后将 \bar{T}_i 作为列向量放入矩阵 \bar{M}_j , \bar{M}_j

的每一列对应节点 j 在一个时隙上所接收到的平均相遇时间向量。

显然, \bar{M}_j 的第 d 行(用向量 $\bar{M}_{j-d} = (t_{1 \rightarrow d}, t_{2 \rightarrow d}, \dots)$ 表示)为节点 j 在一系列相继的时隙上所遇到的节点 i 与节点 d 的平均相遇时间间隔 $t_{i \rightarrow d}$ 。这一系列的 $t_{i \rightarrow d}$ 将构成决策知识用于判断所遇节点到目标节点 d 的转发效用。图 1 是节点 j 维护的数据结构。

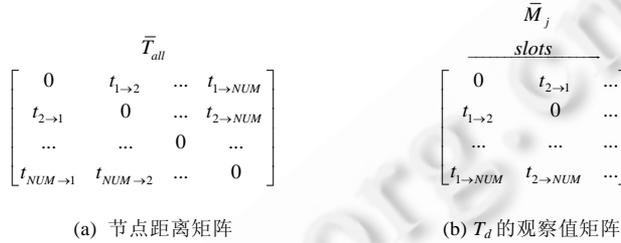


Fig.1 Data structures maintained by node j

图 1 节点 j 维护的数据结构

节点 j 在某个时隙收到节点 i 的通告消息,并更新了相应的数据结构之后,再根据路由决策方法决定将缓存中的哪些消息复制给节点 i 。如果节点 j 将剩余跳数为 H 的消息复制给节点 i ,那么 i 和 j 中该消息的剩余跳数都将变为 $H-1$ 。当 H 为 0 时,消息只能复制给目的节点 d 。因此,每条消息在网络中的最大复制数目为 2^H 。

2 基于最优停止规则的路由决策方法

2.1 最小期望延迟决策问题

在机会网络中,给定路由开销限制,路由由协议追求较高的投递成功率和较低的平均投递延迟。一般来说,投递延迟越高,投递成功率越低。因为消息在网络中存在的时间越长,被节点从缓存中删除的可能性越大。另外,考虑到多目标优化的复杂度较高,本文以降低投递延迟作为路由决策的优化目标。

如前文所述,节点 j 在第 N 个时隙收到节点 i 的通告消息后,根据当前时隙上的观察值 $t_{i \rightarrow d}$ 判断是否要把到目标节点 d 的消息复制给节点 i 。有两种可能:一是在后续的时隙上所遇节点 x 报告的 $t_{x \rightarrow d}$ 都比较大,那么把消息复制给节点 i 就能够获得较低的投递延迟;二是在第 $N+1$ 个时隙所遇节点 y 使得 $t_{y \rightarrow d} + T < t_{x \rightarrow d}$,这样投递给节点 y 就能获得比投递给节点 i 更小的延迟,但可能因为副本个数的限制无法再次复制给节点 y 。因此,节点 j 需要选择合适的时隙复制消息才能获得更小的投递延迟,这个问题可以建模成一个以期望投递延迟最小为目标的优化问题。

由于消息在多个节点之间复制,设在某个时隙上持有消息 m 的节点构成集合 V_m ,则节点 $j \in V_m$ 的路由决策目标是要选择一个时隙 N ,将消息投递给节点 i ,从而使得节点集合 $V_m \cup \{i\}$ 上的所有节点和目标节点 d 的最小平均相遇时间的数学期望 ($E(\min_{s \in V_m \cup \{i\}} \{T_{s \rightarrow d}\})$) 最小化。我们将该问题称为 MED(minimum expected delay)问题,并基于最优停止规则求解该优化问题。

2.2 根据最优停止规则选择复制时隙

最优停止规则. 对于独立同分布的随机变量序列 X_1, X_2, \dots ,假设已知其联合分布和该序列的收益函数: $y_0, y_1(x_1), y_2(x_1, x_2), \dots, y_\infty(x_1, x_2, \dots)$ 。在观察到 $X_1 = x_1, X_2 = x_2, \dots, X_n = x_n$ 之后,可以选择停止观察并获得收益 $y_n(x_1, x_2, \dots, x_n)$,也可继续观察 x_{n+1} ,停止规则选择一个停止时间 N^* ,使得收益的期望 $E[Y_{N^*}]$ 最大。

假设 1. 每个时隙所遇到的节点 i 到目的节点 d 的平均相遇时间,构成的随机变量序列 $\{T_{i \rightarrow d}\}$ 独立同分布。

那么对于 MED 问题,最优停止规则就是选择一个时刻 N^* ,使得:

$$N^* = \arg E \left(\frac{\min}{N=0,1,2,\dots} \{T_{s \rightarrow d} \mid s \in V_m\} \cup \{N \cdot T + T_{i \rightarrow d}\} \right) \quad (1)$$

或者:

$$N^* = \arg \max_{N=0,1,2,\dots} E(T_{s \rightarrow d} - T_{i \rightarrow d} - N \cdot T) = \arg \max_{N=0,1,2,\dots} E(Y_N) \tag{2}$$

其中,

$$Y_N = T_{s \rightarrow d} - T_{i \rightarrow d} - N \cdot T = X_N - N \cdot T \tag{3}$$

表示 MED 问题的收益函数.根据假设 1,可知 $X_N = T_{s \rightarrow d} - T_{i \rightarrow d}$ 也服从独立同分布.

根据以上定义,节点 i 到 d 的平均相遇时间($T_{i \rightarrow d}$)为随机变量,而 $T_{s \rightarrow d}$ 为已知量,在此,为方便计算,我们规定:若在一个观察时隙内观察不到任何节点,我们认为该节点观察到了自己,那么此时随机变量 $T_{i \rightarrow d} = T_{s \rightarrow d}$.同时,由于网络稀疏,我们假设每次观察最多只有一个节点出现,如同时观察到多个节点,则取 $T_{i \rightarrow d}$ 较小的节点.

命题 1.

(1) MED 问题存在停止规则 N^* ,且:

$$N^* = \min\{N \geq 1: (T_{s \rightarrow d} - T_{i \rightarrow d}) \geq V^*\} \tag{4}$$

(2) V^* 为如下方程的解:

$$E[T_{s \rightarrow d} - T_{i \rightarrow d} - V^*]^+ = T \tag{5}$$

$[\cdot]^+$ 在这里表示只取其正部.

命题 1 表明:只要观察值只要满足一定的阈值,便可将消息复制给当前遇到的节点.

2.3 最优停止规则的存在性证明和求解方法

我们使用最优停止理论证明命题 1.

对于收益函数(3),根据第 1.1 节所述的机会网络模型可知,任意节点都至少需要探测一次才能复制消息,所以 N 为非零的自然数,即 $Y_N = X_N - N \cdot T, N=1,2,\dots$ 下面,我们通过一般性求解方法来求得停止规则:

- 第 1 步,证明最优停止规则的存在性.

根据文献[5]的定理 3.1,当满足如下两个条件时,最优停止规则存在:

$$\begin{aligned} &A1. E\{\sup_N Y_N\} < \infty \\ &A2. \limsup_{N \rightarrow \infty} Y_N \leq Y_\infty \end{aligned} \tag{6}$$

根据 Y_N 的定义,我们不难发现 $\limsup_{N \rightarrow \infty} Y_N = -\infty$,而 $Y_\infty = -\infty$,所以 $\limsup_{N \rightarrow \infty} Y_N \leq Y_\infty = -\infty$,A2 得证;同时,对于任意 $N=1,2,3,4,\dots, \sup_N Y_N < \infty$,所以 $E\{\sup_N Y_N\} < \infty$ 一定满足条件,A1 得证.

综上,回报函数满足 A1,A2 两个条件,所以最优停止规则存在.

- 第 2 步,求解最优停止规则.

根据文献[5]中问题 4.1 的求解方法和定理 3.2 可知:对于 MED 问题的收益函数 $Y_N = X_N - N \cdot T$,如果 X_N 的分布和时间无关,则最优停止规则呈现阈值结构.也就是说,假设 V^* 表示最优停止规则的期望回报,则 $X_N < V^*$ 表示节点需要继续观察, $X_N > V^*$ 表示节点应该停止观察并复制消息.结合本文假设 1,那么停止规则就变为

$$N^* = \min\{N \geq 1: X_N \geq V^*\} \tag{7}$$

根据文献[5]定理 3.1 的优化公式,停止规则 V^* 的求解方法为

$$V^* = E \max\{T_1, V^*\} - T = \int_{-\infty}^{V^*} V^* \cdot dF(t) + \int_{V^*}^{\infty} t \cdot dF(t) - T \tag{8}$$

令:

$$V^* = \int_{-\infty}^{+\infty} V^* \cdot dF(t) \tag{9}$$

结合公式(8)和公式(9),得到:

$$\begin{aligned} \int_{-\infty}^{+\infty} V^* \cdot dF(t) &= \int_{-\infty}^{V^*} V^* \cdot dF(t) + \int_{V^*}^{\infty} t \cdot dF(t) - T \Rightarrow \\ \int_{-\infty}^{V^*} V^* \cdot dF(t) + \int_{V^*}^{\infty} t \cdot dF(t) - \int_{-\infty}^{+\infty} V^* \cdot dF(t) &= T \Rightarrow \\ \int_{V^*}^{\infty} (t - V^*) dF(t) &= T \end{aligned} \tag{10}$$

其中, F 代表 X_N 的分布.

对于离散型随机变量 $X_N = T_{s \rightarrow d} - T_{i \rightarrow d}$, 则有:

$$E(T_N - V^*)^+ = T \tag{11}$$

综上, 命题 1 得证.

- 最优停止规则阈值的计算方法.

有两种方法计算阈值 V^* : 第 1 种方法是把 X_N 看成离散变量, 把所有可能的 X_N 按照降序排列, 然后用线性查找的方式, 搜索满足公式(11)的 X_N 取值, 这种计算方法的复杂度是 $O(n)$, n 为节点的个数; 另外一种方法是把 X_N 看做是连续变量, 通过观察值拟合出 X_N 的分布 F , 然后求解积分方程(9). 本文按照前一种方式计算.

2.4 最优停止规则的假设及合理性分析

在根据最优停止规则求解 MED 问题的时候, 需要满足以下假设条件: 各时隙上的随机变量 $T_{i \rightarrow d}$ 以及随机变量 $X_N = T_{s \rightarrow d} - T_{i \rightarrow d}$ 是独立同分布的. 该条件的满足程度与时隙的粒度、节点运动模型有很大关系: 若节点的运动区域是均匀的(没有类似城市和郊区的区域差别), 则各个时隙上的随机变量 X_N 的分布趋同; 若节点的运动范围较广且时隙粒度较大, 则各个时隙上 X_N 的相关性较小. 为简便起见, 我们在设置算法运行参数的时候综合考虑了时隙粒度、运动区域等因素, 以满足随机变量 X_N 独立同分布的假设要求. 在实际应用中, 则可以通过分区域建模、时隙粒度选择等方法提高该假设条件的满足程度. 我们将在后续的实验评估环节, 以统计数据说明该假设条件的满足情况.

2.5 消息的复制过程分析

基于前文提出的路由框架和求解 MED 问题的最优停止规则计算方法, 我们设计实现了一种机会网络路由决策方法(optimal stopping theory based routing decision method, 简称 OSDR), OSDR 的运行过程如下:

如图 2 所示, 设消息的初始剩余跳数 H 为 2, V_m 表示持有消息的节点集合. 其转发过程是: 初始时刻源节点 a 持有消息, $H=2, V_m=\{a\}$; 节点 a 在某个时隙上遇到节点 b , 根据公式(4)的判断结果, 节点 a 把消息复制给 b , $V_m=\{a, b\}, H=1$, 结果如图 2(a)所示; 然后, 当节点 b 遇到节点 c 时, b 仍然根据最优停止规则判断是否需要复制给 c , 结果如图 2(b)所示. 注意, 在这里, 节点 b 是具有知识 $V_m=\{a, b\}$ 的, 可以按照公式(4)进行精确计算.

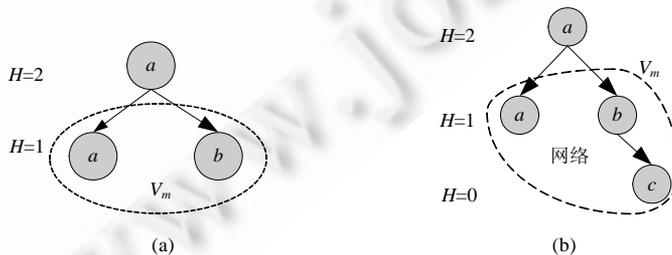


Fig.2 Copy messages with 2 hops

图 2 2 跳的消息复制过程

如图 3 所示, 设消息的初始剩余跳数 H 为 3, 经过两次复制后, $H=1$, c 节点在某个时隙遇到节点 y , 如图 3(a) 所示. 此时, 可能出现的情况是: 节点 c 所了解的持有消息的节点集合为 $V'_m = \{a, b, c\}$, 但实际上 $V_m = \{a, b, c, x\}$, 由于节点 c 只具备局部的不精确知识, 按照公式(4)计算停止规则时就可能出现偏差(如果 $T_{x \rightarrow d} < T_{y \rightarrow d}$, 则节点 c 没有

必要复制消息给节点 y).这种偏差随着跳数的增加而增大,如图 3(b)所示, V'_m 和 V_m 的元素个数相差两个.

总之,消息的初始剩余跳数 $H=2$ 的条件下,可以按照公式(4)精确计算出观察过程的最优停止时刻.但这样也限制了网络中的最大消息副本数目.当 $H>2$ 的时候,由于缺乏全局知识 V_m ,最优停止规则的计算结果可能偏离理论的最优值.我们将通过模拟实验评估以 $V'_m = \{a,b,c\}$ 近似 $V_m = \{a,b,c,x\}$ 所带来的影响.

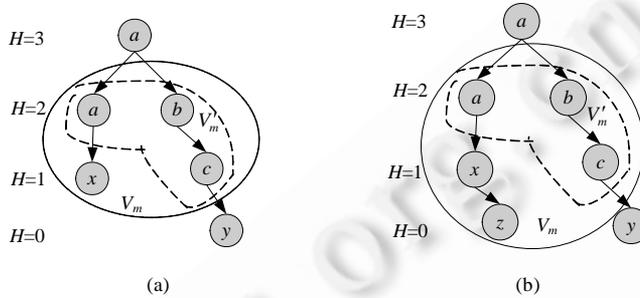


Fig.3 Copy messages with 3 hops

图 3 3 跳的消息复制过程

3 模拟实现和性能评估

3.1 场景和参数设置

本文在 ONE(opportunistic network environment)^[6]下进行 OSDR 的模拟实现和性能评估工作.ONE 是专门为 DTN 网络和机会网络开发的网络仿真平台.为了更好地模拟实际的机会网络,我们在 ONE 中导入了由 Cabspotting 项目^[7]提供的跟踪出租车轨迹的数据集,并据此模拟节点的移动情况.该数据集记录了 500 个节点的轨迹情况,每个节点每隔 60s 记录自己的位置信息,数据采集时长为 30 天.因为在同一个数据集上重复完整长度的实验没有意义,因此,需要多次实验的时候我们把整个数据集按时间分成多段,以模拟多次随机实验.其他的模拟参数设置情况见表 1.

Table 1 Parameters for simulations

表 1 仿真参数配置

| Acronym | Macro-Instructions |
|-------------------------------|--------------------|
| Number of node | 500 |
| Transmit range (m) | 30 |
| Transmit speed (Mbps) | 10 |
| Buffer size (MB) | 5~50 |
| Message size (KB) | 500~1024 |
| Message creation interval (s) | 30 |
| Slot time (s) | 60 |
| Message time to live (h) | 333 |
| Simulation time (h) | 333 |

我们将 OSDR 和 ONE 模拟工具中实现的 Epidemic, SprayAndWait 及 Prophet 算法进行了对比分析.对比分析的指标包括投递成功率、转发成本和平均投递延迟.其中,投递成功率为成功投递的消息数与产生的总消息数的比值;转发成本为所有消息的副本总数先与成功投递的消息数求差再和成功投递的消息数相除的比值;投递延迟是指消息从源节点发送到目的节点的时间.

3.2 验证各时隙上随机变量 X_N 的独立同分布假设

首先,我们通过实验检验假设 1,即通过多次随机实验统计各个时隙上 $T_{i \rightarrow d}$ 的观察值的分布情况,以判断独立同分布假设的满足情况.实验设置时隙大小为 60s,与性能评估时采用的一致;整个移动数据集按时间被

分成 10 000 段,每段 20 个时隙,表示 10 000 次重复实验.图 4 列出 1 号节点在前 3 个时隙上的观察值分布情况,可以看出:3 个时隙上的 $T_{i \rightarrow d}$ 分布大致相同——3 条曲线基本相似.

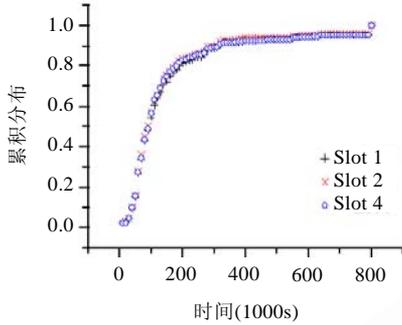


Fig.4 Distribution of $T_{i \rightarrow d}$ on slots
图 4 各时隙上 $T_{i \rightarrow d}$ 的分布

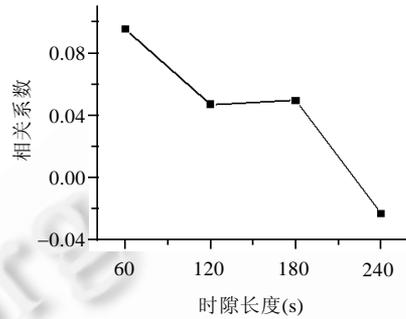


Fig.5 Correlation between $T_{i \rightarrow d}$ of succeeding slots
图 5 相继时隙上的 $T_{i \rightarrow d}$ 相关性

根据概率论知识可知:当二维随机变量 (X, Y) 的联合分布为二维正态分布时, X 与 Y 的独立性与不相关性是等价的,因此,我们可以用两个随机变量相关性衡量它们的独立性.图 5 表示时隙长度对相继两个时隙上的随机变量 $T_{i \rightarrow d}$ 的观察值序列的相关系数的影响.可以看出:在时隙长度为 60 的时候,两个相继时隙上的 $T_{i \rightarrow d}$ 观察值序列之间的相关系数小于 0.1;而且随着时隙长度增加,相关系数基本呈下降趋势;当时隙长度超过 120s 之后,相关系数就变得很低,接近于 0.

3.3 全局信息和局部信息条件下的性能对比

如前所述,节点仅根据局部信息进行判断可能导致不必要的信息复制与存储,从而在网络中形成一些除了理论最优路径之外的次优路径,可能造成存储和传输资源的浪费.图 6 评估该问题的显著程度,横坐标表示消息的初始剩余跳数限制,也就是副本数目限制,其中,投递开销定义为(副本数-消息数)/消息数.可以看出:在延迟、成功率和投递开销这 3 项指标上,两种情况下的性能相差都不大.局部信息会导致最优停止规则计算结果出现偏差,但偏离程度受两个因素的制约:实际的消息转发跳数和节点平均相遇时间 $T_{i \rightarrow d}$ 的分布情况.首先,受限于消息的生命期、缓存空间和网络规模等因素的影响,实际采取的跳数较小.实验结果表明,如果消息的跳数上限超过 4 跳,将导致整个网络的消息副本数目、传输和存储负载显著上升,从而导致消息投递开销上升,成功率下降.在总体跳数较小的情况下,局部信息集合和全局信息集合的差别是有限的.然后,由于 $T_{i \rightarrow d}$ 接近正态分布,而最优停止规则的计算实质是要使得加入新节点之后的 $E(\min_{s \in V_m \cup \{i\}} \{T_{s \rightarrow d}\})$ 值减小.随着跳数的增加,遇到更优节点的概率是降低的,因此,次优路径的数量也是有限的.而且考虑到优化方法的随机性本质,次优路径上的开销没有完全浪费,可以降低投递延迟.因此,以局部信息近似全局信息对网络整体性能的影响比较小.

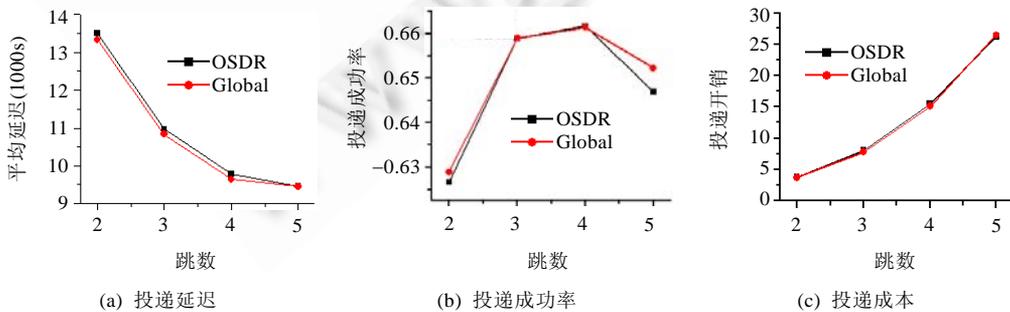


Fig.6 Performance comparison under conditions of global information and local information
图 6 全局信息和局部信息条件下的性能对比

3.4 时隙长度对OSDR的性能的影响

图7评估时隙长度对OSDR性能的影响情况.可以看出:因为更小的时隙意味着路由决策更加灵敏,延迟、成功率和开销这三个指标都随着时隙长度的减小而更优.但考虑到以下几个因素,我们选取60s作为正式性能评测的时隙长度:数据集的采集周期为60s;较小的时隙导致路由决策频率上升,计算成本增加;更小的时隙上遇到0个节点的频率过高.

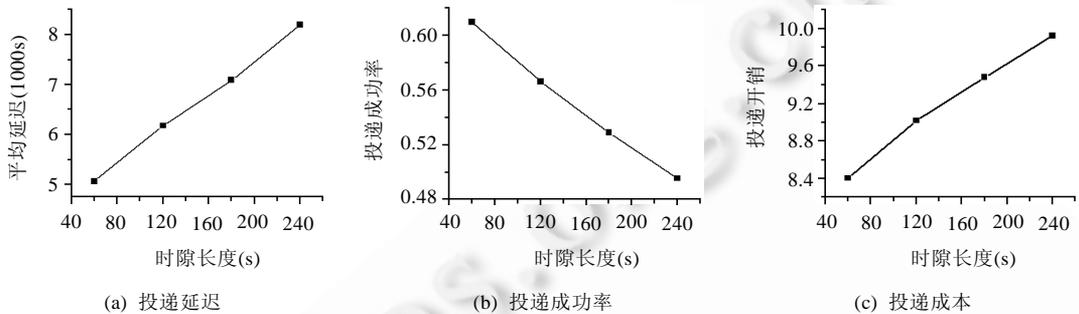


Fig.7 Performance comparison of OSDR with different length of slots

图7 不同时隙长度的OSDR的性能对比

3.5 缓存大小对性能的影响

然后在不同的缓存大小限制条件下评估OSDR的性能,以SprayAndWait等协议作为参考.从图8可以看出:在各种条件下,OSDR均具有相对更好的性能.SprayAndWait在延迟和开销方面和OSDR的性能较为接近,但投递成功率比OSDR低10%~20%.这是因为SprayAndWait使用遇到即复制的贪婪策略,导致消息的复制速度较快,延迟相对降低,但缓存溢出、删除消息的概率增加,进而导致成本上升而投递成功率下降.

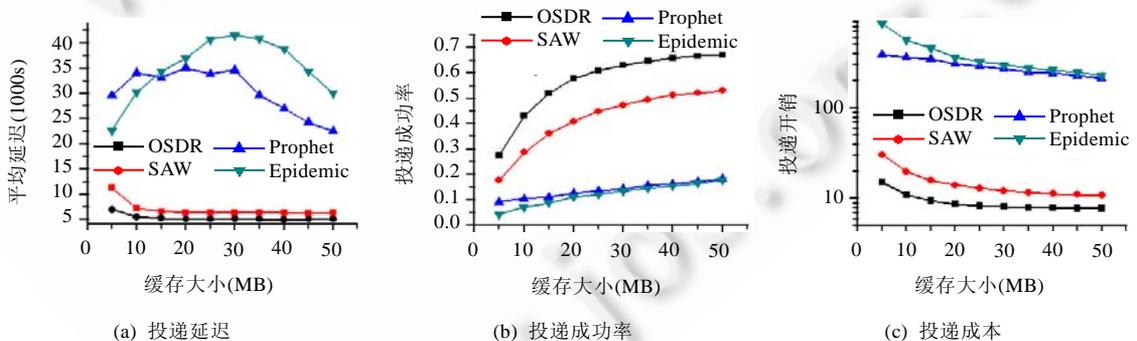


Fig.8 Performance comparison of OSDR with different size of buffers

图8 不同的缓存大小的OSDR的性能对比

3.6 网络规模对性能的影响

最后,我们在不同的网络规模条件下评估各算法的性能.从图9可以看出:无副本限制的Epidemic和Prophet的性能都随着网络规模的增加而降低.SprayAndWait和OSDR使用类似的副本限制条件,随着网络规模的增加,节点的密度增加,这两种算法的性能反而在提高.OSDR由于避免了盲目的消息复制,其投递成功率要明显高于SprayAndWait,而且优势随着网络规模的增加,这种潜在的“等待-遇到更优转发效用的节点”的可能性越大,因此性能优势越明显.

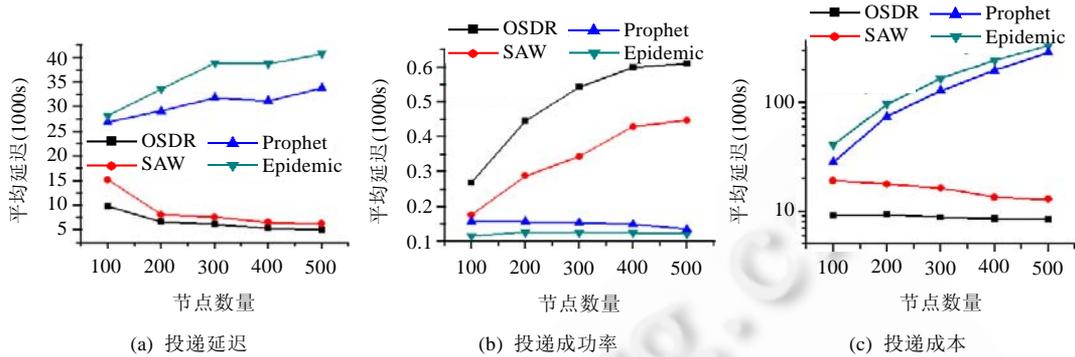


Fig.9 Performance comparison of OSDR under conditions of different scale of networks

图9 不同网络规模条件下的 OSDR 的性能对比

4 相关工作

机会网络路由算法可以分成几类:一种是简单的泛洪方式,比如文献[2,3,8]仅仅执行无选择的盲目复制,过多的消息副本导致此类路由算法网络性能下降;另一种是基于预测的路由方法,比如 Prophet^[4]和 OPF^[9]两种方法在节点相遇的时候更新两个节点之间的相遇概率,然后以此预测节点的转发效用.其中,相遇概率的估算方法是关键技术,OPF 基于节点相遇概率服从指数分布的假设^[10],但文献[11]通过真实节点的跟踪测量结果表明,节点间的相遇概率更接近于幂律分布;而且测试床结果表明,相遇概率还要受到很多因素的影响^[10],这导致相遇概率预测难度较大并且准确性较低,因此,基于概率的预测方式并不实用.研究者最近提出了一些基于社会属性的路由协议,比如 Bubble^[12]和 SDM^[13].Bubble 为了构建社区,检测节点间累计的接触时间长度,但没有评估接触和数据交互的权重;SDM 解决了该问题导致的低效性,但我们知道,类似出租车的节点的社区属性并不明显,因此,依赖于社会属性的路由方法在某些情况下会失效.

与我们的工作方法相近,文献[14,15]也都是通过建立数学模型,利用最优化理论选择下一跳节点的路由. Altmana^[14]使用最优化控制理论决定何时转发消息,但文献[16]指出,这种方法只能给两跳的 Epidemic 协议提供优化决策,而 OSDR 则可以在各种路由框架中扩展使用;Erramilli^[15]应用经典秘书问题^[5]选择最优转发节点,但文献[5]的定理 2.1 指出,这种方法选择到最优节点的概率为 e^{-1} .与之相比,OSDR 由于使用平均相遇时间作为优化目标避免了这个问题.

最优停止方法近年来在网络性能优化方面得到较多应用,蔡顺等人^[17]基于最优停止方法提出一种面向编码机会路由的无线信道广播接入控制算法,该算法通过在信道质量和接入等待延迟之间折衷获取优化的端到端吞吐性能.文献[17]作者对于本文的研究也提出了很多有益的帮助.

5 结束语

本文提出一种基于最优停止理论的路由决策算法,这种算法根据每个时隙所遇节点到目标节点的延迟的分布情况,建立一个延迟相关的回报函数,计算最优停止规则对应的延迟阈值,当所遇节点到目标节点的延迟超过该阈值,即进行复制操作.这种算法克服了复制消息的盲目性,降低了延迟,提高了投递成功率,还通过限制副本数量控制了网络开销,取得相对较好的综合性能.识别节点在不同的地理单元上的运动模式,更加准确地拟合随机变量 T_N 的分布,是论文的后续工作重点.

References:

- [1] Pelusi L, Passarella A, Conti M. Opportunistic networking: Data forwarding in disconnected mobile ad hoc networks. *IEEE Communications Magazine*, 2006,44(11):134–141. [doi: 10.1109/MCOM.2006.248176]
- [2] Vadhat A, Becker D. Epidemic routing for partially connected ad hoc networks. Technical Report, CS-2000-06, Durham, North Carolina: Duke University, 2000. 1–16.

- [3] Spyropoulos T, Psounis K, Raghavendra CS. Spray and wait: An efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks. In: Guérin R, ed. Proc. of the 2005 ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking. Philadelphia: ACM Press, 2005. 252–259. [doi: 10.1145/1080139.1080143]
- [4] Lindgren A, Doria A, Schelen O. Probabilistic routing in intermittently connected networks. Mobile Computing and Communications Review, 2003,7(3):19–20. [doi: 10.1145/961268.961272]
- [5] Ferguson TS. Optimal stopping and applications 2006. 2006. <http://www.math.ucla.edu/~tom/Stopping/Contents.html>
- [6] Helsinki University of Technology. The opportunistic network environment simulator 2012. 2012. <http://www.netlab.tkk.fi/tutkimus/dtn/theone/>
- [7] Exploratorium. Cabspotting project 2012. 2012. <http://cabspotting.org/index.html/>
- [8] Spyropoulos T, Psounis K, Raghavendra CS. Spray and focus: Efficient mobility-assisted routing for heterogeneous and correlated mobility. In: Hurson A, Pingali G, eds. Proc. of the 5th Annual IEEE Int'l Conf. on Pervasive Computing and Communications Workshops (PerComW 2007). New York: IEEE, 2008. 79–85. [doi: 10.1109/PERCOMW.2007.108]
- [9] Liu C, Wu J. An optimal probabilistic forwarding protocol in delay tolerant networks. In: Knightly EW, ed. Proc. of the 10th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc 2009). New York: ACM Press, 2008. 105–114. [doi: 10.1145/1530748.1530763]
- [10] Balasubramanian A, Levine BN, Venkataramani A. DTN routing as a resource allocation problem. In: Murai J, ed. Proc. of the Conf. on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications (SIGCOMM 2007). Kyoto: ACM Press, 2007. 373–384. [doi: 10.1145/1282380.1282422]
- [11] Cai H, Eun DY. Crossing over the bounded domain: From exponential to power-law intermeeting time in mobile ad hoc networks. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2009,17(5):1578–1591. [doi: 10.1109/TNET.2008.2011734]
- [12] Hui P, Crowcroft J, Yoneki E. Bubble rap: Social-Based forwarding in delay tolerant networks. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2011,10(11):1576–1589. [doi: 10.1109/TMC.2010.246]
- [13] Gao W, Li Q, Zhao B, Cao G. Multicasting in delay tolerant networks: A social network perspective. In: Knightly EW, ed. Proc. of the 10th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc 2009). New Orleans, 2009. 299–308. [doi: 10.1145/1530748.1530790]
- [14] Altman E, Basar T, Pellegrini FD. Optimal monotone forwarding policies in delay tolerant mobile ad-hoc networks. Performance Evaluation, 2010,67(4):299–317. [doi: 10.1016/j.peva.2009.09.001]
- [15] Erramilli V, Crovella M, Chaintreau A, Diot C. Delegation forwarding. In: Jia X, ed. Proc. of the 9th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc 2008). Hong Kong: ACM Press, 2008. 251–260. [doi: 10.1145/1374618.1374653]
- [16] Hanbali AA, Nain P, Altman E. Performance of ad hoc networks with two-hop relay routing and limited packet lifetime. Performance Evaluation (extended version), 2008,65(6-7):463–483. [doi: 10.1016/j.peva.2007.12.005]
- [17] Cai S, Zhang SF, Dong YQ, Wu GX. An optimal stopping strategy for opportunistic broadcast channel access. Ruan Jian Xue Bao/ Journal of Software, 2012,23(9):2413–2428 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4138.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2012.04138]

附中文参考文献:

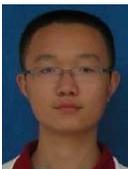
- [17] 蔡顺,张三峰,董永强,吴国新.面向编码机会路由的无线 Mesh 网络广播信道接入.软件学报,2012,23(9):2413–2428. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4138.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2012.04138]



张三峰(1979—),男,山东金乡人,博士,讲师,CCF 会员,主要研究领域为无线 Mesh 网络,网络编码。
E-mail: sfzhang@seu.edu.cn



陈州(1988—),男,硕士生,主要研究领域为机会网络。
E-mail: chenzhouly@126.com



黄迪(1992—),男,本科生,主要研究领域为无线自组网,机会网络。
E-mail: seusofthd@gmail.com



吴国新(1956—),男,教授,博士生导师,主要研究领域为计算机网络,开放网络信任管理。
E-mail: gwu@seu.edu.cn