

文章编号: 2095-4980(2021)06-1108-06

基于相遇时长的时延容忍路由

周 峰¹, 刘 珂²

(1.驻马店幼儿师范高等专科学校 计算机系, 河南 驻马店 463000; 2.黄淮学院 信息工程学院, 河南 驻马店 463000)

摘 要: 移动用户和无线设备终端已成为大量数据的源节点。在如此数据密集型的移动的无线通信网络中, 时延容忍网络(DTNs)在数据路由、分发和收集阶段扮演着重要作用。为此, 提出基于相遇时长的时延容忍路由(CDR)。先分析了数据密集型路由问题: 仅凭一次相遇机会无法完成大数据量的传输。再通过相遇频率、相遇时长和缓存区的可用空间三项信息, 计算路径的权重, 将具有最大权重的路径作为最短路径, 并依此路径传输数据。仿真结果表明, 相比于等待路由(SW), CDR 路由有效地提高了数据包传递率。

关键词: 时延容忍网络; 路由; 大数据; 相遇时长; 可用的缓存区

中图分类号: TN914

文献标志码: A

doi: 10.11805/TKYDA2019385

Contact duration-based routing in delay-tolerant networks

ZHOU Feng¹, LIU Ke²

(1.Department of Computer Science, Zhumadian Preschool Education College, Zhumadian Henan 463000, China;

2.College of Information Engineering, Huanghuai University, Zhumadian Henan 463000, China)

Abstract: Mobile users and wireless devices are now the sources of a large volume of data. In such data-intensive mobile and wireless computing systems, Delay-Tolerant Network(DTN) routing plays a critical role in data routing, dissemination, and collection. Therefore, Contact Duration-based Routing (CDR) is proposed in this paper. A new routing problem that the transmission of large volume of data cannot be completed in one contact is introduced firstly for data-intensive routing. Then the weight of the path is calculated by three kinds of information including contacting frequency, contacting duration and the available space of the cache area. Taking the path with the maximum weight as the shortest path, data is transmitted according to this path. Simulation results show that compared with Spray-and-Wait(SW) routing, CDR routing can effectively improve packet delivery rate.

Keywords: Delay-Tolerant Networks; routing; large volume of data; contacting duration; available buffer size

目前, 时延容忍网络(DTNs)已广泛应用于分组交换网络^[1-2]、移动人群感知^[3]等场景。受机会网络的分布特性限制, DTNs 的网络模型并不同于传统的无线网络。并且这些场景对数据传输时延具有较苛刻的要求。为了满足端到端通信时延要求, 文献[4-6]提出不同路由策略。这些策略是假定移动节点间交互的数据包尺寸与单次接触内可传输的数据包尺寸一般小。然而, 随着电子通信设备的迅速增加, 每个终端设备(节点)需传输消息的尺寸迅速增大, 这就使 DTNs 网络需传输的数据量越来越大。为了有效地分发和收集数据, 研究人员提出不同的路由策略。例如文献[7]针对车联网的数据传输问题, 应用无人机, 充分利用无人机的高空管控特性, 克服了车联网中车辆的高速移动给数据传输带来的困境。然而, 对于时延容忍网络, 应用无人机的成本较高。为了分发海量数据, 文献[8]应用协作缓存策略, 并利用亚指数分布对机会多跳路径进行建模。同时, 将传递消息的最高概率的路径定义为最短路径。类似地, 文献[9]也应用了协作缓存。此外, 文献[10]对数据复本问题进行处理, 并利用 Pareto 分布设置链路权重, 同时考虑了每次相遇的时长问题。然而, 它只考虑了单跳链路, 并没有考虑多跳机会路径。文献[11-12]也提出面向时延容忍路由, 但其只针对 Internet 和数据中心网络, 并没有考虑节点移动问题。为此, 针对 DTNs, 引入新的路由概念: 数据密集型路由。设计的数据密集型路由的目的就是

收稿日期: 2019-10-10; 修回日期: 2020-04-21

基金项目: 2018 年度河南省重大科技专项资助项目(182102210100)

最大化从源节点至目的节点的海量数据(大数据)的传输率。

本文所提出相遇时长的时延容忍路由(CDR)不同于传统的 DTNs 路由,主要体现在以下几点:首先,相对于单一的相遇机会内可传输的数据量和中间转发节点缓存区可容纳的数据量,从源节点至目的节点所要传输的数据量很大,甚至相比于文献[6-8]所考虑的数据密集型路由,本文所考虑的数据尺寸仍很大;其次,并不认为消息的复本数越多,消息传递率就越高;CDR 路由利用相遇频率、相遇时长和缓存区尺寸三项信息计算路径的权重,并择优选择路径传输数据。仿真表明,提出的 CDR 路由有效地提高了数据包传输率,并控制了开销。

1 网络模型及问题描述

1.1 网络模型

用无向连接图 $G=(V,E)$ 表述 DTNs 网络,其中 V 为节点集,而 E 为链路集。令 $e_{i,j}$ 表示节点 v_i 与节点 v_j 间的链路。节点 v_i 、节点 v_j 间至少有过一次相遇,才认为在图 G 中存在链路 $e_{i,j}$ 。

令 $\lambda_{i,j}$ 表示节点 v_i 与 v_j 的相遇频率。而 $1/\lambda_{i,j}$ 表示它们相遇的时间间隔。在时刻 t , 节点 v_i 相遇 v_j 的概率服从指数分布,即 $\lambda_{i,j}e^{-\lambda_{i,j}t}$ 。因此,在时间 T 内,节点 v_i 相遇 v_j 的概率可表述为:

$$\int_0^T \lambda_{i,j} e^{-\lambda_{i,j}t} dt = 1 - e^{-\lambda_{i,j}T} \quad (1)$$

此外,令 M 表示要传输的消息,并将消息 M 划分为 ℓ 个消息块(Message Block, MB),即 $M = \{m_1, m_2, \dots, m_\ell\}$ 。若两个节点在彼此的通信范围内,它们就能够发送/接收 MBs。

令 $\delta_{i,j}$ 表示节点 v_i 与 v_j 一次相遇的平均链路时长。为了简化描述,假定在单位时间内一个节点能够将消息的一个 MB 传输至另一个节点。例如,若节点 v_i 与 v_j 的一次相遇的连通时间为 60 s,则 v_i 能向 v_j 传输 60 个 MBs。提出 CDR 路由的目的就是处理数据密集型路由。因此,消息 M 的尺寸大于 ℓ ,即对于任意的 $v_i, v_j \in V, \ell \gg \delta_{i,j}$ 。

网络内节点均保持一个缓存区,用于存储消息块 MB。不失一般性,假定所有节点的缓存区相同。用能够存储的消息块数衡量节点缓存区尺寸大小,即将消息块数作为缓存区的单位。具体而言,令 B_i 表示节点 v_i 的缓存区尺寸。例如, $B_i = 120$,则表示节点 v_i 能够存储 120 个 MBs。此外,设定最大的缓存区尺寸。任意节点的缓存区尺寸均不大于最大的缓存区尺寸,即 $\forall v_i, B_i \leq B_{\max}, i = 1, 2, \dots, N$ 。其中 B_{\max} 表示最大的缓存区尺寸; N 表示网络内总的节点数。

此外,在数据密集型路由中,消息 M 的尺寸远大于缓存区的最大存储空间,即 $\ell \gg B_{\max}$ 。

1.2 数据密集型路由的问题

令 v_s 为源节点,其需要向目的节点 v_d 传输消息 $M = \{m_1, m_2, \dots, m_\ell\}$ 。网络内允许最多存在 L 个消息复本。转发节点的缓存区最多可存储 B_{\max} 个 MBs。令 T 表示消息的有效时间,即必须在时间 T 完成消息的传输。如果消息 M 的所有 MBs 在时间 T 内传输至节点 v_d ,则认为此路由是成功的,否则认为路由失败。

一条消息最多能复制成 L 个复本。不同复本的同个序号的 MB 内容完全相同。令 $m_i^{(j)}$ 表示消息 M 的第 j 个复本的第 i 个 MB。对于任意的 j 和 $j' (j \neq j')$,满足 $m_i^{(j)} = m_i^{(j')}$ 。因此,目的节点 v_d 能够从不同复本中获取 MBs,进而恢复原始消息 M 。

数据密集型路由所存在的问题:1) 消息尺寸远大于缓存区尺寸,即 $\ell \gg B_{\max}$; 2) 一次相遇时,节点能够传输的数据量远小于消息尺寸,即 $\ell \gg \delta_{i,j}$ 。

2 CDR 路由

2.1 相遇时长感知的机会路径

依据文献[10]可知,在时间段 T 内两节点的相遇次数和相遇时长服从 Poisson 和 Pareto 分布。引入变量 $X_{i,j}$,其表示节点 v_i 与节点 v_j 的相遇次数。依式(2)可计算 $X_{i,j} = k$ 的概率:

$$\Pr[X_{i,j} = k] = \frac{(\lambda_{i,j}T)^k e^{-\lambda_{i,j}T}}{k!} \quad (2)$$

令变量 $Y_{i,j}$ 表示节点 v_i 与节点 v_j 的一次相遇的时长。用 $\alpha_{i,j}$ 和 $y_{i,j}$ 表示这些形状及比例参数, 则 $Y_{i,j}$ 的概率密度函数可表述为:

$$f_{Y_{i,j}}(y) = \begin{cases} \frac{\alpha_{i,j} y^{\alpha_{i,j}}}{y^{\alpha_{i,j}+1}}, & \text{if } y > y_{i,j} \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3)$$

用 $Z_{i,j}^{(k)}$ 表示 k 次相遇的总的相遇时长, 即 $Z_{i,j}^{(k)} = Y_{i,j}^1 + Y_{i,j}^2 + \dots + Y_{i,j}^{(k)}$ 。其中 $Y_{i,j}^{(k)}$ 表示节点 v_i 与 v_j 的第 k 次相遇时长。因此, 在时间段 T 内, 节点 v_i 与 v_j 总的相遇时长可表述为:

$$F_{Z_{i,j}}(T) = \sum_{k=1}^{\infty} \Pr[X_{i,j} = k] \times f_{Z_{i,j}}^{(k)}(T) \quad (4)$$

式中 $f_{Z_{i,j}}^{(k)}(T)$ 表示 k 次相遇的 Pareto 分布的卷积。将 $F_{Z_{i,j}}(T)$ 可看成节点 v_i 与 v_j 链路的权值。

假定源节点 v_s 与目的节点 v_d 有 η 跳(Hop)距离。令节点 v_i 与 v_j 是在 η 跳中任意两个节点。由于 $F_{Z_{i,j}}(T)$ 表示节点 v_i 与 v_j 链路的权值, 将 η 跳的链路的权值之和作为源节点 v_s 与目的节点 v_d 路径的权值:

$$H_{s,d}(T) = \sum_{h=1}^{\eta} F_{Z_{i,j}}^{(h)}(T) \quad (5)$$

式中 $F_{Z_{i,j}}^{(h)}(T)$ 表示第 h 个链路的链路权值。

因此, 可依式(6)计算源节点 v_s 与目的节点 v_d 的相遇时长感知的机会路由的权值:

$$H_{s,d}(T) = F_{Z_{i,j}}^{(\eta)}(T) \quad (6)$$

注意到式(6), 其并不是闭合解。为此, 接下来, 通过简化推导, 得到源节点 v_s 与目的节点 v_d 在时限 T 内的传输数据的概率^[13]。

2.2 链路权重

为了简化分析, 规定只有当 $\lambda_{i,j}T > 1$, 才利用节点 v_i 与 v_j 间链路构建路由。而 $\lambda_{i,j}T > 1$ 意味着节点 v_i 与 v_j 在时间 T 内, 相遇不止一次。每次相遇的时长为 $Y_{i,j}$ 。

由于服从 Pareto 分布, 可依式(7)计算 $Y_{i,j}$ 的期望值:

$$E[Y_{i,j}] = \begin{cases} \infty, & \text{if } y > y_{i,j} \\ \frac{\alpha_{i,j} y_{i,j}}{\alpha_{i,j} - 1}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (7)$$

假定一个单位时间内能传输一个 MB。若相遇时长为 $Y_{i,j}$, 只要节点 v_j 的缓存区足够大, 则节点 v_i 就能向节点 v_j 传输 $Y_{i,j}$ 个 MBs。反之, 若节点 v_j 的缓存区不够大, 则节点 v_i 与 v_j 传输 MB 就受 v_j 的缓存区限制。因此, 节点 v_i 能向节点 v_j 传输 MB 的期望数可依式(8)计算:

$$c = \min\{E[Y_{i,j}], B_j\} \quad (8)$$

令 $p_{i,j}(T, \ell)$ 表示节点 v_i 在时间段 T 内传输消息 M 的概率, 其中消息 M 可划分为 ℓ 个 MBs。假定在节点 v_i 与节点 v_j 的每次相遇, 节点 v_i 能就向节点 v_j 传输 c 个 MBs。因此, 在时间段 T 内至少需要 ℓ/c 次相遇, 才能完成消息 M 的传输。据此, 可依式(9)计算 $p_{i,j}(T, \ell)$:

$$p_{i,j}(T, \ell) = 1 - \sum_{k=0}^{\ell/c-1} \frac{(\lambda_{ij}T)^k e^{-\lambda_{ij}T}}{k!} \quad (9)$$

2.3 相遇频率的拓延

依式(9)可知, $p_{i,j}(T, \ell)$ 结合了相遇频率、相遇时长和缓存区尺寸。但其并没有考虑到路径的差异性。由于接收节点可用的缓存空间是动态变化的, 在一些时刻一条好的路径的数据传输率可能比较低。换言之, 即使相遇了一个好的转发节点, 但因该转发节点的缓存区是满溢状态, 也无法向该节点转发消息。

考虑一条由节点 v_i 、 v_j 和 v_k 组成的路径, 如图 1 所示。其中节点 v_j 的缓存区用于转发 MBs。假定在第一次相映衬时, 节点 v_i 向节点 v_j 传输了 x 个 MBs。因此, 在节点 v_i 向 v_j 再转发 x' 个 MBs 前, 节点 v_j 必须先将缓

存区内的消息转发出去，即节点 v_j 需先给节点 v_k 传输一些 MBs，使自己的缓存区有可用空间。据此，节点 v_i 向节点 v_j 传输消息的机会受节点 v_j 的可用缓存区的限制。

由于可用缓存空间是随时间变化的，将可用缓存空间纳入链路权值非常困难。据此，定义两个节点间的有效相遇频率。令 t_f 表示节点 v_j 向下一个节点转发 x 个 MBs 所需的期望时间，其定义如式(10)所示：

$$t_f = \frac{x}{\min\left\{\bar{\lambda}_j \times \frac{1}{E[Y_{j,k}]}, B_{\max}\right\}} \times \bar{\lambda}_j \quad (10)$$

式中 $E[Y_{j,k}]$ 表示节点 v_j 与节点 v_k 的平均相遇时间。而 $\bar{\lambda}_j$ 表示它们的平均相遇间隔，其定义如式(11)所示：

$$\bar{\lambda}_j = \frac{1}{|N(j)|} \sum_{\forall v_k \in N(j)} \frac{1}{\lambda_{j,k}} \quad (11)$$

式中 $N(j)$ 表示节点 v_j 的邻居集。

令 $\lambda'_{i,j}(t_e, x)$ 表示节点 v_j 与节点 v_i 的有效相遇频率，其中 t_e 表示节点 v_i 向节点 v_j 传输了 x 个 MBs 后所经历的时间。则 $\lambda'_{i,j}(t_e, x)$ 的倒数，就等于有效相遇时间：

$$\frac{1}{\lambda'_{i,j}(t_e, x)} = \begin{cases} t_f + \frac{1}{\lambda_{i,j}}, & \text{if } t_f < t_e \\ \frac{1}{\lambda_{i,j}}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (12)$$

用有效相遇频率 $\lambda'_{i,j}(t_e, x)$ 替换式(9)的接触频率，可计算式(9)的传输概率。

2.4 路径选择

假定源节点 v_s 离目的节点 v_d 有 η 跳。若 $\eta=1$ ，则直接依据式(9)计算传输概率。若 $\eta \geq 2$ ，需要对 $p_{i,j}(T)$ 进行卷积(见式(5))。然而，若直接卷积，计算量很大，增加了移动设备的成本。

为此，利用 $\hat{H}_{s,d}(T)$ 代替式(5)的 $H_{s,d}(T)$ ，其定义如式(13)所示：

$$\hat{H}_{s,d}(T) = \min_{\forall p_{i,j}(T) \text{ in a path}} \{p_{i,j}(T)\} \quad (13)$$

式(13)表明，将路径中最小链路 $p_{i,j}$ 值作为该路径的权值。并将具有最大 $\hat{H}_{s,d}(T)$ 的路径作为节点 v_s 与节点 v_d 间的最短路径。例如，图 2 显示了 4 个节点，并标出每对节点间的相遇频率以及相遇时长。

从图 2 可知，从 v_s 至节点 v_d 间存在两条路径： $\{v_s, v_1, v_d\}$ 和 $\{v_s, v_2, v_d\}$ 。假定 $\ell=3000$ ，消息的截止时限为 1 000 ($T=1\ 000$)，每个节点能够缓存 300 个 MBs。

最初，当 $t=0$ 时，每条链路的权重初始化为： $p_{s,1}(T) \approx 0.977$ ， $p_{1,d}(T) \approx 0.934$ ， $p_{s,2}(T) \approx 0.999$ ， $p_{2,d}(T) \approx 0.997$ 。因此，链路 $e_{1,d}$ 的权重最低，依据式(13)可知，路径的权值等于构建此路径的所有链路的最小链路的权重值，导致路径 $\{v_s, v_1, v_d\}$ 的权重为 0.934。因此，链路 $e_{1,d}$ 降低了 $\{v_s, v_1, v_d\}$ 路径的权重，成为 $\{v_s, v_1, v_d\}$ 路径的瓶颈。因此，在时刻 $t=0$ 时，路径 $\{v_s, v_2, v_d\}$ 的性能优于路径 $\{v_s, v_1, v_d\}$ 。

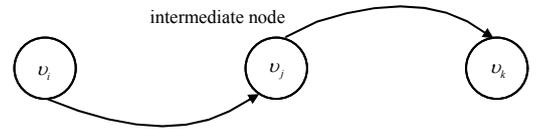


Fig.1 Example of intermediate node forwarding
图 1 中间节点转发示例

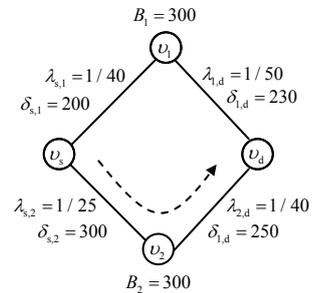


Fig.2 Example of path weight
图 2 路径权重示例

3 性能分析

3.1 仿真环境

引用文献[14]的 CRAWDAD 数据库内的轨迹数据。该轨迹数据包括静态节点与移动节点间相遇记录。每条相遇记录包含节点的 ID 号和相遇时长。每次仿真独立重复 100 次，取平均值作为最终的仿真数据。表 1 给出仿真参数。

表 1 仿真参数

| Table1 Simulation parameters | |
|------------------------------|-----------------------------|
| parameter | value (default value) |
| number of nodes | 41 iMotes |
| inter-contact time | given by a trace |
| contact duration | given by a trace |
| message deadline | 1 000 to 300 000 units |
| number of message copies | 1 to 5 (3) |
| message size | 500 to 5 000 (3 000) blocks |
| buffer size | 100 to 3 000 (300) |
| number of simulations | 100 |

选择等待路由(Spray-and-Wait, SW)和文献[8]提出的相遇时长感知路由(Contact Duration Aware Routing, CDAR)作为参照,并与 CDR 进行对比分析路由性能,包括数据包传递率和 MB 传递率。

3.2 数据包传递率

本小节分析消息尺寸 ℓ 、消息的复本数 L 、缓存区尺寸 B_{max} 对数据包传递率的影响。

图 3 显示了消息尺寸 ℓ 对数据包传递率的影响,其中 ℓ 从 1 000 至 5 000 变化。从图可知,随着消息尺寸 ℓ 的增加,数据包传递率呈下降趋势。原因在于:消息尺寸 ℓ 越大,需要转发的 MBs 越多。此外,相比于 SW 和 CDAR,提出的 CDR 路由的数据包传递率最高。当 $\ell=5\ 000$ 时,CDR 路由的数据包传递率近 SW 的两倍。

图 4 显示了消息的复本数 L 对数据包传递率的影响。从图可知,当 L 增加至 2 后,CDAR 和 CDR 路由的数据包传递率并没有因 L 的增加而继续上升。这也说明 L 与数据包传递率并没有呈线性关系。

图 5 显示缓存区尺寸 B_{max} 对数据包传递率的影响。从图可知,当 B_{max} 从 100 增加至 500 期间,CDAR 和 CDR 路由的数据包传递率是随 B_{max} 的增加而上升。然而,当 B_{max} 增加至 500 后,它们的数据包传递率随 B_{max} 增加而上升的速度变缓,基本上保持稳定。

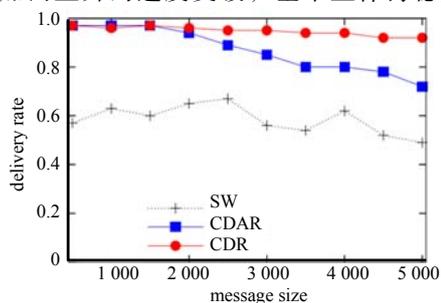


Fig.3 Delivery rate vs. message size
图 3 数据包传递率对消息尺寸 ℓ

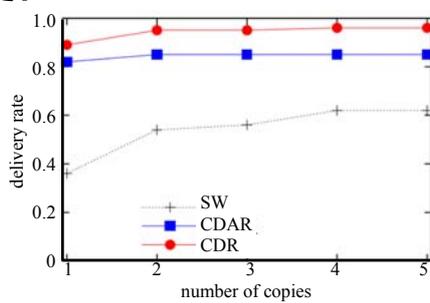


Fig.4 Delivery rate vs. number of copies
图 4 数据包传递率对消息复本数 L

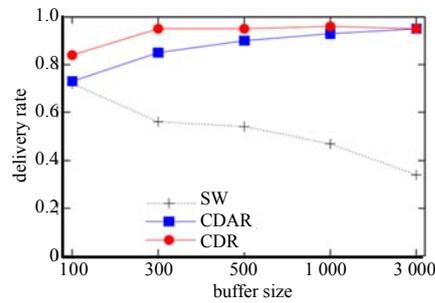


Fig.5 Delivery rate vs. buffer size B_{max}
图 5 数据包传递率对 B_{max}

3.3 MBs 的转发率

本小节分析 CDR 路由的 MBs 的转发率随消息尺寸 ℓ 、消息的复本数 L 、缓存区尺寸 B_{max} 的变化情况。

从图 6 可知,消息尺寸 ℓ 的增加,提高了 3 个路由策略的 MBs 转发率。但相比于 SW,CDR 路由的 MBs 转发率较低。这说明相比于 SW,CDR 路由控制了开销。但其开销仍高于 CDAR 路由。

图 7 显示了消息的复本数 L 对 MBs 的转发率的影响。在 SW 路由中,源节点直到遇见目的节点,才停止转发 MBs。因此,SW 的 MBs 的转发率随消息复本数呈线性增长关系。而 CDAR 和 CDR 路由的 MBs 的转发率并没有随消息复本变化而变化,保持稳定的转发率,有效地控制开销。缓存区尺寸 B_{max} 对 MBs 的转发率的影响如图 8 所示。从图 8 可知,CDAR 路由的 MBs 的转发率最低,而 CDR 路由的 MBs 的转发率略高于 SW。

通过上述数据可知,CDR 路由能够以低的开销保持高的数据包传递率性能。

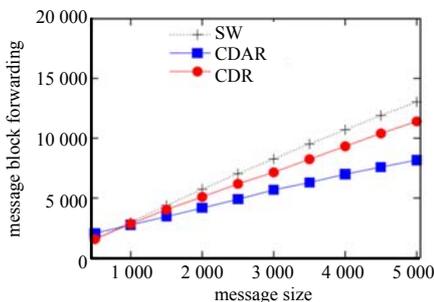


Fig.6 Number of message forwarding vs. message size ℓ
图 6 MBs 的转发率对消息尺寸 ℓ

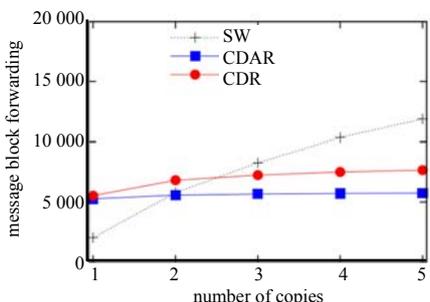


Fig.7 Number of message forwarding vs. number of copies
图 7 MBs 的转发率对消息复本数 L

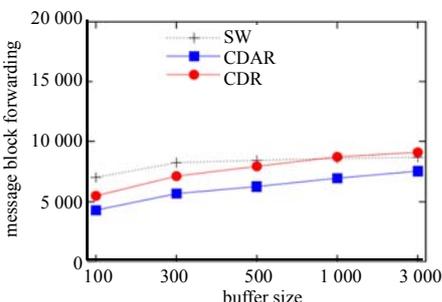


Fig.8 Number of message forwarding vs. buffer size B_{max}
图 8 MBs 的转发率对 B_{max}

4 结论

针对大量数据问题,提出了相遇时长的时延容忍路由 CDR。CDR 路由关注了节点需传输的数据量的问题,并将相遇频率、相遇时长和缓存区尺寸信息进行融合,估计路径的权值。再依据路径权值择优选择路径传输数据。仿真结果表明,提出的 CDR 路由提高了数据包传递率。

参考文献：

- [1] 郑莹,裴芳,董龙明. 基于节点综合效能的 DTN 路由算法[J]. 火力与指挥控制, 2017,42(2):119-124. (ZHENG Ying, PEI Fang,DONG Longming. Synthetical effectiveness based DTN routing algorithm[J]. Fire Control and Command Control, 2017,42(2):119-124.)
- [2] 王汝言,李宏娟,李红霞. 基于 SMDP 的虚拟化无线传感网络资源分配策略[J]. 太赫兹科学与电子信息学报, 2020, 18(1):66-71. (WANG Ruyan,LI Hongjuan,LI Hongxia. SMDP-based resource allocation strategy in virtualized WSN[J]. Journal of Terahertz Science and Electronic Information Technology, 2020,18(1):66-71.)
- [3] LE T,KALANTARIAN H,GERLA M. A novel social contact graph-based routing strategy for workload and throughput fairness in delay tolerant networks[J]. Wireless Communications and Mobile Computing, 2016,16(11):1352-1362
- [4] 和何,李琳琳,路云飞. 战场环境下基于节点移动性的 DTN 路由算法[J]. 火力与指挥控制, 2018,43(12):38-41. (HE He,LI Linlin,LU Yunfei. DTN routing algorithm based mobility of nodes in battlefield environment[J]. Fire Control and Command Control, 2018,43(12):38-41.)
- [5] 李建铎,刘建明,李龙,等. 基于节点关键度的 DTN 路由算法[J]. 计算机仿真, 2018,35(4):126-130. (LI Jianduo,LIU Jianming,LI Long,et al. DTN routing algorithm based on key nodes[J]. Computer Simulation, 2018,35(4):126-130.)
- [6] CAO W,LI Q,CAO G. Forwarding redundancy in opportunistic mobile networks: investigation and elimination[C]// IEEE INFOCOM 2014 - IEEE Conference on Computer Communications. Canada:IEEE, 2014:2301-2309.
- [7] XIAO Liang,LU Xiaozhen,WANG Lei. UAV relay in VANETs against smart jamming with reinforcement learning[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2018,67(5):4087-4098.
- [8] GAO W,CAO G,IYENGAR A. Cooperative caching for efficient data access in disruption tolerant networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2014,13(3):611-625.
- [9] GAO W,CAO G,SRIVATSA M. Distributed maintenance of cache freshness in opportunistic mobile networks[C]// 2012 IEEE 32nd International Conference on Distributed Computing Systems. Macau,China:IEEE, 2012:132-141.
- [10] ZHAO J,ZHUO X,LI Q. Contact duration aware data replication in DTNs with licensed and unlicensed spectrum[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2016,15(4):803-816.
- [11] LONG L,YU H,FOERSTER K T,et al. Inter-datacenter bulk transfers: trends and challenges[J]. IEEE Network, 2020, 34(5):240-246.
- [12] LAOUTARIS N,SMARAGDAKIS G,RODRIGUEZ P. Delay tolerant bulk data transfers on the internet[J]. ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review, 2019,37(1):229-238.
- [13] 薄珏,乔林,王丹妮,等. 基于转发概率的时延容忍网络路由[J]. 中国电子科学研究院学报, 2019,14(8):781-785,797. (BO Jue,QIAO Lin,WANG Danni,et al. Forwarding-probability based-routing in delay tolerant networks[J]. Journal of China Academy of Electronics and Information Technology, 2019,14(8):781-785,797.)
- [14] JAMES Scott,RICHARD Gass,JON Crowcroft,et al. The Cambridge/haggle dataset(v.2009-05-29)[DS/OL]. [2020-04-21]. <http://crawdad.org/cambridge/haggle/20090529>.

作者简介：

周 峰(1980-), 男, 河南省驻马店市汝南县人, 本科, 讲师, 主要研究方向为计算机网络安全.email: 11742924@qq.com.

刘 珂(1980-), 男, 河南省新蔡县人, 硕士, 副教授, 主要研究方向为信息检索、网络安全.

勘误：

2021 年《太赫兹科学与电子信息》学报第 5 期第 814 页的“doi:10.11805/TKYDA2021131”应为：“doi:10.11805/TKYDA2021201”。