

供给需求关系感知的间断连接无线网络安全路由机制

杨鹏^{1,2}, 唐洋¹, 舒娜¹, 王汝言¹

(1. 重庆邮电大学 宽带泛在接入技术研究所, 重庆 400065; 2. 工业和信息化部电信研究院, 北京 100191)

摘要: 针对间断连接无线网络中限制消息副本路由机制的低消息投递率与存在恶意节点攻击的问题, 提出了一种节点状态实时感知的安全路由机制, 采用供给需求模型对节点转发消息的过程进行建模, 通过动态感知节点活跃度、邻居节点剩余缓存率和相遇节点声誉值, 结合消息生存时间比, 建立节点对消息配额的供给需求模型, 进而合理分配稀缺的配额资源, 并在本地网络状况满足约束条件下, 依据消息需求弹性动态更新消息配额, 实现可靠的安全路由机制。数值结果表明, 所提出的路由机制有效地减小了恶意节点攻击行为的影响, 并大幅改善消息投递率和消息平均时延。

关键词: 间断连接无线网络; 供给需求模型; 消息配额; 路由机制

中图分类号: TP393

文献标识码: A

Secure supply and demand relationship perception routing in intermittently connected wireless networks

YANG Peng^{1,2}, TANG Yang¹, SHU Na¹, WANG Ru-yan¹

(1. Broadband Ubiquitous Network Laboratory, Chongqing University of Posts and Telecommunications, Chongqing 400065, China;

2. China Academy of Telecommunications Research, Beijing 100191, China)

Abstract: Because of low message delivery probability and nodes malicious attack behaviors in the quota-limit routing for intermittently connected wireless networks, a secure routing is proposed based on supply and demand relationship perception. According to activity degree, average residual buffer ratio of neighbors and encountered nodes reputation dynamically perceived by nodes, the encountered nodes in real time build the supply and demand model and determine the message quota allocation combined with the message survival ratio in common. When network status meets constraint situations, update message quota dynamically based on demand elasticity of message. Simulation results show that the proposed strategy effectively reduces influence of nodes malicious behaviors and improve network performance greatly.

Key words: intermittently connected wireless networks; supply and demand model; message quota; secure routing

1 引言

无需预先在源节点与目的节点之间建立完整的端到端路径, 间断连接无线网络依靠节点运动过程所产生的相遇机会, 以更加灵活的“存储—携带—转发”方式实现消息的逐跳转发, 使消息最终到达目的节点^[1]。显然, 这类网络架构下的路由机制

是保证网络可用性的关键技术之一。为了提高消息投递率的同时降低消息平均时延, 大多数路由机制允许网络中存在多个给定消息的副本, 以并行方式实现消息传输。但随着消息副本数量的逐渐增加, 虽然消息投递率得到了有效保障, 但却消耗了节点大量的缓存资源并减少了其他消息转发的机会。同时, 部分节点可能因为节省缓存资源或能量资源而

收稿日期: 2015-11-04

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61371097); 重庆市科委基金资助项目(cstc2014jcyjA40039); 重庆市教委基金资助项目(KJ1400402); 重庆市青年科技人才培养计划基金资助项目(CSTC2014KJRC-QNRC40001)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China(61371097); The Project of Chongqing Science & Technology Commission(cstc2014jcyjA40039); The Science and Technology Project of Chongqing Municipal Education Commission(KJ14004-02); Youth Talents Training Project of Chongqing Science & Technology Commission(CSTC2014KJRC-QNRC40001)

拒绝转发消息，在一定程度上影响了网络性能。此外，网络中也有可能存在恶意节点，通过丢弃消息的攻击行为对网络性能产生严重影响。因此，针对网络中存在恶意节点的客观情况下，研究高效的安全路由机制，使其最大限度地满足网络性能要求，一直是间断连接无线网络研究的热门问题之一。

目前，研究人员针对间断连接无线网络的特点，在洪泛路由机制的基础上，提出了限制消息副本的路由机制，即由源节点产生新消息时赋予该消息一定的副本数量，并在后续网络运行时至多存在与副本数量相等的消息副本数，以有效降低消息转发过程中所消耗的网络资源并提高网络性能。文献[2]中将相遇节点的相遇权重和相遇节点与目的节点的相遇概率作为分配消息配额参数，但所使用的相遇概率计算方法过于简单，无法准确度量相遇节点与目的节点的相遇概率。为了使消息配额分配能够适应间断连接无线网络动态变化的特点，文献[3]根据相遇节点的邻居节点列表与相遇节点活跃度分配消息配额，并在本地网络缓存允许的情况下，动态增加或减少节点携带的消息配额，结果表明其网络性能得到了一定提高。文献[4]中充分利用网络社会属性，将节点划分为不同社区，由社区网关节点负责在社区内分配消息配额，但仅根据节点移动特性决定社区网关节点，考虑因素单一，且当社区内节点需要转发消息时，寻找网关节点也存在一定困难，消息配额分配缺乏合理性。文献[5]提出了限制消息副本的安全路由机制，通过限制节点转发消息次数，达到防止恶意节点引发洪泛攻击的目的，但削弱了普通节点转发消息的能力，影响了网络性能。因此，在限制消息副本的间断连接无线网络中，如何根据网络特性，在降低恶意节点攻击的影响下，提出更加合理的消息配额分配方式，依然存在较大难度。

针对上述问题，提出了一种供给需求关系感知的间断连接无线网络安全路由机制（SSDRPR, secure supply and demand relationship perception routing），根据相遇历史信息实时感知节点活跃度、邻居节点剩余缓存率、相遇节点声誉值，结合消息生存时间比，建立相遇节点对消息的供给需求模型，合理确定消息配额在相遇节点的分配，并在消息需求弹性小而邻居节点剩余缓存率大时，动态增加消息配额，在消息需求弹性大而邻居节点剩余缓存率小时，动态减少消息配额，使节点以更加合理

的消息配额转发消息，从而实现提高网络性能的安全路由机制。

2 节点状态感知方法

大量实测数据显示，间断连接无线网络中的节点具有较强的社会属性，使节点相遇的频繁程度不同，且相遇持续时间不同，最终导致转发消息的能力呈现出一定差异^[6]。可见，节点活跃度是消息配额分配的重要参数之一，消息经过活跃度高的节点携带之后，其成功投递概率也将得到增强。此外，节点仅会与网络中的部分节点频繁相遇并转发消息，但由于节点缓存资源有限，不能无限制地缓存消息，可以借助频繁相遇的邻居节点缓存消息，使消息在剩余缓存空间较大的邻居节点获得更多转发消息的机会。因此，邻居节点剩余缓存率也是消息配额分配的重要参数之一。再者，由于网络中客观存在的恶意节点攻击行为，造成部分消息丢弃，严重影响了消息配额的合理分配，最终使消息投递率下降，增加了消息平均时延，负载率也受到了一定影响。因此通过感知相遇节点声誉值，能够评估节点是否为恶意节点，进而为节点转发消息与否提供参考价值。

2.1 节点活跃度估计

节点具有不同的移动特性，与网络中其他节点的相遇机会存在差异，使其转发消息的机会也并不相同^[7]。因此通过估计节点活跃度，可以获知节点与其他节点的相遇机会，进而依靠活跃度高的节点转发更多消息，从而使消息快速在网络中广泛传播，增加消息投递率并降低消息平均时延。

网络间断连接特性使节点在一段时间之内处于链路连接状态，而在另一段时间之内处于链路断开状态。节点与网络中的特定节点在一次相遇开始至本次相遇结束的时间段称为相遇连接时间，本次相遇结束至下次与同一特定节点相遇开始的时间段称为相遇间隔时间，相遇连接时间与相遇间隔时间之和为本次相遇连接间隔时间。如果节点的相遇连接时间占相遇连接间隔时间的比重越大，则说明节点之间的通信链路持续时间越长，且链路断开时间越短，节点与该特定节点就能够等待较短时间之后再次相遇，并能转发更多消息。本文将相遇连接时间与相遇连接间隔时间的比值称为占空比，如图 1 所示。

图 1 为节点 n 、 m 的相遇时刻表， $[t_1, t_2]$ 为一

次相遇连接时间 $H_{n,m}^c(t_1, t_2)$, $[t_2, t_3]$ 为本次相遇间隔时间 $H_{n,m}^w(t_2, t_3)$, 那么 $[t_1, t_3]$ 为本次相遇连接间隔时间 $H_{n,m}^{cw}(t_1, t_3)$, 且有

$$H_{n,m}^{cw}(t_1, t_3) = H_{n,m}^c(t_1, t_2) + H_{n,m}^w(t_2, t_3) \quad (1)$$

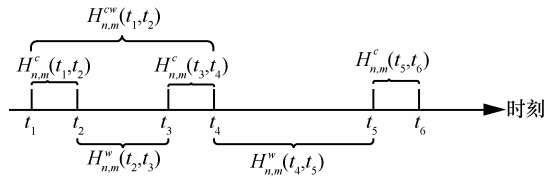


图 1 节点相遇时间示意

由此当节点在时刻 t_5 再次相遇时, 根据相遇历史信息, 可获知节点 n 与节点 m 的平均占空比, $H_{n,m}^a(t_5)$ 为衡量节点在当前时刻之前, 两节点处于链路连接状态的概率。

$$H_{n,m}^a(t_5) = \frac{1}{k} \sum_{i=1}^k \frac{H_{n,m}^c(t_i, t_{i+1})}{H_{n,m}^{cw}(t_i, t_{i+1})} \quad (2)$$

其中, k 表示节点 n 在时刻 t 之前与节点 m 的相遇次数。节点 n 与不同节点相遇, 针对相遇的每个节点, 均能够计算出不同的平均占空比, 将每个相遇节点的平均占空比求平均数得到节点 n 在当前时刻的活跃度, 该参数衡量节点在当前时刻之前, 与其他节点处于连接状态的概率。

$$V_n(t) = \frac{1}{l} \sum_{i=1}^l H_{n,m}^a(t) \quad (3)$$

其中, l 表示节点 n 在时刻 t 之前所相遇的节点个数。因此, 若 $V(t)$ 越高, 表示节点与其他节点处于链路连接状态概率越大, 该节点能够利用移动优势获得更多转发消息的机会, 依靠该节点能够迅速将消息在网络中广泛传播; 反之, 处于链路断开状态概率较大, 该节点能够转发消息的机会较少。

2.2 邻居节点剩余缓存率估计

间断连接无线网络采用“存储—携带—转发”的方式转发消息, 节点必须利用自身的缓存空间携带消息, 并在与其他节点相遇之后, 消息才能获得转发机会。因此, 缓存空间作为节点缓存消息能力大小的重要指标, 在较大程度上也会影响消息传输。虽然节点缓存空间有限, 但节点在网络中会与邻居节点频繁相遇, 借助于邻居节点缓存消息, 从而实现消息在节点之间转发。

节点在时刻 t 的剩余缓存率 $x(t)$ 定义为在该时刻的剩余缓存空间与缓存空间的比值, 衡量节点缓

存消息能力。节点在移动过程中, 总是与邻居节点频繁相遇并相互转发消息。因此, 若邻居节点 $x(t)$ 高, 表示节点缓存消息程度低, 尚有大量的缓存空间未被利用, 节点能够利用邻居节点缓存携带更多消息, 使消息能够继续在邻居节点的移动过程中转发; 若邻居节点 $x(t)$ 低, 表示节点已经缓存大量消息, 且缓存溢出风险增加, 节点无法利用邻居节点缓存携带有更多配额的消息, 反而应该通过接收邻居节点缓存的消息, 缓解邻居节点拥塞状况。

本文将邻居节点剩余缓存率作为重要参数之一, 衡量节点借助邻居节点缓存消息的能力。各个邻居节点的剩余缓存率的计算方法为

$$r_j(t) = \frac{x_j(t)}{X_j} \quad (4)$$

其中, $r_j(t)$ 表示节点 j 在时刻 t 的剩余缓存率, $x_j(t)$ 表示节点 j 在时刻 t 的剩余缓存空间, X_j 表示节点 j 的缓存空间。当邻居节点相遇时, 需要彼此交互 $r(t)$, 且当节点在某一时刻再次与其他节点相遇时, 依据与邻居节点在该时刻之前最后一次相遇所获知的剩余缓存率, 计算邻居节点剩余缓存率。

$$R_n(t) = \frac{\sum_j^l C_j x_j(t)}{\sum_j^l C_j} \quad (5)$$

其中, $R_n(t)$ 表示节点 n 的邻居节点剩余缓存率, C_j 表示节点 n 与节点 j 的相遇次数。由于节点与各个邻居节点相遇次数不同, 导致能够利用邻居节点的剩余缓存空间机会不同, 因此采用加权平均的方式获知邻居节点剩余缓存率。

由式 (5) 可知, $R_n(t)$ 的取值范围是 $(0, 1]$, 由于节点需要缓存相遇历史信息等列表, 因此节点缓存空间不会为 0。根据邻居节点缓存消息的实际能力, 将 $R_n(t)$ 划分为 3 个剩余缓存区间, 分别是 $(0, 0.25], (0.25, 0.75), [0.75, 1]$ 。当 $R_n(t) \in (0, 0.25]$ 时, 邻居节点剩余缓存率低, 其剩余可用的缓存空间小, 节点不易借助邻居节点转发消息, 反而应通过接收邻居节点已缓存的消息缓解拥塞状况, 减小拥塞风险; 当 $R_n(t) \in (0.25, 0.75)$ 时, 邻居节点剩余缓存率一般, 其剩余缓存空间维持在正常水平, 在此范围内节点能够借助邻居节点实现消息的正常转发; 当 $R_n(t) \in [0.75, 1]$ 时, 说明邻居节点剩余缓存率高, 剩余可用缓存空间大, 应该充分利用邻居节点缓存资源转发消息。

按照上述方式, 节点相遇之后首先计算相遇时刻的 $R(t)$, 当相遇节点为邻居节点时向相遇节点交互 $r(t)$ 。 $R(t)$ 越高, 说明该节点能够利用邻居节点优越的缓存资源实现消息转发; 反之, 则说明节点无法利用邻居节点的缓存资源, 反而应该接收来自邻居节点的消息以缓解邻居节点的拥塞状况, 减小节点拥塞风险。

2.3 节点声誉值估计

由于间断连接无线网络需要依靠节点相互协作才能够将消息成功投递至目的节点, 可见中继节点协作转发消息与否对网络正常运行来说至关重要。由于节点资源有限, 为了节省资源消耗, 中继节点也有可能拒绝接收来自其他节点的消息。此类节点行为使消息无法成功投递至目的节点, 浪费了其他节点因转发该消息而耗费的资源, 严重影响了网络性能。在限制消息副本数的路由机制中, 恶意节点的丢弃行为使网络中存在该消息的副本数量减小, 对网络性能的影响更为严重。因此针对间断连接无线网络存在恶意节点的客观情况下, 本文提出了节点声誉值估计方法以评估节点历史转发消息能力, 并估计节点在后续过程中转发消息的概率, 进而决定是否转发消息以及转发消息的配额数量。节点通过与其他节点的交互, 获取相遇节点从一次相遇结束时刻至下一次相遇开始时刻, 相遇节点向其他节点转发的来自该节点的消息数目, 从而获得该节点对相遇节点的直接声誉值 $T_{n,m}^d(t)$ 估计。

$$T_{n,m}^d(t) = \frac{N_{n,m}^s(t-1,t)}{N_{n,m}^r(t-1,t)} \quad (6)$$

其中, $N_{n,m}^s(t-1,t)$ 表示节点 m 从上一次与节点 n 相遇的结束时刻 $t-1$ 至本次相遇的开始时刻 t 这段时间之内, 转发来自节点 n 的消息数量, $N_{n,m}^r(t-1,t)$ 表示节点 m 上一次与节点 n 相遇时接收来自节点 n 的消息数量。间断连接网络特性导致节点 n 与节点 m 在上一次相遇结束时刻之后, 需要通过与其他节点交互才能够获悉节点 m 有无将接收到的来自节点 n 的消息转发给网络中的其他节点。而由于节点 m 具有一定的移动特性, 并且在与其他节点相遇时需要确定消息转发的先后顺序, 那么从一次相遇开始至另一次相遇开始, 节点 m 即使非恶意节点, 其节点转发能力也会受上述因素影响。单纯依靠 $T_{n,m}^d(t)$ 评估节点 m 历史转发消息的能力, 不能准确获知该节点在当前时刻的真实声誉值, 因此结合节点 n 在

上一次与节点 m 相遇时所感知的直接声誉值 $T_{n,m}^d(t-1)$, 并综合考虑其他可信任节点对于节点 m 的间接声誉值 $T_m^i(t)$, 评估节点 n 在此时刻对于节点 m 的声誉值 $T_{n,m}(t)$ 。

$$T_{n,m}(t) = \frac{P}{p+2} \sum_{j=1}^p T_{j,m}^i(t) + \frac{1}{p+2} T_{n,m}^d(t-1) + \frac{1}{p+2} T_{n,m}^d(t) \quad (7)$$

其中, $T_{j,m}^i(t)$ 表示节点 n 的可信任节点, 即节点 j 与节点 n 在时刻 t 之前的最后一次相遇时, 节点 j 向节点 n 交互所感知的节点 m 的直接声誉值, 而该声誉值对于节点 n 而言, 即为节点 m 的间接声誉值, p 表示节点 n 可信任的节点数量。将节点 n 对节点 m 的直接声誉值与间接声誉值求平均数得到该时刻节点 n 对节点 m 的声誉值。

节点通过与其他节点的交互获知其他可信任的节点对于被评估节点的直接声誉值, 从而得到本节点对于被评估节点的间接声誉值, 并在与被评估节点相遇时, 记录被评估节点接收的消息数目, 用于后续计算被评估节点在这段相遇时间之内的直接声誉值, 从而综合得出节点对于被评估节点在相遇时刻的声誉值。若被评估节点声誉值低于一定阈值, 表明节点历史转发消息能力较弱, 其原因可能为节点活跃度低, 尚未与其他节点相遇并获得转发消息的机会; 或为节点剩余资源不足, 为了节省资源而采取不转发消息的行为, 同样也无法依靠该节点转发消息; 或为恶意节点, 由于采取了丢弃消息的恶意攻击行为导致其声誉值低。所以节点无法依靠这类声誉值低的节点转发消息, 并且也拒绝为这类节点转发消息。若节点声誉值高, 则表示节点历史转发消息能力强, 依靠这类节点转发消息, 那么消息能够迅速在网络中广泛传播, 增加了消息投递至目的节点的概率。

3 安全路由机制

3.1 消息供给需求函数

如前所述, 消息配额参数表明了网络中能够在给定消息的最大副本数量, 可见, 根据消息配额的不同, 路由机制的性能也呈现出显著差异, 因此本文根据消息投递率合理确定初始的消息配额。除此之外, 消息剩余生存时间也是消息的重要参数之一, 为消息由源节点产生之初所赋予的生存时间,

并随着网络运行, 该生存时间逐渐减小。当剩余生存时间较长时, 说明消息在网络中生存时间较短, 尚未获得节点广泛转发的概率较大; 而当剩余生存时间短时, 消息已经投递至目的节点的概率较大, 且即将因生存时间过期而被节点删除。因此针对消息剩余生存时间, 本文引入消息生存时间比 $\beta(t)$, 衡量消息已存在于网络中的时间比例, 如式 (8) 所示。

$$\beta_i(t) = \frac{S_i(t)}{\Omega_i} \quad (8)$$

其中, $\beta_i(t)$ 表示消息 i 在时刻 t 的消息生存时间比, $S_i(t)$ 表示在时刻 t 消息 i 已存在于网络的生存时间, Ω_i 表示该消息的生存时间。

当携带消息的节点与未携带该消息的节点相遇时, 由于携带消息的节点, 即消息供给节点若非消息的目的节点且非恶意节点, 那么该节点总是愿意提供携带有一定配额的消息, 用于相遇节点后续转发, 以提高消息投递率; 与此同时, 未携带该消息的节点, 若为该消息目的节点或该消息目的节点的邻居节点, 则愿意接收携带有消息供给节点全部配额的消息, 反之则为该消息的中继节点, 那么该节点总是愿意接收携带有一定配额的消息, 用于后续转发, 以提高消息投递率。

因此, 消息供给节点根据在相遇时刻所感知的网络参数, 在预计的各种可能的供给转发成本下, 愿意并且能够转发的消息数量, 即为期望供给配额。供给转发成本为消息与消息供给节点所感知的参数交换比例的指数, 期望供给配额为消息供给节点期望转发的消息配额, 且不能超过缓存中该消息所携带的配额数量。期望供给配额由多因素共同决定, 如消息供给节点的活跃度、消息供给节点的邻居节点剩余缓存率、消息需求节点的声誉值以及消息生存时间比。随着供给转发成本的逐渐增加, 由于消息依靠供给节点转发会消耗越来越多的资源, 因此消息供给节点希望提供更多消息配额用于消息需求节点转发, 以减少消息供给节点资源消耗。

同时, 消息需求节点根据在相遇时刻所感知的网络参数, 在预计的各种可能的需求转发成本下, 愿意并且能够接收的消息数量, 即为期望需求配额。需求转发成本为消息与消息需求节点所感知的参数交换比例的指数, 期望需求配额为消息需求节点期望接收的配额数量, 且不能超过消息供给节点所携带的配额数量。该期望需求配额同样由多因素

共同决定, 如消息需求节点活跃度、消息需求节点的邻居节点剩余缓存率、消息供给节点声誉值以及消息生存时间比。随着需求转发成本的逐渐减小, 由于消息依靠消息需求节点转发会消耗越来越少的资源, 因此消息需求节点希望接收更多消息配额用于消息需求节点转发, 以减少消息供给节点资源消耗。

因此, 针对消息供给节点, 建立基于供给转发成本与期望供给配额的消息供给函数关系, 而针对消息需求节点, 亦建立基于需求转发成本与期望需求配额的消息需求函数关系, 从而确定由消息供给节点转发至消息需求节点的均衡配额, 并合理地完成节点对消息配额的分配。

节点相遇之后, 优先转发以相遇节点或相遇节点的邻居节点为目的节点的消息, 再根据携带消息配额的数量由大到小对剩余消息排序。根据消息配额确定消息转发顺序的原因在于考虑到若消息配额越大, 说明其尚未能在网络中广泛传播, 还有待于更多节点对其转发。由于消息配额为一段区间内的整数取值, 故节点中可能缓存有多条携带有同样配额数量的消息, 此时再根据消息生存时间比由小到大对这部分消息确定转发顺序。

节点依据上述参数构建节点供给消息函数, 确定消息的期望供给配额。由于节点所感知参数的不同, 即将转发的消息生存时间比不同, 因此作为消息供给节点, 应该充分结合消息生存时间比、消息供给节点活跃度、消息供给节点的邻居节点剩余缓存率与消息需求节点声誉值, 确定节点供给消息的配额数量。若消息供给节点所感知参数越高, 该节点能够利用自身资源优势转发消息, 因此应该分配消息接收节点越少配额; 反之, 节点愿意提供更多消息配额转发至消息需求节点, 以利用对方资源转发消息, 提高消息投递至目的节点的概率。

针对供给转发成本与期望供给配额, 利用二次抛物线供给方程得出节点供给消息函数为

$$P_{i,n}^s(t) = \beta_i(t)(Q_{i,n}^s(t))^2 + \alpha^s(t)Q_{i,n}^s(t) \quad (9)$$

$$\alpha^s(t) = \frac{V_n(t)R_n(t)}{T_{n,m}(t)} \quad (10)$$

其中, $P_{i,n}^s(t)$ 表示消息供给节点 n 与消息需求节点 m 在本次相遇开始转发消息 i 时, 节点 n 预计对于消息 i 的供给转发成本, $Q_{i,n}^s(t)$ 表示期望供给配额, 且至多为节点 n 在该时刻所携带的消息配额 $Q_{i,n}(t)$ 。

$\beta_i(t) > 0$ ，供给函数为递增函数，随着 $\beta_i(t)$ 增大，消息已生存时间增大，说明此消息在网络中广泛传播的概率增大，为了减少消息需求节点对该消息的转发，故节点提高供给转发成本。 $\alpha^s(t)$ 为消息供给节点感知参数，若 $V_n(t)$ 、 $R_n(t)$ 增大且 $T_{n,m}(t)$ 减小，随着 $\alpha^s(t)$ 增大，表明随着消息供给节点活跃度、消息供给节点的邻居节点剩余缓存率增大，供给节点对需求节点感知的声誉值减小，因此供给节点希望依靠自身资源转发消息，故会相应提高消息的供给转发成本。

当节点相遇时， $\alpha^s(t)$ 已经确定，不同消息仅因 $\beta_i(t)$ 的不同而构建不同的消息供给函数。当 $\alpha^s(t)$ 一定时， $Q_{i,n}^s(t)$ 随 $P_{i,n}^s(t)$ 增大而增大，表示消息供给节点根据所获知的节点参数，预计在后续转发该消息时会消耗更多资源，为了减少资源消耗，消息供给节点愿意提供携带有更多配额的消息用于消息需求节点转发；当 $P_{i,n}^s(t)$ 一定时， $Q_{i,n}^s(t)$ 随 $\alpha^s(t)$ 增大而减小，表示 $V_n(t)$ 与 $R_n(t)$ 乘积增大，且此时 $T_{n,m}(t)$ 减少，那么节点 n 希望依靠自身资源优势转发消息； $Q_{i,n}^s(t)$ 一定时， $P_{i,n}^s(t)$ 随 $\alpha^s(t)$ 增大而增大，表示消息供给节点资源优势明显，故相应提高供给转发成本。

与此同时，消息需求节点同样依据上述网络参数构建消息需求函数，确定接收消息的需求配额。若消息需求节点所感知参数较高，那么该节点自身资源优势明显，可以接收携带有更多配额的消息用于后续转发；反之，节点无法提供足够资源转发消息，故只能期望接收携带有较少配额的消息。

因此，针对需求转发成本与期望需求配额，利用二次抛物线需求方程拟合节点需求消息函数为

$$P_{i,m}^d(t) = \frac{\alpha^d(t)}{\beta_i(t)} (Q_{i,m}^d(t) - Q_{i,n}(t))^2 \quad (11)$$

$$\alpha^d(t) = V_m(t)R_m(t)T_{m,n}(t) \quad (12)$$

其中， $P_{i,m}^d(t)$ 表示消息需求节点 m 在时刻 t 针对消息 i 的需求转发成本， $Q_{i,m}^d(t)$ 表示期望需求配额，且至多为节点 n 在该时刻所携带的消息配额 $Q_{i,n}(t)$ 。 $\alpha^d(t)$ 为消息需求节点感知参数，且有 $\alpha^d(t) > 0$ ，并与消息生存时间比的倒数共同决定消息需求函数在配额取值范围内为递减函数。若该 $\alpha^d(t)$ 增大，则表明随着需求节点活跃度、需求节点的邻居节点剩余缓存率增大，需求节点对供给节

点感知的声誉值增大，因此需求节点可以利用资源优势协助供给节点转发消息，并提高资源利用率，由此需求节点会相应降低消息的需求转发成本。

当节点相遇时， $\alpha^d(t)$ 已经确定，不同消息仅因 $\beta_i(t)$ 的不同而构建不同的消息需求函数。当 $Q_{i,m}^d(t)$ 一定时， $P_{i,m}^d(t)$ 随 $\alpha^d(t)$ 增大而减小，表示消息需求节点的资源优势明显，其需求转发成本减小；而当 $P_{i,m}^d(t)$ 一定时， $Q_{i,m}^d(t)$ 随 $\alpha^d(t)$ 减小而减小，消息需求节点资源有限，因此期望需求配额减小；当 $\alpha^d(t)$ 一定时， $Q_{i,m}^d(t)$ 随 $P_{i,m}^d(t)$ 减小而增大，表示随着需求转发成本降低，其期望需求配额增大。

由于期望供给配额与期望需求配额取值范围相同，且消息供给函数为递增函数，消息需求函数为递减函数，因此结合消息供给函数与消息需求函数，函数曲线将会相交于一点，设为点 b ，该点表示消息供给节点的供给配额与消息需求节点的需求配额相等。与此同时，该消息的供给转发成本与需求转发成本相等。说明在该配额数值上，消息供给节点根据所感知的参数，计算所得的消息期望供给配额与消息需求节点根据所感知的参数，计算所得到的消息期望需求配额相等，从而合理地完成了对消息配额的分配，且此时期望转发成本与期望需求成本相等，达到了均衡状态，即节点 n 、 m 对于消息配额的分配达成了一致。

将节点供给消息函数与节点需求消息函数联立求解可得均衡配额为

$$Q_i^b(t^*) = \left[\frac{2Q_{i,n}(t)\alpha^d(t) + \beta_i(t)\alpha^s(t) + \beta_i(t)\sqrt{\Delta}}{2[\alpha^d(t) - (\beta_i(t))^2]} \right] \quad (13)$$

$$\Delta = \frac{4Q_{i,n}(t)\alpha^s(t)\alpha^d(t)}{\beta_i(t)} + (\alpha^s(t))^2 + 4Q_{i,n}^2(t)\alpha^d(t) \quad (14)$$

其中， $Q_i^b(t^*)$ 表示节点 n 结合消息供给函数与消息需求函数所计算的消息 i 的均衡配额，那么节点 n 将携带有配额 $Q_i^b(t^*)$ 的消息 i 转发至节点 m ，并更新消息 i 的配额 $Q_{i,n}(t) - Q_i^b(t^*)$ ，节点 m 接收携带有配额为 $Q_i^b(t^*)$ 的消息 i 。

3.2 拥塞控制策略

由于节点缓存资源有限，因此在网络运行过程中可能会因接收大量消息而增加引发拥塞的风险，当消息需求节点欲接收消息而此时剩余缓存空间已无法缓存该消息时，需要启动拥塞控制策略，以降低消息需求节点的拥塞风险。消息需求节点在接

收消息时均保存有该消息的均衡配额与均衡成本,故均衡配额与均衡成本的乘积即为均衡总成本,衡量消息需求节点转发与均衡配额相等数量的消息时,所消耗的总的需求转发成本。通过比较即将接收消息的均衡总成本与消息需求节点中已缓存消息的均衡总成本最大值的大小,可以判断消息需求节点在后续转发过程中,需要消耗更多或者更少资源以转发即将接收的消息,对均衡总成本较大的消息予以删除或拒绝接收,以节省消息需求节点转发消息的成本。均衡总成本的计算为

$$W_i^b(t^*) = P_i^b(t^*)Q_i^b(t^*) \quad (15)$$

其中, $W_i^b(t^*)$ 为消息均衡总成本, $P_i^b(t^*)$ 为消息 i 的均衡成本。假设消息 i_{\max} 的均衡总成本为已缓存在节点 m 中消息的均衡总成本最大值,表示为 $W_{i_{\max}}^b(t^*)$ 。如果 $W_i^b(t^*) > W_{i_{\max}}^b(t^*)$, 表示缓存消息 i 并转发将会消耗节点 m 更多资源,故节点 m 将会选择放弃接收消息 i ; 如果 $W_i^b(t^*) < W_{i_{\max}}^b(t^*)$, 缓存消息 i_{\max} 并转发将会消耗节点 m 更多资源,因此节点 m 丢弃消息 i_{\max} 而选择接收消息 i ; 如果 $W_i^b(t^*) = W_{i_{\max}}^b(t^*)$, 则由于均衡总成本相同,再通过比较消息的剩余生存时间,缓存剩余生存时间较长的消息而丢弃剩余生存时间较短的消息,从而完成拥塞控制策略过程。

3.3 动态副本控制

针对网络中所有节点产生的新消息,均分配一个相同的初始消息配额不能很好地适应间断连接无线网络动态变化的特点,例如邻居节点剩余缓存率的不同可能会导致局部网络缓存空间利用率不高,不能提高消息配额分配的有效性,另外针对不同消息,其均衡成本与均衡配额也不尽相同,需求节点因转发消息所预计消耗的均衡总成本也会不同。因此当消息需求节点接收消息之后,此时若其邻居节点剩余缓存率高,那么通过提高消息配额,利用缓存空间的资源优势转发消息,能够提高消息投递率并降低消息平均时延;若此时邻居节点剩余缓存率低,那么通过降低消息配额以降低邻居节点引发拥塞的风险。因此引入消息需求成本弹性 e , 衡量消息需求节点因动态增加或者减少消息配额对该消息均衡成本的变化所产生的影响。

$$e_i = -\frac{\Delta Q_i P_i^b(t^*)}{\Delta P_i Q_i^b(t^*)} \quad (16)$$

其中, e_i 表示消息 i 的需求成本弹性, ΔQ_i 表示消息均衡配额的增量, ΔP_i 表示消息均衡成本的增量。由于消息需求函数为递减函数, $\Delta Q_i > 0$ 且 $\Delta P_i < 0$, 故 $e_i > 0$ 。当消息需求节点的邻居节点剩余缓存率满足约束条件时,由该节点计算接收消息的 e 值,并根据式 (17) 动态更新消息配额。

$$Q_{i,m}^b(t^{\wedge}) = \begin{cases} Q_i^b(t^*) + 1, e_i < 1 \text{ 且 } R_m(t) \geq 0.75 \\ \frac{1}{2} Q_i^b(t^*), e_i > 1 \text{ 且 } R_m(t) \leq 0.25 \end{cases} \quad (17)$$

其中, $Q_{i,m}^b(t^{\wedge})$ 表示消息 i 经过消息需求节点 m 动态更新后的消息配额。若 $e_i < 1$, 表示均衡成本的变化程度大于均衡配额的变化程度,若此时增加消息的均衡配额将导致均衡总成本降低,根据划分 $R_m(t)$ 的 3 个区间可知,若此时 $R_m(t) \geq 0.75$, 说明消息需求节点的邻居节点缓存利用率低,增加消息均衡配额会降低节点转发该消息的均衡总成本,且能够充分利用邻居节点的缓存资源;若 $e_i > 1$, 表示均衡成本的变化程度小于均衡配额的变化程度,若此时减少消息的均衡配额将导致均衡总成本降低,若此时 $R_m(t) \leq 0.25$, 说明消息需求节点的邻居节点缓存利用率低,减少消息均衡配额不仅使该消息的均衡总成本降低,同时能够缓解周围邻居节点的缓存状况。

安全路由机制的伪代码如算法 1 所示。

算法 1 SDRPR 伪代码

- 1) node n encounters with node m at time t
- 2) calculate $V_n(t)$ 、 $V_m(t)$ 、 $R_n(t)$ 、 $R_m(t)$ 、 $T_{n,m}(t)$ 、 $T_{m,n}(t)$
- 3) while(connection is up)
- 4) {
- 5) if(hasDirectMessage==1 || hasMessageforNeighborNode)
- 6) {
- 7) sendDirectMessage;
- 8) sendMessageforNeighborNode;
- 9) }
- 10) sortMessageBy $Q(t)$ 、 TTL ;
- 11) calculate $Q^b(t^*)$ 、 $P^b(t^*)$;
- 12) sendMessage;
- 13) update $Q_n(t^*)$ 、 $Q_m(t^*)$;
- 14) if($e < 1 \ \&\& \ R_m(t) \geq 0.75 \ || \ e > 1 \ \&\& \ R_m(t) \leq 0.25$)

- 15) update $Q_m(t')$;
- 16) end Contact;
- 17) }

4 数值分析与结果

本文采用间断连接无线网络广泛使用的仿真平台 ONE 验证所提出的路由机制^[8]。与经典路由机制 SnW^[9]和文献[4]所提出的 QCR 路由机制在不同网络环境设置下对消息投递率、消息平均时延、负载率^[10]进行比较,验证所提出的消息配额分配方式的合理性。在网络含有恶意节点并实施恶意攻击行为的背景下,与 SnW 和文献[5]所提出的 SnW 改进型安全路由机制 CFV-SnW 在网络环境存在恶意节点攻击的客观条件下比较消息投递率与消息平均时延性能,验证所提机制降低恶意节点攻击行为影响的有效性。仿真参数设置如表 1 所示。

参数设定	参数数值
仿真时间/s	43 200
网络区域	4 500 m × 3 400 m
节点缓存空间/MB	[5,25]
消息大小/KB	[50,150]
消息产生间隔时间/s	[20,100]
节点移动速度/(m·s ⁻¹)	[5,10]
节点传输范围/m	10
消息初始配额	16

消息投递率是反映网络性能的重要指标之一,图 2 的结果表明,随着缓存空间逐渐增加,节点缓存消息数目增多,使消息获得转发并投递至目的节点的概率增加,因此 3 种路由机制的消息投递率均呈现上升趋势,所提出的 SSDRPR 的消息投递率均在 75%以上,与 QCR 相比性能提升 8%,与 SnW 相比性能提升 18%。其主要原因在于 SSDRPR 不仅考虑了消息生存时间比,并将邻居节点剩余缓存率也作为重要参数参与消息分配,使节点能够充分利用邻居节点转发消息,故消息投递率得到了显著改善。

缓存空间与消息平均时延的关系如图 3 所示,随着缓存空间的逐渐增加,3 种路由机制的消息平均时延均呈现下降的趋势,其主要原因在于缓存空间增加,消息因为节点缓存溢出而被丢弃的概率降低,故增加了投递至目的节点的概率,因此降低了

消息平均时延。由于 SSDRPR 提出了更合理的消息配额分配方式,缩短了消息投递至目的节点的时间,故消息平均时延较 QCR 提高了 7%,性能较 SnW 提高了 16%。

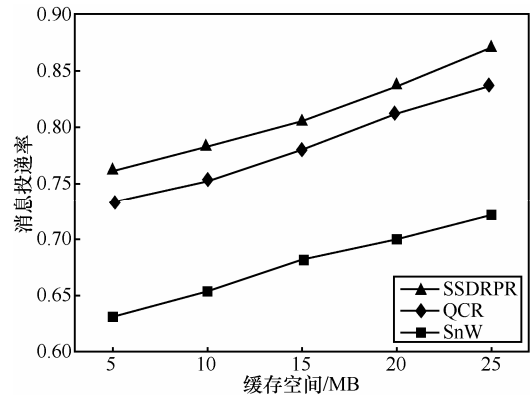


图 2 缓存空间与消息投递率的关系

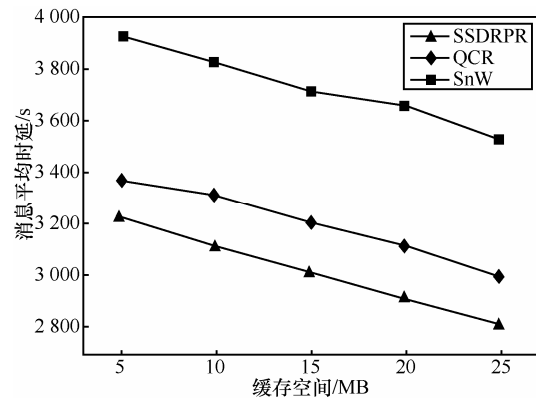


图 3 缓存空间与消息平均时延的关系

消息初始配额也是影响限制消息副本路由机制网络性能的主要指标之一,如图 4 所示为消息初始配额与消息投递率的关系,随着初始配额的增加,消息投递率均呈现轻微的增长趋势,其主要原因在于,网络中存在同一条消息的副本增加,该消息的副本就会获得更多转发机会,势必会提高消息投递至目的节点的概率,但由于配额增加幅度不大,故 3 种路由机制的消息投递率增加幅度较小,所提出的 SSDRPR 路由机制依然保持了最高的消息投递率。

缓存空间与负载率的关系如图 5 所示,由于 3 种路由机制均为限制消息副本的路由机制,且设置的消息初始配额较小,故负载率均较小。随着缓存空间的增加,3 种路由机制的负载率均呈现下降趋势。SSDRPR 路由机制在缓存空间较大时其负载率依然优于其他 2 种路由机制。

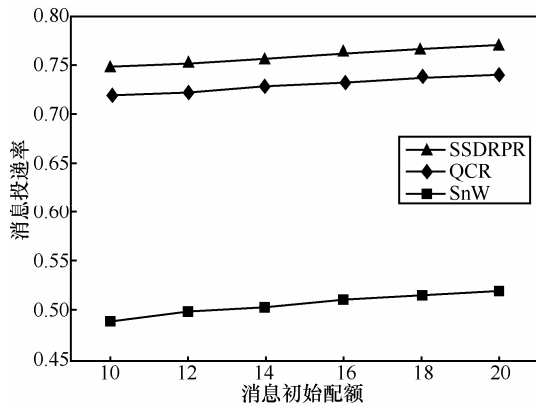


图 4 消息初始配额与消息投递率的关系

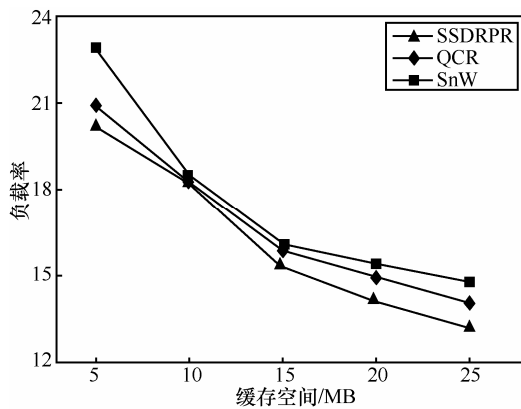


图 5 缓存空间与负载率的关系

如图 6 所示为消息产生时间间隔与消息投递率的关系。由于消息产生时间间隔增大，使节点能够利用现有资源优势转发消息，并且所提出的 SSSDRPR 路由机制中，因为节点缓存资源更加充足，就能够通过动态控制副本的方法增加消息配额，增加该消息在网络中的副本，从而增加消息投递至目的节点的概率，因此消息投递率均呈现上升的趋势，所提出的 SSSDRPR 路由机制依然获得了较高的消息投递率。

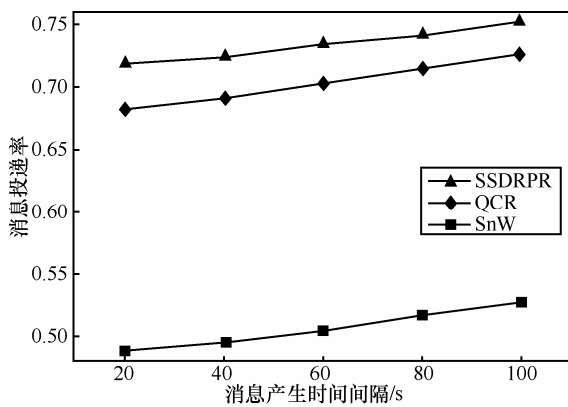


图 6 消息产生时间间隔与消息投递率的关系

如图 7 所示为消息产生时间间隔与消息平均时延的关系，结果表明，当消息产生时间间隔增大时，节点能够利用现有资源转发已存在于网络中的消息，从而使消息获得了更多被转发的机会，消息平均时延均呈现下降趋势，且 SSSDRPR 引入的动态副本控制方法使在缓存空间利用率低的情况下，动态增加消息副本，从而提高了网络中的消息副本数，使消息由源节点投递至目的节点的时间减小，因此 SSSDRPR 的性能较 QCR 提高了 6%，较 SnW 提高了 18%。

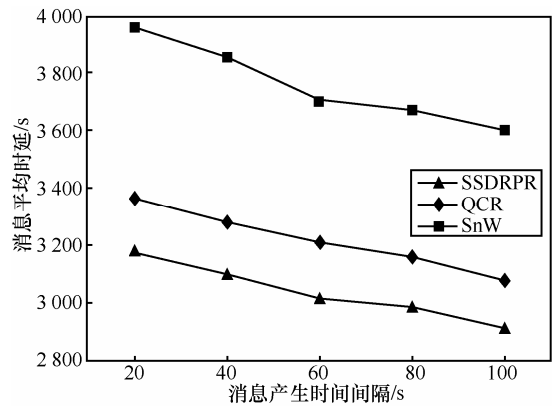


图 7 消息产生时间间隔与消息平均时延的关系

由于本文考虑了网络中可能存在恶意节点并实施攻击行为的客观情况，因此在配额分配上引入了相遇节点声誉值的感知，用于评价节点历史转发消息的能力。因此在仿真中针对未引入安全机制的 SnW 与引入了安全机制的改进型 SnW 路由 CFV-SnW 在含有恶意节点并实施恶意攻击行为的前提下评价网络性能。

如图 8 所示为恶意节点个数与消息投递率的关系，由于网络中存在恶意节点，导致 3 种路由机制的消息投递率都受到了不同程度的影响，SnW 由于没有引入任何侦测恶意节点的机制，因此受到恶意节点攻击影响最大，且原本其消息投递率偏低，而当恶意节点个数增大时，其消息投递率急剧恶化。CFV-SnW 虽然在 SnW 引入了安全机制，但是其仅依靠邻居节点转发消息显然限制了节点转发消息的能力，当恶意节点个数增多时，其消息投递率也呈现急剧恶化的趋势。而 SSSDRPR 路由机制通过评价节点历史转发消息能力，综合感知节点声誉值，并结合节点其他网络参数，从而确定合理的消息配额，因此受恶意节点攻击影响最小，其消息投递率也维持在 70% 以上。

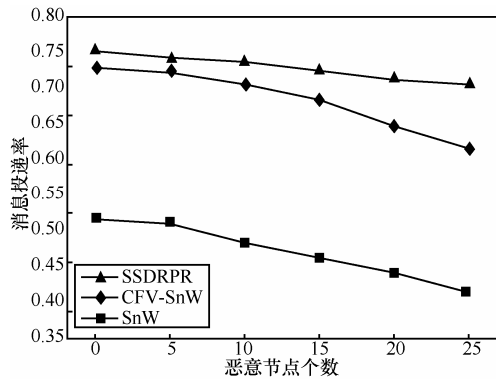


图8 恶意节点个数与消息投递率的关系

恶意节点个数与消息平均时延的关系如图9所示,随着恶意节点个数增加,3种路由机制的消息平均时延均呈现上升的趋势。由于SnW未引入安全机制,因此会导致部分消息副本因恶意节点丢弃而增加了消息平均时延,且当恶意节点个数较大时,其时延增长幅度较大。CFV-SnW性能居中,当恶意节点个数增多,其可以利用并转发消息的节点个数减小,因此在恶意节点个数增加时,消息平均时延增长幅度较大。而SSDRPR安全路由机制针对节点声誉值合理分配消息配额,因此显著降低了受恶意节点攻击的影响,其消息平均时延最小。

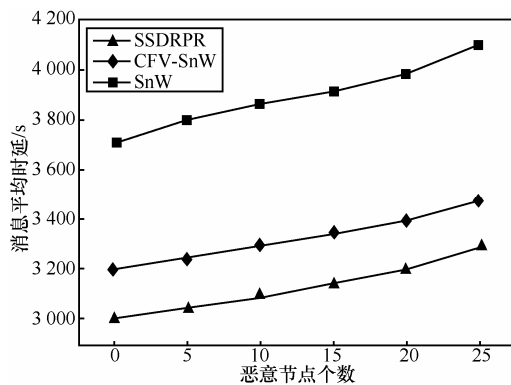


图9 恶意节点个数与消息平均时延的关系

5 结束语

针对间断连接无线网络中限制消息副本路由机制的低消息投递率与普遍存在的恶意节点攻击行为的客观前提下,本文采用供给需求模型对节点转发消息的过程进行建模,提出了一种节点实时状态感知的安全路由机制。通过动态地感知节点活跃度、邻居节点剩余缓存率和相遇节点声誉值,结合消息生存时间比,建立节点对消息配额的供给需求模型,进而合理分配稀缺的配额资源,并在本地网络状况满足约束

条件下,依据消息需求弹性动态更新消息配额,从而实现可靠的安全路由机制。结果表明,与路由机制SnW和QCR相比,本文所提出的路由机制有效地提高了消息投递率,并降低了消息平均时延。当网络中存在恶意节点并实施恶意攻击行为的前提下,与未引入安全机制的SnW和引入安全路由机制的CFV-SnW相比,本文所提出的安全路由机制有效地降低了恶意节点的攻击行为在网络中的影响。

参考文献:

- [1] 熊永平, 孙利民, 牛建伟, 等. 机会网络[J]. 软件学报, 2009, 20(1): 124-137.
- [2] XIONG Y P, SUN L M, NIU J W, *et al.* Opportunistic networks[J]. Journal of Software, 2009, 20(1):124-137.
- [3] JIAO Z Z, RUI TIAN, ZHANG B X, *et al.* DTN routing with back-pressure based replicate distribution[J]. Journal of Communications & Networks, 2014, 16(4):378-384.
- [4] LO S C, TSAI C C, LAI Y H. Quota-control routing in delay-tolerant networks[J]. Ad hoc Networks, 2015, 25:393-405.
- [5] MIAO J W, MOKHTAR S B, GIANINI G, *et al.* A delay and cost balancing protocol for message routing in mobile delay tolerant networks[J]. Ad Hoc Networks, 2015, 25:430-443.
- [6] JOANNA D C, SATHIYAVATHI R. Quota based routing protocol in disruption tolerant networks[A]. Information Communication and Embedded System(ICICES), 2014 International Conference on IEEE[C]. 2014. 1-4.
- [7] 吴大鹏, 樊思龙, 张普宁, 等. 机会网络中能量有效的副本分布状态感知路由机制[J]. 通信学报, 2013, 34(7):49-58.
- [8] WU D P, FAN S L, ZHANG P N, *et al.* Energy efficient distributing status mechanism in opportunistic networks[J]. Journal on Communications, 2013, 34(7):49-58.
- [9] 吴大鹏, 周建二, 王汝言, 等. 机会网络中消息冗余度动态估计的缓存管理策略[J]. 电子与信息学报, 2013, 34(1):101-107.
- [10] WU D P, ZHOU J E, WANG R Y, *et al.* Message-redundancy adaptive buffer management mechanism for opportunistic networks[J]. Journal of Electronics and Information Technology, 2012, 34(1):101-107.
- [11] KERÄNEN A, OTT J, KÄRKKÄINEN T. The ONE simulator for dtn protocol evaluation[A]. Proceedings of 2nd International Conference on Simulation Tools and Techniques[C]. Rome, Italy, 2009. 1-10.
- [12] SPYROPOULOS T, PSOUNIS K, RAGHAVENDRA C S. Spray and wait: an efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks[A]. Proceedings of the 2005 ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking[C]. 2005.252-259.
- [13] 吴大鹏, 张普宁, 王汝言. 节点连接态势感知的低开销机会网络消息传输策略[J]. 通信学报, 2013, 34(3):44-52.
- [14] WU D P, ZHANG P N, WANG R Y. Connection status aware cost efficient message transmission mechanism in opportunistic networks[J]. Journal on Communications, 2013, 34(3):44-52.
- [15] HAIJIAHAJANI F, THULASIDHARAN Y P, TAGHIZADEH M, *et al.* Economy driven content dissemination in Delay Tolerant Networks[J]. Ad Hoc Networks, 2014, 20(2):132-149.
- [16] GUPTA A K, BHATTACHARYA I, BANERJEE P S, *et al.* A cooperative approach to thwart selfish and black-hole attacks in DTN for post disaster scenario[A]. Emerging Applications of Information Technology(EAIT), 2014 Fourth International Conference of IEEE[C]. 2014. 113-118.
- [17] CHEN I R, BAO F, CHANG M J, *et al.* Dynamic trust management for delay tolerant networks and its application to secure routing[J].

Parallel & Distributed Systems IEEE Transactions, 2014, 25(5): 1200-1210.

[14] LO S C, LUO N W, GAO J S, *et al.* Quota-based multicast routing in delay-tolerant networks[J]. Wireless Personal Communications, 2012, 74(4):544-548.

[15] XIA H, JIA Z, LI X, *et al.* Trust prediction and trust-based source routing in mobile ad hoc networks[J]. Ad Hoc Networks, 2013, 11(7):2096-2114.

[16] 陈善学. 需求曲线和供给曲线的马克思供求理论解析[J]. 天津财经大学学报, 2012, 3(3):5-12.

CHEN S X. An analysis of demand and supply curve from the perspective of Marxist demand and supply theory[J]. Modern Finance and Economics-Journal of Finance and Economics, 2012, 3(3):5-12.

[17] LUO C, YU F R, JI H. Cross-layer design for TCP performance improvement in cognitive radio networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2010, 59(5): 2485-2495.

[18] LI Y, ZHANG Z H, WANG C G, *et al.* Blind cooperative communications for multihop ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2013, 62(7):3110-3122.

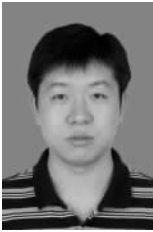


唐洋（1989-），男，重庆人，重庆邮电大学硕士生，主要研究方向为无线泛在网络。



舒娜（1980-），女，重庆人，博士，重庆邮电大学副教授，主要研究方向为下一代移动通信技术、无线泛在网络。

作者简介:



杨鹏（1980-），男，陕西咸阳人，博士，工业和信息化部电信研究院高级工程师，主要研究方向为下一代移动通信技术、无线泛在网络、下一代互联网理论与技术。



王汝言（1969-），男，湖北浠水人，博士，重庆邮电大学教授，主要研究方向为泛在网络、全光网络理论与技术、多媒体信息处理。