

一种基于迁移可测度的移动自组织网路由模型

居 熙,陶 军,陆一飞,夏 勤,王萃寒

(1.东南大学计算机科学与工程学院,计算机网络和信息集成教育部重点实验室,江苏南京 210096)

摘 要: 本文利用链路状态有效估测端到端路径的可达性.路由模型给出最近时间内,任意两点分组传输的迁移可测度;节点根据其邻节点的迁移可测度制定组合策略,计算组合迁移可测度,选取最优中继组合完成分组传输.仿真实验表明,该路由模型既可有效控制分组副本数目,又可获得较高的分组到达率.

关键词: 移动自组织网络;路由;迁移可测度

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 0372-2112 (2010) 06-1344-05

A Predictable-Delivery-Ratio Based Routing Model in Mobile Ad Hoc Networks

JU Xi, TAO Jun, LU Yi-fei, XIA Qin, WANG Cui-han

(School of Computer Science & Engineering, Southeast University, Nanjing, Jiangsu 210096, China)

Abstract: Estimation on connectivity of the end-to-end path is well done by employing the dynamic analysis on link state information. The proposed routing model computes for each node pair the predictable delivery ratio of packets transferring which happened in the most recent time slots. Each node evaluates the different relay strategies by computing the combined predictable delivery ratio, and picks the optimal strategy for packets forwarding. Simulation results show that high packet delivery ratios can be achieved while the duplicate packets remain in a small number.

Key words: mobile ad hoc networks; routing; predictable delivery ratio

1 引言

移动自组织网节点的随机移动,使得网络缺乏稳定的端到端连接路径.应用传统的后应式路由协议,可能无法发现完整的路由;应用先应式路由协议,存在拓扑控制信息在网内泛滥等问题,路由很难收敛^[1].针对这些问题, Vahdat 等人提出 EP(Epidemic)路由模型^[2];它能给出源节点至目的节点的最佳路径,但分组副本数目难以控制. Small 等人的 SWIM 模型^[3]一定程度上抑制了分组副本的泛滥,但需要 Infostation 维护网络的连通性. Chen 等建立 DTC(Disconnected Transitive Communication)模型^[4]. DTC 使用应用层的可控效用函数对源节点与目的节点间的可达程度进行量化.然而,效用函数的选择较为困难,必须随应用的不同而作动态地调整. Tariq 等提出非随机的路由模型,引入运动轨迹可控的信息渡点^[5],借助渡点的移动性转发分组数据,其缺点是可扩展性不强. Lindgren 等提出 PROPHET 模型^[6],它建立迁移可测度的度量,以概率的方式表征节点间的链路可达性.此外, Boice 等人建议,如节点的移动无法估测,可将按需路由结合 OR(Opportunistic Routing)路由^[7],这能充

分利用实时连接. Katti 等^[8]借助网络编码技术,将分组在源节点进行编码与分块,在目的节点对分块进行解码与组合.

本文借鉴 PROPHET 模型的思路,建立基于迁移可测度的路由模型 PDRR(Predictable-Delivery-Ratio based Routing),它回避 EP 模型分组泛洪的缺陷,结合组合理论^[9],求出最优组合解.

2 迁移可测度及其组合概念

PROPHET 模型给出迁移可测度的基本概念,体现最近时间内节点转发分组至某一目的节点的能力;节点欲发送分组时,选择具有最大迁移可测度的邻节点,作为中继节点转发分组.然而,仅仅估量单个邻节点转发分组至目的节点的可能性,将忽略多个邻节点同时中转分组至目的节点的能力.在这种意义下,利用多个具有较高迁移可测度的邻节点作为中继,势必将克服单个节点中转分组效率低且时延大等缺点.但是,应尽量避免用所有邻节点作为中继;否则,副本数目将激增.为此,应合理控制邻节点作为中继,转发分组的概率.举例而言,若节点 A_u 有两个邻节点,由它们转发来自 A_u 分

组的概率分别为 0.8 和 0.2, 则前者获得 80% 转发分组的机会, 后者仅得到 20% 的机会. 这样可有效抑制了后者转发分组的机率, 减少了由此产生的分组副本.

设目的节点为 A_d , 下文讨论任一节点发送分组至 A_d 的选路策略. 为此, 引入以下概念:

定义 1 迁移可测度 $R_u \in [0, 1]$: 任一节点 A_u 发送分组至目的节点 A_d 的成功概率.

每个节点的迁移可测度初始值为零, 在一定时间周期内, 通过 Beacon 信息感知对方存在. 设 Beacon 信息交互的时间间隔为 Δ . 以节点 A_u 为例: 在 Δ 时间内, 如果 A_u 收到来自邻节点 A_k 关于它到目的节点的迁移可测度 R_k , A_u 则立即更新 R_u , 新的 R_u 表明在最近时刻, 节点 A_u 通过 A_k 中转分组至目的节点的能力. 在更新 R_u 时, 应考虑 A_k 的迁移可测度对原始值的影响, 不可完全使用中继节点 A_k 的迁移可测度替换 R_u , 两者间的权衡由权重 α 决定. 此外, 如果在 Δ 时间, A_u 没有收到来自任何邻节点的更新测度值, 则表明 A_u 可能正在失去或已经失去中转分组至目的节点的能力, 此时令 R_u 以指数级速度衰减, 如图 1 所示. 具体计算规则如下:

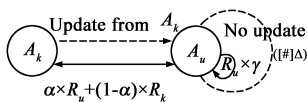


图1 迁移可测度的计算

$$R_u = \begin{cases} \alpha \times R_u + (1 - \alpha) \times R_k, & \text{update from } A_k \\ R_u \times \gamma^{(\# \Delta)}, & \text{timeout} \end{cases} \quad (1)$$

其中权重 $\alpha \in [0, 1]$ 是一个常数, $(1 - \alpha)$ 可以理解为节点 A_u 记住邻节点 A_k 迁移可测度的能力. $\gamma \in [0, 1]$ 为衰减因子; $[\# \Delta]$ 为时间间隔的个数, 描述节点自最近一次更新测度值至当前时刻, 所经历的超时间隔数, 其值越大, R_u 衰减地越快. R_k 为中继节点 A_k 的迁移可测度, 特别地, 当 A_k 本身为目的节点时, 其值为 1.

节点本身的状态及其周遭环境的变化对 R_u 的影响, 可由 R_u 的历史值体现出来. 历史迁移可测度的均值体现最近一段时间内节点转发分组至目的节点的平均概率, 用 $E(R_u)$ 表示.

定义 2 预期迁移可测度 $E(R_u)$: 任一节点 A_u 保存的所有迁移可测度的均值, 即 R_u .

定义 3 组合迁移可测度 R_p : 任一节点 A_u 以某组合 p 选择邻节点转发分组至目的节点 A_d 的成功概率.

设节点 A_u 有 n 个邻节点 A_1, A_2, \dots, A_n , 其中邻节点 A_i 的迁移可测度为 $R_i, i \in [1, n]$; 所有 R_i 组成迁移可测度列向量 $\mathbf{R} = (R_1, R_2, R_3, \dots, R_n)$. $x_i \in [0, 1]$ 表示节点 A_u 将以概率 x_i 选择节点 A_i 为中转节点转发分组, 称为邻节点 A_i 的中继概率. 则对所有邻节点的中继组合 p 可记为列向量 $\mathbf{x} = (x_1, x_2, \dots, x_n)$, p 表示 A_u 分别以权重 x_1, x_2, \dots, x_n , 选择各邻节点为其转发分组. 则组合 p

的迁移可测度为: $R_p = \sum_{i=1}^n x_i R_i = \mathbf{x}^T \mathbf{R}$, 它的期望迁移可测度为: $E_p = \bar{R}_p = \sum_{i=1}^n x_i E(R_i) = \sum_{i=1}^n x_i \bar{R}_i = \mathbf{x}^T \bar{\mathbf{R}}$, 方差为: $\sigma_p^2 = \mathbf{x}^T \mathbf{V}_x = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n x_i x_j \sigma_i \sigma_j \rho_{ij}$. R_p 和 σ_p^2 分别描述了节点 A_u 以权重 x 选择邻节点转发分组至目的节点的成功概率与风险(方差)大小, \bar{R}_p 则给出中继方案的平均成功概率.

定义 4 $E_p - \sigma_p$ 参考域: 在 $E_p - \sigma_p$ 坐标系中, 任一邻节点或邻节点间的组合都可用该坐标系中的一点来表示, 这一点将随不同组合权数的变化而变化, 其轨迹所填满的区域称之为 $E_p - \sigma_p$ 参考域.

实际上, $E_p - \sigma_p$ 参考域描述了邻节点间所有可行的组合. 假定 A_u 有三个邻节点 A_1, A_2, A_3 , 则所有可行组合在 $E_p - \sigma_p$ 坐标系中的参考域为图 2 中阴影所示.

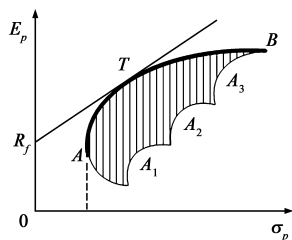


图2 有效中继边界

定义 5 有效中继节

点组合: 在所有可行组合中, 某些组合与其他组合相比, 在同样的风险水平(组合方差 σ_p^2) 下, 具有较高的组合迁移可测度 R_p ; 或者在同样的组合迁移可测度下, 有最小的方差. 则称这些组合为有效中继节点组合.

定义 6 有效中继边界: 指所有的有效中继节点组合在 $E_p - \sigma_p$ 平面上形成的曲线.

图 2 中, 曲线 \widehat{ATB} 是三个邻节点情况下的有效中继边界, 其中 A 点代表最小方差组合, B 点代表最大组合迁移可测度. 此时, 有效中继边界的求解可归结为如下二次规划方程:

$$\min_{\mathbf{x}} \frac{1}{2} \mathbf{x}^T \mathbf{V}_x \quad (2)$$

$$\text{s.t. } \mathbf{x}^T \bar{\mathbf{R}} = \bar{R}_p, \sum_{i=1}^n x_i = \mathbf{x}^T \mathbf{I} = 1, x_i \geq 0 \quad (3)$$

当 $\mathbf{x}^T \mathbf{I} < 1$ 时, 引入虚拟变量 R_f , 将剩余中继概率项 $(1 - \mathbf{x}^T \mathbf{I})$ 分配给 R_f . 它的引入使 $E_p - \sigma_p$ 参考域和有效中继边界发生如图 2 所示的变化. 图中从 R_f 出发的一条射线与 $E_p - \sigma_p$ 有效中继边界相切, 切点用 T 表示. 不难发现, 原先的有效中继边界 AT 落在了这条直线的右下方, 它由一部分直线和一部分曲线构成, 即 $R_f TB$, 其二次规划方程的约束条件改变为:

$$\text{s.t. } \mathbf{x}^T \bar{\mathbf{R}} + (1 - \mathbf{x}^T \mathbf{I}) R_f = \bar{R}_p, \mathbf{x} \geq 0 \quad (4)$$

3 单因素的引入

预期迁移可测度是历史迁移可测度的均值, 体现

节点发送分组至目的节点的平均成功概率.而在最近 Δ 时间内,迁移可测度的实时值,则体现当前状态下节点发送分组至目的节点的成功概率.在估算迁移可测度时,将其纳入考虑.这里称实时值 R_i' 为单因素,它由式(1)得到.由下式更新 R_i 的估算值:

$$R_i = \beta E(R_i) + (1 - \beta) R_i' + e_i \quad (5)$$

式中 $\beta \in (0, 1)$, 表示估算值 R_i 对实时值 R_i' 的敏感程度;不难看出, β 越接近 0, R_i 越倾向于采用实时值估算迁移可测度. e_i 是不确定变量,表示上式对迁移可测度的预测误差.单因素的引入有两个基本假设,一是 e_i 的均值为零, $E(e_i) = 0$, 且对一切 $i \neq j$, e_i 与 e_j 不相关,即 $E(e_i e_j) = 0$.这一假设意味着,对误差仅需预测其方差 σ_{e_i} ;二是独立的预测误差与实时值 R_i' 不相关,即 $\text{cov}(e_i, R_i') = 0$.

令 $E(R_i) = a_i$, 节点组合的迁移可测度为:

$$R_p = \sum_{i=1}^n x_i [\beta a_i + (1 - \beta) R_i' + e_i] \\ = \beta a_p + (1 - \beta) R_p' + e_p$$

其中 a_p , R_p' 和 e_p 分别为 a_i , R_i' 和 e_i 的加权平均.因此,节点组合的预期迁移可测度为 $\bar{R}_p = \beta a_p + (1 - \beta) \bar{R}_p'$, 节点组合的方差为

$$\sigma_p^2 = (1 - \beta)^2 (\sigma_p')^2 + \sigma_{e_p}^2 \quad (6)$$

由上述分析可知,切点 T 处的有效中继节点组合,即是最优中继节点组合.对于式(4),利用拉格朗日乘子法,引入 λ , 构成 $L = (1/2) \mathbf{x}^T V_{\mathbf{x}} + \lambda [\bar{R}_p - \mathbf{x}^T \bar{R} - (1 - \mathbf{x}^T I) R_f]$, 对 \mathbf{x} 求导数并令其为零,定义 $z = \mathbf{x} / \lambda$ 可得:

$$\bar{R}_i - R_f = z \sigma_i^2 + \sum_{j=1}^n z \sigma_{ij}, \text{ 由式(5)可知 } \sigma_i^2 = (1 - \beta)^2 (\sigma_i')^2 + \sigma_{e_i}^2 \text{ 及式(6) } \sigma_{ij} = \beta^2 \sigma_i' \sigma_j', \text{ 代入得:}$$

$$\bar{R}_i - R_f = z \sigma_{e_i}^2 + \beta^2 \sigma_i' \sum_{j=1}^n z \sigma_j' - u_i, \quad i \in [1, n] \quad (7)$$

其中 $z_i u_i = 0$ 且 $z_i \geq 0$. 在这里, u_i 是为了保证 z_i 非负性而添加的虚拟变量.当节点选择中继节点时,并非所有邻节点都一定包含在最终中继节点组合中.假定我们重新排列这些邻节点,使得前 n_1 个邻节点的组合有 $z_i \geq 0$, 即包含在切点 T 的节点组合中;而其余节点组合的 $z_i = 0$, 不包含在此节点组合中,那么式(7)可重写成:

$$\bar{R}_i - R_f = z \sigma_{e_i}^2 + \beta^2 \sigma_i' \sum_{j=1}^n z \sigma_j', \quad i = 1, 2, \dots, n_1$$

对此式求解可得:

$$z_i = \frac{\sigma_i'}{\sigma_{e_i}^2} \beta^2 (D_i - C^*)$$

$$\text{其中: } D_i = \frac{\bar{R}_i - R_f}{\beta^2}, C^* = \frac{\beta \sigma_i' \sum_{j=1}^{n_1} (\bar{R}_j - R_f) \sigma_j'}{1 + \beta^2 \sigma_i' \sum_{j=1}^{n_1} \left(\frac{\sigma_j'}{\sigma_{e_j}^2} \right)}$$

所以当 $(D_i - C^*)$ 为正时, z_i 为正.这样,根据节点的 D_i 可对所有邻节点进行排序,并计算每个邻节点的 C_i 值.

直观而言, C^* 等于这样一个 C_i ; 使得用于计算该 C_i 的所有邻节点的 D_i 值大于 C_i , 而不用用于计算该 C_i 的所有邻节点的 D_i 值小于 C_i . 另外, 如果已知某个节点包含在切点 T 的邻节点组合中, 那么, 具有较高 D_i 值的节点必定以正数量包含在此节点组合中. 这样, 决定哪些节点包含在切点 T 的邻节点组合中, 以及在切点 T 处如何分配邻节点的中继概率归结为图 3 所示算法.

(1) 计算所有邻节点的 D_i 值, 并将其从大到小进行排序; /* 若具某一 D_i 值的节点包括在切点 T 的邻节点组合中, 则 D 值较大者一定包括在此组合内; 若某一 D_i 值的节点不包括在切点 T 的邻节点组合中, 则 D 值小于 D_i 值的节点也不包括在此组合内. 因此, 一个节点是否包含在切点 T 的邻节点组合中, 只取决于其 D 值的大小. */

(2) 对每个节点计算 C^* 值;

$$C^* = \frac{\beta \sigma_i' \sum_{j=1}^{n_1} \frac{(\bar{R}_j - R_f) \sigma_j'}{\sigma_{e_j}^2}}{1 + \beta^2 \sigma_i' \sum_{j=1}^{n_1} \left(\frac{\sigma_j'}{\sigma_{e_j}^2} \right)}$$

/* 注意 C_i 不同于 C^* , 区别在于 j 的上限 */

(3) 比较 D_i 和相应的 C_i , 寻找某 C_i 值, 使得用于计算该 C_i 的所有邻节点的 D_i 值大于 C_i , 而不用用于计算该 C_i 的所有邻节点的 D_i 值小于 C_i ; 用 C^* 表示具有这种特性的 C_i ;

/* 求解 C^* 的过程可以归结为, 在所有 C_i 中, 寻找一个满足条件的分界点 C_i^* */

(4) 切点 T 处的节点组合由 D_i 大于 C^* 的所有邻节点组成;

/* 满足 $D_i < C^*$ 的节点被排斥在切点 T 处的节点组合之外 */

(5) 若 $D_i > C^*$, $z_i = \frac{\sigma_i'}{\sigma_{e_i}^2} \beta^2 (D_i - C^*)$

(6) 当 z_i 值确定后, 邻节点 A_i 的中继概率为: $x_i = \frac{z_i}{\sum_{j=1}^n z_j}$

图 3 邻节点中继概率的计算

4 仿真实验

采用 DTNSim2^[10] 网络仿真器, 仿真实验选取 100 个无线节点, 将其随机分布于 $1200\text{m} \times 400\text{m}$ 的矩形区域中. 节点的移动速率均匀分布在 $[0, 20\text{m/s}]$, 移动方向随机选取; 当节点移动至区域边缘时, 从矩形的另一侧以原方向重新进入区域, 随后重复其固有运动模式.

链路层协议基于 802.11, 强制开启 RTS/CTS 握手功能. 设节点间的链路是双向的, 默认情况下, 无线传输范围为 50m, 链路的带宽 3000bps. 在 100 个节点中随机挑选 10 个节点作为目的节点, 其余 90 个节点作为源节点向所有目的节点发送数据分组. 在 90 个节点中, 任一节点

产生的分组大小为 0.5KB,产生流量为 24KB,90 个节点共产生 4320 个分组.默认情况下,节点的缓存容量为 200KB,分组一旦到达目的节点即被丢弃.另外,由于迁移可测度的计算基于 PROPHET,所以对于参数 α 和 γ 的选取,可采用相似的设定,令 $\alpha = 0.75$ 且 $\gamma = 0.92$.图 4 给出式(5)中 β 分别取(0.1,0.35,0.55,0.65,0.75,0.95)时,PDRR 路由的分组到达率.不难看出,当 β 在 0.65 附近取值时,分组到达率最高,后续实验均设 β 为 0.65.

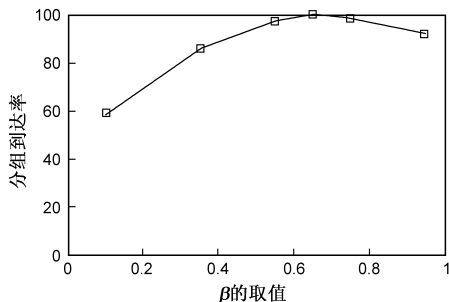


图4 β 的取值与分组到达率

图 5 给出无线传输范围对分组到达率的影响.随着无线传输范围的增大,越来越多的节点处于一跳通信范围之内;当传输范围增大到 200m 时,仅需 6s 所有分组即可到达目的节点.随着无线传输范围的缩小,端到端的链路跳数增加,分组需经过更多的中继节点转发至目的节点,导致端到端的分组传输延迟增大.设定无线传输范围为 20m,当仿真实验进行至 1162s 时,分组到达率不再增加,始终停留在 83.41%.这是由于无线传输范围太小,网络的某些部分处于被分割状态.后续实验中,设定无线传输范围的默认值为 50m,此时,分组完全到达目的节点需 265s.

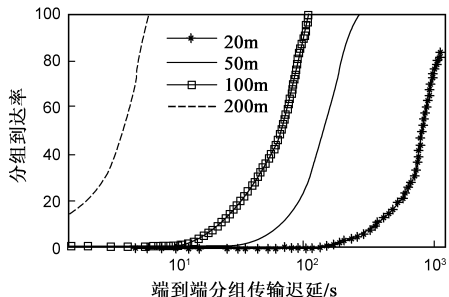


图5 不同无线传输范围下的分组传输延迟与分组到达率

图 6 给出仿真实验进行至 265s 时,分组到达率的性能比较结果.可以看出,PDRR 模型优于其他两种路由模型.从开始时刻到 112s 时刻的区间,EP 路由模型转发的分组副本的数目尚未突破节点缓存容量的限制,获得了较高的分组到达率.但随时间推移,网络呈现饱和状态,分组被丢失,目的节点的分组到达率不再增加. PHROPHT 模型利用较少的中继节点转发分组难以获得较高的分组到达率.

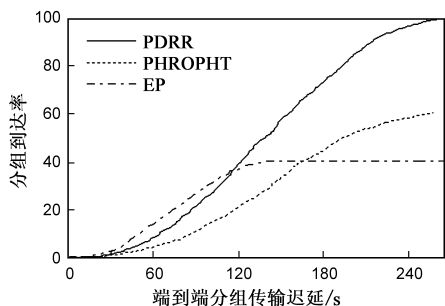


图6 三种路由模型的分组传输延迟与分组到达率

本质上,PDRR 路由属于按需路由,分组及副本的去向以中继概率散布于下一跳节点;从实验来看,其路由选路类似于参数控制的定向广播,每一跳的广播范围更趋向于包含接近目的端的中继节点.相比于其他模型,图 6 中 170s 后的 PDRR 曲线变化体现了这一趋势.

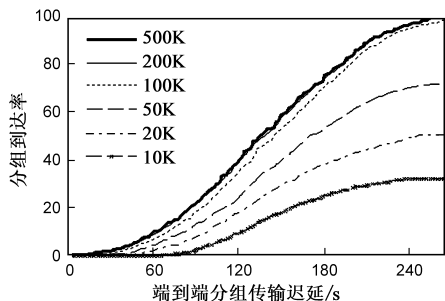


图7 不同缓存容量下的分组传输延迟与分组到达率

节点的缓存容量将直接影响分组到达率.上述实验中,节点默认的缓存容量为 200KB.当传输范围为 50m 时,需要多大的节点缓存才可确保分组到达率接近 100%,图 7 给出了 PDRR 路由模型的参考设定.当缓存容量较小,尤其是 10KB 时,大部分分组未能到达下一跳即被丢弃,所以仅能维持 33% 的分组到达率;缓存容量增大至 100KB 时,PDRR 路由模型可取得 97% 的分组到达率;缓存容量为 200KB 和 500KB 时,所有分组可在 265s 时刻前到达目的节点.

图 8 给出不同的节点缓存容量设定下,三种路由模型的分组到达率对比结果.由于 PROPHET 仅选取具有迁移可测度最大的邻节点转发分组,所以它受节点缓

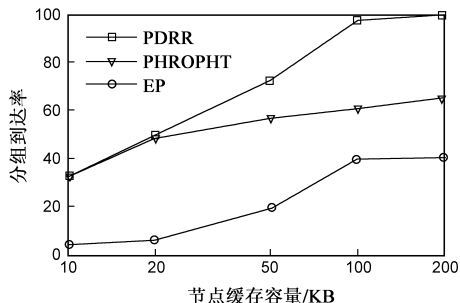


图8 三种路由模型的节点缓存容量与分组到达率

存容量的影响较小;在节点缓存仅有 10KB 和 20KB 时,它接近于 PDRR 路由模型.因为 PDRR 利用组合的中继节点转发分组,所以当缓存容量增大时,分组副本丢失的概率逐渐减小,分组到达率增大较为明显. EP 路由模型向每一邻节点发送分组副本,需要消耗太多的节点缓存.因此,当节点缓存小于 20KB 时,分组到达率仅维持在 8% 左右;节点缓存容量增加时,情况得到缓解,但分组到达率最多维持在 41%.

5 结论

PDRR 路由模型以提高端到端的分组到达率为目标,通过合理的选择和评判邻节点的中继组合,推导出目标优化的路由策略.当节点的缓存容量非严格受限时,PDRR 模型解决了 EP 模型分组副本泛滥的问题,且获得了较高的分组到达率.后续的工作集中在定量化节点缓存队列容量,考虑缓存容量约束下的最优路由策略问题.

参考文献:

- [1] T Spyropoulos, K Psounis, C S Raghavendra. Spray and wait: an efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks[A]. Proc of the ACM SIGCOMM Conf on Delay Tolerant Networking 2005[C]. Philadelphia, ACM, 2005. 252 – 259.
- [2] A Vahdat and D Becker. Epidemic routing for partially connected ad hoc networks[R]. Technical Report CS-200006, Duke University, April 2000.
- [3] T Small, Z J Haas. Resource and performance tradeoffs in delay-tolerant wireless networks[A]. Proc of the ACM SIGCOMM Conf[C]. Philadelphia: ACM, 2005. 260 – 267.
- [4] X Chen, A L Murphy. Enabling disconnected transitive communication in mobile ad hoc networks[A]. Proc of Workshop on Principles of Mobile Computing[C]. Newport: WPMC, 2003. 21 – 23.

- [5] M Tariq, M Ammar, E Zegura. Message ferry route design for sparse ad hoc networks with mobile nodes[A]. Proc of MobiHoc, 2006[C]. Florence, ACM, 2006. 37 – 48.
- [6] A Lindgren, A Doria, O Schelen. Probabilistic routing in intermittently connected networks[A]. The First International Workshop on Service Assurance with Partial and Intermittent Resources[C]. Fortaleza: WSAPIR, 2004. 239 – 254.
- [7] J Boice, J J Garcia, K Obraczka. Combining on-demand and opportunistic routing for intermittently connected networks[J]. Elsevier Science, 2009, 7(1): 201 – 218.
- [8] S katti, H Rahul, Wenjun Hu, D katabi. XORs in the air: practical wireless network coding[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2008, 16(3): 1063 – 6692.
- [9] E J Elton, M J Gruber, S J Brown. Modern portfolio theory and investment analysis[M]. New York: John Wiley & Sons Press, the 7th edition, 2006. 69 – 176.
- [10] S Jain. The DTN simulator-2[EB/OL]. <http://watwire.uwaterloo.ca/DTN/sim/>.

作者简介:



居 熙 男, 1980 年生于江苏南通. 2005 年毕业于东南大学计算机科学与工程系, 同年进入东南大学计算机网络和信息集成教育部重点实验室攻读博士研究生, 现为美国伟恩州立大学访问学者. 从事无线网络协议设计, 大规模传感器网络 GENI 实验床的搭建等工作.

E-mail: jx@seu.edu.cn



陶 军 男, 1975 年生于江苏淮阴. 2006 年获东南大学计算机科学与工程系博士学位. 现为东南大学计算机科学与工程学院副教授. 研究方向主要为高性能网络及分布式计算, 博弈与信息经济学.

E-mail: juntao@seu.edu.cn

