

# 马氏模型下移动自组网随选型 路由协议特性分析\*

王汉兴<sup>1</sup>, 胡 细<sup>2</sup>, 方建超<sup>3</sup>, 贾维嘉<sup>4</sup>

(1. 上海立信会计学院 数理统计系, 上海 201620;

2. 上海大学 理学院 数学系, 上海 200444;

3. 湖南大众传媒职业技术学院, 长沙 410100;

4. 香港城市大学 计算机工程与信息技术系, 香港)

(郭兴明推荐)

**摘要:** 移动自组网络(简称 MANET)因其移动性及无基础设施支持等特点已经成为无线通信网络中的热门问题。通过将—个 MANET 网络中每条链边的长度看作—个生灭过程, 并且假设在泛洪过程中空间可以复用  $n$  次, 建立了移动自组网络空间可复用的马氏模型, 简记为  $n\_SRBDM$ 。在—个典型的随选型路由协议即动态源路由(DSR)协议的基础上, 研究了网络的一些关键性能参数, 给出了路由泛洪距离的概率分布和期望, 限定泛洪步数时成功寻路的概率、发现  $\tau$  时有效路径及对称有效路径的概率, 发现—条有效路径的平均时间等, 对于路由维护过程, 也引入并研究了一些网络性能参数, 例如, 路由恢复的平均频率, 路由有效的平均时间。对于这些网络参数在空间可复用和空间不可复用两种情形下进行了比较。证明了空间可复用模型下的路由选择更为有效。

**关键词:** 移动自组网络; 马氏模型; 路由协议; 性能分析

**中图分类号:** O211.62 **文献标识码:** A

## 引 言

移动自组网络(简称 MANET)是由—组无线移动节点动态地形成—个无基站也无中心管理的临时网络。在这种网络里, 每个移动节点本身兼备路由器和客户机两种功能。每个移动主机都可以通过启动路由发现过程找到—条路由通往网络中的任何其他节点。

对于 MANETs 来说—个最关键的问题是如何快速而有效地在源节点与目的节点之间构建和选择—条多跳路由。迄今为止, 人们已经针对 MANETs 提出了许多路由协议, 大部分可以分为预选型(proactive)和随选型(reactive)两大类<sup>[1]</sup>。预选型路由协议要求每个节点都保持—张或多张到其它节点的路由信息表, 当网络的拓扑结构发生变化时, 通过在整个网络内广播更新信息以便维持—张连续的网络拓扑结构信息表。随选型路由协议是按需构建和更新路由, 所以在没有数据包的情况下是没有控制包的。对于 MANETs 来说, 由于其节点移动、带宽和能源有限等本质特征, 随选型路由协议比预选型路由协议更优<sup>[2,4]</sup>。

\* 收稿日期: 2005\_12\_05; 修订日期: 2006\_10\_16

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(10471088; 60572126)

作者简介: 王汉兴(1956—), 男, 长沙人, 教授, 博士(联系人, E-mail: whxlqq@163.com)。

迄今为止提出的随选型路由协议中<sup>[5,6]</sup>, DSR 是最早也是最典型的。它由路由发现过程和路由维护过程组成。泛洪是路由发现的基本手段, 它通过广播方式在网络中传播信息。当一个节点试图向其目的节点发送数据时, 它就会启动路由发现过程动态地找出一条路由。源节点首先产生一个路由请求包 RREQ (Route Request) 并向整个网络泛洪, 当向前转发 RREQ 包时, 如果接收到它的节点是目的节点或者其路由缓存器中已有一条通达目的节点的可用路由, 则该节点会向源节点回复一个路由应答包 RREP (Route Reply) 报告找到的路径, 从而寻路成功; 否则, 就继续转发这个 RREQ 包。如果源节点在发出 RREQ 包后等待时间达到一个给定的阈值后仍未收到 RREP 包, 则认为寻路失败, 会再次启动路由发现过程重新寻路, 如此进行直至路由成功或达到最大允许重启次数为止。路由维护过程会监视被使用的路由的运行情况, 源节点在收到路由错误通知后会立即使用端到端的路由恢复过程进行路由维护。

定义和估计一些基本的网络参数对于设计和优化协议都是很关键的, 例如平均泛洪距离、链边有效的平均时间等。节点移动的随机性使得对于这些参数的研究更加复杂, 因此, 通常是用模拟的手段进行研究的<sup>[7,8]</sup>, 理论研究相对来说更加困难, 相应的文献也比较少见。Jacquet 和 Laouiti 在泛洪距离方面做了突破性的工作<sup>[9]</sup>, 但是他们的结果是在空间不可重用的随机图模型下得到的, 这种模型只适用于诸如办公室无线局域网这样的特殊环境。

在现有的技术条件下通过测量节点间的信号强度<sup>[10]</sup>或使用全球定位系统<sup>[11]</sup>已经可以测出无线网络中节点间的距离了。本文就在节点间的相对距离随时间变化这个基本假设条件下, 对 MANETs 提出了马氏生灭模型。我们在这个模型下研究了随选型路由协议的一些网络参数, 并引入了和这些参数有关的几个概念, 例如, 泛洪距离的概率分布和期望, 限定泛洪步数时成功寻路的概率、发现  $\tau$  时有效路径或对称有效路径的概率, 找到一条有效路径所需的平均时间。我们通过计算这个模型的平稳分布, 得到了这些概念的理论概率公式。上述结果对路由协议的优化和评价具有理论上的指导意义, 也将对设计更有效的路由算法提供新的思路。

本文共分 3 部分, 第 1 部分对移动自组网络的马尔可夫生灭模型进行了简单描述。第 2 部分由 4 小节组成, 第 1 小节给出了网络处于平稳状态下一条链边有效的概率, 第 2 小节给出了泛洪距离的概率母函数, 路由发现和路由维护的性能分析分别在第 3 和第 4 小节给出。最后在第 3 部分得出结论。

## 1 MANETs 的马氏生灭模型

在现实中, MANETs 中的节点实际上是手提电脑或装在车上的计算机, 因此他们的移动特征是由人的行为或车的移动而决定的, 而人车的移动速度通常是中等的(一般不超过 200 km/h)。我们用一个整数  $k$  ( $k = 0, 1, 2, \dots$ ) 来描述两个节点间的相对距离, 即距离某节点  $k$  个距离单位的区域是以单位距离为环宽的圆环。因此, 当另一个节点在这个区域内部运动时, 这两节点间的距离是不变的。不难推得, 在充分短的时间内, 两个节点之间距离的变化, 要么减少一个单位, 要么增加一个单位, 或者维持不变。这是把 MANET 建立成马氏生灭模型的基础。设  $x$  和  $y$  是 MANET 中任意两个节点, 称二元序偶  $\langle x, y \rangle$  为网络中的一条链边。 $x$  和  $y$  之间的距离称为链边  $\langle x, y \rangle$  的长度, 并设链边的长度取整数。当节点在网络内随机移动时, 每条链边的长度会随着时间而随机地变化。因此, 每条链边的长度可以看作一个取非负整值的随机过程。如果一条链边的长度不超过节点的有效发射半径, 则称此链边是有效链边。一条有效路由 (route) 是指由一组有效链边构成的连接源节点和目的节点的一条多跳转发路径。我们对模型作如下假

设

假设 1 MANET 包括  $N$  个随机分布在平面上的节点, 并且所有节点具有相同的有效传输半径  $\rho$

假设 2 设  $D = \{d_t(\omega)\}_{t \geq 0}$  表示链边在时刻  $t$  的长度, 它是一个生灭过程 (birth-death process), 其密度矩阵  $Q = (q_{ij})$  具有如下形式:

$$Q = \begin{pmatrix} -(\lambda_0 + \beta_0) & \beta_0 & 0 & \dots & 0 & 0 & 0 & \dots \\ \lambda_1 & -(\lambda_1 + \beta_1) & \beta_1 & \dots & 0 & 0 & 0 & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & \dots & \dots & \dots & \lambda_k & -(\lambda_k + \beta_k) & \beta_k & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \end{pmatrix}, \quad (1)$$

其中  $\lambda_0 = 0$ ,  $\lambda_i > 0, i > 1$ , 且  $\beta_i > 0, i \geq 0$

假设 3 所有链边独立地取随机值

实际上, 假设 2 意味着网络中节点未来的运动状态只依赖于当前的状态, 如果网络中所有链边是相互独立地取随机值, 那么网络拓扑变化的概率特征可以由 (1) 式中的密度矩阵  $Q = (q_{ij})$  来刻画. 假设 3 是对网络中节点移动的一种理想化的假设, 当网络处于平稳状态时, 各条链边长度的取值是独立同分布的 (i. i. d.).

Jacquet 和 Laouiti 研究了所有节点均处于各自传送半径之内的特殊情形<sup>[9]</sup>. 这种情形下, 无线传输的特点决定了各个节点不能同时发送信息, 也就是说空间不能重用. 在一般的 MANETs 中, 节点能够同时发送信息而不会互相干扰 (假设已经解决好隐终端之类问题), 这是空间可重用的情形. 本文研究这种一般的空间可重用情形. 为简单起见, 我们把研究对象局限于节点数  $N$  充分大的稠密网络, 且对空间重用作了如下限制:

假设 4 当多个节点在等待发送数据时, 只有  $n$  个节点能够在同一时刻进行数据发送, 且这  $n$  个节点是从等待发送的节点中随机选出.

基于假设 1 至假设 4 所确定的 MANETs 马氏模型称为  $n$ \_SRBDM 模型 ( $n$ \_spatial reuse birth-death model). 当  $n = 1$  时, 1\_SRBDM 模型即为空间不可重用的特殊情形. 下面我们以 DSR 协议为例, 在  $n$ \_SRBDM 模型下研究一些基本网络参数的概率性质.

## 2 马氏模型下 DSR 协议分析

### 2.1 链边有效的概率

如果链边的长度不超过节点的传播范围, 则称链边有效. 在  $n$ \_SRBDM 模型中, 随着节点的运动, 一条链边的状态总是在有效和无效之间变化. 本小节推导了网络处于平稳状态下一条链边有效的概率.

由生灭过程的理论<sup>[12,14]</sup>, 我们有下面的引理.

引理 1 设  $e_1 = 1/a_1 + \sum_{i=0}^{\infty} ((\beta_1 \beta_2 \dots \beta_{i+1}) / (\lambda_1 \lambda_2 \dots \lambda_{i+2}))$ . 如果  $e_1 < \infty$ , 则网络中任一链边的长度  $\{d_t(\omega)\}$  的平稳分布是

$$v(k) = \frac{1}{1 + \beta_0 e_1} \frac{\beta_0 \beta_1 \dots \beta_{k-1}}{\lambda_1 \lambda_2 \dots \lambda_k}, \quad k \geq 1,$$

$$v(0) = (1 + \beta_0 e_1)^{-1}.$$

进一步, 若  $\lambda_i = \lambda > 0$ ,  $\beta_i = \beta > 0$ , 及  $\beta < \lambda$ , 则  $v(k) = (1 - \beta/\lambda) (\beta/\lambda)^k, k \geq 0$ .

定理 1 如果网络以平稳分布作为其初始分布,则在任意时刻  $t$ , 一个链边有效的概率是

$$p = \sum_{k=0}^{\rho} \nu(k) \cdot \text{并且, 任一节点的平均有效链边数是 } (N-1)p \cdot$$

证明 由假设可知,  $\{d_t(\omega)\}_{t \geq 0}$  以平稳分布作为其初始分布, 所以由马氏过程理论, 它是一个平稳过程, 即有  $P(d_t(\omega) = k) = \nu(k), t \geq 0, k \geq 0$ , 因此

$$p = P(d_t(\omega) \leq \rho) = \sum_{k=0}^{\rho} P(d_t(\omega) = k) = \sum_{k=0}^{\rho} \nu(k) \cdot$$

又由于网络中总共有  $N$  个节点, 故一个节点共有  $N-1$  条链边. 另一方面, 已证一条链边有效的概率为  $p$ , 因此节点在时刻  $t$  连有  $k$  条有效链边的概率是  $p_k = C_{N-1}^k p^k (1-p)^{N-1-k}$ . 故任一节点的平均有效链边数是

$$\sum_{k=0}^{N-1} k p_k = \sum_{k=0}^{N-1} k C_{N-1}^k p^k (1-p)^{N-1-k} = (N-1)p \cdot$$

## 2.2 泛洪距离的概率母函数

两个随机节点间的泛洪距离是指包含在这两节点间的一条路由内的链边数或跳数(hops). 由于节点是随机分布的, 且中间转发节点是随机选择的, 所以任意两个节点间的泛洪距离是一个随机变量. 泛洪距离是一个重要的网络性能参数, 其他许多的网络性能参数都与它有关. 本小节的目标是给出任意两个随机节点间泛洪距离的概率分布.

对于  $n$ \_SRBDM 模型, 设  $\eta_n$  表示网络中任给两个节点间的泛洪距离,  $\{p_k^{(n)}\}_{k=0}^{\infty}$  是泛洪距离的分布律, 即  $p_k^{(n)} = P(\eta_n = k)$ . 记泛洪距离的概率母函数(p. g. f.) 为  $G_n(s)$ , 由 p. g. f. 的定义,  $G_n(s) = E(s^{\eta_n}) = \sum_{k=0}^{\infty} p_k^{(n)} \cdot s^k$ .

定理 2 对于  $n$ \_SRBDM 模型, 网络中任意两个节点之间泛洪距离的 p. g. f. 是

$$G_n(s) = ps + \frac{s(1-q^n)}{q^{n-1}} \sum_{i=0}^{\infty} \frac{pq^{(i+1)n}}{1-q^{(i+1)n}} \prod_{j=0}^{i-1} \frac{1-[1-s(1-q^n)]q^{(j+1)n}}{q^{n-1}(1-q^{(j+1)n})},$$

式中 
$$\prod_{j=0}^{i-1} \frac{1-[1-s(1-q^n)]q^{(j+1)n}}{q^{n-1}(1-q^{(j+1)n})} = 1 \cdot$$

证明 考虑  $n$  次空间可复用模型中任意两个节点, 一个为源节点, 另一个为目的节点. 在泛洪过程中, 将 RREQ 包的转发按发送时间分类, 即在同一时刻的转发归为一类. 这样我们就能按转发时间的先后来将各个转发类排序. 0 类就是源节点的发送(也就是第 0 次重传), 第  $k$  类有且只有  $n$  个进行第  $k$  次重传的节点.

用归纳法易证得, 第  $k$  类中的  $n$  个节点的泛洪距离均具有相同的条件分布律. 事实上, 在首次转发的条件下, 第 1 类中的节点的泛洪距离的条件分布律都是单点分布, 因而第 1 类中节点的泛洪距离是同分布的. 假设对任意整数  $k$ , 第  $k$  类中的  $n$  个节点的泛洪距离都具有相同的条件分布律. 对于第  $k+1$  类中的  $n$  个节点, 我们从 1 到  $n$  枚举这  $n$  个节点, 并且将第  $i$  个节点的泛洪距离记为  $\eta_i$ ,  $1 \leq i \leq n$ . 那么  $\eta_i - 1, 1 \leq i \leq n$  可以看作是相对于源节点而言,  $n$  个进行第  $k$  次转发的节点中第  $i$  个节点的泛洪距离, 而由归纳假设, 它们是条件同分布的, 第  $k+1$  类中  $n$  个节点中的每一个节点的泛洪距离的条件分布律也都是相同的.

既然第  $k$  类中的  $n$  个节点的泛洪距离具有相同的条件分布律, 我们就可以将第  $k$  类中的节点的泛洪距离的条件概率母函数(c. p. g. f.) 记为  $P_k(s)$ . 第  $k$  类中的节点必定在前  $k$  类的转发中至少收到一次路由请求包. 因此, 在一个节点属于第  $k$  类的条件下, 该节点是从第  $i$  类的转发中首次接收到路由请求包的条件概率是

$$\begin{cases} P(0 | k) = \frac{p}{1 - qq^{(k-1)n}}, & i = 0, \\ P(i | k) = \frac{qq^{(i-1)n}(1-q^n)}{1 - qq^{(k-1)n}}, & k > i \geq 1. \end{cases} \quad (2)$$

这里  $p = \sum_{k=0}^{\infty} v(k)$  且  $q = 1 - p$ .

进一步,当请求包是从第  $i$  类的转发中首次收到时,两节点间泛洪距离的 c. p. g. f. 是  $sP_i(s)$ , 注意到  $P_0(s) = 1$ , 由全期望公式,可得递推式

$$P_k(s) = \frac{sp}{1 - qq^{(k-1)n}} + s \sum_{i=1}^{k-1} \frac{qq^{(i-1)n}(1-q^n)}{1 - qq^{(k-1)n}} P_i(s).$$

令  $P(z, s) = \sum_{k=1}^{\infty} P_k(s)z^k$ ,  $A(z) = \frac{1 - [1 - s(1 - q^n)]z}{q^{n-1}(1 - z)}$ ,  $B(z) = \frac{psz}{1 - z}$ , 上式化为

$$P(z, s) = B(z) + A(z)P(q^n z, s) = \sum_{i=0}^k B(q^{in} z) \prod_{j=0}^{i-1} A(q^{jn} z) + P(q^{(k+1)n} z, s) \prod_{j=0}^k A(q^{jn} z).$$

注意到: 对任意的

$$0 \leq z < 1, \lim_{k \rightarrow \infty} \sum_{i=0}^k B(q^{in} z) \prod_{j=0}^{i-1} A(q^{jn} z) < \infty, \text{ 且 } \lim_{k \rightarrow \infty} P(q^{(k+1)n} z, s) \prod_{j=0}^{k-1} A(q^{jn} z) = 0,$$

则  $P(z, s) = \sum_{i=0}^{\infty} B(q^{in} z) \prod_{j=0}^{i-1} A(q^{jn} z)$ . 代回  $A(q^{jn} z)$  和  $B(q^{in} z)$  得到

$$P(z, s) = \sum_{i=1}^{\infty} \frac{spq^{in} z}{1 - q^{in} z} \prod_{j=0}^{i-1} \frac{1 - [1 - s(1 - q^n)]q^{jn} z}{q^{n-1}(1 - q^{jn} z)}.$$

目的节点将从第  $k$  类的转发中首次收到路由请求包的概率是: 当  $k \geq 1$  时为  $qq^{(k-1)n}(1 - q^n)$ ; 当  $k = 0$  时为  $p$ , 此时目的节点的泛洪距离等于传送节点的泛洪距离加 1. 因此目的节点从第  $k$  类中收到路由请求包的条件下泛洪距离的 c. p. g. f. 是  $sP_k(s)$ , 因此泛洪距离的无条件的 p. g. f. 是

$$G_n(s) = ps + \sum_{k=1}^{\infty} qq^{(k-1)n}(1 - q^n) sP_k(s) = ps + \frac{s(1 - q^n)}{q^{n-1}} P(q^n, s) = ps + \frac{s(1 - q^n)}{q^{n-1}} \sum_{i=0}^{\infty} \frac{spq^{(i+1)n}}{1 - q^{(i+1)n}} \prod_{j=0}^{i-1} \frac{1 - [1 - s(1 - q^n)]q^{(j+1)n}}{q^{n-1}(1 - q^{(j+1)n})}.$$

在无空间重用的随机图模型中, Jacquet 和 Laouti 求得任意两个节点间泛洪距离的 p. g. f. <sup>[9]</sup> 正好是定理 2 中当  $n = 1$  时的结论.

$$P(s) = ps \prod_{i=1}^{\infty} \frac{1 - (1 - ps)q^i}{1 - q^i}.$$

推论 1 在  $1_{\text{SRBDM}}$  模型中, 网络中任意两个节点间泛洪距离的概率母函数是  $P(s)$ , 即

$$G_1(s) = P(s).$$

证明 事实上, 由定理 2 有

$$G_1(s) = ps + ps \sum_{i=0}^{\infty} \frac{spq^{i+1}}{1 - q^{i+1}} \prod_{j=0}^{i-1} \frac{1 - (1 - ps)q^{j+1}}{1 - q^{j+1}} = ps \cdot \frac{1 - (1 - ps)q}{1 - q} \cdot \left[ \left( 1 + \frac{spq^2}{1 - q^2} \right) + \frac{spq^3}{1 - q^3} \frac{1 - (1 - ps)q^2}{1 - q^2} + \dots \right] = ps \prod_{i=1}^{\infty} \frac{1 - (1 - ps)q^i}{1 - q^i} = P(s).$$

### 2.3 路由发现的性能分析

平均泛洪距离(AFD)、有跳限的请求包成功寻路的概率、发现  $\tau$  时有效路由或对称有效路由的概率、发现这种有效路由的平均时间等,这些都是路由发现过程的重要性能参数。本小节给出这些参数的估算。

**定理 3** 对于  $n$ \_SRBDM 模型,网络中任意两个节点之间的平均泛洪距离  $D_n$  为

$$D_n = 1 + \sum_{k=1}^{\infty} \frac{pq^k + q(1 - q^{n-1})q^{(n+1)k}}{1 - q^{(k+1)n}} \quad (3)$$

并且,  $\lim_{n \rightarrow \infty} D_n = 1 + q$ 。

**证明** 考虑网络中两个节点,一个作为源节点,另一个作为目的节点。由定理 2 的证明,转发类可以按转发时间来排序。记  $d_k$  为第  $k$  类中节点的平均泛洪距离。显然  $d_0 = 0$  且  $d_1 = 1$ 。

属于第  $k$  类的节点从前  $k$  类的转发中至少收到过一次路由请求包。那么在该节点属于第  $k$  转发类的条件下,该节点是在第  $i$  类的转发时首次收到路由请求包的条件概率由(2)式给出。由全期望公式可得

$$d_k = \frac{p}{1 - qq^{(k-1)n}} + \frac{1}{1 - qq^{(k-1)n}} \sum_{i=1}^{k-1} qq^{(i-1)n} (1 - q^n) (d_i + 1), \quad k \geq 1,$$

式中  $\sum_{i=1}^0 qq^{(i-1)n} (1 - q^n) (d_i + 1) = 0$ 。

对  $0 \leq z < 1$ , 令  $D(z) = \sum_{k=1}^{\infty} d_k z^k$ , 上面的递推式即可化为

$$D(z) = \sum_{k=0}^{\infty} \frac{pq^{kn} z + q(1 - q^{n-1})q^{2kn} z^2}{(1 - q^{kn} z)(1 - q^{(k+1)n} z)} \prod_{i=0}^{k-1} \frac{1 - q^{(i+1)n} z}{q^{n-1}(1 - q^{in} z)}.$$

目的节点将从第  $k$  类转发中首次收到路由请求包的概率是:当  $k \geq 1$  时为  $qq^{(k-1)n}(1 - q^n)$ , 当  $k = 0$  时为  $p$ 。这时其条件平均泛洪距离是  $(1 + d_k)$ , 所以无条件平均泛洪距离  $D_n$  就是

$$D_n = p + \sum_{k=1}^{\infty} qq^{(k-1)n} (1 - q^n) (d_k + 1) = 1 + \sum_{k=1}^{\infty} \frac{pq^k + q(1 - q^{n-1})q^{(n+1)k}}{1 - q^{(k+1)n}}.$$

对任意的  $0 < \delta < 1$ , 上式中的和式在  $q \in [0, 1 - \delta]$  一致收敛, 所以有

$$\lim_n D_n = 1 + \sum_{k=1}^{\infty} \lim_n \frac{pq^k + q(1 - q^{n-1})q^{(n+1)k}}{1 - q^{(k+1)n}} = 1 + \sum_{k=1}^{\infty} pq^k = 1 + q.$$

定理得证。

**推论 2** 在  $1$ \_SRBDM 模型中,任意两个节点之间的平均泛洪距离  $D_1$  为

$$D_1 = \frac{p}{q} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{q^k}{1 - q^k}. \quad (4)$$

文献[9]也在无空间复用的随机图模型下得到了(4)式。

**推论 3** 当  $n > 1$  时,有  $D_1 > D_n$ 。

**证明** 由(3)式,只需证明

$$\frac{pq^k + q(1 - q^{n-1})q^{(n+1)k}}{1 - q^{(k+1)n}} < \frac{pq^k}{1 - q^{k+1}}. \quad (5)$$

事实上

$$\frac{pq^k + q(1 - q^{n-1})q^{(n+1)k}}{1 - q^{(k+1)n}} = \frac{pq^k}{1 - q^{k+1}} \frac{1 + \sum_{i=1}^{n-1} q^{(nk+i)}}{1 + \sum_{i=1}^{n-1} q^{i(k+1)}}$$

并且对  $n > 1$ , 有  $1 + \sum_{i=1}^{n-1} q^{nk+i} < 1 + \sum_{i=1}^{n-1} q^{i(k+1)}$ , 这样就证明了(5)式

关于不同  $n$  的平均泛洪距离的比较见图 1。

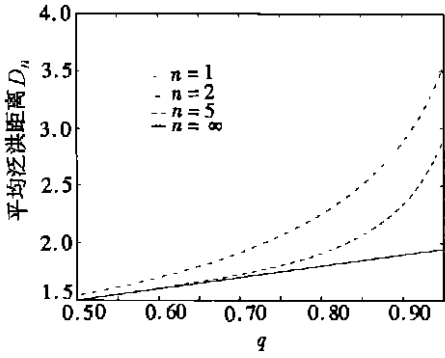


图 1 不同  $n, q$  值下的平均泛洪距离

搜索目的节点<sup>[4,5]</sup>。

DSR 协议采用如下措施避免路由发现过程中 RREQ 包的冗余传播, 路由请求信息包中包含一个跳限数来限制允许转发 RREQ 备份的中间节点的个数。泛洪过程中每次转发都将跳限数减 1, 若在到达目的节点之前该字段值已经递减至 0, 则接收节点会直接丢弃该 RREQ 包。设置不同的路由请求跳限数可以实现不同的泛洪策略, 以改善 MANETs 的性能。一个例子是通过将跳限数置为 1, 从而在路由发现的初始阶段实行“无传播”寻路。另一个例子是利用跳限实现“扩展环”式的搜索策略, 以逐层向外扩展的方式

虽然利用跳限数能够控制 RREQ 包在网络中的传播, 但往往会导致目的节点接收到 RREQ 包的概率降低。下面的定理给出了当跳限为  $H$  时, 目的节点接收到 RREQ 包的概率。

定理 4 在  $n$ -SRBDM 模型中, 一个带有跳限为  $H$  的 RREQ 包能发现路由的概率  $P_{hl}(H)$  是

$$P_{hl}(H) = \sum_{k=0}^H p_k^{(n)},$$

其中  $p_k^{(n)}, k \geq 0$  是定理 2 中  $G_n(s)$  的 Laplace 逆变换值。

证明 一个带有跳限为  $H$  的 RREQ 包能发现路由当且仅当其泛洪距离  $\eta(\omega)$  满足  $\eta(\omega) \leq H$ 。因此有

$$P_{hl}(H) = P(\eta(\omega) \leq H) = \sum_{k=0}^H P(\eta(\omega) = k) = \sum_{k=0}^H p_k^{(n)},$$

此处  $p_k^{(n)}, k \geq 0$  为定理 2 中  $G_n(s)$  的 Laplace 逆变换值, 定理证毕。

注 1 当网络为稠密的且空间重用次数  $n$  足够大时, 显然有  $P_{hl}(2) \approx 1$ 。

和有线网络的路由协议不同, 无线网络的路由协议碰到路由错误的可能性更大, 因为无线连接本质上对噪音和传输功率的波动非常敏感。节点的随机移动加剧了无线链边的不稳定性, 降低了链边成功传输的概率。显然, 随着路由长度的增加, 路由的不稳定性也随之增加。路由的稳定性本质上也反映了整个网络的稳定性, 为了描述路由的稳定性, 这里引入了路由  $\tau$  时有效 ( $\tau_{time\_valid}$ ) 的概念。泛洪路由  $\tau$  时有效的概率是描述由泛洪构建的路由的稳定性的一个重要网络参数之一。如果一条链边保持有效的时间不小于  $\tau$  个时间单位, 称该链边是  $\tau$  时有效的。如果一条路由保持有效的时间不小于  $\tau$  个时间单位, 则称该路由是  $\tau$  时有效的。

设  $\xi_n(\omega) = \inf\{t \geq 0: d_i(t) = m\}$  为过程首次到达状态  $m$  的时刻, 并设它的分布为  $F_{km}(x) = P_k(\xi_n(\omega) \leq x)$ , 则  $\phi_{km}(\lambda) = E_k \exp\{-\lambda \xi_n(\omega)\}, \lambda \in R$ , 它是  $\xi_n(\omega)$  (或  $F_{km}(x)$ ) 的 Laplace 变换。设

$$\delta_m(\lambda) = \begin{vmatrix} \theta_0 & \beta_0 & 0 & 0 & \dots & \dots & 0 & 0 \\ \lambda_1 & \theta_1 & \beta_1 & 0 & \dots & \dots & 0 & 0 \\ 0 & \lambda_2 & \theta_2 & \beta_2 & \dots & \dots & 0 & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & \dots & \dots & \dots & \dots & \lambda_{m-1} & \theta_{m-1} \end{vmatrix}, \quad (6)$$

其中  $\theta_i = -(\lambda + \lambda_i + \beta_i)$ ,  $i = 0, 1, \dots, m-1$ ,  $\lambda$  是一个实数。

记  $\delta_m^{(k)}(\lambda)$  为将  $\delta_m(\lambda)$  中第  $k$  列用列向量  $(0, 0, \dots, -\beta_{m-1})'$  替换后所得的行列式。

引理 2 存在一个常数  $h > 0$ , 使得当  $\lambda > h$  时, 对所有的  $k, m (0 \leq k \leq m)$ , 我们有

$$\phi_{km}(\lambda) = \frac{\delta_m^{(k+1)}(\lambda)}{\delta_m(\lambda)}.$$

本引理直接来自于文献[13]。

定理 5 网络中的一条链边为  $\tau$  时有效的概率  $p_\tau$  是

$$p_\tau = \sum_{k=0}^{\rho} \mathcal{V}(k) [1 - F_{k\rho+1}(\tau)],$$

其中  $\mathcal{V}(k)$  由引理 1 给出,  $F_{k\rho+1}(\tau)$  由引理 2 中  $\phi_{k\rho+1}(\lambda)$  的 Laplace 逆变换给出。

证明 一条给定的链边是  $\tau$  时有效的当且仅当该链边的长度  $d_t(\omega) \leq \rho, 0 \leq t \leq \tau$ 。所以

$$p_\tau = P(d_t(\omega) \leq \rho, 0 \leq t \leq \tau) = P(\xi_{\rho+1}(\omega) > \tau, d_0(\omega) \leq \rho) = \sum_{k=0}^{\rho} \mathcal{V}(k) [1 - F_{k\rho+1}(\tau)]. \quad (7)$$

注 2 由定理 1, 对网络中任给一节点, 存在  $k$  条  $\tau$  时有效链边与该节点相连接的概率是  $C_{N-1}^k p_\tau^k (1-p_\tau)^{N-1-k}$ , 在平均意义下有  $(N-1)p_\tau$  条  $\tau$  时有效链边连接到该节点。

定理 6 在  $n$ -SRBDM 模型中, 一条泛洪路由是  $\tau$  时有效的概率  $\varphi(p, p_\tau)$  是

$$\varphi(p, p_\tau) = pp_\tau + \frac{p^\tau(1-q^n)}{q^{n-1}} \sum_{i=0}^{\infty} \frac{pp_\tau q^{(i+1)n}}{1-q^{(i+1)n}} \prod_{j=0}^{i-1} \frac{1-[1-p_\tau(1-q^n)]q^{(j+1)n}}{q^{n-1}(1-q^{(j+1)n})}.$$

证明 若源节点和目的节点之间的一条长度为  $k$  的泛洪路由是以概率  $p_\tau^k$  为  $\tau$  时有效的, 则概率  $\varphi(p, p_\tau)$  由  $E(p_\tau^\eta)$  给出, 这里  $\eta$  是源节点和目的节点之间的泛洪距离, 由定理 2, 即得本定理的结论。

在多数 MAC 协议中, 对单播数据包(unicast packet)的传输每一跳都有一个确认。这要求从源到目的节点间的路由中的每条链边都是对称的。然而, 大多数泛洪过程都是以广播方式而不是以逐跳应答方式传输 RREQ 包, 一般不会检查链边的对称性, 因此目的节点返回的路由会以一个正的概率包含不对称链边, 因而是一条无效路由。显然, 随着泛洪路由长度的增加, 一条路由包含不对称链边的概率也会相应增加。作为定理 6 的推论, 一条泛洪路由不包含非对称链边的概率由下面的定理给出。

定理 7 假设泛洪过程中 RREQ 包所遍历的每条链边都独立地以概率  $\lambda$  为对称链边, 则一条泛洪路由是对称路由的概率为  $\varphi(p, \lambda)$ 。

定理 8 假设  $A_i$  表示第  $i$  次泛洪寻路尝试所开销的时间, 每一跳传送请求包所需的时间为一个单位时间。允许的最大尝试次数为  $M$ , 则

(i) 找到一条  $\tau$  时有效路由所需的平均时间  $T(p, p_\tau)$  是



$$T(p, p\tau) = \sum_{k=1}^M (1 - q^A_k) \varphi(p, p\tau) [1 - (1 - q^A_k) \varphi(p, p\tau)]^{k-1} \cdot \left[ \sum_{i=1}^{k-1} A_i + D(A_k) \right];$$

(ii) 找到一条对称有效路由由所需的平均时间是  $T(p, \lambda)$ 。

证明 首次尝试成功发现一条  $\tau$  时有效路由的概率是  $(1 - q^A_1) \varphi(p, p\tau)$ , 由定理 3, 此时的平均时间是  $D(A_1)$ 。如果前  $(k - 1)$  次尝试失败, 则在第  $k$  次尝试成功的概率是  $(1 - q^A_k) \varphi(p, p\tau) [1 - (1 - q^A_k) \varphi(p, p\tau)]^{k-1}$ , 并且由定理 3 知, 此时的平均泛洪时间是  $\sum_{i=1}^{k-1} A_i + D(A_k)$ , 所以由期望的定义, (i) 得证。(ii) 是很显然的, 证明略。

## 2.4 路由维护过程分析

设  $T(\omega)$  是一个服从指数分布的随机变量, 其密度函数是

$$f_T(x) = \begin{cases} \lambda e^{-\lambda x}, & x \geq 0 \\ 0, & x < 0 \end{cases}$$

并假设  $T(\omega)$  与过程  $D = \{d_t(\omega)\}_{t \geq 0}$  相互独立。下面的定理给出一条给定链边在一个不小于  $T(\omega)$  的随机时间内保持有效的概率  $P_{vl}$ 。

定理 9 设  $T(\omega)$  是一个服从参数为  $\lambda > 0$  的指数分布的随机变量, 它与过程  $D = \{d_t(\omega)\}_{t \geq 0}$  独立。则网络中一条给定链边在一个不小于  $T(\omega)$  的随机时间内保持有效的概率  $P_{vl}$  是

$$P_{vl} = 1 - \sum_{k=1}^{\rho} \frac{\mathcal{V}(k)}{p} \frac{\delta_{\rho+1}^{(k+1)}(\lambda)}{\delta_{\rho+1}(\lambda)},$$

式中  $p = \sum_{k=0}^{\rho} \mathcal{V}(k)$ 。

证明 因为  $T(\omega)$  与  $D = \{d_t(\omega)\}_{t \geq 0}$  独立, 与  $\xi_{\rho+1}(\omega)$  也独立, 所以有

$$P_k(\xi_{\rho+1}(\omega) \geq T(\omega)) = \iint_{t \leq x} dF_T(t) dF_{k\rho+1}(x) = 1 - \phi_{k\rho+1}(\lambda), \quad (8)$$

其中  $F_T(t)$  是随机变量  $T(\omega)$  的分布函数。故由引理 2 有

$$P_k(\xi_{\rho+1}(\omega) \geq T(\omega)) = 1 - \frac{\delta_{\rho+1}^{(k+1)}(\lambda)}{\delta_{\rho+1}(\lambda)}.$$

注意到  $\xi_{\rho+1}(\omega)$  是过程  $\{d_t(\omega)\}_{t \geq 0}$  首次到达状态  $\rho+1$  的时刻。显然, 一条链边有效时长不小于  $T(\omega)$  的充要条件是链边的长度  $d_t(\omega) \leq \rho, t \in [0, T(\omega)]$ , 而这等价于  $\xi_{\rho+1}(\omega) \geq T(\omega)$  且  $d_0(\omega) \leq \rho$ 。所以有

$$P_{vl} = P(d_t(\omega) \leq \rho, t \in [0, T(\omega)] \mid d_0(\omega) \leq \rho) = \frac{1}{p} \sum_{k=0}^{\rho} P(d_0(\omega) = k) P_k(\xi_{\rho+1}(\omega) \geq T(\omega)) = 1 - \sum_{k=0}^{\rho} \frac{\mathcal{V}(k)}{p} \frac{\delta_{\rho+1}^{(k+1)}(\lambda)}{\delta_{\rho+1}(\lambda)}.$$

定理 10 一条链边保持有效的平均时间  $T_a$  为

$$T_a = E(\xi_{\rho+1} \mid d_0 \leq \rho) = \sum_{k=0}^{\rho} \frac{\mathcal{V}(k)}{p} \sum_{i=0}^{\rho-k} m_{k+i},$$

其中  $p = \sum_{k=0}^{\rho} \mathcal{V}(k)$  且  $m_j = 1/\beta_j + \sum_{i=0}^{j-1} (\lambda \cdots \lambda - i) / (\beta_j \cdots \beta_{j-i})$ 。

证明 设  $d_0$  表示给定链边在时刻  $t = 0$  的长度。  $\xi_{\rho+1}$  是过程  $\{d_t(\omega)\}_{t \geq 0}$  首次进入  $\rho+1$  状态的时间, 它也是链边在  $t$  时刻的长度, 则在事件  $\{\omega: d_0(\omega) \leq \rho\}$  发生的条件下  $\xi_{\rho+1}$  的条件分布是

$$F(t | d_0 \leq \rho) = P(\xi_{\rho+1} \leq t | d_0 \leq \rho) = \sum_{k=0}^{\rho} \frac{\mathcal{V}(k)}{p} F_{k\rho+1}(t).$$

因此链边保持有效的平均时间  $T_a$  是

$$T_a = \int_0^{\infty} t dF(t | d_0 \leq \rho) = \sum_{k=0}^{\rho} \frac{\mathcal{V}(k)}{p} \int_0^{\infty} t dF_{k\rho+1}(t) = \sum_{k=0}^{\rho} \frac{\mathcal{V}(k)}{p} E_k \xi_{\rho+1}. \quad (9)$$

由生灭过程理论, 我们有

$$E_j \xi_{\rho+1} = \frac{1}{\beta_j} + \sum_{i=0}^{j-1} \frac{\lambda_i \cdots \lambda_{i-1}}{\beta_j \cdots \beta_{j-i-1}} = m_j.$$

另一方面, 有

$$E_k \xi_{\rho+1} = E_k \sum_{i=0}^{\rho-k} (\xi_{k+i+1} - \xi_{k+i}) = \sum_{i=0}^{\rho-k} E_k [E_k (\xi_{k+i+1} - \xi_{k+i}) | \mathcal{A}_{k+i}] = \sum_{i=0}^{\rho-k} m_{k+i},$$

式中  $\mathcal{A}_{k+i} = \sigma(\xi_{k+i})$  是由  $\xi_{k+i}(\omega)$  生成的  $\sigma$ -域. 故用  $\sum_{i=0}^{\rho-k} m_{k+i}$  代替(9)中的  $E_k \xi_{\rho+1}$ , 定理得证.

**定理 11** 设  $T(\omega)$  是一个以  $\lambda > 0$  为参数的指数分布的随机变量, 它与过程  $D = \{d_i^{(k)}(\omega)\}_{i \geq 0}$  独立. 则网络中任给两节点之间的一条路由保持有效的时长不小于  $T(\omega)$  的概率  $P_{vr}$  是

$$P_{vr} = \frac{\lambda}{G(p)} \int_0^{\infty} G(\theta(t)) e^{-\lambda t} dt,$$

其中  $p = \sum_{k=1}^{\rho} \mathcal{V}(k)$  且  $\theta(t) = \sum_{k=1}^{\rho} \mathcal{V}(k) [1 - F_{k\rho+1}(t)]$ .

**证明** 设  $\eta$  表示网络中任给两个节点间的一条路由长度.  $\xi_{\rho+1}^{(k)}$  表示过程  $\{d_i^{(k)}(\omega)\}_{i \geq 0}$  (路由中第  $k$  条链边的长度) 首次进入状态  $\rho+1$  的时刻, 则有

$$\begin{aligned} P_{vr} &= P(\min\{\xi_{\rho+1}^{(1)}, \dots, \xi_{\rho+1}^{(\eta)}\} \geq T(\omega) | \max\{d_0^{(1)}, \dots, d_0^{(\eta)}\} \leq \rho) = \\ &= \frac{1}{(d_0^{(j)} \leq \rho, 1 \leq j \leq \rho)} P(\xi_{\rho+1}^{(j)} \geq T(\omega), d_0^{(j)} \leq \rho, 1 \leq j \leq \eta) = \\ &= \frac{\lambda}{G(p)} \int_0^{\infty} E[P(\xi_{\rho+1}^{(1)} \geq t, d_0^{(1)} \leq \rho)]^{\eta} e^{-\lambda t} dt = \frac{\lambda}{G(p)} \int_0^{\infty} G(\theta(t)) e^{-\lambda t} dt, \end{aligned}$$

其中  $G(\cdot)$  是  $\eta$  的母函数, 且  $p = \sum_{k=1}^{\rho} \mathcal{V}(k)$ ,  $\theta(t) = \sum_{k=1}^{\rho} \mathcal{V}(k) [1 - F_{k\rho+1}(t)]$ . 定理证毕.

在 MANETs 中, 一个主要问题就是因节点移动而使网络拓扑结构频繁地改变, 易造成链边失效. 换句话说, 一条刚建立的路由, 有可能由于节点移动致使某些链边失效而导致整个路由很快断裂. 所以为了维护路由通畅, 必须尽快恢复中断了的路由. 在 DSR 协议中, 当数据传输过程中出现链边失效时, 路由维护过程会将这个错误立即报告给源节点. 这是一种端到端的错误恢复机制. 那么, 在路由维护过程中, 在一个单位时间内要进行多少次路由恢复? 路由恢复的次数在一定程度上反映了网络的稳定性. 路由恢复的次数越少, 网络越稳定, 路由恢复的代价就越小, 路由恢复所引起的延时也就越小. 因此路由恢复的次数是一个重要的网络性能参数.

**定理 12** 任给两个节点之间的一条路由在  $[0, t]$  时间段内进行路由恢复的平均次数  $M(t)$  是

$$M(t) = \int_0^{\infty} M(t-s) dF(s),$$

式中  $F(t) = (1/G(p))[G(p) - G(\theta(t))]$ .

证明 假设两个节点之间已建立的一条路由包含了  $\eta_1$  条有效链边, 以  $\xi_{\alpha_1^1}^{(1,i)}$ ,  $1 \leq i \leq \eta_1$  表示第  $i$  条链边长度所对应的随机过程首次进入状态  $\rho+1$  的时刻, 它是此路由中第  $i$  条链边保持有效的时间. 因此整条路由保持有效的时间为  $\zeta_1(\omega) = \min\{\xi_{\alpha_1^1}^{(1,1)}, \dots, \xi_{\alpha_1^1}^{(1,\eta_1)}\}$ . 路由将在  $\eta_1$  时刻断裂, DSR 协议将采用端到端的策略立即进行路由恢复. 设更新后的路由包含  $\eta_2$  条有效链边, 则  $\xi_{\alpha_1^2}^{(2,i)}$ ,  $1 \leq i \leq \eta_2$  是在时刻  $\zeta_1$  之后更新路由中第  $i$  条链边长度首次达到状态  $\rho+1$  的时刻. 也就是更新后的路由中第  $i$  条链边保持有效的时间. 此时整条路由保持有效的时间是  $\zeta_2(\omega) = \min\{\xi_{\alpha_1^2}^{(2,1)}, \dots, \xi_{\alpha_1^2}^{(2,\eta_2)}\}$  一般地, 第  $(k-1)$  条更新路由保持有效的时长为

$$\zeta_k(\omega) = \min\{\xi_{\alpha_1^k}^{(k,1)}, \dots, \xi_{\alpha_1^k}^{(k,\eta_k)}\}.$$

由  $n\_SRBDM$  模型的假设, 随机变量  $\zeta_1(\omega), \dots, \zeta_k(\omega), \dots$  是同分布的, 进一步不妨假设它们是相互独立的. 把随机变量序列  $\{\zeta_k\}_{k \geq 0}$  看作路由更新的等待时间序列, 我们能够构造一个更新过程  $\{N_t(\omega)\}_{t \geq 0}$  如下

$$N_t(\omega) = \inf\left\{k: \sum_{i=1}^k \zeta_i(\omega) \geq t\right\},$$

它是时间区间  $(0, t]$  内的路由恢复次数.

另一方面, 更新过程的等待时间的分布是

$$\begin{aligned} F(t) &= P(\zeta_1(\omega) \leq t \mid d_0^{(1)}(\omega) \leq \rho, \dots, d_0^{(\eta_1)}(\omega) \leq \rho) = \\ &= \frac{1}{P(d_0^{(1)} \leq \rho, \dots, d_0^{(\eta_1)} \leq \rho)} \sum_k P(\zeta_1 \leq t, d_0^{(1)} \leq \\ &= \rho, \dots, d_0^{(k)} \leq \rho \mid \eta_1 = k) P(\eta_1 = k) = \\ &= \frac{1}{G(p)} \sum_k [p^k - P^k(\xi_{\alpha_1^1}^{(1,1)} \geq t, d_0^{(1)} \leq \rho)] = \frac{1}{G(p)} [G(p) - G(\theta(t))], \end{aligned}$$

其中  $G(\cdot)$  是  $\eta_1$  的母函数. 由更新过程理论, 更新函数  $M(t) = EN(t)$  满足更新方程

$$M(t) = \int_0^\infty M(t-s) dF(s),$$

定理得证.

路由恢复的平均次数是  $M(t)$ , 路由恢复的平均频率  $f_r = \lim_{t \rightarrow \infty} (M(t)(\omega))/t$ , 则有如下结论.

定理 13 路由恢复的平均频率是

$$f_r = - \int_0^\infty \frac{t}{G(p)} dG(\theta(t)).$$

证明 由大数定律, 我们有

$$f_r = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{M(t)}{t} = E(\zeta_1 \mid d_0^{(1)} \leq \rho, \dots, d_0^{(\eta_1)} \leq \rho) = - \int_0^\infty \frac{t}{G(p)} dG(\theta(t)).$$

### 3 结 论

MANETs 因其巨大的实用价值和面临的许多挑战, 近年来成为网络通信领域一个十分活跃的分支. 各种新颖的想法层出不穷, 特别是在 MANETs 的路由协议研究上, 提出了许多基于不同性能尺度的路由协议. 因此, 协议的比较、协议的评价、协议的改进、协议的标准化, 这些问题日益凸现出其重要性. 模拟研究因模拟工具和平台的日臻完善而变得简单与方便, 因而有非常丰富的相关文献. 理论建模与分析虽然困难, 但其无可替代的抽象与综合能力值得为之努力. 本文以马氏理论和更新理论为工具, 在 MANETs 的建模与分析上作了一些有益探索,

所得到的关于  $n$ \_SRBDM 模型下随选型路由协议的若干网络性能参数的研究结果,对 MANETs 的路由设计与性能评价具有理论上的指导意义和应用上的参考价值。

下一步将从 5 个方面深化本文的工作。

- 1) 针对具体的移动网络环境,寻找快速计算(1)中  $Q$  矩阵的方法;
- 2) 将假设 4 中  $n$  为常数的限制,推广到更一般的  $n$  随时间变化的情形,使模型更切合实际;
- 3) 研究本文在网络稠密假设下所得到的理论结果与实际(不稠密)网络的相近程度,这可以通过模拟的方法来实现;
- 4) 本文结果快速数值计算的实现问题;
- 5) 本文结果在实际协议设计和评价中的具体应用问题。

### [参 考 文 献]

- [1] 朱洪波,傅海洋,吴志忠,等.无线接入网[M].北京:人民邮电出版社,2000,80\_102.
- [2] Royer E M, Toh C K. A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks[J]. IEEE Personal Communications, 1999, 6(2): 46\_55.
- [3] Johnson D B. Routing in ad hoc networks of mobile hosts[A]. Proceeding of the IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications [C]. 1994, 158\_163[2006\_01\_26]. [http://citeseer.ist.pus.edu/johnson\\_94\\_routing.html](http://citeseer.ist.pus.edu/johnson_94_routing.html).
- [4] Johnson D B, Maltz D A. Dynamic Source Routing in ad Hoc Wireless Networks [M]. Chapter 5, Mobile Computing. Tomasz Imielinski and Hank Korth: Kluwer Academic Publisher, 1996, 153\_181.
- [5] Johnson D B, Maltz D A, Hu Y C. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR) [S]. IETF MANET working group INTERNET\_DRAFT, Feb, 2002.
- [6] Perkins C E, Royer E M. Ad hoc on\_demand distance vector routing (AODV) [A]. Proc and IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications [C]. New Orleans: LA Feb, 1999, 90\_100 [2006\_01\_26]. [http://www.ieforg/internet\\_drafts/draft\\_manet\\_aodr\\_10tct,2002](http://www.ieforg/internet_drafts/draft_manet_aodr_10tct,2002).
- [7] Broch J, Maltz D A, Johnson D B, et al. A performance of multi\_hop wireless ad hoc network routing protocols [A]. Proceeding of the Fourth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (Mobicom '98) [C]. Dallas, Texas, USA: Oct, 1998, 25\_30.
- [8] Perkins C E, Royer E M, Das S R, et al. Performance comparison of two on\_demand routing protocols for ad hoc networks [J]. IEEE Personal Communications, 2001, 8(1): 16\_28.
- [9] Jacquet P, Laouti A. Analysis of mobile ad hoc network routing protocols in random graph mobiles [R]. Rapport de Recherche no 3835. Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique, 1999.
- [10] Dube R, Rais C D, Wang K Y, et al. Signal stability\_based adaptive routing (SSA) for ad hoc mobile networks [J]. IEEE Personal Communications, 1997, 4(1): 36\_45.
- [11] Su W, Lee S J, Gerla M. Mobility prediction in wireless networks [A]. IEEE MILCOM 2000 [C]. Los Angeles, CA, 2000 [2006\_01\_26]. [www.kpl.hp.com/personal/sung.JuLee/abstracts/papers/milcom2000.pdf](http://www.kpl.hp.com/personal/sung.JuLee/abstracts/papers/milcom2000.pdf).
- [12] Asmussen S. Applied probability and Queues [M]. New York: Wiley, 1987.
- [13] Wang Z K, Yang X Q. Birth and Death processes and Markov Chains [M]. New York: Springer-Verlag, Beijing: Science Press, 1992.
- [14] Kelly F P. Reversibility and Stochastic Networks [M]. New York: Wiley, 1979.

# Analysis of Reactive Routing Protocols for Mobile Ad Hoc Networks in Markov Models

WANG Han\_xing<sup>1</sup>, HU Xi<sup>2</sup>, FANG Jian\_chao<sup>3</sup>, JIA Wei\_jia<sup>4</sup>

(1. Department of Mathematics and Statistics, Shanghai Lixin University of Commerce, Shanghai 201620, P. R. China ;

2. School of Sciences , Shanghai University , Shanghai 200444, P. R. China ;

3. Hunan Mass Media Technology College , Changsha 410100, P. R. China ;

4. Department of Computer Engineering and Information Technology , City University of Hong Kong , Kowloon , Hong Kong , P. R. China )

**Abstract:** Mobile ad hoc networks (MANETs) have become a hot issue in the area of wireless networks for their non\_infrastructure and mobile features. A MANET is modeled so that the length of each link in the network is considered as a birth\_death process and the space is reused  $n$  times in the flooding process, which is named as an  $n$ \_SRBDM model. The performance of the network is analyzed under the dynamic source routing protocol (DSR) which is a famous reactive routing protocol. Some performance parameters of the route discovery are studied, such as the probability distribution and the expectation of the flooding distance, the probability that a route is discovered by a query packet with a "hop limit", the probability that a request packet finds a  $\tau$ \_time\_valid route or a symmetrical\_valid route, and the average time needed to discover a valid route. For the route maintenance, some parameters are introduced and studied such as the average frequency of route recovery and the average time of a route to be valid. Two models with spatial reuse and without spatial reuse are compared by evaluating these parameters. It is shown that the spatial reuse model is much more effective in routing.

**Key words:** MANETs; Markov Model; Routing protocol; performance analysis