论 文

基于 Markov 链的最优多播机会路由算法

王鹏, 谷源涛*, 梅顺良

清华大学电子工程系微波与数字通信国家重点实验室, 北京 100084

* 通信作者. E-mail: gyt@tsinghua.edu.cn

收稿日期: 2012-06-18; 接受日期: 2012-12-28

国家自然科学基金 (批准号: U0835003) 资助项目

摘要 如何提高网络容量是无线网络领域的重要研究内容之一. 无线信道固有的时变与广播特性在传统路由中未被有效应用, 机会路由 (opportunistic routing) 可以利用这些特性, 实现分集. 另一方面, 多播 (multicast) 可以利用网络中广泛存在的一对多业务, 通过单次传输将数据送达多个目标节点, 提高传输效率. 本文中提出从 Markov 状态转移的角度研究多播机会路由问题, 采用 estimated transmission count (ETX) 作为度量, 设计了最优多播路由算法 least ETX multicast opportunistic routing (LEMOR), 证明了利用 LEMOR 可得到最小的端到端 ETX. 仿真结果表明, 与仅使用机会路由和仅使用多播相比, 同时使用机会路由和多播的 LEMOR 算法能够显著提高网络的吞吐率.

关键词 无线网络 最大吞吐率 分集 最小 ETX 代价 机会路由

1 引言

因固有的时变与广播特性, 无线信道环境比有线信道更加恶劣. 具体体现为: 一方面, 时变衰落导致链路稳定性差, 丢包率高; 另一方面, 广播性导致网络节点间可能相互干扰, 产生隐藏终端、暴露终端等问题. 为了提高恶劣信道环境下的传输性能, 在设计无线路由算法时需要考虑以上问题. 一方面需要结合信道特性定义适当的度量, 另一方面需要控制并发传输以避免冲突. 例如, destination-sequenced distance vector (DSDV)^[1]、Ad hoc on-demand distance vector (AODV)^[2] 等传统无线路由算法根据跳数、延时或业务繁忙程度等信息为各链路赋予不同的度量, 并通过 Dijkstra 算法寻找具有最小度量的路径以指定下一跳节点.

随着硬件计算能力逐渐增强与用户对网络吞吐率需求日益提高, 如何更高效地利用有限的频谱资源成为无线网络领域的核心研究问题. 传统无线路由将无线信道天生的时变性与广播性视为缺点. 在每一跳传输中, 节点需要持续广播, 直到预先指定的下一跳节点成功接收为止. 在此过程中, 同一冲突域内的其他节点需要保持静默以避免冲突. 同时, 由于丢包率较大, 成功传输所需的平均广播次数较多, 网络的传输效率低. 然而, 从另一角度看, 在无线网络中, 时变性和广播性提供了可被利用的分集, 最早由 Biswas 和 Morris 于 2005 年提出^[3] 的机会路由 (opportunistic routing) 是发掘这些分集的有效手段. 在机会路由中, 每一跳传输节点不指定唯一的下一跳节点, 而是指定由一组可能的下一跳节点构成的下一跳节点集合. 该集合中所有节点都会尝试接收数据包并给予反馈. 传输节点将持续广播,

引用格式: 王鹏, 谷源涛, 梅顺良. 基于 Markov 链的最优多播机会路由算法. 中国科学: 信息科学, 2013, 43: 1032–1041, doi: 10.1360/112012-396

直到下一跳节点集合中的任一节点成功接收为止. 直观来看, 通过合理地选择下一跳节点集合, 机会路由能够有效地传输数据包, 实现更高的网络吞吐率. 因此, 使用机会路由取代传统路由是提高频谱资源利用率的有效途径之一, 是当前无线网络研究的热点.

设计合理的路由算法不仅需要考虑链路环境, 还需要考虑用户的需求特性. 无线网络中存在着大量的一对多业务, 如视频会议、数据分发等. 这些业务具有相同的特点, 即需要由同一源节点向多个指定宿节点传输相同数据. 针对提高这些业务的传输效率所提出的多播技术, 也是提高频谱资源利用率的有效途径之一. 与单播相比, 多播可以在时间维度上有效复用, 利用单次传输将数据包传至多个目标节点; 与广播相比, 多播能够有针对性地控制传输范围, 在空间维度上节省无线资源. 实现多播需要高性能底层设备的支持, 随着硬件计算能力的增强, 多播的广泛应用成为可能.

目前, 针对机会路由的研究工作多从实验的角度, 在给定的 MAC 层机制上设计各种路由算法, 其中较为重要的算法包括 ExOR^[3], MORE^[4], simple opportunistic adaptive routing(SOAR)^[5] 等. 在理论方面, 有关机会路由的研究报道较为不足. 在已有理论工作中, 一部分着重于研究最优的单播机会路由算法^[6,7]. 此外, 结合路由的无记忆性, 也有人尝试利用 Markov 链来描述并研究路由过程^[8,9]. 在无线多播的研究中, 绝大多数工作都针对于传统无线路由, 如 multicast Ad hoc on-demand distance vector (MAODV)^[10], maximum-residual multicast protocol(MRMP)^[11] 等, 所提出的性能上限可通过构造 Steiner 树来计算^[12]. 将以上两者结合起来, 可以进一步地有效利用带宽资源, 提高网络吞吐率. 但是, 目前对多播机会路由的研究极少, opportunistic multicast(OM)^[13] 属于一种启发式的算法, 它引入了经验性的阈值以避免重传, 而相关的理论研究工作尚未见诸报道.

本文提出从 Markov 链的角度研究多播机会路由问题, 提出了最小 ETX 代价多播路由算法 (least ETX multicast opportunistic routing, LEMOR) 并证明了它的最优性, LEMOR 可被用来研究网络可达的最大多播吞吐量, 具有重要的理论意义. 通过仿真比较了 LEMOR 与基于单播的传统路由算法 SPF、机会路由算法 SAF、基于多播的 Steiner 树算法的性能. 仿真结果表明, 与仅使用单一技术相比, 同时使用机会路由和多播的 LEMOR 算法能够显著提高网络的吞吐率. 本文的工作为多播机会路由的应用提供了理论依据.

2 背景

本节将介绍多播与机会路由的研究背景, 首先给出了网络模型, 然后在 ETX 度量的基础上, 分别给出了多播和机会路由问题的定量描述, 最后, 定义了最优多播机会路由问题.

2.1 模型和主要假设

本文中使用的符号如表 1 所示.

网络模型的定义及主要假设如下:

1. 网络拓扑用有向图 $G = (V, E)$ 表示. C_t 遵循一个严平稳的 0-1 离散时间随机过程. 全网连通概率 P 时不变, 各链路连通性独立.
2. 网络中的包分为信令包和数据包两类. 信令包用于更新网络状态和节点间通信. 其尺寸远小于数据包, 能够被可靠传输, 且传输延时可忽略不计. 延时主要出现在数据包传输过程中.
3. 数据包由源节点 1 产生, 并最终送达宿节点集合 D 中的每一个节点.
4. 全网为同一个冲突域, 任何时刻有且仅有一个节点进行广播, 因此不存在并发传输. 各节点的

表 1 主要符号

Table 1 Notations

t	A positive integer denoting the time slot count
$V = \{1, 2, \dots, n\}$	The node set, where 1 and n denote the source node and the destination node, respectively
$D = \{d_1, d_2, \dots, d_k\} \subseteq V$	The destination node set, where k is the destination node number
$E = \{E_{i,j}\}$	The link set, where $E_{i,j}$ denotes the link from node i to node j
$C_t = \{C_{i,j,t}\}$	The link connectivity. $C_{i,j,t}$ is a binary random variable denoting the connectivity of link $E_{i,j}$ at time t , where 1 for connected and 0 for unconnected. Without specification, C_t and $C_{i,j,t}$ can be simplified as C and $C_{i,j}$, respectively.
$P = \{p_{i,j}\}$	The delivery probability of the link set, where $p_{i,j}$ is the delivery probability of $E_{i,j}$, i.e. $p_{i,j} = \Pr(C_{i,j} = 1)$.
$N_t \subseteq V$	The node set which have received the packet at time t . Specifically, $N_1 = \{1\}$. Without specification, N_t can be simplified as N .
$x_t \in N_t$	The broadcaster node at time t .

传输速率相同, 数据包大小相同, 因此每个数据包的传输延时固定, 时间可作离散化处理, 分割成若干时隙.

5. 每时隙中数据包的广播结果由各链路的连通性决定, 如果该时隙链路处于连通状态, 则数据包可被另一端节点成功接收, 否则传输失败. 广播结束后, 广播节点可通过更新网络状态获得该数据包在全网的接收情况, 并选定下一时隙的广播节点. 广播过程将持续进行, 直到宿节点全部成功接收到数据包为止.

通过合理简化, 可以将研究重点集中在单个数据包的传输过程和下一跳节点的选择上, 而不必考虑因状态更新、节点通信等过程带来的开销, 从而不失一般性地降低问题的复杂度, 获得解析结果. 该模型被广泛应用于各种机会路由文献中 [3~7].

2.2 基于 ETX 度量的代价

Expected transmission count(ETX) 最早在文献 [14] 中提出. 它表示成功传输数据包所需的平均广播次数. ETX 被广泛地应用于评估各种路由算法的性能 [3~7,15]. 本文使用 ETX 作为算法性能的评价标准. 下面将分别定义传统路由和机会路由中, 基于 ETX 的单跳代价与端到端代价.

在传统无线路由中, 单跳 ETX 代价表示数据包成功传过某链路 $E_{i,j}$ 所需的平均广播次数, 定义为

$$d(i, j) = \frac{1}{p_{i,j}}. \quad (1)$$

在机会路由中, 下一跳的广播节点的选择取决于上次广播中数据包的接收情况. 因此端到端的传输路径无法预先指定, 对应的 ETX 代价需要考虑各种可能的路径并按概率加权求和. 对于给定的源节点 i 和下一跳节点集合 J , 单跳 ETX 代价为数据包从 i 成功到达集合 J 中任意一点所需的平均广播次数, 可表示为

$$d(i, J) = \frac{1}{1 - \Pr(C_{i,j} = 0, j \in J)}. \quad (2)$$

由于链路连通性独立, 上式可简化为

$$d(i, J) = \frac{1}{1 - \prod_{j \in J} (1 - p_{i,j})}. \quad (3)$$

下面定义端到端的 ETX 代价. 在传统无线路由中, 端到端 ETX 代价为路径上各链路单跳 ETX 代价之和. 其中, shortest path first (SPF) 算法利用 Dijkstra 算法, 选取具有最小端到端 ETX 代价的传输路径.

在机会路由中, 用 $m(N, M)$ 表示在所有传输策略中, 数据包从集合 N 发送至 M 中所有节点的最小端到端 ETX 代价. 则对于给定的源节点 1 和宿节点集合 D , 最小端到端 ETX 代价可表示为 $m(\{1\}, D)$. 它的定义将在 2.4 小节中介绍.

2.3 传统最优多播路由问题

在传统路由中, 由于传输路径已于广播之前根据链路信息确定, 因此最优多播问题可转化为如下问题: 选取单跳 ETX 代价之和最小的链路集合 $E_0 \subseteq E$, 使得源节点 1 和宿节点集合 D 相连通. 这就是经典的 Steiner 树问题^[12], 它已被证明是 NP 完全问题. Steiner 树问题在 $D = V$ 时退化成为最小生成树 (minimum spanning tree) 问题, 即选取单跳 ETX 代价之和最小的链路集合 $E_0 \subseteq E$, 使得网络中各节点互相连通. 最小生成树问题的复杂度为 $O(n^2)$ ^[12].

2.4 最优多播机会路由问题

根据 2.1 小节中的平稳性假设, 各链路连通概率 P 固定, 因此链路的单跳 ETX 代价保持不变. 对于任意多播机会路由算法 π , 需要根据当前时隙的节点接收情况 N_t , 选择合适的广播节点 x_t . 这一过程可表达为

$$x_t = \pi(N_t). \quad (4)$$

由于 $N_t \subseteq V = \{1, 2, \dots, n\}$, 故不同的 N_t 有最多 2^n 种. 每种路由算法都等价于从 V 的幂集到 V 的一个映射.

对于给定的源节点 1 和宿节点集合 D , 如果 π^* 满足, 对于任意其他算法 π , 有

$$m_{\pi^*}(\{1\}, D) \leq m_{\pi}(\{1\}, D),$$

则定义 π^* 为最优机会路由算法. 这表明, π^* 能够选取当前最合适的广播节点以获得统计意义上的最小端到端 ETX 代价. 其具体算法将在下一节中详细讨论. 在不引起混淆的前提下, 后面将端到端 ETX 代价简称为 ETX 代价. 值得说明的是, 如果全网属于同一个冲突域, 那么最小端到端 ETX 代价算法与最大吞吐率算法等价.

3 LEMOR 算法

3.1 用 Markov 方法研究机会路由

由 (4) 式可知, 在多播机会路由中, 下一跳广播节点的选择只与当前已收到数据包的节点集合 N_t 有关, 而与历史接收情况无关. 由此可见, 路由具有无记忆性的特点. 这启发我们使用 Markov 方法来研究机会路由, 把机会路由问题转化为状态转移问题.

图 1 网络的 Markov 状态转移图

Figure 1 The network state transition graph. (a) Network topology; (b) state transition graph

令 S_{N_t} 为集合 N_t 对应的状态, 则初始状态可用 S_{N_1} 表示, 任意终止状态 S_{N_D} 必满足 $N_D \supseteq D$. 路由过程可以表示为从初始状态 S_{N_1} 到某终止状态 S_{N_D} 的有限步 Markov 状态转移链, 即

$$N_1 \subseteq N_2 \subseteq \cdots \subseteq N_D \subseteq V.$$

每一次广播等价于一次状态转移过程, 使得 $N_{t+1} \supseteq N_t$. 状态转移过程将持续进行, 直至到达某终止状态 S_{N_D} 为止.

以图 1(a) 中的四点拓扑为例, 其中 1 为源节点, 4 为宿节点. 宿节点集合可表示为 $D = \{4\}$. 根据 2、3、4 三点是否已收到数据包进行分类, 共有 2^3 种可能的已收到数据包节点集合, 分别用 $N_1, N_2, \dots, N_8$ 表示, 对应的状态为 $S_{N_1}, S_{N_2}, \dots, S_{N_8}$. 图 1(b) 为这些状态间的状态转移图, 其中起始状态为 S_1 , 任一终止状态可用 S_{N_D} 表示. 终止状态满足 $4 \in N_D$, 共有四个状态满足, 它们位于图 1(b) 的灰色平面之上.

下面定义各个状态的度量和转移概率. 令 $d^*(N)$ 为从状态 S_N 到任一终止状态 S_{N_D} 的最小 ETX 代价. 显然, 终止状态的最小 ETX 代价为 0, 即 $d^*(N_D) = 0$. 根据 2.5 小节中的定义, 有 $d^*(N) = m_{\pi^*}(N, D)$. 令 $d^*(N, x)$ 为以 x 为当前广播节点, 从 S_N 到 S_{N_D} 的最小 ETX 代价, 其中 $x \in N$. 根据 2.4 小节中的定义有

$$d^*(N) = \min_{x \in N} (d^*(N, x)), \quad (5)$$

$$\pi^*(N) = \operatorname{argmin}_{x \in N} (d^*(N, x)). \quad (6)$$

易得, $d^*(N, \pi^*(N)) = d^*(N)$.

定义 $T(N, x, M)$ 为以 x 为广播节点, 从状态 S_N 到 S_M 的一步转移概率, 可通过下式求得

$$T(N, x, M) = \Pr(C_{x,y} = 1, C_{x,z} = 0 | y \in M - N, z \notin M) = \prod_{y \in M - N} p_{x,y} \cdot \prod_{z \notin M} (1 - p_{x,z}). \quad (7)$$

特别地, $T(N, x, N)$ 表示状态停留的概率, 对应于广播后没有新的节点成功收到数据包的情形. 由于全网链路连通概率 P 固定, 当广播节点确定时, 不同状态间的转移概率也随之确定.

从状态转移的角度看来, 每一次广播对应于一次状态转移, 设计最小 ETX 代价机会路由算法转化为在给定 P 下, 设计具有最小平均转移次数的转移规则. 因此, 机会路由问题可转化为 Markov 状态转移问题.

3.2 LEMOR 算法

对于给定状态 S_N , 它的最小 ETX 代价可通过对所有可能的下一跳状态的最小 ETX 代价按概率加权求和来计算, 即

$$d^*(N, x) = (1 + d^*(N, x)) \cdot T(N, x, N) + \sum_{M \supset N} ((1 + d^*(M)) \cdot T(N, x, M)). \quad (8)$$

上式右边两项分别对应于状态停留和状态发生转移的情况. 又由于

$$T(N, x, N) + \sum_{M \supset N} T(N, x, M) = 1,$$

对 (8) 式作变形, 有

$$d^*(N, x) = \frac{1 + \sum_{M \supset N} (d^*(M) \cdot T(N, x, M))}{1 - T(N, x, N)} = \frac{1 + \sum_{M \supset N} (d^*(M) \cdot \prod_{y \in M-N} p_{x,y} \cdot \prod_{z \notin M} (1 - p_{x,z}))}{1 - \prod_{y \notin N} (1 - p_{x,y})}. \quad (9)$$

(9) 式表示对于给定的 N 和 x , $d^*(N, x)$ 只与 N 的超集对应状态的最小 ETX 代价有关. 这启发我们通过迭代来计算各个状态 S_N 的最小 ETX 代价. 具体地, 利用 (9) 式, 从 Markov 链的末尾状态向前迭代, 先计算具有较多节点状态的最小 ETX 代价, 后计算具有较少节点状态的最小 ETX 代价, 直至解出 $d^*(N_1)$. 在路由过程中, 随着 t 增加, 可能的节点集合 N_t 逐渐扩张, 因此迭代过程保持单向, 状态转移过程不会出现环路.

LEMOR 的算法伪代码如算法 1 所示, 它的最优性将在附录 A 中证明.

LEMOR 算法分为度量计算和路由两个阶段. 路由开始前执行度量计算阶段, 计算不同状态的最小 ETX 代价及对应的最佳广播节点, 并把计算结果保存在表中. 路由开始后, 每一时隙将根据数据包的接收情况查表并选择最优的广播节点广播数据包, 随后更新全网接收到数据包的节点. 路由过程将持续进行, 直到 D 中所有节点均成功接收数据包为止. 第一阶段中, 不同状态数为 2^n , 故该阶段计算复杂度为 $O(2^n)$. 在第二阶段, 主要计算开销来自查表操作, 故每一时隙中的计算复杂度为 $O(1)$. 由上可见, LEMOR 算法的主要计算开销在于第一阶段, 它与节点数目 n 成指数函数关系.

因为 LEMOR 可以达到最小 ETX 代价, 故可以用它来计算多播机会路由的吞吐率上界, 即单位时间内从源节点可成功传输到指定宿节点集合的数据量. 它可表示为

$$C = \frac{Q}{d^*(N_1) \cdot t_0},$$

其中 Q 为数据包大小, t_0 为单位时隙长度. 该上界可使用 LEMOR 算法达到, 故此上界为紧上界.

Algorithm 1 LEMOR 算法**度量计算阶段**

```

1: for  $i$  from  $n$  downto 1 do
2:   for 所有满足元素数目为  $i$  的  $N$  do
3:     if  $D \subseteq N$  then
4:        $d^*(N) = 0$ 
5:     else
6:       根据 (5) 式和 (9) 式计算  $d^*(N)$ , 根据 (6) 式和 (9) 式计算  $\pi^*(N)$ 
7:     end if
8:   end for
9: end for

```

路由阶段

```

10:  $t = 1, N_t = \{1\}$ 
11: while  $D \not\subseteq N_t$  do
12:   令  $x_t = \pi^*(N_t)$ 
13:   由  $x_t$  广播数据包
14:    $N_{t+1} = N_t \cup \{\text{刚收到数据包的节点}\}$ 
15:    $t = t + 1$ 
16: end while

```

4 仿真结果

为了研究机会路由和多播下的网络性能, 我们在随机生成的 12 点网络中对基于机会路由的多播算法 LEMOR、基于传统无线路由的多播 Steiner 树算法^[12]、基于传统路由的单播算法 SPF、以及基于机会路由的单播算法 SAF^[7]作了性能仿真, 上述四种算法分别为以最小 ETX 代价为标准, 给定路由类别与传播方式下的最优算法, 如表 2 所示. 具体仿真了多播场景下, 不同算法的端到端最小 ETX 代价和吞吐率, 并与根据 LEMOR 度量阶段计算所得的算法理论性能进行了比较. 仿真所用的数据包大小为 10 kb, 单位时隙为 1 ms, 网络区域为 1 km×1 km, 节点覆盖半径为 0.7 km. 拓扑采用 Disk 模型生成, 当且仅当两点间距离小于节点覆盖半径时, 两点间存在链路. 我们对两类链路连通概率的网络进行了仿真. 网络 1 的链路连通概率在 0.2 到 0.4 间均匀取值. 网络 2 的链路连通概率在 0.6 到 1 间均匀取值.

仿真结果如图 2 所示, 图 2(a) 和图 2(b) 为各算法的最小 ETX 代价, 图 2(c) 和 (d) 为对应的网络吞吐率. 可以看到, LEMOR 的仿真结果与理论值吻合, 从而验证了理论分析的有效性. 由图 2(a) 和图 2(b) 可见, 首先, 当宿节点数目较多时, 多播算法 Steiner 树和 LEMOR 的性能优于单播算法 SPF 和 SAF, 其中 Steiner 树性能优于 SAF, 表明因利用多播带来的吞吐率提高大于利用机会路由分集的增益. 其次, 随着宿节点数目增加, 除 LEMOR 的最小 ETX 代价很快趋于稳定外, 其他算法的 ETX 代价近似随之线性增长. 这是因为 LEMOR 能够同时利用多播和机会路由的优点, 最大化单次广播的效率. 图 2(c) 和图 2(d) 中的吞吐率与最小 ETX 代价成反比关系, 从中可见, 当宿节点数目为 1 时, 多播算法退化为单播算法, LEMOR 退化为 SAF, Steiner 树退化为 SPF. 在单源单宿场景下, 使用机会路

表 2 不同算法的比较

Table 2 Comparison of different algorithms

Algorithm	Transmission type	Routing type
Steiner tree	multicast	traditional routing
SPF	unicast	traditional routing
SAF	unicast	opportunistic routing
LEMOR	multicast	opportunistic routing

图 2 不同路由算法的最小 ETX 代价与网络吞吐量

Figure 2 The minimal end-to-end ETX cost and throughput for mentioned algorithms. (a) Minimal end-to-end ETX cost for topology 1; (b) minimal end-to-end ETX cost for topology 2; (c) throughput for topology 1; (d) throughput for topology 2

由的 SAF 性能优于传统路由 SPF. 随着宿节点数目增加, 仅利用机会路由带来的吞吐量提升小于仅利用多播带来的吞吐量提升. 当链路连通概率较大时, SAF 与 SPF 的吞吐量差别不大, 但 LEMOR 与 Steiner 树的差别仍然较大.

总之, 同时利用机会路由和多播的 LEMOR 算法能够显著提高网络的吞吐量. 在宿节点较多的场景中, LEMOR 的优势更加明显. 在多宿场景下, 与仅使用机会路由相比, 仅利用多播带来的性能增益更大, 同时利用两者又可获得进一步的性能提升.

5 总结

本文提出了一种基于 Markov 链研究多播机会路由的方法, 利用该方法可以深入研究机会路由的

运行机制, 将机会路由问题转化为状态转移问题; 基于此方法, 设计了最优多播机会路由算法 (LEMOR), 它可最大化多播网络的吞吐率并求得网络的容量紧上界, 具有重要的理论意义; 证明了 LEMOR 算法的最优性. 仿真结果表明, 在多宿节点条件下, 与仅使用机会路由或仅使用多播相比, 同时使用机会路由和多播的 LEMOR 算法能够显著提高网络的吞吐率.

参考文献

- 1 Perkins C, Bhagwat, P. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing(DSDV) for mobile computers. In: Proceedings of ACM SIGCOMM, San Francisco, 1993. 234–244
- 2 Perkins C, Belding-Royer E, Das S. Ad hoc on-demand distance vector(AODV) routing. In: Proceedings of IEEE Workshop on WMCSA 99, New Orleans, 1999. 90–100
- 3 Biswas S, Morris R. ExOR: opportunistic multi-hop routing for wireless networks. In: Proceedings of ACM SIGCOMM, Philadelphia, 2005. 133–144
- 4 Chachulski S, Jennings M, Katti S, et al. Trading structure for randomness in wireless opportunistic routing. In: Proceedings of ACM SIGCOMM, Kyoto, 2007. 169–180
- 5 Rozner E, Seshadri J, Mehta Y, et al. SOAR: simple opportunistic adaptive routing protocol for wireless mesh networks. IEEE Trans Mobile Comput, 2009, 8: 1622–1635
- 6 Dubois-Ferriere M, Grossglauser M, Vetterli M. Valuable detours: least-cost anypath routing. IEEE/ACM Trans Network, 2011, 19: 333–346
- 7 Laufer R, Dubois-Ferriere H, Kleinrock L. Multirate anypath routing in wireless mesh networks. In: Proceedings of IEEE INFOCOM, Rio de Janeiro, 2009. 37–45
- 8 Lu M, Peter S, Chen T. Video transmission over wireless multihop networks using opportunistic routing. In: Proceedings of Packet Video, Lausanne, 2007. 52–61
- 9 Alabern L, Pla V, Darehshoorzadeh A. On the performance modeling of opportunistic routing. In: Proceedings of the Second International Workshop on Mobile Opportunistic Networking, Pisa, 2010. 15–21
- 10 Royer E, Perkins C. Multicast operation of the ad hoc on-demand distance vector routing protocol. In: Proceedings of ACM MobiCom, Washington, 1999. 90–100
- 11 Hsiu P, Kuo T. A maximum-residual multicast protocol for large-scale mobile ad hoc networks. IEEE Trans Mobile Comput, 2009, 8: 1441–1453
- 12 Korte B, Vygen J. Combinatorial Optimization: Theory and Algorithms. 3rd ed. Berlin: Springer, 2005. 468–473
- 13 Hao Z, Yang W, Wang Y. OM: opportunistic multicast routing for mobile ad hoc networks. In: IEEE 2010 International Conference on Network Infrastructure and Digital Content, Beijing, 2010. 634–638
- 14 Couto D, Aguayo D, Bicket J, et al. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. In: Proceedings of 9th ACM Mobicom, San Diego, 2003. 134–146
- 15 Draves R, Padhye J, Zill B. Comparison of routing metrics for static multi-hop wireless networks. In: Proceedings of ACM SIGCOMM, Portland, 2004. 133–144

附录 A LEMOR 的最优性证明.

我们将使用反证法证明这一结论. 假设存在另一算法 π 和状态 S_N , 使得对应的最小 ETX 代价 $d_\pi(N) < d^*(N)$. 则根据 (5) 式和 (9) 式, $d^*(N)$ 由所有满足 $M \supset N$ 的状态度量 $d^*(M)$ 和相应的状态转移概率 $T(N, x, M)$ 决定. 而 $T(N, x, M)$ 只与广播节点有关, 与路由算法选择无关. 此时存在两种可能性:

1. 对于任意 $M \supset N$, 都有 $d^*(M) \leq d_\pi(M)$;
2. 存在 $M \supset N$, 使得 $d^*(M) > d_\pi(M)$.

如果命题 2 成立, 可沿 Markov 链向终止状态追溯, 寻找 M 是否存在某超集 M_1 , 满足 $d^*(M_1) > d_\pi(M_1)$. 由于 Markov 链的有限性, 以及对于任意终止状态都有

$$d^*(N_D) = d_\pi(N_D) = 0,$$

命题 2 在边界上不成立. 因此, 如果存在可能性 2, 必然可能性 1 成立. 下面证明可能性 1 为假.

根据 (4) 式, 可能的广播节点 x 满足 $x \in N$. 给定广播节点后, 状态转移概率 $T(N, x, M)$ 也固定, 而根据可能性 1 和 (9) 式, 有

$$d^*(N, x) \leq d_\pi(N, x),$$

结合 (5) 式, 对于任意 x , 都有

$$d^*(N) \leq d^*(N, x) \leq d_\pi(N, x),$$

然而根据对机会路由机制的定义, 无论 π 如何选取广播节点, 都会存在 x , 使得 $d_\pi(N) = d_\pi(N, x)$. 因此, 必然有

$$d^*(N) \leq d_\pi(N),$$

这与命题 1 矛盾, 因此命题 1 为假, 命题 2 亦为假.

进一步地, 可知假设错误, 对于任意 N , 均有 $d_\pi(N) \geq d^*(N)$, 即 π^* 为最优机会路由算法. 证毕.

Optimal multicast opportunistic routing based on Markov chain

WANG Peng, GU YuanTao* & MEI ShunLiang

Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China

*E-mail: gyt@tsinghua.edu.cn

Abstract Improving the network capacity is one of the most important topics in the area of wireless networks. The broadcasting and fading feature of the wireless communications has not been sufficiently exploited in traditional routings. However, in opportunistic routing, they are able to be used to provide diversity. In this paper, the multicast opportunistic routing problem is studied in a Markov chain method, and the optimal algorithm called Least ETX Multicast Opportunistic Routing (LEMOR) is designed and proved to have the least end-to-end ETX. Simulation results show that LEMOR is able to significantly improve the network throughput by exploiting both opportunistic routing and multicast compared to the algorithms using either of them.

Keywords wireless networks, maximal throughput, diversity, least ETX cost, opportunistic routing

WANG Peng was born in 1985. He received his bachelor degree in Electrical and Information Engineering from Tsinghua University in 2008. He is currently a Ph.D. student in Information and Communication Engineering in Department of Electrical Engineering of Tsinghua University. His research interest includes wireless routings and wireless communications.

GU YuanTao received his B.S. degree from Xi'an Jiaotong University, Xi'an, China, in 1998, and Ph.D. degree with honor from Tsinghua University, Beijing, China, in 2003, both in Electronic Engineering. He joined the faculty of Tsinghua in 2003 and is an Associate Professor with Department of Electronic Engineering. He is currently a visiting scientist with Research Laboratory of Electronics at Massachusetts Institute of Technology (MIT), Cambridge, MA, USA. He was the author/coauthor of two textbooks on Signals and Systems, and more than 50 papers on signal processing, multimedia communications, and wireless networks. Now his research interest includes adaptive filtering, sparse signal recovery, multimedia signal processing, and related topics in wireless communications and information networks.