

基于稳定闭域的异构无线网络混合路由策略

李陟^{1,2,3}, 姜怡², 李千目², 刘凤玉²

(1. 北京邮电大学 信息与通信工程学院, 北京 100876;

2. 南京理工大学 计算机科学与技术学院, 江苏 南京 210094; 3. 北京启明星辰信息安全技术有限公司, 北京 100193)

摘要: 分析了异构的网络模型, 并提出了一种基于 MANET 稳定闭域的混合路由策略, 使得基于该路由策略设计的路由协议能够实时地根据本地拓扑状态进行转换, 在稳定闭域内使用 AODV 提高路由转发的效率。当数据分组转发到闭域边界后, 将转换为改进的 Prophet 路由在非连通区域内寻路, 以充分利用 MANET 与 DTN 路由的优势。仿真实验证明了该路由策略的可行性, 通过比较多种路由算法验证了在特定的异构网络环境下该路由策略的高效性。

关键词: 时延容忍网络; 路由协议; 稳定闭域; 异构无线网络

中图分类号: TN915.04

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2012)09-0095-10

Stable enclosure based hybrid routing schema in heterogeneous wireless networks

LI Zhi^{1,2,3}, JIANG Yi², LI Qian-mu², LIU Feng-yu²

(1. School of Information and Communication Engineering, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China;

2. Institute of Computer Science and Technology, Nanjing University of Science and Technology, Nanjing 210094, China;

3. Beijing Venustech Information Security Technology Co., Ltd., Beijing 100193, China)

Abstract: The model of heterogeneous wireless networks was analyzed and a hybrid routing schema based on MANET stable enclosure was proposed. This schema could transform the routing protocol between MANET and DTN based on the local topology in real time. In the stable enclosure, AODV was used to improve packet relaying efficiency. When packet relayed to the disconnected area, the routing protocol transcended to Prophet to avoid routing failed. It fully used the advantage of MANET and DTN routing protocol. The feasibility of the proposed algorithm is demonstrated, and it is more efficient than the other DTN routing protocols used in the heterogeneous wireless networks.

Key words: DTN; routing protocol; stable enclosure; heterogeneous wireless networks

1 引言

移动 ad hoc 网络 (MANET, mobile ad hoc networks) 是一种由移动节点自组织而成的无中心的多跳无线网络。网络中数据分组从源节点发送到

目的节点需要依靠多个中间节点的转发, 因此如何路由是 MANET 研究中的一个核心问题, 如按需矢量路由 AODV^[1]、动态源路由 DSR^[2]、目的序列距离矢量路由 DSDV^[3]等都是应用在 MANET 上的路由协议。MANET 路由需要假定网络在路由过程中

收稿日期: 2011-03-31; 修回日期: 2011-10-23

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (60903027); 江苏省自然科学基金资助项目 (10KJB520014)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (6090 7); The Natural Science Foundation of Jiangsu Province (10KJB520014)

具有连通性和一定的稳定性,即网络拓扑表现为连通图,且其节点移动较缓慢或基本不动。然而,在很多场合下,这种假定并不存在,高速的移动和并不足够的节点密度往往造成拓扑的不连通和反复的剧烈变化,如高速运动的车辆组成的公路车辆网络^[4],或是由少量节点组成的并不时刻连通的生物检测网络^[5]等。时延容忍网络(DTN, delay tolerant networks)作为一种适应性更强的网络结构被提出,其存储转发机制使用逐跳(hop-by-hop)路由的方式替代传统 MANET 中的端到端(end-to-end)路由,从而解决了在不稳定拓扑的环境下,端到端路由无法被成功建立的问题。

相比较 MANET 路由,DTN 路由协议对网络环境更强的适应能力是通过更高的时间和空间代价换取的,其路由协议往往通过高代价的洪泛来寻找目的节点,如最早提出的传染路由(epidemic routing)^[6]、通过有限副本约束洪泛的喷射等待路由(spray and wait)^[7]、以节点相遇概率作为效用值进行有条件洪泛的先知路由(PROPHET routing)^[8]等。同时,存储转发机制也决定了 DTN 路由协议具有更高通信延迟。因此,DTN 路由协议的性能主要体现在其对洪泛和时延的抑制。

在真实的应用中,网络的拓扑往往不是单一的结构,而是由不同拓扑结构的网络之间相互连通构成的复杂结构。如文献[8]中的校园社交网络,文献[4]中的公路车辆网,文献[9]中的乡村道路网络等,这些网络的特点是拓扑结构随着时间而发生变化,网络中的部分区域的拓扑结构相对稳定,始终连通,而另外一部分区域的拓扑结构则具有短暂或间歇性连通的特性。这样的网络环境一些局部符合 MANET 的特性,一些局部必须依靠 DTN 进行路由。若完全采用 MANET 路由,则路由成功率很低,无法保证正常的网络服务;若完全采用 DTN 路由,则在节点运动能力较低的区域,DTN 依靠多节点持有副本增加路由成功率的策略又增加了不必要的网络负载。因此,有必要设计一种能够根据网络的拓扑情况自适应的异构路由策略,使之能够在连通区域采用 MANET 单副本快速高效路由,在不连通区域间采用 DTN 多副本存储转发高容错路由。

2 相关工作

文献[10]分析了实现 MANET 和 DTN 混合路由的可能性,并实现了一种简单的混合路由策略,该

策略首先基于 AODV 的 RREQ 过程寻找连通区域内的目的节点,若能够直接使用 AODV 路由,则更新路由表,并进行路由,否则,以 RREQ 过程中发现的 DTN 节点为目的节点,将数据转发到该节点,并转为 DTN 路由。该算法对路由策略的转换条件的判断较为简单,虽然能够在 MANET 算法失效时通过 DTN 继续路由,但是由于 MANET 区域的存在,使得如 PROPHET 这样的路由的投递成功率并不高。文献[11]对文献[10]的工作进行了改进,提出了一种基于 DYMO^[12]协议与 PROPHET 协议的混合路由策略—DT-DYMO 路由。该路由中每个节点都计算和维护着其到网络中所有节点的相遇效用值,并以此作为 MANET 路由阶段的路由发现过程中选择中继节点的依据,即源节点将选择返回 RREP 的节点中到达目的节点效用值最高的节点作为中继节点,并通过 DYMO 的方式发送数据分组到该节点,再由该节点转换为 PROPHET 路由,进入 DTN 路由阶段。DT-DYMO 中每个节点都要维护一份全网的相遇效用信息,这使得维护成本较高,并且当数据分组传输路径中存在多个 MANET 区域时,DT-DYMO 不能自适应地转换 DYMO 协议,而仍然只能通过 DTN 来路由,在这种情况下,其路由协议的网络拓扑适应性不高,路由性能也低于仅进行 MANET 到 DTN 一次路由转换的情况。文献[13]提出一种基于分簇拓扑结构的 DTN-MANET 混合路由策略 HYMAD,该策略在簇间采用 Spray-and-Wait 的 DTN 路由,当数据分组到达目的节点所在簇后转换为 MANET 中的距离矢量路由。该路由策略仅应用在目的节点所在簇较大时,相对 DTN 路由具有较明显的性能改进。文献[14]设计了一种让少量游离于 MANET 基础拓扑边缘的高速运动节点具有 DTN 路由能力的混合路由策略,使得这部分节点在与 MANET 主体拓扑断开连接后,能够将数据分组存储等待拓扑再次连通后再进行转发。文献[15]提出了一种结合传染路由和集中式路由的基于统治集的路由策略,该策略首先部署一定数量的服务节点在固定位置,作为超级节点(super node),同时假设这些超级节点可以稳定地接入互联网。这些超级节点同时也作为 DTN 网关,在无法找到目的节点时,执行 DTN 路由的存储转发策略。该路由策略在超级节点的选择上具有较大的局限性,且网络拓扑的适应能力不强。文献[16]提出了一种基于 DTN 的 OLSR 路由,主要是通过

增加部分节点的时延容忍能力,使得在网络分割时,非DTN节点可以利用相邻DTN节点的存储转发功能,降低由分组丢失引起的路由性能下降。该路由的实验设定为采用mesh结构,DTN功能主要实现于上层的高功率节点,这种结构灵活性较差,且mesh节点的部署合理性也对路由影响较大。

综上所述,设计高效可行的异构路由策略的主要挑战在于能够在路由的过程中,让节点根据其本地拓扑环境,自适应地选择最合理的路由策略,并且能够在MANET和DTN之间按需进行转换。文献[10~14]所提出的异构混合路由策略都只考虑了从MANET到DTN的路由转换,路由协议不能够根据本地拓扑状态自适应的发生转换,即使在节点处于大范围稳定且连通的网络环境中时,路由也不具有从DTN转换为MANET的功能,并且也都未说明混合路由策略所应用的网络拓扑模型。文献[15,16]虽然通过加入类似基站的固定节点提高了路由的自适应性,但是同时也减低了拓扑的环境适应能力。本文首先明确定义了网络拓扑模型中MANET和DTN的主次关系,并基于以DTN为主的拓扑模型下,设计了一种可以自适应转换为MANET的路由协议,该协议不需要加入固定基站节点的支持,完全根据本地路由环境自适应完成。

3 网络模型

在无线移动 ad hoc 网络中,由于节点的运动,使得由节点和节点间通信链路为边而构成网络拓扑图也在不断地变化,因此,网络模型也就取决于节点的分布和运动方式。通常,无论是在MANET或是DTN网络中,任何的路由策略都是基于特定的网络拓扑模型而设计,因此对混合路由策略的研究,也必须先定义明确的网络拓扑模型。以基础拓扑作为划分的依据,MANET和DTN异构共存的网络模型可以分为2类:类型1称为基于MANET的拓扑,记为DOM(DTN over manet)模型,这类网络中,大部分的节点相互连通,拓扑变化频率较低,存在少量高速移动或与连通区域间歇性连通的节点,通常可以基于由MANET节点构成的连通统治集^[17]来设计路由策略;类型2称为基于DTN的拓扑,记为MOD(manet over DTN)模型,这类网络中,网络拓扑图被分割为多个不相互连通的区域,拓扑图整体不是连通图,但是,在每个孤立的局部区域内部又是相互连通的和拓扑相对稳定的。

基于以上对网络拓扑模型的定义,对比文献[10,11,13]给出的路由策略,可以看出,其相同点是第1阶段路由协议都是基于MANET,当MANET失效后,第2阶段采用DTN路由以避免路由的失败。显然,这样的设计在网络中存在大量MANET节点的DOM模型中是比较有效的,但是在路由维护的开销上增加了为了少数不连通节点而需要维护的所有节点间的相遇效用。对于MOD模型,若发起路由时所在的区域内相互连通的节点数量较少,则这些路由策略基本等同于直接使用DTN路由。下面通过定义1给出本文具体的网络拓扑模型的定义。

定义1 设 G 为网络拓扑图, V 为网络中节点的集合。 $V_M \subset V$ 为网络中一组相互间相对位置稳定的节点,且网络拓扑图 $G_M = (V_M, E_M)$ 是连通图。这里, E_M 为定义在图 G_M 上的边集,若节点 $u, v \in V_M$,且 u, v 之间存在一条稳定的通信链路,则 u, v 间存在边 $e_{uv} \in E_M$ 。设网络中存在有 $n(n$ 为正整数)组这样的节点集合 V_{M_1}, \dots, V_{M_n} ,且不存在边 e_{uv} ,使得节点 $u \in V_{M_i}, v \in V_{M_j}, i \neq j$ 。

定义1是基于MOD模型给出的网络拓扑模型定义,当 $n=1$ 时,就转变为DOM模型。在定义中,每一个 G_M 都是一个连通的拓扑稳定的MANET区域,当节点发起一次路由时,通常认为会穿过多个这样的区域,这就需要路由策略能够根据本地局部拓扑信息自适应地选择使用最合适的路由算法,以达到最高的性能。而文献[10,11,13]中所给出的只转换一次路由算法的策略显然不能在该网络拓扑模型中达到最优的性能。

4 稳定闭域

4.1 稳定闭域的定义及算法

相比DTN路由,在MOD网络中,处于拓扑稳定区域内的节点采用单播传输方式的MANET路由能够有效降低网络中的冗余数据传输,并具有更低的传输时延和更高的传输成功率,但这需要端到端的连通稳定拓扑的支持。理想状态下,当数据分组进入MANET区域后,将改为MANET路由,因此,只有MANET区域边界上的节点需要具有DTN路由能力。如图1所示,以网络中一块连通且拓扑稳定的MANET区域为例,节点 v_1, \dots, v_7 的功率覆盖区域的外沿形成了一个闭合区域,该区域满足以下

条件 :1) 区域内任意节点的功率覆盖范围都不超出该闭合区域的外沿 ;2) 任意 DTN 节点与该区域内任意节点相遇前都将先与组成该闭合区域外沿的节点相遇。可以认为 MANET 路由的数据传输速度远大于 DTN 节点的运动速度 ,因此 ,DTN 节点与该稳定区域内任意节点间的通信都可以由组成闭域外沿的节点进行代理。下面给出闭域节点集的明确定义和求解闭域的分布式算法。

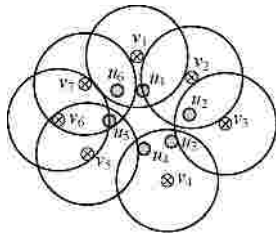


图 1 稳定闭域

定义 2 从任意方向穿过 G_M 图 ,最先遇到的节点的集合定义为该 G_M 图的闭域节点集(EHS, enclosure host set)。

假定网络中所有节点间相对的运动模型不会发生改变 ,即若任选节点 u, v ,则 u, v 始终相对移动性较低 (即满足 MANET 路由对节点移动性的需求)或始终相对移动性较高 (即符合 DTN 节点的移动模型) ,且所有节点功率半径都相同 ,用 d 表示 ,那么有以下定义。

定义 3 设节点 $u, v \in V$,若 u, v 始终相对移动性较低 , u, v 在 G_M 图上的实际距离为 D ,若 $D \leq nd$,则 v 是 u 的 n 倍功率半径邻居 ,所有这样的节点 v 构成了 u 的 n 倍功率半径邻居集合 ,记为 $Nbr_n(u)$ 。

以下算法假定目标区域的拓扑满足 G_M 的定义 ,每个节点都有唯一的 ID 号 ,且知道自己的位置信息。

算法 1 求 EHS 集的分布式算法

1) 对该区域内任意节点 u ,令其与 $Nbr_2(u)$ 中节点交换位置信息。

2) 对于每个 $v \in Nbr_2(u)$,分别计算以 v 为圆心 d 为半径的圆 C_v 在 u 为圆心 d 为半径的圆 C_u 上截取的圆弧 $[rad(u, v)_{start}, rad(u, v)_{end}]$,若 $\bigcup_{i=1}^{|Nbr_2(u)|} [rad(u, v_i)_{start}, rad(u, v_i)_{end}] = [0, 2\pi]$ 则 $u \notin EHS$,

否则 $u \in EHS$ 。

4.2 基于稳定闭域的限定连通统治集

在以 MOD 为拓扑模型的网络中 ,存在着多个

移动能力较低 ,拓扑较为稳定的区域 ,这些区域会阻碍 DTN 中通过有限副本数量依靠节点运动能力来把数据分组投递到目的节点的投递成功率 ,如进入等待过程的 Spray and Wait 路由 ,当副本传入到这些稳定区域后 ,就无法再随着节点而移动了。因此 ,本文选用 PROPHET 这个基于洪泛多副本机制的路由协议作为混合路由中 DTN 阶段的路由协议。在 PROPHET 路由中 ,需要维护一个所有节点的通信效用表 ,以此作为 DTN 路由选择下一跳中继节点的依据。显然 ,DTN 节点只通过与 EHS 集合中的节点交换信息是不能够构建包括闭域中所有节点的通信效用表的 ,因此 ,需要通过构造一个包含 EHS 节点在内的限定连通统治集 (CCDS, constrained connected dominating set) ,用于收集闭域内部节点的信息 ,并传递给参与 DTN 协议的 EHS 集合中的节点。

算法 2 求 CCDS 集的分布式算法

1) 执行算法 1 ,若节点 $u \in EHS$,则把 u 加入 CCDS。

2) 若节点 u 存在至少 2 个不相邻的邻居 ,则把 u 加入 CCDS。

3) 设 $u, v, w \in CCDS, u \notin EHS, ID_v > ID_u, ID_w > ID_u, v \in Nbr_1(u), w \in Nbr_1(u), w \in Nbr_1(u), P = EHS \setminus Nbr_1(v), Q = EHS \setminus Nbr_1(w)$,则以下情况中把 u 从 CCDS 中删除。

- a) $Nbr_1(u) \setminus \{v\} \subset Nbr_1(v) \setminus \{u\}$,不考虑 ID 的关系 ;
- b) $Nbr_1(u) \setminus \{v\} = Nbr_1(v) \setminus \{u\}$;
- c) $Nbr_1(u) \setminus \{v\} \subset Nbr_1(v) \cup Nbr_1(P)$;
- d) $Nbr_1(u) \setminus \{v\} \subset Nbr_1(v) \cup Nbr_1(P) \cup Nbr_1(w) \cup Nbr_1(Q)$ 。

定理 1 CCDS 是连通的 ,且所有节点或在 CCDS 上或被 CCDS 所统治。

证明 由定义 1 知网络拓扑初始是连通图 ,对于任意节点 $u \in CCDS$,显然节点 $v \in Nbr_1(u)$ 且 $v \in CCDS$ 是与其连通的。若 $w \in Nbr_2(u)$,由定义 1 ,必存在节点 p ,使得 w, u 在原拓扑图上连通 ,由步骤 2)知 $p \in CCDS$,因此步骤 2)得出的 CCDS 是连通的。设节点 $u \notin CCDS$ 且 $Nbr_1(u) \cap CCDS = \emptyset$,则 $Nbr_2(u) \cap CCDS \neq \emptyset$,由步骤 2)必存在节点 $v \in Nbr_1(u)$, v 需要被加入到 CCDS 中 ,这与定义 1 矛盾 ,因此执行步骤 2)后满足定理 1。考虑步骤 3)的 a)、b) ,由于节点 u 的所有邻居都是 v 的邻居 ,

同时 $v \in CCDS$ ，则所统治的节点同时也被 v 统治， u 在 $CCDS$ 上的邻居同时也是 v 的邻居，因此从 $CCDS$ 删去 u 仍然满足定理 1。考虑 c)，设由 u 统治的节点集 $Nbr_1(u) = A \cup B$ ，其中 $A \subset Nbr_1(v)$ ， $B \subset Nbr_1(P)$ ， A 部分性质已证，由于 P 中节点必定在最终 $CCDS$ 结果集中，因此 B 部分节点必被 P 中节点统治，同时 u 在 $CCDS$ 上的邻居也与 v 或 P 中节点连通，因此从 $CCDS$ 删去 u 仍然满足定理 1，同理可证 d)，证毕。

在 600×600 大小的场景范围内，由算法 2 构建的一个总节点数为 80 个节点的 $CCDS$ 拓扑如图 2 所示，●为 EHS 节点，○为在 $CCDS$ 集中的非 EHS 节点。在不同网络密度下， $CCDS$ 集中的节点个数占总节点数的百分比如图 3 所示。可以看出随着网络密度的增大，使用 $CCDS$ 来优化拓扑，能够减少 50% 以上的节点来参与 DTN 路由，这将极大地减小 DTN 路由的效用维护代价，同时很好地限制了 DTN 数据分组的无效洪泛。

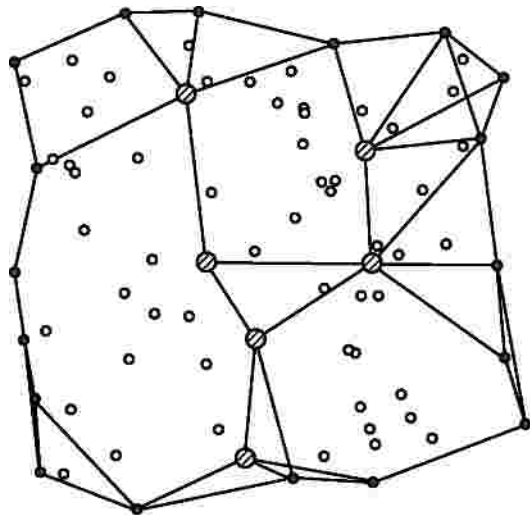


图 2 CCDS 拓扑

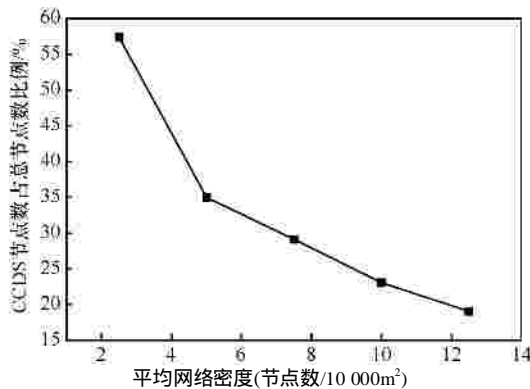


图 3 CCDS 节点数占总节点数比例

5 基于稳定闭域的混合路由策略

5.1 混合路由策略

异构网络间路由协议设计的关键问题是解决不同网络结构下路由协议的过渡问题。DTN 路由协议中的 PROPHET 路由同样可在 MANET 的网络结构下路由成功，在第 2 节所提及的相关工作由于无法自适应地多次进行转换路由，因此都采用了 PROPHET 作为在 MANET 失效后的 DTN 路由策略，使之能够保证传输的成功率。然而 PROPHET 有着近似于传染路由的路由代价，且需要较长的热身时间来收集足够信息用于估计节点间的相遇概率，因此在可行性上有较大的局限。本文提出的混合路由策略很好地解决了 MANET 和 DTN 路由协议过渡过程中路由协议转换时机选择的问题。这种路由策略支持多次转换以最大程度上利用 2 种路由协议的优势。

本文把算法 1 中标记的 EHS 节点作为 MANET 与 DTN 路由之间的转换网关，把算法 2 中求得的 $CCDS$ 节点作为参与 DTN 协议中节点通信效用维护的辅助节点。这样就对 MANET 区域中节点的路由职责进行了划分：EHS 集中的节点参与 DTN 路由； $CCDS$ 节点负责维护其所在 MANET 区域内的节点信息；其余节点只运行 MANET 路由协议，不参与 DTN 路由。路由策略描述如下。

- 1) 每个节点基于邻居行为对自身性质进行判定，区分 MANET 与 DTN。
- 2) MANET 节点分别执行算法 1 和算法 2 确定自己在网络中的路由角色。
- 3) 节点根据路由角色执行相应路由协议。

第 3 节已经说明了本文的网络模型是基于宏观 DTN 的，因此，混合路由策略的设计需要确保对已有 DTN 路由的完全支持。本文提出的路由策略所做的主要贡献是减小了 MANET 和 DTN 混合结构中 DTN 路由维护代价并实现了数据分组在穿越不同结构网络环境时路由协议的自适应转换。下面分别对以 PROPHET 为路由的网络应用混合路由策略的路由转换和路由维护过程进行说明。

5.2 路由算法

当数据分组为 MANET 节点创建或由 DTN 协议转发至 EHS 节点时，执行以下算法。

算法 3 基于稳定闭域的混合路由 (SEHR, stable enclosure based hybrid routing) 算法

1) 数据分组携带节点发起 AODV 路由协议在连通区域内寻找目的节点。

2) 同一连通区域的 EHS 节点在收到 RREQ 请求后, 回复 RREP, 该 RREP 分组包含其到目的节点的相遇概率值。

3) 数据分组携带节点若收到目的节点的 RREP 回复, 则直接使用 AODV 路由到目的节点; 否则, 比较前一跳 DTN 邻居中和发出 RREP 回复的节点中, 与目的节点的相遇概率。若前者相遇概率高, 则转到 4), 否则转到 5)。

4) 转发数据分组给该 DTN 节点, 转到 6)。

5) 使用 AODV 路由协议, 以单播方式发送数据分组到回复 RREP 的节点中到目的节点相遇概率最高的节点。

6) 转为 PROPHET 路由。

EHS 作为转换网关, 在路由过程中具有 DTN 节点的功能, 若从 DTN 节点中收到数据分组, 则使用算法 3 中的路由, 在本地寻找快速通路, 图 4 给出了数据分组从携带节点 R_1 , 找到中继节点 R_2 , 并穿越该 MANET 区域的过程, 这里源节点为 S , 目的节点为 D 。同时, EHS 节点也是 MANET 区域的中继节点, 当其收到本区域的数据分组后, 即转入 DTN 路由, 图 5 给出了 R_1 作为中继节点使用 DTN 路由转发数据分组的过程。

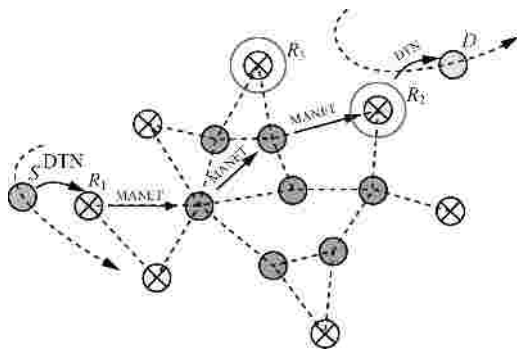


图 4 MANET 到 DTN 的路由转换

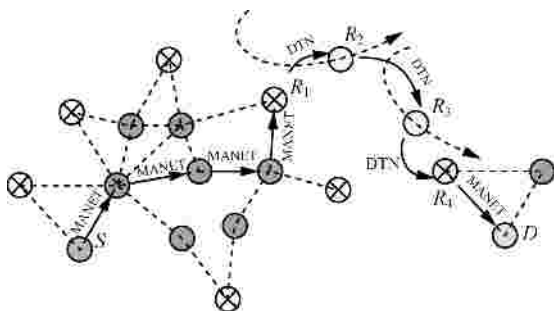


图 5 DTN 到 MANET 的路由转换

5.3 路由维护

SEHR 使用与 PROPHET 路由相同的投递概率公式, 即当节点 u 与 v 相遇时, 按如式(1)更新计算节点 u 与 v 的投递概率。

$$p(u, v) = p(u, v)_{old} + (1 - p(u, v)_{old}) p_{init} \quad (1)$$

其中, $p_{init} \in [0, 1]$ 是给定的节点间初始相遇概率。节点 u 按式(2)更新其通过 v 到 w 的投递概率。

$$p(u, w) = p(u, w)_{old} + (1 - p(u, w)_{old}) p(u, v) p(u, w) b \quad (2)$$

其中, b 是一给定参数, 用于传递节点间的投递概率权值。PROPHET 路由在每次与其他节点相遇时会先对自身投递概率表进行权值衰退 (ageing), 之后按照投递概率公式进行更新。其衰退公式如下。

$$p(u, v) = p(u, v)_{old} g^k \quad (3)$$

其中, g 是衰退因子, 在 PROPHET 中取 0.98, k 为距离上次衰退的总时间与衰退周期的比。PROPHET 路由对所有节点的 g 是相同的, 这会导致相对移动性较低的相邻节点间的投递概率一直衰退。因此, 同一连通 MANET 区域内节点间的衰退因子 g 被设置为 1, 使得相对移动性较低的节点间不发生衰退。

由定理 1, CCDS 作为 MANET 区域的统治集, 维护了该区域中的所有节点的信息, 即任意 EHS 节点都通过 CCDS 维护该 MANET 区域内节点的相遇概率。再由定义 2 可知, 当 DTN 节点与该区域中任意节点相遇时, 必将先与 EHS 中的节点相遇。可以认为, 数据传输速度远大于节点移动速度。那么, 在 DTN 节点与 MANET 区域边缘的 EHS 相遇时, 仅由 EHS 与 DTN 节点维护相遇概率, 若该 MANET 区域内存在与目的节点相遇概率更高的节点, 则由 EHS 节点接受该数据分组后, 以单播 MANET (AODV) 路由的方式发送到目的节点。这样既减小了 PROPHET 数据分组的冗余转发, 又减小了衰退概率维护的代价。

6 仿真实验

实验的主要目的是验证不同路由算法对 DTN 副本转发次数的控制能力, 从而考察节点转发缓冲区出现溢出造成分组丢失后对路由性能产生的影响。为了排除 IEEE 802.11 协议在局部密集拓扑环境下由于冲突造成的分组丢失对实验结果的影响

(该问题可通过 MANET 拓扑控制的方法解决不属于本文讨论的范围), 本文选用 ONE^[18] 平台作为仿真工具, 该平台为路由协议的仿真提供了理想状态的 MAC 层环境, 即不考虑由于链路冲突造成的路由协议分组丢失问题, 因此 MANET 路由协议的投递成功率比非理想环境增加约 23% ,DTN 部分由于节点较稀疏, 且使用无路由发现过程的存储转发机制, 因此只对投递时延有很小的影响。实验通过设置 2 种大小不同因子缓冲区对 SEHR、HYMAD 和 DT-DYMO 路由进行了性能分析比较。

6.1 仿真环境设置

网络拓扑被限定在 3000m × 3000m 的区域, 该区域被分为了 9 个 1000m × 1000m 等大的小区域, 每个小区域内 MANET 节点的生成限定在距区域中心(1000 节点功率半径)的范围, 以此保证 2 个相邻的区域间 MANET 节点不相互连通。MANET 区域节点平均密度为 1.1~2.2 个/10 000m², 以此保证 CCDS 中节点的数量占总 MANET 节点数的 50% 以下。图 6 给出了有 4 个 MANET 区域的拓扑分布示例, 其中 M1、M2、M3、M4 为 4 个内部连通的, 但相互间不连通的 MANET 区域。图 7 给出了真实的实验场景截图, 实验中 DTN 节点为全区域随机分布, 通过逐渐增加 MANET 节点所占百分比和改变数据缓冲区大小来测试在不同环境下路由协议的性能。

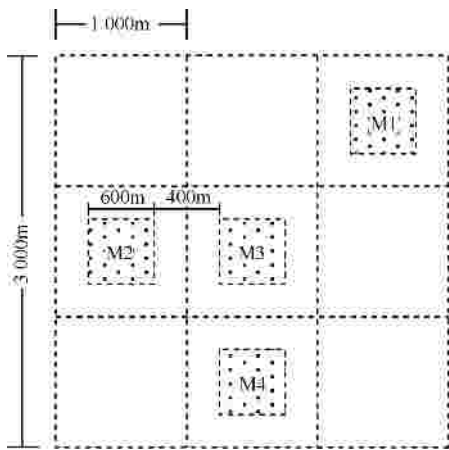


图 6 实验场景网络拓扑示意

表 1 给出了实验参数设置, 从第 1000s 开始, 平均每隔 8s 生成一个新数据分组。为了保证路由协议的可比性, HYMAD 的簇间路由被设置为 PROPHET, 即所比较的 3 个路由协议都以 PROPHET 作为 DTN 路由, 而 PROPHET 是一种有

条件的多副本传染路由, 因此, 数据分组缓冲区的大小对实验结果有较大的影响。若缓冲区足够大, 则可以避免由于缓冲区满而导致丢弃数据分组后, 重复接收被丢弃数据分组而造成的过量洪泛, 同时也可以保证投递成功率和时延。本文提出的路由策略可以在缓冲区足够大时降低网络负载, 在缓冲区有限时较明显地提高路由性能。通过设计在不同缓冲区情况下的 2 组实验, 对 SEHR 的性能进行了验证。

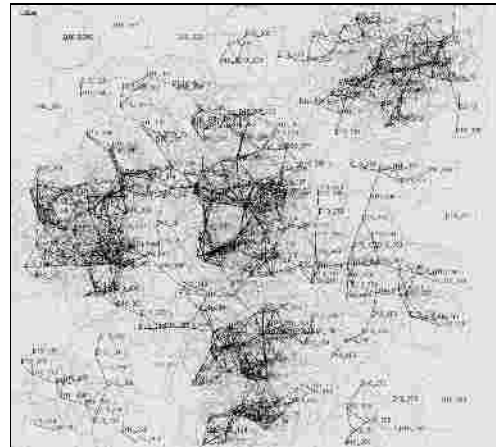


图 7 实验场景

表 1 实验参数

参数	名称	值
<i>hNum</i>	总节点数	400
<i>mModel</i>	DTN 节点移动模型	randomwaypoint
<i>tRange</i>	节点功率半径	200m
<i>tSpeed</i>	传输速率	250kbyte/s
<i>mSpeed</i>	DTN 节点移动速度	5.5~11.1m/s
<i>mNum</i>	产生数据分组数	1 000
<i>mSize</i>	数据分组大小	100~500kbyte
<i>mTTL</i>	TTL	600s
<i>sTime</i>	总仿真时间	11 000s
<i>eTime</i>	发分组时间	1 000~9 000s

6.2 大缓冲区实验

首先, 为每个节点设置一个足够大的数据分组转发缓冲区, 设该缓冲区大小为 *bSize*, 假设每个数据分组副本在产生后, 都能够立刻被传染到所有节点上, 则任意节点可能接收到的数据分组副本最大个数 *n* 为

$$n = \frac{mTTL \times mNum}{(eTime_{max} - eTime_{min})} \quad (4)$$

其中, $eTime_{max} - eTime_{min}$ 为仿真过程中, 数据分组产生的总时间, $mNum / (eTime_{max} - eTime_{min})$ 即产生的总数据分组数除以产生数据分组的总时间, 得到每秒产生数据分组的个数, 用数据分组的生存时间 $mTTL$ 乘以每秒产生数据分组的个数得到在同一时刻网络中可能存在的数据分组的最大个数, 则能够存放这些数据分组的缓冲区的大小为

$$bSize = n \times mSize \tag{5}$$

把表 1 数据代入式(4)和式(5), 得 $bSize$ 最大为 37.5Mbyte, 因此节点的数据分组缓冲区设置为 40M, 使之足够大。由于在此实验设定下, PROPHET 的平均投递时延约为 200~300s, 远小于数据分组 TTL 值, 这使得 3 种协议在性能指标上较为接近, 如表 2 所示。

表 2 大缓冲区实验结果数据

数据类型	节点比例	路由协议		
		SEHR	DT-DYMO	HYMAD
投递成功率	20%	99.8%	99.6%	99.7%
	40%	99.2%	99.2%	99.7%
	60%	99.0%	99.1%	99.6%
	80%	92.3%	92.4%	92.1%
端到端时延	20%	83.1s	84.2s	85.9s
	40%	124.6s	122.6s	125.3s
	60%	143.7s	144.9s	144.5s
	80%	214.7s	215.8s	212.3s
数据分组转发次数	20%	320 958 次	387 942 次	390 345 次
	40%	289 886 次	354 841 次	332 215 次
	60%	180 398 次	334 687 次	287 351 次
	80%	84 090 次	241 365 次	175 312 次

表 2 分别给出了不同 MANET 节点比例下的投递成功率、端到端投递时延和数据分组转发次数。可以看出, 只有 SEHR 可以随着 MANET 区域的增加而有效地减小冗余转发次数, 同时在传输时延上与其他 2 种协议基本一致。DT-DYMO 和 HYMAD 分别在路由的初始簇和目的簇内使用 MANET 路由。实验表明, 这样的路由策略并不能随着 MANET 节点数的增加而明显降低数据转发次数, 虽然 MANET 节点总数增加了, 但不同 MANET 区域之间并不相连, 因此若目的节点和源节点不在同一 MANET 区域, 那么对于 DT-DYMO 路由就等同于直接执行 PROPHET, 而 HYMAD 也仅在数据分组被传入目的簇后才能转换为单副本 MANET 路由,

但总体数据分组转发次数仍然较高。

6.3 小缓冲区实验

在实验中, 网络拓扑被设置为 4 块相互间不连通的 MANET 区域, 每块 MANET 区域内部是连通的。MANET 区域中的总节点数占仿真实验中全部节点数量的 60%, 另外 40% 为 DTN 节点, 这些节点在整个仿真区域内移动。实验中, 通过不断改变节点数据分组转发缓冲区的大小, 来比较不同路由协议的性能。

图 8~图 10 分别给出了相同比例 MANET 节点,

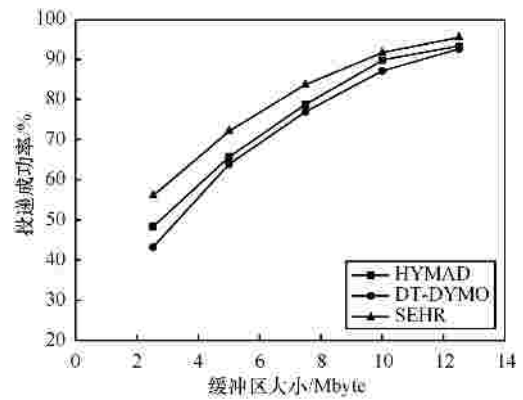


图 8 数据分组投递成功率

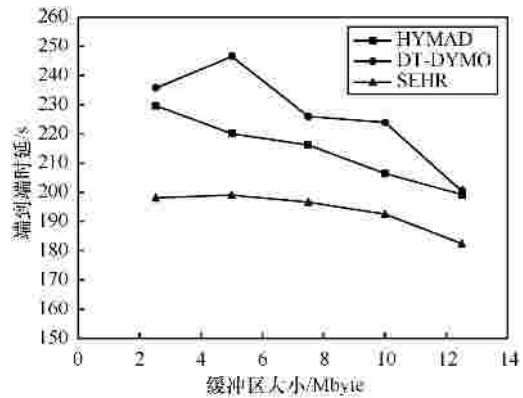


图 9 端到端时延

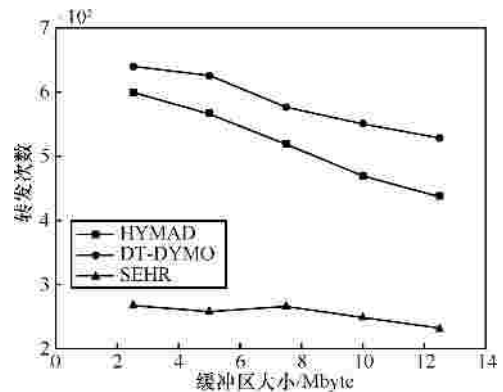


图 10 数据分组转发次数

不同缓冲区大小的情况下的投递成功率、投递时延和数据分组转发次数。比较3种路由策略，能够自适应地进行路由策略转换的SEHR充分利用了MANET路由转发次数少的特点，在网络局部的MANET连通区域内转换为MANET路由，从而在数据分组转发缓冲区减小时仍然能够保持较高的路由性能。

6.4 实验结果分析

在大缓冲实验及不考虑MAC层冲突分组丢失的理想状态下，由于节点的转发缓冲区足够大，使得基于传染策略传输的DTN路由阶段在移动性较小的MANET连通区域内传输的端到端投递时延和成功率与AODV基本相同。但是，随着MANET节点比例的增加，基于多副本的PROPHET路由将产生数倍于AODV的转发次数，这不仅消耗大量的网络计算资源，也会在真实环境中由于MAC层冲突而大量产生分组丢失。因此，在MOD的混合拓扑结构中，需要明确定义路由策略的转换条件，以确保进入MANET连通区域后，能尽量采用单副本方式的MANET路由，限制DTN在MANET区域内的多副本传染，DT-DYMO路由并没有很好地解决这一问题。HYMAD虽然定义了明确的转发边界，即节点簇，但是其分簇算法在完全分布式环境下具有一定的可行性问题，因此，在本文中采用的是直接指定MANET区域为一个簇的方法。

在小缓冲实验中，由于采用了小数据分组转发缓冲区的设置，使得在冗余数据分组的数量增加后，转发缓冲区很快被填满，在这种情况下，不断接收的新数据分组就导致大量未来得及转发的存储在缓冲区中的数据分组被丢弃，丢弃未成功转发的数据分组还会造成该数据分组的重复传染，更加重了网络的负载。本文提出的SEHR混合路由策略，通过自适应地转换为MANET路由，减少了DTN阶段参与路由的节点的数量，同时也通过MANET阶段的路由减小了数据分组副本的产生数量和转发次数，从而很好地释放了多副本协议对数据转发缓冲区的压力，有效地提高了路由的性能。

考虑到对各种拓扑情况的兼容性，由于可能存在节点移动性不强的网络环境，因此，本文所提出的路由策略在DTN阶段主要适用于以多副本传染为主要策略路由协议。对于依靠节点的移动性来传递携带的数据分组，以减小转发的如喷雾等待(spray-and-wait)这类DTN路由并不适用。

综上所述，SEHR通过按需的局部MANET路由减小DTN的多副本数据分组复制策略造成的洪泛，在高网络负载的情况下有效地抑制了由于转发缓冲区被填满引起分组丢失所造成的路由性能下降的问题。同时，在MANET路由发现失效的情况下，SEHR能够按需的转换为DTN路由以保证路由过程不会因为暂时无法找到端到端路由而中断。因此，SEHR是一种非常适合在高流量的、变化的、混合的、复杂的网络结构下使用的路由策略。但SEHR同时也存在一定的缺陷，由于稳定闭域的边界节点需要同时维护2种路由协议，因此其节点成本较高，也会在工作时消耗较高的能量，可能导致节点电量较早耗尽，成为网络的瓶颈，因此SEHR在实际应用中还需要进一步改进以减小闭域边界节点的能量消耗，避免其过早失效。

7 结束语

本文提出了一种基于MANET转发闭域的，可应用于混合异构网络拓扑场景中的混合路由策略。该路由策略通过当前携带数据分组节点所在网络拓扑的本地信息自适应地选择MANET或DTN路由协议，以充分发挥MANET路由相对的高性能和DTN路由的高容错的特点。通过构建基于MANET闭域的连通统治集使得DTN路由可以感知网络中所有节点，利用闭域内的MANET路由降低数据分组在整个路由转发过程中的冗余副本数量，并在局部提高了端到端的投递性能，同时也有效降低了DTN路由的维护成本。通过实验证明了在复杂的异构网络拓扑环境中，当网络中产生的流量较高时，本文提出的路由策略相对于不能自适应路由转换的混合路由策略具有更好的适应性和更高的性能。进一步的研究目标是扩展SEHR路由策略对其他性能更高的DTN路由协议的兼容能力，以在更加复杂的网络拓扑环境中提供更高效的路由转发能力。

参考文献：

- [1] RFC 3561[EB/OL]. <http://tools.ietf.org/html/rfc3561>.
- [2] RFC 4782[EB/OL]. <http://tools.ietf.org/html/rfc4782>.
- [3] PERKINS C E, BHAWAT P. Highly dynamic destination-sequenced distance vector routing (DSDV) for mobile computers[A]. Proceedings of the Conference on Communications Architectures, SIGCOMM '94[C]. New York, NY, USA, 1994. 234-244.
- [4] BLUM J, ESKANDARIAN A, HOFFMAN L J. Performance characteristics of inter-vehicle ad hoc networks[A]. Proceedings of the 6th

- IEEE International Conference on Intelligent Transportation Systems[C]. Shanghai, China, 2003. 114-119.
- [5] JUANG P, OKI H, WANG Y, *et al.* Energy-efficient computing for wildlife tracking: design tradeoffs and early experiences with ZebraNet[A]. Proceeding ASPLOS-X Proceedings of the 10th International Conference on Architectural Support for Programming Languages and Operating Systems[C]. New York, NY, USA, 2002. 96-107.
- [6] VAHDAT, BECKER D. Epidemic Routing for Partially Connected Ad hoc Networks[R]. Tech Rep CS-2000-06, Department of Computer Science, Duke University, Durham, NC, 2000.
- [7] SPYROPOULOS T, PSOUNIS K, RAGHAVENDRA C S. Spray and wait: an efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks[A]. Proceedings of the ACM SIGCOMM 2005 Workshop on Delay Tolerant Networks[C]. Philadelphia, PA, USA, 2005. 22-26.
- [8] SU J, CHIN A, POPIVANOVA A, *et al.* User mobility for opportunistic ad hoc networking[A]. Proceedings of the 6th IEEE Workshop on Mobile Computing System and Applications (WMCSA)[C]. UK, 2004.
- [9] PENTLAND A, FLETCHER R, HASSON A. DakNet: rethinking connectivity in developing nations[J]. IEEE Computer, 37(1): 78-83.
- [10] OTT J, KUTSCHER D, DWERTMANN C. Integrating DTN and MANET routing[A]. CHANTS '06: Proceedings of the 2006 SIGCOMM Workshop on Challenged Networks[C]. 2006. 221-228.
- [11] KRETSCHMER C, RÜHRUP S, SCHINDELHAUER C. DT-DYMO: delay-tolerant dynamic MANET on-demand routing[A]. The 29th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems Workshops[C]. Montreal, Quebec, Canada, 2009.493-498.
- [12] CHAKERES I, PERKINS C. Dynamic MANET on-demand (DYMO) Routing[S]. IETF Internet Draft, draft-ietf-manet-dymo-14, 2008.
- [13] JOHN W, VANIA C. HYMAD: hybrid DTN-MANET routing for dense and highly dynamic wireless networks[J]. Computer Communications, 2010, 33(13): 1483-1492.
- [14] ESPOSITO F, MATTA I. PreDA: predicate routing for DTN itectures over MANET[A]. Proceedings of the 28th IEEE Conference on Global Telecommunications, GLOBECOM'09 [C]. 2009. 5018- 5023.
- [15] SAMUEL H, ZHUANG W H, PREISS B. DTN based dominating set routing for MANET in heterogeneous wireless networking Mobile Networks and Applications, 2009, 14(2): 154-164.
- [16] PANT R, TUNPAN A, MEKBUNGWAN P, *et al.* DTN overlay on OLSR network[A]. Proceedings of the Sixth Asian Internet Engineering Conference, AINTEC '10[C]. Bangkok, Thailand, 2010. 56-63.
- [17] WU J, LI H. On calculating connected dominating set for efficient routing in ad hoc wireless networks[A]. Proceedings of the 30th Annual International Conference on Parallel Processing[C]. Valencia, Spain, 2001.
- [18] KERÄNEN A, OTT J, KÄRKKÄINEN T. The ONE simulator for DTN protocol evaluation[A]. SIMUTools '09: Proceedings of the 2nd International Conference on Simulation Tools and Techniques[C]. New York, NY, USA, 2009.

作者简介：



李陟 (1979-), 男, 江苏南京人, 博士, 北京启明星辰信息技术有限公司高级研究员, 主要研究方向为机会网络和无线自组织网络。

姜怡 (1985-), 男, 重庆人, 硕士, 主要研究方向为机会网络和无线自组织网络。

李千目 (1979-), 男, 江苏南京人, 南京邮电大学副教授, 主要研究方向为信息安全、性能保持与防护等。

刘凤玉 (1943-), 女, 江苏江阴人, 南京理工大学教授、博士生导师, 主要研究方向为网络性能和信息安全。