

基于 ODMRP 的贪婪稳定路由协议

杨 扬, 杨秋翔

(中北大学 电子与计算机科学技术学院; 山西 太原 030051)

摘 要: 针对 ODMRP 协议在拓扑频繁变化的移动自组网中存在的不足, 提出一种贪婪稳定路由协议 GS-ODMRP, 通过贪婪转发机制建立主路径, 每条链路的备用路径基于链路保持连接时间建立, 从而提高协议的鲁棒性。仿真结果表明, 相比 ODMRP 协议, GS-ODMRP 协议提高了分组传输成功率, 并且降低了网络开销和传输时延。

关键词: 移动自组网; ODMRP 协议; 稳定路由; 贪婪转发

中图分类号: TP393.04

文献标识码: A

文章编号: 1000-7180(2012)02-0167-04

Greedily Stable Routing Protocol Based on ODMRP

YANG Yang, YANG Qiu-xiang

(School of Electronics and Computer Science and Technology, North University of China, Taiyuan 030051, China)

Abstract: Aiming at the shortage of ODMRP in mobile ad hoc networks where the topology changes frequently, a greedy-based stable routing protocol called GS-ODMRP is proposed, in which the primary path is constructed based on a greedy forwarding mechanism, and the backup path for each link is established according to the link lifetime to enhance the robustness. Simulation results demonstrate that the GS-ODMRP not only improves the packet delivery ratio but reduces the control overhead and end-to-end delay.

Key words: ad hoc networks; On-Demand Multicast Routing Protocol; stable routes; greedy forwarding

1 引言

移动自组织网络 (Mobile Ad Hoc Networks, MANETs), 是由一组带有无线收发装置的移动终端组成的多跳临时性自治系统, 其中节点相互通信而不依赖于预先架设的固定基础设施^[1]。由于 Ad Hoc 网络拓扑动态变化, 导致路径经常断裂, 严重影响通信质量, 提高路径稳定性对改善移动自组网网络的性能显得尤为重要。

按需组播路由协议 ODMRP (On-Demand Multicast Routing Protocol)^[2], 通过冗余链路提高对链路失效的抗毁性, 更加适合 Ad Hoc 这种节点移动频繁的网络。然而, ODMRP 协议主要关注于如何在源节点和目的节点之间找到多条可行路径, 却忽略了一个重要问题: 当一条路径失效时, 其冗余路

径可能也失效了。目前, 对路径稳定性的研究很多, 文献[3-4]中提出在预测过程中利用已有的节点移动模型, 根据节点移动具有某种概率分布的特征, 估计链路的稳定性, 但其只能应用于某类节点移动; 文献[5]中提出通过比较不同时期节点邻居集的差异确定节点的稳定性, 进而判断链路的稳定性, 但需要节点周期性地发送 Hello 消息, 增加了网络中的控制分组数量, 容易引起网络拥塞; 文献[6-8]中提出在路由过程中利用节点自身能够获得的某些参量对路由的稳定性做出估计, 但却无法保证在链路失效时迅速找到其他备用路径。因此, 本文在预测链路断链时间的基础上, 提出了基于路径稳定性的贪婪路由协议 GS-ODMRP, 应用鲁棒机制来确保备用路径在主路径失效时仍可用。

收稿日期: 2011-06-05; **修回日期:** 2011-08-10

基金项目: 山西省青年基金(2010021016-3); 山西省科技攻关项目(20090322004); 中北大学 2011 年校基金

2 GS-ODMRP 协议

2.1 链路预测的网络模型

假设所有节点都随机均匀分布在一个二维空间,每个节点可动态移动且有唯一的频率,与其他节点直接通信区域的半径为 R ,所有通信连接都是双向的.利用移动预测模型^[9],根据网络中两个邻居节点的参数(如速度、移动方向和无线传输距离),确定两节点保持连接的时间.其中,LET(Link Expiration Time)为两节点保持连接的时间,则节点 n_{i-1} 和 n_i 保持连接的时间如下:

$$\text{LET}(n_{i-1}, n_i) = \frac{-(pl + qd) + \sqrt{(p^2 + q^2)R^2 - (pd - ld)^2}}{p^2 + q^2}$$

$$p = v_{i-1} \sin \theta_{i-1} - v_i \sin \theta_i$$

$$q = v_{i-1} \cos \theta_{i-1} - v_i \cos \theta_i$$

$$l = x_{i-1} - x_i$$

$$d = y_{i-1} - y_i$$

式中, v_{i-1}, v_i 为节点的平均移动速度, θ_{i-1}, θ_i ($0 \leq \theta_{i-1}, \theta_i \leq \pi$) 为节点的移动方向, (x_{i-1}, x_i) 和 (y_{i-1}, y_i) 分别为节点 n_{i-1} 和 n_i 的坐标, R 为节点的有效传输距离,上述各项可通过节点上的 GPS (Global Position System) 装置获得. $\text{LET}(n_{i-1}, n_i)$ 和 $\text{PET}(P)$ 分别代表链路 (n_{i-1}, n_i) 和路径 P 的生存时间.

另外,如图 1 所示, $P_{\text{primary}} = (n_s, n_1, \dots, n_D)$ 是 n_s 和 n_D 之间的主路径, $\text{Nei}(n_i)$ 是 n_i 的邻居集合, $C_i = \text{Nei}(n_{i-1}) \cap \text{Nei}(n_i)$ 是 n_{i-1} 与 n_i 节点邻居集合的交集, n_{i-1} 和 n_i 是主路径上的两个邻居节点,它们的公共邻居集 $C_i = \{m_1, m_2\}$, 对于 $m_j \in C_i$, $\text{PET}(n_{i-1}, m_j, n_i) = \min(\text{LET}(n_{i-1}, m_j), \text{LET}(n_i, m_j))$.

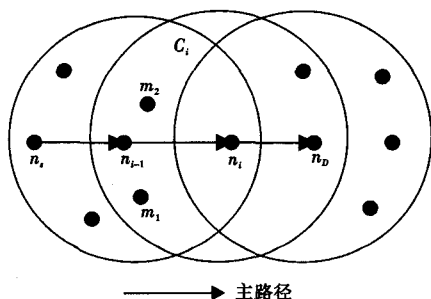


图 1 网络模型

2.2 GS-ODMRP 路由算法描述

GS-ODMRP 路由协议利用贪婪转发和鲁棒机制对 ODMRP 路由协议进行改进,目的在于用尽可能少的网络开销来维持信息的传递,提高协议在节

点高速移动环境下的性能.通过 GPS 系统网络中的节点可以获得相邻节点和目的节点的坐标.整个协议分为主路径的建立、备用路径的建立和路由维护三个阶段.

2.2.1 主路径的建立

当源节点 n_s 有数据要向目的节点 n_D 发送时,源节点在每个发送的数据包头中加上目的节点位置,转发节点根据本节点位置、邻居节点位置和目的节点位置进行一个局部最优决策,将距离目的节点最近的邻居作为下一跳,数据包在物理距离上不断接近直至到达目的节点,使得建立的主路径长度几乎等于最短路径长度.具体处理过程如下:

(1) 如果 n_s 自身有到 n_D 的有效路由,则直接发出数据包,否则执行贪婪转发,转(2);

(2) n_s 根据自身维护的邻居表,选出邻居节点中距离 n_D 最近的邻居作为下一跳节点,计算该节点其与上一跳节点的 LET,并把反向路径添加到主路径路由表中,然后,检查自身是否为 n_D ,若不是,则将 LET、速度及位置信息添加到 RREQ 包中;

(3) 中间节点收到 RREQ 时,若本地有到 n_D 的有效路由,则直接沿反向路径向 n_s 发送 RREP,否则,利用相同方法,选出距离 n_D 最近的邻居节点作为下一跳转发 RREQ;

(4) n_D 收到 RREQ 后,沿反向路径发出 RREP,当 RREP 以反向路径返回 n_s 时,主路径便构成.

上述过程与 ODMRP 协议的主要区别在于:节点不采用洪泛 RREQ 的方式,而是贪婪地向与距离目的节点最近的邻居节点转发 RREQ.

2.2.2 备用路径的建立

假设 n_{i-1} 和 n_i 是主路径上的两个邻居节点, $u_j \in C_i$, 如果它们满足下式:

$$(\text{PET}(n_{i-1}, u_j, n_i) > \text{LET}(n_{i-1}, n_i)) \wedge (\forall u_k \in C_i, \text{PET}(n_{i-1}, u_j, n_i) > \text{PET}(n_{i-1}, u_k, n_i))$$

则 $\text{path}_{\text{backup}}^{1,i} = (n_{i-1}, u_j, n_i)$ 是主路径上节点 n_{i-1} 与 n_i 之间的备用路径, $\text{path}_{\text{backup}} = \{\text{path}_{\text{backup}}^{1,i} \mid (n_{i-1}, n_i) \in P_{\text{primary}}\}$ 是所有的备用路径.

设 NEI 为 n_i 邻居集中任一节点,若 NEI 收到来自 n_i 的 RREQ 包,便将其相应的信息加入到该包中,如果 NEI 不等于 n_{i+1} 和 n_{i-1} ,并且 NEI 收到来自 n_{i+1} 的相同的 RREQ 包,则 NEI 计算 $\text{PET}(n_i, \text{NEI}, n_{i+1})$,开始备用路径搜索并丢弃 RREQ.由于相邻两个节点可能有多个公共邻居节点,所以采用竞争机制建立备用路径,若 NEI 收到两个相同的分

别来自于 n_i 与 n_{i-1} 的 RREQ 包,则广播一个竞争备份包 CB,其中包括 NEI 的 ID 和 $PET(n_{i-1}, NEI, n_i)$. 为减少 CB 包数量,本文应用启发式策略, C_i 中每个节点都在一段时延后发送 CB 包,若 C_i 中某节点在其时延期间收到其他节点发送的 CB 包,则该节点不再广播 CB 包. 时延计算公式如下:

$$d = \alpha / PET(n_{i-1}, NEI, n_i) + \beta,$$

式中, α 和 β 是常量参数. 显然,一个具有较长生存期的备用路径是通过一个较小启发式时延构建的. 所以,如果 $PET(n_i, NEI, n_{i+1}) > LET(n_i, n_{i+1})$, NEI 则在时延等于 $d = \alpha / PET(n_i, NEI, n_{i+1}) + \beta$ 之后广播一个 CB 包,并且把 (n_i, NEI) 和 (NEI, n_{i+1}) 记录到备用路由表中,如果 NEI 收到其他节点发送的 CB 包,则不再发送 CB 包;如果某一链路,已经存在备用路径 $PET(n_i, NEI, n_{i+1})$,若存在 NEI',使得 $PET(n_i, NEI, n_{i+1}) < PET(n_i, NEI', n_{i+1})$,则用 $PET(n_i, NEI', n_{i+1})$ 替换 $PET(n_i, NEI, n_{i+1})$,即 n_i 选择生存期最长的路径作为其备用路径. 当 RREQ 包传递到目的节点时,备用路径构建成功.

2.2.3 路由的维护

在路由维护过程中存在以下几种情况:

(1) 在 n_i 与 n_{i+1} 之间有一个备用路径:如果主路径上的链路 (n_i, n_{i+1}) 失效,数据可以在备用路径上继续传输.

(2) 在 n_i 与 n_{i+1} 之间没有备用路径,但是在 n_i 与 n_{i+2} 之间有备用路径:当到 n_{i+1} 的主路径与备用路径都失效时,数据可以通过该路径进行传输.

(3) 在 n_i 到 n_{i+1} 和 n_{i+2} 之间均没有备用路径:为了减少数据包的丢失率,当链路 (n_i, n_{i+1}) 的保持连接时间少于 $\text{Remainder_Rate} \times LET(n_i, n_{i+1})$ 时,则重新发起备用路径的发现过程. 这是一个预测策略,在路由建立过程中, n_i 得到 $LET(n_i, n_{i+1})$ 和 $\text{Remainder_Rate} \times LET(n_i, n_{i+1})$,可以用其来预测该链路失效的时间. 通过大量实验仿真, Remainder_Rate 被设定为 0.2.

(4) 既没有主路径也没有备用路径:向源节点发送 RERR 包,然后重新发起路由发现过程.

3 协议仿真及性能评估

3.1 仿真场景设置

用 NS2^[10] 对 GS-ODMRP 协议进行仿真并将结果与 ODMRP 进行比较,采用的场景为 $1\ 200\text{ m} \times 1\ 200\text{ m}$ 的方形,20 个节点随机分布其中运动,其中一个为源节点,节点无线信号覆盖半径为 100 m,

无线信道速率为 2 mb/s. 由 NS2 的 CBR Agent 产生带抖动的速率固定的组播数据流, CBR 分组大小为 512 字节,发送速率为 10 packet/s,节点的移动速度为 0~20 m/s,移动方向随机,节点停留时间分别为 0~50 s. 传播模型采用的是 Two Ray Ground 模型,节点运动模型采用 Random Way Point 模型. MAC 层采用 IEEE802.11 MAC 协议的 DCF 方式. 组播接收者在模拟开始时加入组播组,在整个模拟阶段不会退出组. 每次运行 400 s,多次结果取平均数.

3.2 性能评估指标

采用以下指标来比较 GS-ODMRP 协议与 ODMRP 协议的性能^[11]:

(1) 分组传输成功率:接收节点实际收到的数据分组数目与源节点发送的分组数目之比,该指标用来衡量路由协议传输数据包的效率,间接反映动态环境下路径稳定性.

(2) 协议控制开销:组播协议平均每成功传输一个数据分组所需要的各种控制消息的开销,包括 RREQ、RREP、CB 以及总的协议开销. 对于经过多跳传输的控制消息而言,每一跳相当于一次分组传输. 该指标用于评估路由协议在控制开销方面的性能.

(3) 分组端到端时延:目的节点的分组接收时间与源节点的相应分组发送时间的平均差值. 该指标用来衡量路由协议的效率.

3.3 仿真结果与分析

从图 2 可以看出随着节点移动速度的增大,链路发生中断和重构的次数增多,两个协议的数据分组传输成功率都趋于下降. 由于 GS-ODMRP 协议的备用路径确保在主路径失效时仍旧有效,从而提高了路径的稳定性. 所以,其平均分组传输成功率一直高于 ODMRP,而且一直较为平衡,随着速度的增大,其优势越来越明显.

由于在出现链路中断时都需要相关节点发送控制分组进行修复,随着移动速度的增大,修复的次数也增多,所以网络中发送的控制分组数目也显著增加. GS-ODMRP 协议需要 GPS 获取邻居节点的位置信息、发送竞争备份包建立备份路径,所以在刚开始发送的控制分组可能会多于 ODMRP,但在高速情况下,由于 GS-ODMRP 协议采用的贪婪算法能有效限制泛洪,且其构建的转发网络的稳定性高于 ODMRP. 仿真表明其开销的增长趋势低于 ODMRP,如图 3 所示.

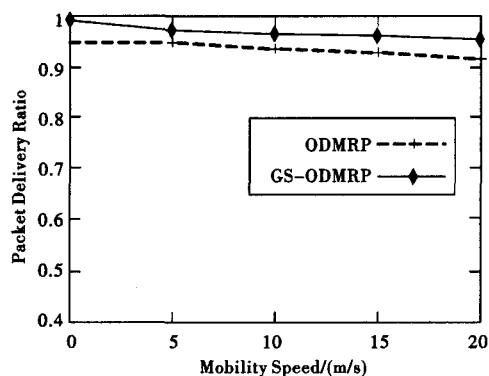


图2 分组传输成功率的比较

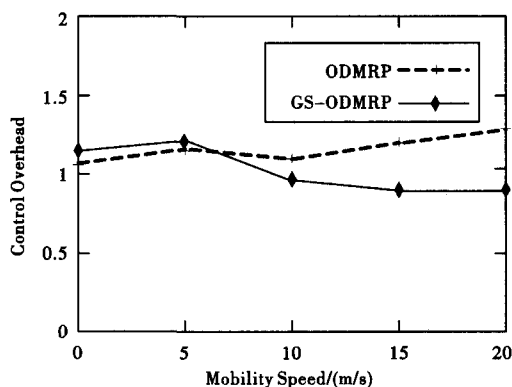


图3 控制开销的比较

如图4所示,随着节点移动速度的增大,ODMRP协议受到拓扑变化的影响,路由建立的时间可能会很长,导致一些数据分组在节点缓冲队列中等待的时间远远高于传输时间,平均端到端时延变化比较大。GS-ODMRP协议基于贪婪转发,其建立的路径长度几乎等于最短路径长度,且备用路径具有鲁棒性,减少了因节点运动引起的路由恢复或重建时延,尽管花费了节点计算时间和选路等待时间,与ODMRP相比,GS-ODMRP仍有较小的时延。

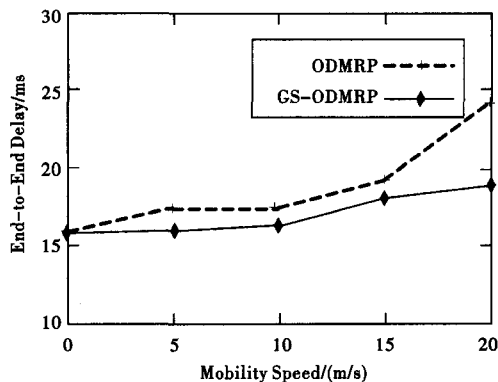


图4 分组端到端时延的比较

4 结束语

GS-ODMRP协议通过贪婪转发建立主路径,使用鲁棒机制确保备用路径的有效性,提高路径稳定性,并在维护阶段能以较短时间恢复。仿真结果表明:在移动场景中该协议可有效减少路径的中断次数和数据分组端到端时延,提高了网络的传输效率,并且降低了协议开销,可以说在传输性能、可扩展性和健壮性方面都有较大的改善。在本文研究中,我们并未考虑路由过程中节点能量对路由稳定性的影响,因此,研究在路由过程中如何根据节点能量的改变自适应调整路由是我们下一步的工作。

参考文献:

- [1] 于宏毅. 无线移动组织网 [M]. 北京:人民邮电出版社, 2005: 228-290.
- [2] Lee S-J, Su W, Gerla M. On-demand multicast routing protocol (ODMRP) for Ad hoc networks [S]. Internet Draft, draft-ietf-manet-odmrp-02. txt, 2000.
- [3] Ming Yu, Aniket Malvankar, Wei Su, et al. A link availability-based QoS-aware routing protocol for mobile ad hoc sensor networks [J]. Computer Communications, 2007, 30(18): 3823-3831.
- [4] 肖百龙, 郭伟, 刘军, 等. 移动自组织网络基于链路稳定性的伪流言路由算法 [J]. 通信学报, 2008, 29(6): 26-33.
- [5] 蔡一兵, 李海波, 李忠诚, 等. 移动自组网基于邻居变化率稳定路径选择方法 [J]. 软件学报, 2007, 18(3): 681-692.
- [6] 陈哲愚, 张建, 陈燕. 一种基于节点移动性的 AODV 改进协议 [J]. 微电子学与计算机, 2010, 27(9): 155-158.
- [7] Paul K, Bandyopadhyay S, Mukherjee A, et al. A stability-based distributed routing mechanism to support unicast and multicast routing in Ad hoc wireless networks [J]. Computer Communications, 2001, 24(18): 1828-1845.
- [8] Dube R, Rais C D, Wang K Y, et al. Signal stability based adaptive routing for Ad hoc mobile networks [J]. IEEE Personal Communication, 1997, 4(1): 36-45.
- [9] Su W, Lee Sung-Ju, Gerla M. Mobility prediction and routing in Ad hoc wireless networks [J]. International Journal of Network Management, 2001, 11(1): 3-30.
- [10] The Network Simulator ns-2 [EB/OL]. [2011-06-05]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.

(下转第 175 页)

使用 Modelsim SE 6.5 工具软件进行功能仿真,完成了 MAC 控制器 IP 核用户接口和系统接口收发功能的验证.图 5 所示为系统主接口的仿真波形.



图 5 Host interface 仿真时序图

4.2 结果分析

基于商业计算机工业取得的巨大成就,将商业计算机通信模型应用于下一代航空电子系统已成为不可避免的趋势,由此 AFDX 应运而生^[6].本文 10 MHz/100 MHz 以太网 MAC 控制器的设计是以 AFDX 应用为背景,通过对 IP 核的功能仿真和时序仿真,结果表明其完成了网络 MAC 层协议功能.由图 5 可以看出,主接口在自环测试中发送和接受数据结果正确,数据传输过程可靠稳定,设计满足应用要求.硬件测试采用 Altera 厂商的 FPGA (EP1C20F400C8)芯片和独立 PHY 接口芯片 Intel 公司的 LXT971,并通过 RJ45 网络接口读取 MAC 控制器所发送和接收的正确数据.图 6 中列出所用 FPGA 的各种资源利用率.

Total logic elements	1868/20060(9%)
Total pins	153/301(51%)
Total memory bits	38528/294912(13%)

图 6 FPGA 各资源利用率

5 结束语

本文用 VerilogHDL 硬件描述语言,按照自顶而下的设计流程,完成 MAC 控制器 IP 核的设计目标,实现一个 RTL 级的 IP 软核.这种 MAC 控制器的实现方法简单,占用资源较少,可随时进行修改.结合 FPGA 实现的方式,可与用户自定义的控制逻辑一起集成到可编程逻辑器件上,不仅具有较高的可移植性和可集成性,而且使小型嵌入式系统更加简单且集成度更高.

参考文献:

[1] 徐欣,于红旗,易凡,等.基于 FPGA 的嵌入式系统设计[M].北京:机械工业出版社,2005.
[2] 夏宇闻,甘伟,译. Verilog HDL 入门[M].北京:北京航空航天大学出版社,2008.
[3] 韩建,陈岚,栗雅娟,等.基于用户的 IP 核评测方法[J].微电子学与计算机,2009,26(11):43-47.
[4] 雷震甲,臧明相,王保保.计算机网络[M].西安:西安电子科技大学出版社,2003.
[5] 吕欣欣,刘淑芬. FPGA 通用验证平台建立方法研究[J].微电子学与计算机,2010,27(05):46-49.
[6] 刘中,李成贵.交换式以太网在航空电子系统中的应用[J].武器装备自动化,2006,(1):16-17.

作者简介:

王时雨 男,(1984—),硕士研究生.研究方向为嵌入式系统设计.
贺占庄 男,(1962—),研究员,硕士生导师.研究方向为计算机控制技术、嵌入式计算机应用.
张盛兵 男,(1962—),博士生导师.研究方向为高性能微处理器体系结构、SOC 设计与测试、嵌入式系统设计.

(上接第 170 页)

[11] 盘莉莉.无线移动自组网的 AODV 路由协议性能研究[J].微电子学与计算机,2010,27(2):184-187.

作者简介:

杨 扬 女,(1987—),硕士研究生.研究方向为网络技术应用.
杨秋翔 男,(1969—),硕士,教授.研究方向为网络拓扑发现关键技术.