

基于路径收集的 Ad-hoc 网络路由协议的研究

黄廷辉 陆向远 崔更申 杨 旻

(桂林电子科技大学计算机科学与工程学院 桂林 541004)

摘要 针对 Ad-hoc 网络中由于节点移动导致的链路断裂和 RREQ(Route Request)分组泛洪的问题,提出了基于路径收集的路由协议。采用路径收集机制和链路不相交的多路径算法,提高节点获取路由的能力,增加节点的平均有效路由数量,提高 RREQ 分组被应答的可能性,从而限制 RREQ 的广播范围和转发次数;依据路径维持时间的概率密度呈指数分布的特点,设计优先使用最新路径、兼顾路径长度的路由选择策略,以在概率上延长通信路径的维持时间。NS2 的仿真结果表明,与 AODV、AOMDV 以及 AODV_PA 协议相比,提出的协议提高了分组投递率,并显著地减少了路由开销和通信时延。

关键词 Ad-hoc 网络,路径收集,路径维持概率,多路径,链路不相交,下游节点,路径变换

中图分类号 TP393 **文献标识码** A

Research of Routing Protocol Based on Path Accumulation for Ad-hoc Networks

HUANG Ting-hui LU Xiang-yuan CUI Geng-shen YANG Min

(Guilin University of Electronic Technology, School of Computer & Engineering, Guilin 541004, China)

Abstract Aiming at the problem of link breakage caused by node movement and RREQ(Route Request) packets' flooding, a routing protocol based on path accumulation was proposed. With the path-accumulation mechanism and link-disjoined multi-path algorithm, the proposed protocol enhances the node's ability to obtain route and increases the average number of valid route resided in a node. Consequently, a RREQ would be response more likely and the RREQs' broadcast range and the forwarding number are restricted. Based on the path maintain time probability density's characteristics of exponential distribution, the proposed protocol chooses a routing strategy, which preferentially uses the latest path and take the length of the path into account, to extend the communication path maintenance time in statistic sense. NS2 simulation shows that, compared with AODV, AOMDV and AODV_PA, the proposed protocol has higher packet delivery ratio, lower routing overhead and end-to-end delay of packet.

Keywords Ad-hoc networks, Path accumulation, Path maintain time, Multi-path, Link-disjoined, Down-stream node, Path switching

1 引言

Ad-hoc 网络是由许多带有无线收发装置的通信终端组成,无需现有基础设施、可动态重构的自治网络,具有建立快捷、灵活、抗毁性强等优点,适用于战场、救灾、环境监测等领域,具有广阔的发展前景^[1]。然而 Ad-hoc 网络在具有上述优点的同时,高度动态、能量有限、无线带宽低下等特点也给 Ad-hoc 路由协议的设计提出了巨大的挑战。

根据路由表项的产生时间,Ad-hoc 网络路由协议可以分为表驱动路由和按需路由^[2,3]。大量的研究表明^[4,5],与表驱动路由相比,按需路由协议以较低的内存需求、快速响应网络拓扑结构变化以及较低的路由开销等优点成为当前 Ad-hoc 路由协议的研究热点。然而,按需路由协议面临着“广播风

暴”^[6]以及由节点移动造成的通信路径中断的问题。广播机制是按需路由协议发现路由的必要手段,而不加限制的泛洪广播引起大量的冗余分组转发,浪费了宝贵的无线带宽资源和节点有限的能量,同时还加剧了无线信道竞争访问、信号冲突的概率,进一步地增加了数据通信时延。而由节点移动导致的通信路径中断则降低了数据分组的投递率,还会引发路由维护以及路由重构,增加路由协议的开销,降低整个网络的工作效率。

目前解决“广播风暴”问题的主要方法是在保证广播覆盖率的基础上,尽量减少冗余广播分组的转发。文献^[6]提出了基于概率、计数、距离、位置的广播算法。在基于概率的广播算法中,节点以一定的概率 p 转发收到的广播分组,以减少冗余的转发;在基于计数的广播算法中,如果节点在转发广播

到稿日期:2012-12-25 返修日期:2013-03-26 本文受国家自然科学基金项目(61063040),广西可信软件重点实验室(桂林电子科技大学)开发课题资助。

黄廷辉(1970—),男,副教授,主要研究方向为无线传感器网络互联,E-mail:glhth@guet.edu.cn;陆向远(1986—),男,硕士生,主要研究方向为无线自组网络路由协议;崔更申(1970—),男,副教授,主要研究方向为嵌入式及应用;杨旻(1988—),男,硕士生,主要研究方向为无线自组网络技术。

分组之前收到超过 k 个重复分组,就取消本次广播分组的转发;而基于距离和位置的广播算法则借助 GPS 接收机提供的地理位置信息,减少距离较近的多个节点同时转发。上述广播算法的核心思想是消除对提高广播覆盖率没有贡献或者贡献很少的冗余分组的转发。但是广播转发的概率参数 p 、计数阈值参数 k 难以确定,影响了这些广播算法的实际应用效果;基于距离、位置的广播算法则需要 GPS 接收机的硬件支持,增加了系统成本和应用范围。缓解“广播风暴”问题的另一个方法是构建最小连通支配集 MCDS(Minimum connected dominated set)^[7,8]。MCDS 的支配节点构成了网络的骨干网,并且连通了整个网络,在广播时只有 MCDS 的支配节点才能转发广播分组,从而在保证广播覆盖率的前提下,消除了非支配节点的分组广播。然而,计算网络的 MCDS 是一个 NP 难题^[9],目前尚未有一个求解 MCDS 的有效算法,现有算法通常采用获取近似解的方法在算法效率以及结果中做权衡。算法的复杂度以及计算结果的逼近程度影响了 MCDS 在 Ad-hoc 网络中的实际应用效果。

针对路径断裂问题,不少研究人员提出了各种面向稳定性的路由算法。在文献[10]提出的 SSA(Signal Stability-Based Adaptive Routing)协议中,通过计算周期性的信标帧的接收信号强度来区别强链路和弱链路,来自弱链路的 RREQ(Route Request)分组将被丢弃,避免路由使用弱链路,从而建立了源节点到目的节点的稳定路径。文献[11]提出的 ABR(Associativity-Based Routing)协议则认为拥有较高联合度的节点具有较好的稳定性,目的节点通过计算附加在 RREQ 分组中的联合度来选择一条具有最高联合度的路径返回 RREP(Route Reply)分组。文献[12]则提出了一种面向链路稳定性的路由机制,节点根据少量接收信号强度样本值建立牛顿插值多项式来描述连续时间域上的信号强度,进而估计链路生存时间,以链路生存时间和跳数作为路由选择的约束条件,建立源节点到目的节点的稳定路径。文献[13]借助 GPS 提供的节点运动速度和方向双向评估链路有效时间,并以链路有效时间为路由选择标准来建立稳定的路径。但是,节点的随机移动、无线信号易受环境影响等因素增加了计算接收信号的复杂度,降低了预测结果的准确性^[10,12]。而且有些路由算法需要周期性的信息交换以更新链路稳定性的参数,这就极大地增加了额外的控制开销^[10,11]。还有些系统需要 GPS 接收机的支持,增加了系统的运行成本,限制了协议的应用范围^[13]。

针对当前按需路由协议存在的上述问题,本文提出了一种基于路径收集的路由协议 PABR(Path Accumulation Based Routing)。为解决“广播风暴”问题,PABR 协议从提高 RREQ 分组被应答的可能性的思路出发,以路径收集机制和链路不相交的多路径算法来增加节点的平均有效路由数量,使 RREQ 尽可能早地被应答,从而降低 RREQ 分组的广播范围和转发次数。与其他广播算法相比,PABR 协议的解决方法不存在参数设定难、广播覆盖率难以保证的缺点。为计算稳定的路径,PABR 协议并不采用预测方法,而是根据路径维持时间的概率密度呈指数分布的特点,设计优先使用最新路径、兼顾路径长度的路由选择策略。提出的路由选择策略以路径收集机制提供的大量新路由信息为基础,进而把当前通信路径切换至最新的路径上,从而在统计意义上延长通信路

径的维持时间,降低路径断裂的概率。

2 路径收集机制

路径收集的主要思想是在路由控制分组(RREQ 和 RREP)中记录分组经过的中间节点,收到路由控制分组的节点不仅得到源节点或者目的节点的路由,同时也额外地得到了路径中间节点的路由。图 1 显示了带路径收集协议和非路径收集协议的路由请求过程的区别。在非路径收集协议中,收到 RREQ 分组的节点 B、C、D、E 仅得到了源节点 A 的路由,收到 RREP 分组的节点 A、B、C、D 也只能获取目的节点 E 的路由。在带路径收集的情况下,收到 RREQ 或者 RREP 分组的节点得到了整条路径节点的路由信息。

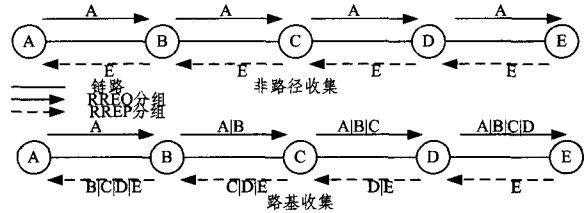


图 1 路径收集与非路径收集路由请求过程的区别

高效性的路径收集获取路由机制具有以下优点:

- 1) 额外获得的路径中间节点的路由,能免去以这些中间节点作为目的节点的路由请求过程,减少路由发现的次数,降低路由开销和路由建立的等待时间。
- 2) 包含在路径中的大量路由信息不仅能提供新的路由信息,还更新了现有路由,使节点保存的路由信息能更准确地反映当前网络的拓扑结构。
- 3) 获取的大量路由信息增加了节点的平均有效路由数量,提高了 RREQ 分组被应答的可能性,缩小了 RREQ 分组的广播范围和转发次数。

虽然路径收集机制单个控制分组的大小随着跳数的增加而增大,但是路由收集机制的上述 3 个优点能免除大部分的 RREQ 分组的转发以及路由维护的开销,减少了路由控制分组的个数。

3 路径维持时间的概率分布

路径的稳定性用其维持时间来描述。路径从建立到它出现链路断裂所经过的时间 t 就是路径的维持时间, t 越大说明路径的稳定性越好。文献[17]使用统计方法分析了不同运动模型(随机路点移动模型、参考点群组移动模型、公路移动模型、曼哈顿移动模型)对路径维持时间的影响,并进一步指出,在节点相对运动速度较高(10m/s)、平均路径长度较长(2 hops 以上)的情况下,所有运动模型的路径维持时间的概率密度呈指数分布:

$$f(x) = \frac{\lambda_0 h V}{R} e^{-\frac{\lambda_0 h V}{R} x} \quad (1)$$

式中, R 是节点无线信号的传输半径, h 是路径的平均跳数, V 是节点的平均相对运动速度,而 λ_0 是与 R 、 h 、 V 无关的独立参数。文献[18,19]也得出了同样的结果:在节点相对运动激烈、平均路径长度较长的情况下,路径维持时间的概率密度呈指数分布。

因此,从统计意义上来说,新路径的维持时间大于现有路径的剩余维持时间。换言之,新路径比现有路径具有更好的

稳定性和延续性。为此,Ad-hoc路由协议应当优先使用最新路径进行通信,防止因过多使用无效路径带来的额外开销。路径维持时间的概率密度函数如图2所示。

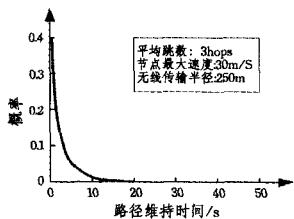


图2 路径维持时间的概率密度函数

4 类AODV协议的序列号局限与“下游节点发送标识”无环机制

类AODV协议是指AODV(Ad-hoc On-demand distance vector routing)^[14]、AOMDV(Ad-hoc On-demand multipath distance vector routing)^[15]以及AODV_PA(AODV with Path Accumulation)^[20]等这类基于AODV改进的路由协议。类AODV协议的共同特点是序列号无环机制。在类AODV协议中,路由表项除了包含目的节点ID、下一跳、跳数等基本信息以外,还包含了目的节点的序列号。目的节点序列号越大,表明路由越新。为保证无环,中间节点在应答RREQ分组时必须满足条件:中间节点知道的序列号必须大于或者等于RREQ分组给出的目的序列号。

然而,类AODV协议的序列号机制减少了可用路由的数量。考虑以下情况,节点I具有到达目的节点D的路由,对应的序列号是Seq(I→D)。此时节点I收到寻找目的节点D的RREQ分组,并且RREQ分组的序列号是Seq(S→D)。如果Seq(I→D) < Seq(S→D),即使节点I到目的节点D的路由实际有效,但由于序列号的限制,节点I仍然不能应答此RREQ分组。实际有效的路由因不能满足序列号的要求而不能被充分利用,这就是类AODV协议序列号机制的局限。

针对此问题,本文设计了一种称为“下游节点发送标识”的无环机制。应用此无环机制,可以使基于路径收集机制获得的路由信息能被充分地利用。为此,路由表项以及数据分组结构作如下修改:

1)路由表项去掉“下一跳”字段,取而代之的是整条路径的有序节点ID列表。节点依据此字段就可以知道其下游节点包含了哪些节点。

2)在数据分组中添加“发送标识”字段,该字段指出数据分组所经过的关键节点。

3)路由表项添加“路径变换标记”字段,当传输路径发生变换时(路由表项发生了更新),此字段被标记。节点依据此字段来决定在转发数据分组时是否需要在数据分组的“发送标识”字段中添加本节点ID。如果“路径变换标记”为真,则在数据分组的“发送标识”字段中添加本节点ID,然后转发,同时清除“路径变换标记”;如果“路径变换标记”为假,节点不对数据分组做任何改动,直接转发。

因此,“下游节点发送标识”无环机制可以描述为:节点每收到一个数据分组时,必定检查数据分组的“发送标识”字段,如果“发送标识”字段出现下游节点,则说明此数据分组先经

过下游节点,再回传给上游节点(本节点),节点探测到环路产生,随后确定产生环路的路径并使之失效。由此可见,“下游节点发送标识”无环机制是先探测环路,然后使产生环路的路径失效,从而避免环路。

对于“下游节点发送标识”无环机制,给出两点说明:1)虽然PABR协议的路由表项记录了整条路径,但是PABR协议并不采用DSR(Dynamic source routing)^[21]协议采用的源路由机制,而是以逐跳(hop-by-hop)的方式转发分组。路由表项记录的路径仅用于给出下游节点;2)只有在传输路径发生切换的情况下,才需要往数据分组中的“发送标识”字段添加节点ID。如果传输的路径一直没有发生变换,则数据分组的“发送标识”字段一直为空,这时的转发方式类似于AODV协议。

5 PABR协议的算法描述

PABR协议是一种基于双向链路、支持中间节点应答、逐跳转发的按需路由协议,并参照AOMDV协议实现了链路不相交的多路径算法。在路由建立阶段采用路径收集机制,路由运行过程中利用最新收到的路径动态变换当前通信路径至最新路径。PABR协议包含2种路由错误信息:链路断裂和无路由错误,协议通过广播RERR分组实现路由维护。与AODV协议的HELLO机制不同,PABR采用链路层反馈技术来检测链路的断裂。在发生链路断裂时,PABR协议不采用本地路由修复机制,而是基于收集到的路径,寻找另一条有效路径对数据分组进行补救。

5.1 链路不相交的多路径算法

假设源节点S和目的节点D之间有n条路径,如果n条路径中的任何两条都没有共用任何一条链路,则这n条路径链路不相交。链路不相交的路径可以有相交节点,图3给出了相交链路与不相交链路的区别。

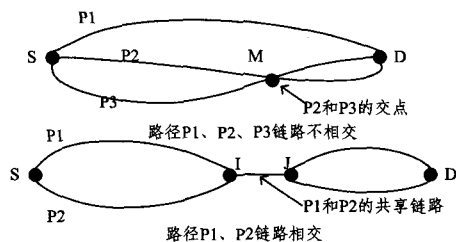


图3 相交链路与不相交链路的区别

在链路不相交的多路径协议中,路径之间的相互影响较少,当主路径失效后,还可以启用备用路径继续转发数据分组,只有当所有的主备路径都失效后,才需要重建路由。与单路径的协议相比,链路不相交的多路径协议具有更好的容错能力。

本文借鉴AOMDV协议的思想,在一次路由请求过程中建立源节点S到目的节点D的多条链路不相交路径。把中间节点到源节点的路径定义为反向路径,中间节点到目的节点的路径定义为正向路径。那么,节点收到一个RREQ分组,就得到了一条到达源节点的反向路径,同样地节点收到一个RREP分组也就得到了一条到达目的节点的正向路径。为获取多条路径,中间节点可以接收多个RREQ分组,但只转发第一个RREQ分组;中间节点应答路由请求时产生的

RREP 分组必须包含中间节点到目的节点的正向路径,使得收到 RREP 分组的节点得到了去往目的节点的完整路径。如果中间节点应答一个 RREQ 分组,把此 RREQ 分组提供的反向路径称为“被应答的反向路径”,同时把包含在 RREP 分组中的正向路径称为“用于应答的正向路径”。

链路不相交的多路径算法可以描述为:路由请求过程中,对于每一个中间节点而言,所有“被应答的反向路径”之间链路不相交,同时所有的“用于应答的正向路径”之间链路也不相交,如图 4 所示。算法的具体执行流程如下:

步骤 1 当节点收到一个 RREQ 分组时,如果 RREQ 分组提供的反向路径和此前“被应答的反向路径”链路不相交,表明中间节点可以应答此反向路径,转到步骤 2;否则转到步骤 3。

步骤 2 若本节点是目的节点,则应答前 k 个 RREQ 分组,处理结束。若本节点是中间节点,则在路径表中查找到达目的节点的正向路径,找到的路径必须和之前所有“用于应答的正向路径”链路不相交。如果确实存在这样一条正向路径,则中间节点使用此正向路径形成 RREP 分组,并沿着刚刚收到的反向路径回传给源节点,处理结束。若不存在这样的正向路径,则转到步骤 3。

步骤 3 若收到的是第一个 RREQ 分组,则广播转发,处理结束。若不是第一个到达的 RREQ 分组,则只是缓存收到的反向路径,然后直接丢弃 RREQ 分组,不应答也不转发,处理结束。

上述 3 个步骤给出了节点在收到 RREQ 分组时的处理过程,节点收到 RREP 分组的处理过程与 RREQ 分组的处理过程相似:首先确定 RREP 提供的正向路径和此前“用于应答的正向路径”链路不相交,然后寻找一条反向路径继续回传 RREP 分组,这条反向路径必须和此前“被应答的反向路径”链路不相交。

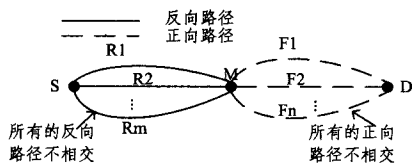


图 4 链路不相交算法示意图

考虑到路由屏蔽问题^[15],目的节点只需要应答前 k (经验值设定为 3)个到达的 RREQ 分组即可,而不用计算这 k 个 RREQ 分组提供的反向路径是否链路相交。

5.2 路由建立

当源节点需要和目的节点进行通信而又没有目的节点的有效路由信息时,PARB 协议通过广播 RREQ 分组发起路由建立过程。PARB 协议的路由建立过程与 AODV_PA 协议相似,在 RREQ 分组或者 RREP 分组中记录其所有经过的中间节点。与 AODV_PA 不同的是:1)所有的路由控制分组都不携带任何的序列号信息;2)中间节点可以接收多个 RREQ 分组,但只转发第一个 RREQ 分组;3)中间节点产生的 RREP 分组必须包含中间节点到目的节点的正向路径。为此,需要对 RREQ 分组以及 RREP 分组的结构做相应修改:去掉 RREQ 分组和 RREP 分组中的“序列号”字段,添加 Path 和 Path_len 字段,其中 Path 用来记录分组经过的中间节点,Path_len 给出路径的长度。

设计路径表,用于保存收到的路径,路径表结构如表 1 所列。

表 1 路径表结构

名称	说明
Path	组成路径的有序节点 ID 列表
Path_len	路径总长度
Path_active_len	路径实际有效长度
Use_flag	使用标记,用于路由维护
Path_expire	路径的有效时间

修改路由表结构,去掉路由表的“下一跳”字段,取而代之的是 Path_pointer 字段,Path_pointer 指向一条路径,路径的首节点就是下一跳节点。路由表与路径表的关系如图 5 所示。

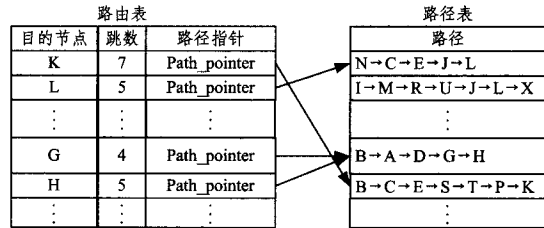


图 5 路由表和路径表关系图

在 RREQ 分组的广播过程中,节点使用 $\langle \text{Src_ID}, \text{Broadcast_ID} \rangle$ 元序来唯一标识本次路由建立。节点收到 RREQ 分组时,做如下处理:

步骤 1 首先检查 RREQ 分组的 Path 字段是否已经包含了本节点的 ID。若 Path 字段已经包含本节点的 ID,说明收到的 RREQ 分组是本节点之前转发的,应直接丢弃,结束处理;否则转到步骤 2。

步骤 2 收到的 RREQ 分组若满足以下 3 个条件之一,就把 RREQ 分组提供的路径保存到路径表中:①第一个到达的 RREQ 分组;②本节点没有任何到达源节点的有效路由;③ RREQ 分组提供的路径长度减去本节点当前知道的、到达源节点的最短路径长度不大于一个常数值(经验值设定为 1),并且本次路由建立收集的路径数量少于 3。条件③是为了防止保存迂回的路径,同时减少路由表对硬件内存的需求。若 RREQ 分组未能满足其中任何一个条件,则丢弃 RREQ 分组,结束处理;否则转步骤 3。

步骤 3 使用收到的路径更新本地路由表。以路径中的每一个节点作为目的节点,做如下判断,若本节点没有到达目的节点的有效路由,或者 RREQ 分组提供的路径长度减去本节点当前保存的最短路径长度不大于一个常数值(经验值设定为 1),则把目的节点对应的路由表项的路径指针指向新收到的路径,同时修改路由表项的跳数。

步骤 4 若本节点是目的节点,应答前 k 个到达的 RREQ 分组;否则丢弃 RREQ 分组,处理结束。

步骤 5 若本节点是中间节点,则执行链路不相交的多路径算法,从而决定是否应答以及使用哪条正向路径应答。若不能应答,则只转发第一个 RREQ 分组;在 RREQ 分组的 Path 字段追加本节点的 ID,修改 Path_len,然后广播转发;否则,丢弃其他后到的 RREQ 分组,处理结束。

RREP 分组在回传的过程中同样记录所有经过的中间节点。节点收到 RREP 分组,就获得了到达目的节点的整条路径。节点处理 RREP 的方式与 RREQ 分组的处理方式相似,

不同的是 RREQ 提供的是反向路径,而 RREP 提供的是正向路径。

当源节点收到第一个 RREP 分组时,立刻可以使用此 RREP 分组提供的正向路径进行通信。此后源节点会接收到多个 RREP 分组,每一个 RREP 分组提供了一条链路不相交的路径。

考虑到保存数量众多的路径将消耗大量内存的问题,PABR 协议添加了定时遍历路径表模块,以删除无效和过时的路径。使用先进先出(FIFO)的数据结构保存路径表,在发生内存耗尽的情况下,从路径表的尾部开始遍历,强制删除满足一定条件(未使用过的)的路径,让出内存空间保存最新收集到的路径。

5.3 路由维护

定义 1(子路径) 一条由 n 个节点组成的完整路径记为 P ,由连续 k 个($0 < k \leq n$)节点组成的路径 p 都是完整路径 P 的子路径。

定义 2(路径的有效长度) 新收到的路径其有效长度等于路径的实际长度(组成路径的节点数),当路径中发生中断时,处于断开链路的下游子路径不再可达,但是处在断开链路的上游子路径仍然有效,有效的子路径的实际长度就是路径的有效长度。

定义 3(使用过的路径) 一条路径,如果曾被用来转发数据分组,则这条路径是使用过的路径。

路由维护的对象是路径表,通过修改路径的有效长度,使节点保存的路径表和网络的实际拓扑结构保持一致。路由表项的有效性依赖于其所用路径,约束条件是:路由表项记录的“跳数”不能大于路径的实际有效长度。

路由维护由 2 个通知完成:1)链路断裂通知;2)无路由错误通知。所谓无路由错误,即非信源节点收到一个数据分组,却没有相应的有效路由对数据分组进行转发,此时就发生了无路由错误。

当发送链路断裂时,所有包含断开链路的路径的长度都应该缩短为实际有效子路径的长度。同样地,如果发生了无路由错误,节点也必须通知其他节点:经过本节点到达不了目的节点。路由维护需要广播 RERR(Route Error)分组,其结构如表 2 所列。

表 2 RERR 分组的结构

名称	说明
Up_broken_ID	断开链路的上游节点
Down_broken_ID	断开链路的下游节点
unreach_node_list	不可达的目的节点列表
unreach_node_cnt	不可达目的节点数

一个 RERR 分组可以同时包含“断裂链路”和“无路由错误”两种信息,也可以只包含其中一种。当 Up_broken_ID 和 Down_broken_ID 均为有效节点 ID 时,表明 RERR 分组包含了断开链路信息;当 unreach_node_cnt 大于 0 时,表明 RERR 分组包含了无路由错误信息。

当节点探测到链路断裂时,首先维护本节点的路径表:1)将所有包含此断开链路的路径的有效长度修改为有效子路径的时间长度;2)寻找其他路径对数据分组进行补救,若补救成功则转发,否则丢弃数据分组;3)形成 RERR 分组并广播。在发生链路断裂时,不管对数据分组的补救是否成功,RERR

分组都必定包含断开链路的信息,至于是否包含无路由错误信息,则根据对数据分组的补救结果而定。补救成功则说明经过本节点仍然可以到达目的节点,RERR 分组不需要包含无路由错误;否则 RERR 分组将添加无路由错误信息,通知其他节点:经过本节点不能到达目的节点。另外,如果没有发生链路中断,仅是节点没有可用路由对收到的数据分组进行转发,则产生只包含无路由错误信息的 RERR 分组。

节点收到 RERR 分组时,首先根据分组提供的信息更新本地路径表。如果本地路径表受到了影响(某些路径其有效长度变短),则需要广播转发收到的 RERR 分组通知其他节点。考虑到路径收集协议包含数量众多的冗余路径以及维护全部路径所带来的开销问题,在路由维护时,只维护那些必要的路径。因此,只有使用过的路径其有效长度发生了变化,才需要广播转发 RERR 分组。如果所有受影响的路径都没有使用过,则不需要广播转发 RERR 分组。节点收到 RERR 分组时,处理过程如下:

步骤 1 若 Up_broken_ID 以及 Down_broken_ID 均为有效节点 ID,则表明 RERR 分组包含链路断裂信息。路径表中所有包含此断开链路的路径其有效长度修改为实际有效子路径的长度。

步骤 2 若 unreach_node_cnt 大于 0,则对 unreach_node_list 中的每个节点做路径更新:所有先经过“报告错误节点”(转发 RERR 分组的节点)、再经过不可达节点的路径,其有效长度只能延伸到“报告错误节点”。

步骤 3 路径更新完毕后,基于本地路径表寻找其他有效路径,对不可达节点的路由进行预先补救,并记录经路由补救后仍未可达的节点。

步骤 4 若在所有受影响的路径中存在一条或者一条以上是使用过的路径,或者存在补救后仍未能到达的目的节点,则广播转发 RERR 分组。在广播转发的 RERR 分组中,Up_broken_ID 和 Down_broken_ID 字段不变(和收到的 RERR 分组相同),而 unreach_node_list 字段则包含了补救后仍然未能到达的目的节点。

6 仿真与性能分析

6.1 仿真环境设置

为了验证 PABR 路由协议的有效性,本文采用 NS2.35 网络仿真软件对其性能进行仿真分析,并与 AODV、AODM-DV 以及 AODV_PA 协议进行性能比较。4 种协议均采用 MAC 层回调技术探测链路的断裂。

基本的仿真参数设置为:MAC 协议采用 IEEE 802.11 DCF;带宽为 2Mbit/s;节点的移动模型为 Random Waypoint;节点的无线传输半径为 250m;信号传播模型为自由空间传播;业务类型为 CBR;分组的长度为 512byte;分组的发送速率为 2packets/s;仿真时间均为 600s。所有实验结果均为 5 次仿真结果的平均值。

在基本参数的基础上,采用节点最大移动速度变化的场景来验证 PABR 协议的性能:100 个节点随机分布在大小为 1400×1400 的仿真区域内,节点间的连接数为 30,节点的最大移动速度分别设置为 0m/s,5m/s,10m/s,15m/s,20m/s,25m/s,停留时间设置为 0。其中使用 setdest 生成节点的运动场景,使用 cbrgen 生成业务场景。

6.2 性能评估指标

本文采用分组投递率、归一化路由开销、平均端到端时延以及平均跳数这4个指标来比较4种协议的性能。

1) 分组投递率: 目的节点成功收到的分组数与源节点发送的分组数的比值, 反映了路由协议的可靠性;

2) 归一化路由开销: 考虑到带路径收集协议单个控制分组比非带路径收集协议的单个控制分组大, 为了精确计算路由协议开销, 采用字节数代替分组数来计算路由开销, 即归一化路由开销定义为: 成功传输一个数据分组所需要发送的路由控制分组的字节数, 包括 RREQ、RREP 和 RERR 分组。

3) 平均端到端时延: 目的节点收到数据分组的时间与源节点发送数据分组的时间的平均差值, 包括了分组的队列等待时延、发送时延、传输时延以及处理时延;

4) 平均跳数: 数据分组从源节点到目的节点所需要的平均转发次数, 反映了路由的优化能力。

6.3 仿真结果分析

图6—图9分别给出了PABR、AODV、AOMDV以及AODV_PA协议在不同节点最大移动速度条件下的仿真结果。

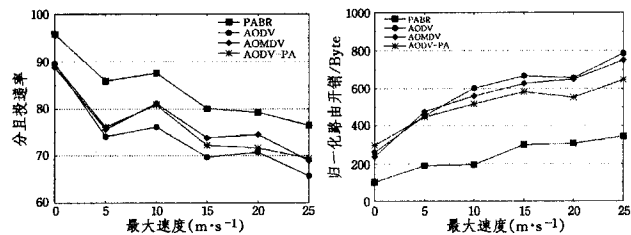


图6 分组投递率

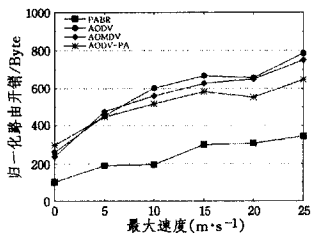


图7 归一化开销

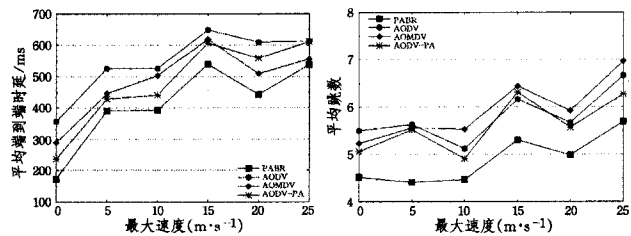


图8 平均端到端时延

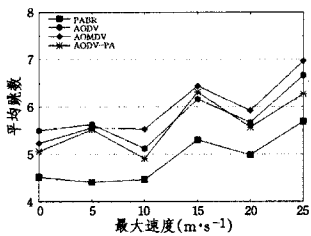


图9 平均跳数

1) 分组投递率: 如图6所示, 随着节点移动速度的增大, 4种协议的分组投递率都在下降, 这是因为节点移动速度的提高增加了链路中断的概率。同时可以看到 PABR 协议具有最高的分组投递率, 相比 AODV 协议高出 8%~10%, 一方面是因为路径收集机制和链路不相交的多路径算法提高了 PABR 协议获取新路由的能力, 节点保存的路由信息更能准确地反映当前网络拓扑结构的变化, 在这基础上 PABR 协议优先选择最新、稳定的路由, 减少了通信路径发生中断的概率; 另一方面, 大量的冗余路由信息能够在发生路径中断时提供备用路由对数据分组进行补救, 进一步提高 PABR 协议的分组投递率。虽然 AODV_PA 协议同样采用路径收集机制, 但是 AODV_PA 优先选择最短路径而不是最新路径, 降低了通信路径的稳定性。AOMDV 虽然建立多条链路不相交的路径, 但是没有对备用路由进行有效的维护, 当主路由断裂而启用备用路由时, 备用路由的有效性难以保证, 限制了多路径的优势。

2) 归一化路由开销: 如图7所示, 随着节点运动速度的提

高, 网络拓扑结构变化越激烈, 路由维护以及路由重构过程越频繁, 4种路由协议的路由开销也随之增加。与其他3种协议相比, PABR 协议获得了最低的路由开销, 大约只有 AODV 路由开销的一半。一方面, 路径收集机制和链路不相交的多路径算法极大地提高了 PABR 协议获取路由的能力, 额外获得的大量路由信息消除了某些路由请求过程, 同时增加了 RREQ 分组被应答的可能性, 限制了 RREQ 分组的广播半径和转发次数。另一方面, 采用最新、稳定的路由选择标准以及简单有效的路由维护机制, 减少了链路断裂的可能性以及由此带来的路由维护开销。即使 AODV_PA 采用路径收集机制来提高路由发现的效率, 但是序列号机制的局限以及中间节点只接收第一个 RREQ 分组的处理方式极大地减弱了 AODV_PA 发现新路由的能力, 再者 AODV_PA 最短路径的路由选择标准没有提供稳定的传输路径, 导致较大的路由维护和路由重构开销。AOMDV 由于其多路径优势而比 AODV 获得了较好的路由开销性能, 然而优势并不大, 这是因为 AOMDV 缺乏有效的备用路由维护机制。

3) 平均端到端时延: 由图8可以看出, PABR 协议获得最低的平均端到端时延, 比 AODV 下降大约 20%。PABR 协议的高效性减少了大量路由控制分组的转发, 无线信道相对空闲, 减少了无线信道的竞争访问时间和数据分组的队列等待时间。另一方面, PABR 协议稳定的传输路径提高了分组转发的连续性, 无偿获得的额外路由信息加快了路由发现的速度, 减少了路由建立和路由重构的等待时间。AODV 和 AOMDV 受到路由建立等待时间的影响, 并且 AODV 频繁的路由请求过程也增加了其端到端时延。与 PABR 相比, AODV_PA 获取路由的能力有限, 同样增加了路由建立的等待时间。

4) 平均跳数: 图9显示了4种协议的平均跳数, 其中 PABR 协议具有最小的平均跳数, 比 AODV 协议减少大约 16% 的跳数。较小的跳数表明路由协议具有较好的路由优化能力, 路由协议的优化能力依赖于获取路由的信息量, 路由越多, 其优化能力越强。PABR 协议的路径收集机制以及链路不相交的多路径算法给 PABR 协议提供了大量的路由信息, 在此基础上, PABR 协议在选择路径时, 虽然偏向最新路径, 但同时也兼顾了路径的长度, 防止路由迂回的出现, 所以 PABR 协议具有最小的平均跳数。

结束语 本文基于路径收集机制和路径维持时间的概率模型提出了 PABR 路由协议, 协议以其获取路由信息的高效性和选择路径的稳定性有效地缓解了 Ad-hoc 网络的“广播风暴”和链路断裂的负面影响。同时, 本文提出的“下游节点发送标识”无环机制消除了序列号对节点应答 RREQ 分组的限制; 而简单有效的路由维护机制减少了路由维护的开销。仿真结果表明, PABR 协议的高效性和稳定性不仅提高了分组投递率, 还极大地降低了路由开销、通信时延, 减少了平均跳数, 很好地促进了 Ad-hoc 网络的应用普及。

参考文献

- [1] 臧婉瑜, 于勤, 谢立, 等. 按需式 Ad-hoc 移动网络路由协议的研究进展[J]. 计算机学报, 2002, 25(10): 1009-1017

- [3] 李伟明, 张爱芳, 刘建. 网络协议的自动化模糊测试漏洞挖掘方法[J]. 计算机学报, 2010, 34(2): 242-255
- [4] Milani C P, Gilbert W, Christopher K, et al. Prospex: protocol specification extraction[C]//Proc. of the 30th IEEE Symposium on Security and Privacy. Oakland, California, USA, 2009; 110-125
- [5] Tsankov P, Dashti M T, Basin D. SECFUZZ: Fuzz-testing security protocols[C]//Proc. of the 7th International Workshop on Automation of Software Test(AST). Zurich, Switzerland, 2012
- [6] Caballero J, Johnson N, McCamant S, et al. Binary code extraction and interface identification for security applications[C]//Proc of the 16th ACM Conference on Computer and Communications Security(CCS). Chicago, USA, 2009
- [7] Wang T, Wei T, Zou W. TaintScope: a checksum-aware directed fuzzing tool for automatic software vulnerability detection[C]//Proc. of the 31st IEEE Symposium on Security & Privacy (S&P). Oakland, California, USA, 2010
- [8] Godefroid P, Levin M Y, Molnar D. Automated whitebox fuzz testing[C]//Proc. of the 16th Network and Distributed System Security(NDSS). California, USA, 2008
- [9] 过辰楷, 姬秀娟, 许静. 基于分支混淆算法的符号执行技术[J]. 计算机科学, 2012, 39(9): 115-119
- [10] Cui Bao-jiang, Ji Yu-peng, Wang Jian-xin. An instruction-level symbolic checksum system for windows x86 program[J]. Chinese Journal of Electronics, 2012, 21(1): 23-26
- [11] Caballero J, Poosankam P, McCamant S. Input generation via decomposition and re-stitching: finding bugs in malware[C]//Proc. of the 18th ACM Conference on Computer Communications Security(CCS). Chicago, USA, 2010
- [12] Ganesh V, Leek T, Rinard M. Taint-based directed whitebox fuzzing[C]//Proc. of the 31st International Conference on Software Engineering. Vancouver, Canada, 2009
- [13] Kang M G, McCaman S, Poosankam P, et al. DTA++ dynamic taint analysis with targeted control-flow propagation[C]//Proc of the 18th Annual Network and Distributed System Security Symposium(NDSS). San Diego, California, USA, 2011
- [14] Felix G, Carsten W, Thorsten H. Automatic identification of cryptographic primitives in binary programs[C]//Symposium on 14th Recent Advances in Intrusion Detection (RAID). Menlo Park, California, 2011
- [15] Brumley D, Jager I, Avgerinos T, et al. BAP: The CMU binary analysis platform[C]//Proc. of the 23rd Conference on Computer Aided Verification(CAV). Snowbird, UT, 2011
- [16] Ganish V, Dill D. STP: A decision procedure for bit-vectors and arrays[C]//Proc. of the 19th International Conference on computer Aided Verification. Berlin, Germany, 2007
- [17] In Memory Fuzzing [EB/OL]. <https://www.corelan.be/index.php/2010/10/20/in-memory-fuzzing/>
- [18] PIN-A Dynamic Binary Instrumentation Tool [CP/OL]. <http://www.pintool.org>

(上接第 103 页)

- [2] 张鹏, 崔勇. 移动自组织网络路由选择算法研究进展[J]. 计算机科学, 2010, 37(1): 10-38
- [3] Royer E M, Chai-Keong T. A Review of Current Routing Protocols Ad-hoc Mobile Wireless Networks[J]. IEEE Personal Communications, 1999, 6(2): 46-55
- [4] Raju J, Garcia-Luna-Aceves J J. A Comparison of On-Demand and Table Driven Routing for Ad-Hoc Wireless Networks[C]//Proc of IEEE Int Conf On Communications. Piscataway, NJ; IEEE, 2000; 1702-1706
- [5] Rahman K K U, Zaman Rafi U, Venugopal R A. Performance Comparison of On-Demand and Table Driven Ad-hoc Routing Protocols using NCTUns[C]//Proc of 10th Int Conf On Computer Modeling and Simulation. Piscataway, NJ; IEEE, 2008; 336-341
- [6] Tseng Y-C, Ni S-Y, Chen Y-S, et al. The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad-hoc Network[J]. Wireless Networks, 2002, 8(2/3): 153-167
- [7] Dai F, Wu J. An Extended Localized Algorithm for Connected Dominating Set Formation in Ad-hoc Wireless Networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2004, 15(10): 908-920
- [8] Xie Rong, Qi De-yu, Li Yong-jun, et al. A novel distributed MCDS approximation algorithm for wireless sensor networks [J]. Wireless Communications and Mobile Computing, 2009, 9(3): 427-437
- [9] Garey M R, Johnson D S. Computers and Intractability: a guide to the theory of NP-Completeness[M]. New York, USA; Freeman, 1990
- [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 Communication, 1997, 4(1): 36-45
- [11] Toh C K. Associativity-Based Routing for Ad-Hoc Mobile Networks[J]. Wireless Personal Communications, 1997, 4(2): 103-139
- [12] 吴大鹏, 武穆清, 甄岩, 等. 面向链路稳定性的 MANET 路径建立机制[J]. 电子与信息学报, 2009, 31(9): 2226-2231
- [13] 胡曦, 汪晋宽, 王翠荣. MANETs 稳定性路由的移动自适应策略研究[J]. 计算机学报, 2011, 34(1): 96-104
- [14] Perkins C E, Royer E M. Ad-hoc on-demand distance vector (AODV) routing[C]//Proc of IEEE 2nd Workshop on Mobile Computing Systems and Applications. Piscataway, NJ; IEEE, 1999; 90-100
- [15] Marina M K, Das S R. On-demand multipath distance vector routing in Ad-hoc networks[C]//Proc of IEEE 9th Int Conf on Network Protocols. Piscataway, NJ; IEEE, 2001; 14-23
- [16] Broch J, Jetcheva J, Johnson DB. The Effects of On-Demand Behavior in Routing Protocols for Multihop Wireless Ad-hoc Networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999, 17(8): 1439-1453
- [17] Bai F, Sadagopan N, Krishnamachari B, et al. Modeling Path Duration Distributions in MANETs and Their Impact on Reactive Routing Protocols[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2004, 22(7): 1357-1373
- [18] Han Y, La R J, Makowski A M, et al. Distribution of path durations in mobile Ad-hoc networks—Palm's theorem to the rescue[J]. Computer Network, 2006, 50(12): 1887-1900
- [19] La R J, Han Y. Distribution of Path Durations in Mobile Ad-hoc Networks and Path Selection[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2007, 15(5): 993-1006
- [20] Perkins C E, Belding-Royer E M. AODV-PA: AODV with path accumulation[C]//Proc of IEEE Int Conf on Communications. Piscataway, NJ; IEEE, 2003; 527-531
- [21] Johnson D B, Maltz D A, Hu Y C. The dynamic source routing protocol for mobile Ad-hoc networks(DSR)[EB/OL]. 2012-11-14, <http://www.ietf.org/rfc/rfc4728.txt>