

无线 Ad hoc 网络中基于节点停留概率的路径压缩

周 曜^{①②} 徐 佳^① 刘凤玉^①

^①(南京理工大学计算机科学与技术学院 南京 210094)

^②(中国电子科技集团总公司第38研究所 合肥 230031)

摘 要: 该文提出一种基于节点停留概率的路径压缩算法 NSP-PCA。通过计算造成路径变化的节点相对于另一节点传输区域的停留概率,动态预测压缩路径的稳定性,并以此为依据决定压缩操作的优先级。仿真表明,NSP-PCA 能有效控制短暂缩减和多次缩减等非正常压缩,在端到端时延,路由开销和包发送率方面均优于 SHORT 和 PCA 压缩算法。

关键词: Ad hoc; 路径压缩; 节点停留概率

中图分类号: TP393.07

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2010)04-0830-06

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2009.00489

Path Compression Based on Node Staying Probability for Wireless Ad hoc Networks

Zhou Yao^{①②} Xu Jia^① Liu Feng-yu^①

^①(School of Computer Science and Technology, Nanjing University of Science and Technology, Nanjing 210094, China)

^②(China Electronic Technology Group Corporation No.38 Research Institute, Hefei 230031, China)

Abstract: A Node Staying Probability based Path Compression Algorithm (NSP-PCA) is proposed in this paper. In NSP-PCA, the stability of new local paths is predicted by computing the probability that one node keeps staying in another node's transmission range. The compressing operation is performed based on the prediction to reduce the blindness of compression. Simulation results show that NSP-PCA lessens the ephemeral and multiple short-cuts observably and achieves lower end-to-end delay, lower routing overhead and higher packet delivery rate compared with both SHORT and PCA.

Key words: Ad hoc; Path compression; Node staying probability

1 引言

移动 Ad hoc 网络是一种自组织,自管理的无中心网络,现有的 Ad hoc 路由协议主要分为表驱动路由和按需驱动路由。由于按需驱动路由只在数据要发送时才发起路由查找过程,有效地减少了网络资源占用,因此成为目前研究的主流,典型的有 AODV, DSR, DYMO^[1]等。

大量研究工作集中在对 Ad hoc 按需路由的优化方面,如蔡一兵等提出的基于邻居变化率的稳定路由选择方法^[2], Seada 等提出的路径累积机制^[3]等。在基于距离矢量的按需路由优化方面,开创性工作是 Chao 等提出的按需路由自治愈合框架 SHORT^[4]。SHORT 通过连续地监视路由变化,寻找到一条比原始路径更短的最优路径,利用 $(n,1)$ 和 $(n,2)$ 缩减对原始路径进行压缩。Venkata 等对 SHORT 中的优化路

径检测机制进行了改进,提出一种路径压缩算法 PCA^[5],降低了压缩开销。Jiao 等提出了一种基于邻居感知的压缩算法 NAOR^[6],通过引入累积路径特征和邻居信息,解决了对特殊路径的压缩问题。

目前大多数路径优化算法均基于网络侦听来感知更优路径,然而,由于 Ad hoc 网络节点移动的随机性,并无法确定所发现的最优路径能否保持稳定,因此一旦发现优化的可能即进行优化并不是最佳选择,因为短暂的最优路径并不能带来真正意义上的网络性能改善,相反会造成路径断裂从而给网络通信带来消极影响。

针对上述问题,本文提出一种基于节点停留概率的路径压缩算法 NSP-PCA(Node Staying Probability based Path Compression Algorithm),NSP-PCA 通过评估引起路径变化的节点的停留概率来确定是否对原始路径进行压缩,当节点停留概率大于某一阈值时才真正执行压缩操作,而停留概率较低的节点所发送路径压缩请求将被忽略。本文所提出方法不同于文献[2,7]中方法,后者着重于路由发现过程中的最优路径选择问题,而本文则着重

2009-04-07 收到, 2009-07-27 改回

国家自然科学基金(60803001)和国家部委“十一五”重点项目基金资助课题

通信作者: 周曜 zhouyao@mail.njust.edu.cn

于对已建立路由的进一步优化。仿真表明, NSP-PCA 能有效抑制由于压缩盲目性导致的短暂缩减和多次缩减问题^[4], 在路由稳定性上优于传统路径压缩算法。

2 路径压缩问题概述

路径压缩技术是一种建立在路由协议之上的以开发潜在更短路径为目标的动态路由优化技术, 其主要思想是通过某种手段获知更优路径, 通过修改相应节点的路由表项来达到压缩路径的目的。图1(a)表示了一条从源节点A到目的节点I长度为8跳的原始路径, 在经过一段时间后, 该路径可能由于节点移动而转变成图1(b)所示的形状, 即路径之外的节点J进入节点A和D的公共传输区域, 同时原来路径上的非邻居节点E, G, I由于移动而成为了两两相邻的节点。现在理想的路径将如图1(c)所示, 该路径只需5跳就能到达目的节点。然而, 一般的路由协议是通过下一跳的有效性来判断路径是否可用的, 只要当前路径仍然有效, 就不会更新路由信息(即使存在更加优化的路径)。路径压缩就是针对这种情况而提出的路径优化技术^[8]。

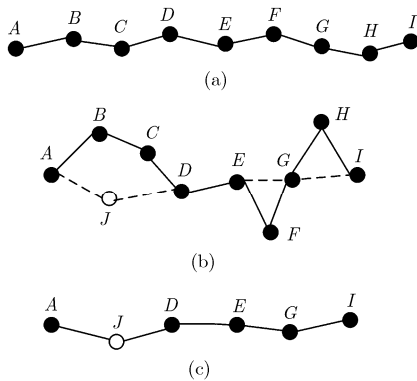


图1 路径压缩实例

一般而言, 可以用二元组 (n, k) 描述路径上的一次局部压缩, 其中 n 为压缩前的跳数, k 为压缩后的跳数。如图1(a)中原始局部路径E-F-G缩减为新的局部路径E-G, 以及G-H-I缩减为G-I, 称为(2,1)缩减; 原始局部路径A-B-C-D缩减为新的局部路径A-J-D, 称为(3,2)缩减。考虑到当 $k > 2$ 的时候, 压缩算法将变得复杂从而导致不稳定和代价过高, 目前的路径压缩技术^[4-6]一般只考虑 $(n,1)$ 和 $(n,2)$ 这两类缩减。

3 基于节点停留概率的路径压缩算法

3.1 算法设计目的

算法设计目的是为了解决路径压缩中的短暂缩减(Ephemeral Short-cuts, ES)问题和多次缩减(Multiple Short-cuts, MS)问题^[4], 提高压缩路径的

稳定性。

短暂缩减是指在发生路径缩减的时候, 只要有一个节点位于可缩减的位置, 就进行路径缩减, 但是如果该节点只在这个位置很短的时间, 那么压缩后的路径很快就会被破坏; 另一方面, 在发生路径缩减的时候, 如果有多个路径外节点位于可缩减的位置, 那么就有可能路径上同一个节点在很短的时间内会收到多个缩减请求, 导致路由在短时间内多次变化, 这被称为多次缩减问题。研究表明^[4], ES和MS是影响压缩路径稳定性的主要因素。对于这两类问题, 目前的路径压缩算法^[4-6]均未提出有效的解决方案。

3.2 节点停留概率定义

短暂缩减和多次缩减是由于路径压缩的盲目性所造成的, 即一旦有节点处于可压缩的位置就执行缩减, 而未对该节点在未来时间内仍处于该位置的可能性加以分析。为此, 我们引入节点停留概率的概念, 以对压缩路径的稳定性加以评估。

定义1 t -时间停留概率: 对于任意两个节点 u, v , 设节点 v 在 t_0 时刻处于节点 u 的传输范围中, 则节点 v 相对于节点 u 的 t -时间停留概率为: v 在 t_0+t 时刻仍处于 u 的传输范围的概率, 将此概率表示为 $P_{v,u}(t)$ 。

易见, 当 u 和 v 的传输半径相等时, 有 $P_{v,u}(t) = P_{u,v}(t)$, 以下对这两者不做区分。

3.3 $(n,1)$ 和 $(n,2)$ 路径维持概率

基于定义1, 可得到 $(n,1)$ 或 $(n,2)$ 缩减所产生的新局部路径(简称 $(n,1)$ 或 $(n,2)$ 路径)在时间 t 内的维持概率。

对于 $(n,1)$ 缩减, 新的局部路径长度为1跳, 构成该局部路径的两个相邻节点间的 t -时间停留概率即为该局部路径在时间 t 内的维持概率, 设该概率为 $P_{(n,1)}(t)$, 构成该局部路径的节点为 u 和 v , 则

$$P_{(n,1)}(t) = P_{u,v}(t) \quad (1)$$

对于 $(n,2)$ 缩减, 原来长度为 n 跳的局部路径被压缩为2跳, 设该新局部路径为 $u-w-v$, 则该局部路径在时间 t 内的维持概率即为节点 w 同时处于节点 u 和节点 v 的传输范围的概率, 设该维持概率为 $P_{(n,2)}(t)$, 则

$$P_{(n,2)}(t) = P_{u,w}(t) \cdot P_{v,w}(t) \quad (2)$$

3.4 节点停留概率计算

对于随机游走(Random Walk)移动模型^[9,10], 节点的移动表现为一系列长度与方向均为任意的短暂直线运动, 每个直线运动的终点是下一直线运动的起点。任意节点 i 在每个直线运动中的速度 v_i 服从 $v_{\min} \sim v_{\max}$ 上的均匀分布, 方向 θ_i 服从 $0 \sim 2\pi$ 上的均匀分布, 时间 t_i 服从均值为 $1/\lambda_i$ 的指数分布。设速

度均值 $\mu_i=(v_{\max}+v_{\min})/2$, 方差 $\sigma_i^2=(v_{\max}-v_{\min})^2/12$, 则节点的移动参数可表示为三元组 $(\mu_i, \sigma_i^2, \lambda_i)$ 。

如图 2 所示, 在一个固定时间段 t 内, 节点 u 的移动可表示为向量 $\mathbf{R}_u(t)$, 则 $\mathbf{R}_u(t) = \sum_{i=1}^n \mathbf{R}_u^i$, 其中 \mathbf{R}_u^i 为 u 在每个单一直线运动中的移动向量。将节点 u 和 v 在时间 t 内的相对移动表示为向量 $\mathbf{R}_{u,v}(t)$, 则 $\mathbf{R}_{u,v}(t) = \mathbf{R}_u(t) - \mathbf{R}_v(t)$ 。

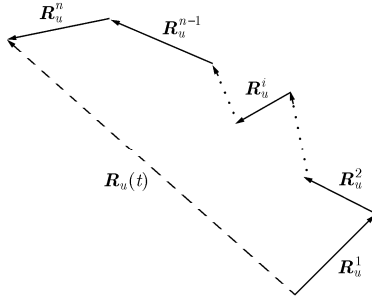


图 2 节点在时间 t 内的移动向量

文献[10]中指出, 在一个较长的时间段内, 节点移动距离的概率分布近似满足Raleigh分布。在此基础上, 有以下引理。

引理1 设 $Z = |\mathbf{R}_{u,v}(t)|$, $\Theta = \angle \mathbf{R}_{u,v}(t)$, 节点移动参数为 $(\mu_i, \sigma_i^2, \lambda_i)$, 总的移动时间为 t , 则当 $t \gg 1/\lambda_i$ 时, Z 和 Θ 具有以下的联合概率密度函数:

$$f_{Z,\Theta}(z,\theta) \approx \frac{1}{2\pi} \frac{z}{\alpha_{u,v}} e^{-z^2/(2\alpha_{u,v})}, \quad z \geq 0, 0 < \theta \leq 2\pi \quad (3)$$

其中 $\alpha_{u,v} = t(\mu_u^2 + \sigma_u^2)/\lambda_u + t(\mu_v^2 + \sigma_v^2)/\lambda_v$ 。

证明 参见文献[10]

根据引理1, 并借鉴文献[7]中对节点连接率的分析方法, 有以下定理。

定理1 设节点 v 在 t_0 时刻处于节点 u 的传输范围内, 则在 t_0+t 时刻, 节点 v 仍然处于节点 u 的传输范围内的概率为

$$P_{u,v}(t) \approx 1 - \frac{1}{\pi} \int_0^\pi e^{-\frac{z_0^2}{2\alpha_{u,v}}} d\theta \quad (4)$$

其中 $z_0 = \sqrt{r^2 - d^2 \sin^2 \theta} + d \cos \theta$, r 为节点最大无线传输半径(假设所有节点的 r 均相同), d 为节点 u, v 在 t_0 时刻的相互距离。

证明 图 3 中圆形区域表示节点 u 的传输范围(半径为 r), θ 和 z 分别表示节点 v 在时间 t 内的相对于节点 u 的移动角度和移动距离。从图中可以看出, 若 v 在时间 t 内未移出 u 的传输范围, 则有

$$0 < \theta < 2\pi, \quad z \leq z_0 = \sqrt{r^2 - d^2 \sin^2 \theta} + d \cos \theta$$

根据式(3), 有

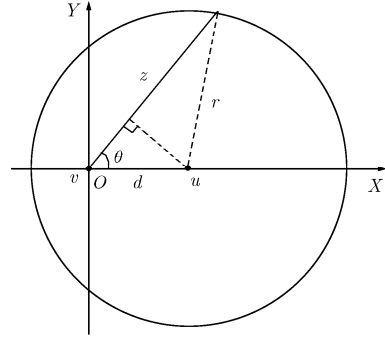


图 3 $P_{u,v}(t)$ 计算示意图

$$\begin{aligned} P_{u,v}(t) &\approx \int_0^{2\pi} \int_0^{z_0} f_{Z,\Theta}(z,\theta) dz d\theta \\ &= \frac{1}{\pi} \int_0^\pi (1 - e^{-\frac{z_0^2}{2\alpha_{u,v}}}) d\theta = 1 - \frac{1}{\pi} \int_0^\pi e^{-\frac{z_0^2}{2\alpha_{u,v}}} d\theta \end{aligned}$$

证毕

3.5 算法设计

NSP-PCA 是对经典路径压缩算法 PCA^[5]的扩展, 与 PCA 相比, 主要不同之处在于: PCA 算法中对于节点所发送的路径压缩请求不加区分地接受, 即一旦发现有可能即进行缩减; 而在 NSP-PCA 中, 其一, 当路径上某节点感知到一个 $(n,1)$ 缩减后, 该节点首先计算该 $(n,1)$ 路径的 t 时间维持概率, 只有当新路径的维持概率不低于某一阈值时才进行缩减, 该处理是为了降低由于短暂缩减而导致的路径断链; 其二, 对于多次缩减问题, 当路径上节点在短时间内收到多个路径外节点发送的 $(n,2)$ 缩减请求时, 接收到请求的节点将比较这些 $(n,2)$ 路径的 t 时间维持概率, 选择维持概率最高的 $(n,2)$ 路径进行缩减。

在 NSP-PCA 中, 每个路径上节点 i 在其发送的数据包 IP 头部中携带有路径压缩信息, 这些信息可描述为一个七元组: $\langle SA, DA, SrcHc_i, DestHc_i, A_i, M_i, L_i \rangle$, 其中 SA 为源节点 IP 地址, DA 为目的节点 IP 地址, SrcHc_{*i*} 为节点 i 距离源节点的跳数, DestHc_{*i*} 为节点 i 距离目的节点的跳数, A_i 为节点 i 自身地址, M_i 为节点 i 的移动参数, L_i 为通过 GPS 得到的节点 i 的位置信息。一般而言, 报文 IP 头部中本身即携带 SA, DA 和 A_i 信息, 因此只需在 IP 头部的选项域中加入其他信息, 所增加的网络开销是相当有限的。

每个节点均开启混杂模式以侦听来自邻居节点的报文, 对于 i 的某个邻居节点 j , 它通过比较其路由表 RT 中记录的到达 SA(或 DA)的跳数是否大于 SrcHc_{*i*}+1(或 DestHc_{*i*}+1)来发现一个 $(n,1)$ 缩减(此时 j 处于路径上); 或通过比较其辅助压缩表 CT 中记

录的面向 SA 和 DA 的跳数之和与侦听到的最新数据包中的跳数之和来发现一个 $(n,2)$ 缩减(此时 j 处于路径外)。之后节点 j 的操作如下:

(1)若为 $(n,1)$ 缩减, 节点 j 根据式(1), 式(4)计算它与节点 i 所构成的 $(n,1)$ 路径维持概率, 其中二者初始距离 d 由报文中携带的位置信息计算得到, 时间 t 为会话预期结束时间减去当前时间。 j 检查该维持概率是否不低于一个预设的概率阈值 $TP_{(n,1)}(t)$ (该阈值大小视具体应用和网络状况而定, 如何设置阈值不在本文讨论范围内)。若新路径维持概率不低于阈值, j 修改自己的路由表, 将通往 SA(或 DA) 的下一跳地址设为 A_i ; 否则 j 不做任何操作。

(2)若为 $(n,2)$ 缩减, 此时节点 j 必处于原路径上距离大于 2 跳的两个节点(设为 i 和 k) 的公共传输范围之内, 则 j 可根据其侦听到的来自 i 和 k 的数据包中的相关参数计算出它与 i 和 k 构成的 $(n,2)$ 路径的维持概率(根据式(2), 式(4)), 并将该概率通过 $(n,2)$ 压缩请求报文发给 i 和 k 。若 i 和 k 在短暂时间内收到多个压缩请求报文(也即处于 i 和 k 的公共传输范围中的节点不止 j 一个), 则 i 和 k 将检查这些报文中的 $(n,2)$ 路径维持概率, 抛弃维持概率低于预设阈值 $TP_{(n,2)}(t)$ 的请求报文, 并在剩余报文中选择维持概率最大者进行处理, 即将面向源端或面向目的端的下一跳设为发送该请求的节点; 若所有请求中的维持概率均低于阈值, 则不做任何操作。

算法的伪码如下(其中 $(n,1)$ 缩减和 $(n,2)$ 缩减检测机制的正确性说明请参见文献[5]):

```
Data: node  $j$ , <SA, DA, SrcHc $_i$ , DestHc $_i$ ,  $A_i$ ,  $M_i$ ,  $L_i$ >
Initialize SH=255, DH=255;
//面向源端的  $(n,1)$  缩减:  $j$  在发现  $(n,1)$  缩减后计算  $(n,1)$ 
路径维持概率  $P_{(n,1)}(t)$ , 判断是否  $P_{(n,1)}(t) \geq TP_{(n,1)}(t)$ ,
若是则修改路由表, 否则不做任何操作。
If (SA  $\in$  RT of  $j$ , say <SA, SrcHc $_j$ , NextHop $_j$ >) then
  If (SrcHc $_i$  + 1 < SrcHc $_j$ ) then
    Compute  $P_{(n,1)}(t)$ ;
    If ( $P_{(n,1)}(t) \geq TP_{(n,1)}(t)$ ) then
      Replace <SA, SrcHc $_j$ , NextHop $_j$ > with
      <SA, SrcHc $_i$ +1,  $A_i$ >;
  End
End
Else
  //若  $j$  处于路径外, 则更新压缩表 CT。
  If (SA  $\in$  CT of  $j$ , say <SA, SrcHc $_k$ ,  $A_k$ >) then
    If (SrcHc $_i$  - SrcHc $_k$ ) < 0 then
      Replace <SA, SrcHc $_k$ ,  $A_k$ > with <SA,
      SrcHc $_i$ ,  $A_i$ >;
      SH=SrcHc $_i$ ;
```

```
Else
  SH=SrcHc $_k$ ;
End
Else
  Insert <SA, SrcHc $_i$ ,  $A_i$ > into CT;
  SH=SrcHc $_i$ ;
End
End
//面向目的端的  $(n,1)$  缩减, 同样判断是否  $P_{(n,1)}(t) \geq TP_{(n,1)}(t)$ 。
If (DA  $\in$  RT of  $j$ , say <DA, DestHc $_j$ , NextHop $_j$ >) then
  If (DestHc $_i$ +1 < DestHc $_j$ ) then
    Compute  $P_{(n,1)}(t)$ 
    If ( $P_{(n,1)}(t) \geq TP_{(n,1)}(t)$ ) then
      Replace <DA, DestHc $_j$ , NextHop $_j$ > with
      <DA, DestHc $_i$ +1,  $A_i$ >;
    End
  End
Else
  If (DA  $\in$  CT, say <DA, DestHc $_k$ ,  $A_k$ >) then
    If (DestHc $_i$ -DestHc $_k$ ) < 0 then
      Replace <DA, DestHc $_k$ ,  $A_k$ > with <DA,
      DestHc $_i$ ,  $A_i$ >;
      DH=DestHc $_i$ ;
    Else
      DH=DestHc $_k$ ;
    End
  End
Else
  Insert <DA, DestHc $_i$ ,  $A_i$ > into CT; DH=
  DestHc $_i$ ;
End
End
//  $(n,2)$  缩减: 在发现  $(n,2)$  缩减后, 计算  $(n,2)$  路径维持概
率  $P_{(n,2)}(t)$  并加入  $(n,2)$  压缩请求报文, 发送请求到  $A_i$  和
 $A_k$ 。节点  $i$  和  $k$  接收到请求后的处理略。
If ((SrcHc $_i$ +DestHc $_i$ )-(SH+DH)) > 2) then
  Compute  $P_{(n,2)}(t)$ ;
  Insert  $P_{(n,2)}(t)$  into  $(n,2)$  request packet;
  Send  $(n,2)$  request packet to  $A_i$  and  $A_k$ ;
End
```

NSP-PCA 的优点是可以动态地计算出压缩后路径的维持概率, 可适应不同移动性和规模的网络。在保持路径压缩有效性的前提下, 有效抑制短暂缩减和多次缩减的产生, 从而使路由的总体性能得以优化。

4 实验与分析

通过实验比较 NSP-PCA 与 SHORT^[4] 和 PCA^[5] 的性能差异。仿真平台为 JiST/SWANS^[11], 仿真场

景大小为 $1500 \times 1500 \text{ m}^2$, 节点传输半径为 250 m , 链路层协议为 802.11 DCF , 路由协议为 AODV 。平均每个节点每 5 s 发送一个数据包, 数据包大小默认为 100 byte 。节点移动模型为 RW 模型, 仿真时间为 3600 s , 所有数据均为5次仿真结果的平均值。 NSP-PCA 中 $(n,1)$ 路径和 $(n,2)$ 路径的维持概率阈值分别设为 0.7 和 0.5 。

图4是3种算法的短暂缩减(ES)和多次缩减(MS)次数比较。仿真中, 某节点发生 $(n,1)$ 或 $(n,2)$ 缩减后 20 s 内在该节点处发生断路被认为是短暂缩减, 某节点接收到 $(n,2)$ 缩减请求后 0.5 s 内再次接收到 $(n,2)$ 缩减请求被认为是多次缩减。仿真表明, 同等条件下 NSP-PCA 的 ES 和 MS 次数均低于 SHORT 和 PCA 。这是由于 NSP-PCA 基于路径维持概率动态决策压缩操作, 有效地排除了短暂缩减和多次缩减等非正常压缩, 从而保证了路径的稳定性和正常的压缩操作。

图5为不同协议的分组投递率比较。实验结果符合预期: AODV 的分组投递率要低于 SHORT , PCA 和 NSP-PCA , 这是长路径转发数据包的必然结果。 SHORT 和 PCA 由于短暂缩减和多次缩减问

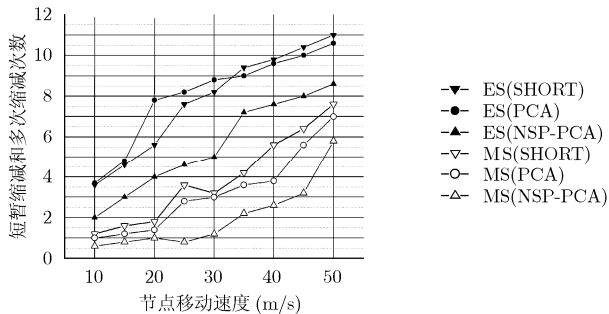


图4 ES与MS次数

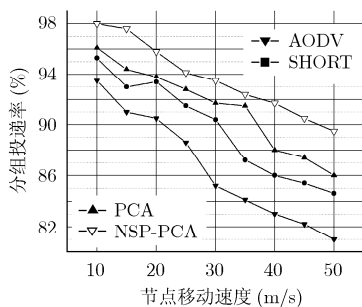


图5 分组投递率

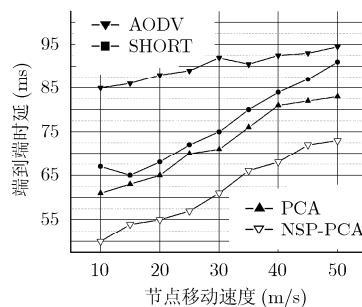


图6 平均端到端时延

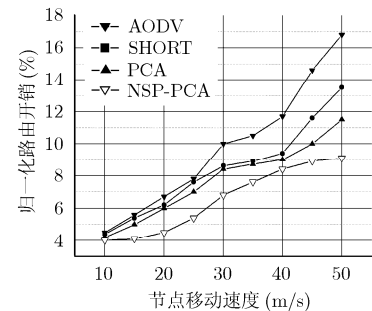


图7 归一化路由开销

题, 产生了较多的过期路由, 路由的稳定性低于 NSP-PCA 。而 NSP-PCA 通过抑制非正常压缩操作, 使得路由的平均生存时间高于 SHORT 和 PCA , 因此更多的数据分组被成功发送。

图6为不同协议的平均端到端时延比较。由于路径压缩算法可以有效减少路由跳数, 因此 SHORT , PCA 和 NSP-PCA 的平均端到端时延均少于没有路径压缩的 AODV 。 SHORT 和 PCA 由于短暂缩减和短暂缩减较多, 使得路径容易断开, 需要额外的时间重建路由, 这影响了它们的平均端到端时延。

图7为不同协议的归一化路由开销比较。这里的路由控制分组为 RREQ , RREP , RERR , Hello 消息和压缩请求报文(针对 SHORT , PCA 和 NSP-PCA)。拥有路径压缩机制的 SHORT , PCA 和 NSP-PCA 的归一化路由开销要低于 AODV 协议, 这是因为路径的缩短可以降低路径断开的风险, 使得重新寻找路由的几率降低。另外, NSP-PCA 的归一化路由开销要低于 SHORT 和 PCA , 这主要是因为 NSP-PCA 的路径维持率检测机制可以减少短暂缩减和多次缩减的数量, 较好地弥补了 SHORT 和 PCA 路径不稳定和路径易断开的缺点。

5 结论

造成现有路径压缩算法不稳定的主要因素是节点的移动性, 本文提出一种基于节点停留概率的路径压缩算法 NSP-PCA 。通过计算节点停留概率动态决策路径压缩操作, 降低了短暂缩减和多次缩减数量, 提高了路由稳定性。仿真实验证明了该算法的正确性和有效性。

参考文献

[1] Chakeres I and Perkins C. Dynamic MANET on-demand routing. Internet Draft, draft-ietf-manet-dymo-16.txt, IETF MANET Working Group, 2008 [EB/OL]. [http://](http://tools.ietf.org/html/draft-ietf-manet-dymo-16)

tools.ietf.org/html/draft-ietf-manet-dymo-16.

[2] 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. 软件学报, 2007, 18(3): 681-692.

Cai Yi-bing, Li Hai-bo, and Li Zhong-cheng, *et al.*. A method of selecting steady path based on neighbor change ratio in

- mobile Ad hoc networks [J]. *Journal of Software*, 2007, 18(3): 681-692.
- [3] Karim S, C'edric W, and Charles P. Analyzing path accumulation for route discovery in Ad hoc networks[C]. Proc of Wireless Communications and Networking Conference, IEEE, Hong Kong, China, 2007: 4377-4382.
- [4] Gui C and Mohapatra P. Short: Self-healing and optimizing routing techniques for mobile Ad hoc networks[C]. Proc of the 4th ACM International Symposium on Mobile Ad hoc Networking & Computing, Annapolis, MD, USA, 2003: 279-290.
- [5] Giruka V C, Singhal M, and Yarravarapu S P. A path compression technique for on-demand Ad hoc routing protocols[C]. Proc of IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems, Fort Lauderdale, USA, 2004: 144-153.
- [6] Jiao Xian-long and Wang Xiao-dong, *et al.* Neighbor-aware optimizing routing in wireless Ad hoc networks[C]. Proc of the 4th International Conference on Ubiquitous Intelligence and Computing, Hong Kong, China, 2007: 340-349.
- [7] 刘军, 郭伟, 肖百龙, 等. 移动自组网基于路径维持概率的按需路由协议. *软件学报*, 2007, 18(3): 693-701.
- Liu J, Guo W, and Xiao B L, *et al.* Path holding probability based Ad hoc on-demand routing protocol [J]. *Journal of Software*, 2007, 18(3): 693-701.
- [8] 徐佳, 李陟, 周曜, 等. 移动 Ad hoc 网络路径压缩技术研究与分析. *计算机科学*, 2008, 35(5): 73-77.
- Xu Jia, Li Zhi, and Zhou Yao, *et al.* Research and prospect of path compression techniques in mobile Ad hoc networks [J]. *Computer Science*, 2008, 35(5): 73-77.
- [9] Blough D M, Resta G, and Santi P. Analysis of Ad hoc networks: A statistical analysis of the long-run node spatial distribution in mobile Ad hoc networks[C]. Proc of the 5th ACM Int'l Workshop on Modeling Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems, Atlanta, Georgia, USA, 2002: 30-37.
- [10] McDonald A B and Znati T F. A mobility-based framework for adaptive clustering in wireless Ad hoc networks [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 1999, 17(8): 1466-1487.
- [11] JiST user guide and SWANS user guide [EB/OL]. <http://jist.ece.cornell.edu/docs.html>.
- 周 曜: 男, 1975 年生, 博士生, 研究方向为无线网络路由与安全.
- 徐 佳: 男, 1979 年生, 博士生, 研究方向为无线网络路由.
- 刘凤玉: 女, 1943 年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为网络性能和信息安全.