

面向分层移动 IPv6 网络的动态指针推进机制*

杨 怡^{1,2}, 董永强^{1,2+}

¹(东南大学 计算机网络和信息集成教育部重点实验室, 江苏 南京 210096)

²(东南大学 计算机科学与工程学院, 江苏 南京 210096)

Dynamic Pointer Forwarding Scheme for HMIPv6 Networks

YANG Yi^{1,2}, DONG Yong-Qiang^{1,2+}

¹(Key Laboratory of Computer Networks and Information Integration (Ministry of Education), Southeast University, Nanjing 210096, China)

²(School of Computer Science and Engineering, Southeast University, Jiangsu 210096, China)

+ Corresponding author: E-mail: dongyq@seu.edu.cn, http://seu.edu.cn

Yang Y, Dong YQ. Dynamic pointer forwarding scheme for HMIPv6 networks. *Journal of Software*, 2011, 22(1):164-176. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3743.htm>

Abstract: The recent pointer forwarding schemes for HMIPv6, without consideration of MAP's (mobile anchor point) coverage, may lead to high registration and packet delivery costs. A dynamic pointer forwarding scheme for HMIPv6 networks (DPF-HMIPv6) is proposed in this paper. The scheme allows mobile nodes to execute pointer forwarding schemes, dynamically, in accordance with MAP's coverage. The pointer forwarding scheme, based on the access router, is used on the condition that mobile node chooses an MAP with a coverage larger than a threshold to avoid frequent registration with MAP. Otherwise, the pointer forwarding scheme, based on MAP, is executed to avoid frequent registration with HA. The numerical simulation results show that this scheme settles the problems better than existing schemes and markedly reduces the cost of HMIPv6 networks.

Key words: hierarchical mobile IPv6; cost decreasing; point forwarding scheme; MAP (mobile anchor point) selection; session/ mobility ratio

摘 要: 基于指针推进机制的分层移动 IPv6 方案因未考虑移动锚点管理域的影响, 导致较高的注册和报文分发开销. 提出一种面向分层移动 IPv6 网络的动态指针推进机制(dynamic pointer forwarding scheme for HMIPv6 networks, 简称 DPF-HMIPv6), 移动节点可根据所选移动锚点的管理域大小, 动态调整指针推进机制. 若所选移动锚点的管理域大于特定阈值, 则移动节点通过在接入路由器间构建指针链来避免频繁地向移动锚点注册; 若所选移动锚点的管理域小于阈值, 则移动节点通过在移动锚点间构建指针链来避免频繁地向家乡代理注册. 数值分析和仿真实验的结果表明, 该方案能够有效解决现有方案存在的问题, 显著降低分层移动 IPv6 网络的开销.

关键词: 分层移动 IPv6 网络; 开销优化; 指针推进策略; 移动锚点选择; 会话移动比

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

* 基金项目: 国家自然科学基金(90604003, 60603067)

收稿时间: 2009-06-26; 定稿时间: 2009-10-10

在无线/移动网络中,为支持移动而产生的注册消息交互过程给网络带来了较大的传输压力,降低注册消息流量、简化交互过程一直是无线/移动网络研究中的热点问题.针对该问题,Internet Engineering Task Force 工作组在移动 IPv6 协议的基础上提出了分层移动 IPv6(hierarchical mobile IPv6,简称 HMIPv6)协议^[1].该协议通过引入移动锚点(mobile anchor point,简称 MAP)管理局部网络中的移动,显著降低了网络中注册消息的传输压力.但是,随着网络规模的扩大,分层移动 IPv6 网络中的注册消息流量仍十分可观.

为了进一步降低分层移动 IPv6 的注册消息流量,现有研究结合指针推进机制提出多种改进.如:在移动锚点间构建指针链^[2,3],降低移动节点和家乡代理间的注册消息流量;在接入路由器间构建指针链^[4],降低移动节点和移动锚点间的注册消息流量.这些方案有效地降低了网络中注册消息的传输压力,但也因指针链增加了数据报文的转发路径,而使得网络中数据报文的传输压力大为增加.为此,文献[2-4]分别通过注册开销、报文分发开销估算网络中注册消息、数据报文的传输压力,分析了会话移动比对开销的影响,但却忽略了另一个重要的因素——移动锚点管理域大小对开销的影响.

本文提出一种面向分层移动 IPv6 网络的动态指针推进机制(dynamic pointer forwarding scheme for HMIPv6 networks,简称 DPF-HMIPv6),移动节点可以根据所选移动锚点的管理域大小动态调整指针推进机制,从而避免现有指针推进机制中因未考虑移动锚点管理域的影响而导致的高开销问题.数值分析部分在开销估算的基础上分别从移动锚点层次对开销的影响、会话移动比对开销的影响、会话移动比对移动锚点管理域阈值 θ 的影响等方面进行了分析,证明了针对移动锚点的管理域大小动态调整指针推进机制的必要性,并对阈值 θ 的设置提出了建议.实验部分通过仿真实验将本方案与分层移动 IPv6 方案、基于接入路由器指针推进机制的分层移动 IPv6 改进方案、基于移动锚点指针推进机制的分层移动 IPv6 改进方案进行比较,结果表明,本方案的开销明显低于其他方案.

1 分层移动 IPv6 及指针推进机制相关研究

1.1 分层移动 IPv6 协议简介

在分层移动 IPv6 协议中(下文简称为 HMIPv6),当移动节点(mobile node,简称 MN)切换到新的子网时,可以根据接入路由器(access router,简称 AR)的周期性广播获得当前子网地址信息以及所有可用移动锚点信息;若当前子网仍位于原移动锚点的管理域内,即当前路由器广播中包含原移动锚点的信息,则执行域内切换,由 MN 根据当前子网地址前缀配置新的链路转交地址(link local care of address,简称 LCoA),并通过区域绑定更新消息(regional binding update,简称 RBU)将新 LCoA 注册到原移动锚点;否则,执行域间切换.MN 根据移动锚点选择算法从当前子网的可用锚点中选择一个锚点,并根据其地址前缀配置新区域转交地址(regional care of address,简称 RCoA)后,通过区域绑定更新 RBU 消息,将新 RCoA 和在当前子网中配置的 LCoA 注册到所选移动锚点,并在完成区域绑定更新后,通过绑定更新消息(binding update,简称 BU)将 RCoA 注册到家乡代理(home agent,简称 HA).当通信节点(correspondent node,简称 CN)向 MN 发送数据包时,报文首先被发至家乡代理,由家乡代理通过隧道转发至移动锚点,由移动锚点重新封装并通过隧道转发至 MN.

1.2 指针推进机制相关研究

指针推进机制最初用于降低 GSM,IS-41 等移动通信网络中的位置管理开销^[5,6],通过在访问位置寄存器 VLR(visitor location register)间构建指针链来避免频繁地更新归属位置寄存器 HLR(home location register).例如,当移动台沿着 $VLR_0, VLR_1, \dots, VLR_n$ 移动时,系统不更新 HLR,而只是产生指针链 $VLR_0 \rightarrow VLR_1 \rightarrow \dots \rightarrow VLR_n$.系统寻呼该移动台时,首先查找与其相关的 HLR,找出 HLR 所指向的最初的 VLR,然后沿着指针链找到移动台当前的 VLR,并在当前 VLR 对应的位置区内的所有小区中同步寻呼移动台.指针推进机制降低了位置更新开销,但同时也提高了位置查找开销,因此,比较适用于会话移动比 CMR(call mobility ratio)较小的情况.为了进一步降低移动 IP 网络开销,指针推进机制^[2-4]也被引入分层移动 IPv6 网络的研究中.

文献[2,3]提出一种基于移动锚点的指针推进机制,通过在移动锚点间构建指针链来避免频繁地向家乡代理注册地址.域间切换时,MN 仅需向原移动锚点注册新的区域转交地址,而不需要向家乡代理注册,从而构建由

原移动锚点指向当前移动锚点的指针.若 MN 先后经过 $MAP_1, MAP_2, \dots, MAP_n$, 则产生 $MAP_1 \rightarrow MAP_2 \rightarrow \dots \rightarrow MAP_n$ 的指针链.由于分层移动 IPv6 网络通常是以层次化的树形结构部署,移动锚点的管理域越小,移动节点和移动锚点间的距离就越近,反之则越远.因此,对于管理域较小的移动锚点而言,由于 MN 和原移动锚点间的距离通常远小于 MN 和家乡代理间的距离,且域间切换的频率相对较高,该机制能够明显降低网络中的注册开销;但对于管理域较大的移动锚点而言,由于 MN 和移动锚点间的距离通常较远,且域间切换的频率相对较低,此时,该机制不仅不能明显降低注册开销,反而可能因报文分发开销的增加,而使网络的总开销增大.

文献[4]提出一种基于接入路由器的指针推进机制,通过在接入路由器间构建指针链来避免频繁地向移动锚点注册地址.域内切换时, MN 仅需向原接入路由器注册新的链路转交地址,而无需向移动锚点注册,从而构建由原接入路由器指向当前接入路由器的指针.若在同一移动锚点管理域中, MN 先后经过 AR_1, AR_2, \dots, AR_m , 则产生 $AR_1 \rightarrow AR_2 \rightarrow \dots \rightarrow AR_m$ 的指针链.对管理域较大的移动锚点而言,由于移动节点到原接入路由器的距离明显小于到移动锚点的距离,因此该机制能够明显降低网络中的注册开销;但对于管理域较小的移动锚点而言,由于移动节点和移动锚点的距离通常较小,因此注册开销降低得并不明显,反而可能因报文分发开销而使总开销增大.

如上所述,现有的基于指针推进机制的分层移动 IPv6 改进方案通常只适合于特定大小的移动锚点,而在其他情况下可能使总开销增大,这显然不能满足拓扑动态变化的分层移动 IPv6 网络的需求.在分层移动 IPv6 网络中,移动锚点管理域的大小不仅与移动锚点的部署结构有关,还与移动锚点选择算法密切相关.例如,在基于速度的移动锚点选择算法中,若节点的速度发生改变,则其所选移动锚点也随之改变.因此,本文提出一种改进方案,可以根据所选移动锚点管理域的大小动态调整指针推进机制,以进一步降低网络开销.

2 一种面向分层移动 IPv6 网络的动态指针推进机制

针对现有指针推进机制中存在的问题,本文提出一种面向分层移动 IPv6 网络的动态指针推进机制,简称 DPF-HMIPv6 方案.在本方案中,若所选移动锚点的管理域大于或等于特定阈值,则移动节点通过在接入路由器间构建指针链来避免频繁地向移动锚点注册.即,采用基于接入路由器的指针推进(AR-based pointer forwarding, 简称 APF)机制,其切换过程可简称为 APF 切换;若所选移动锚点的管理域小于阈值,则移动节点通过在移动锚点间构建指针链来避免频繁地向家乡代理注册.即,采用基于移动锚点的指针推进(MAP-based pointer forwarding, 简称 MPF)机制,其过程可简称为 MPF 切换.方案的具体描述如下.

2.1 DPF-HMIPv6 切换流程

DPF-HMIPv6 方案的切换流程如图 1 所示.

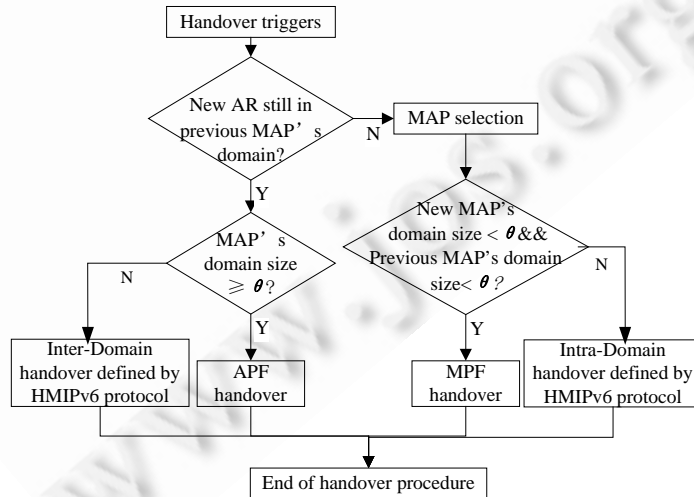


Fig.1 Handover procedure of DPF-HMIPv6

图 1 DPF-HMIPv6 方案切换流程

当移动节点切换到新子网时,首先根据路由器广播判断是否仍在原移动锚点管理域中;若仍在原移动锚点管理域中,且管理域大于或等于阈值 θ ,则执行 APF 切换过程,以降低域内切换的注册消息流量;若仍在原移动锚点管理域中,但管理域小于阈值 θ ,则执行分层移动 IPv6 域内切换过程;若移动节点已离开原移动锚点,则通过移动锚点选择算法,从当前可用移动锚点中选择新的移动锚点;若新的移动锚点和原移动锚点的管理域均小于阈值 θ ,则执行 MPF 切换过程,以降低域间切换的注册消息流量;否则,执行分层移动 IPv6 域间切换。

2.1.1 APF 切换

若移动锚点的管理域大于或等于阈值 θ ,则在进行域内切换时,移动节点执行 APF 切换过程,在接入路由器间构建指针链.为了构建指针链,每个接入路由器均维护着指针表(AR-based point table,简称 APT),其表项由两部分组成:*HoA*,*Next-LCoA*.其中,*HoA* 保存着移动节点的家乡地址;*Next-LCoA* 保存移动节点的下一跳链路转交地址,即移动节点由当前子网切换到另一子网时获得的链路转交地址,初始值为 *NULL*.

APF 切换过程如图 2 所示,当 MN 由 AR_1 切换到 AR_2 时,MN 发送 ABU 消息给原接入路由器 AR_1 ,从而将新的链路转交地址 *LCoA 2* 注册到 AR_1 ; AR_2 转发 ABU 消息的同时,在本地的指针表中为 MN 构建指针项,其中, *Next-LCoA* 的值为 *NULL*;收到 ABU 消息后, AR_1 根据消息中封装的家乡地址查找 APT 指针表,若存在 MN 的指针项,则将 *Next-LCoA* 的值改为新的链路转交地址 *LCoA 2*;若不存在,则创建 MN 指针项.其中,ABU 消息是通过添加 A 标志位对 BU^[1]消息的扩展.

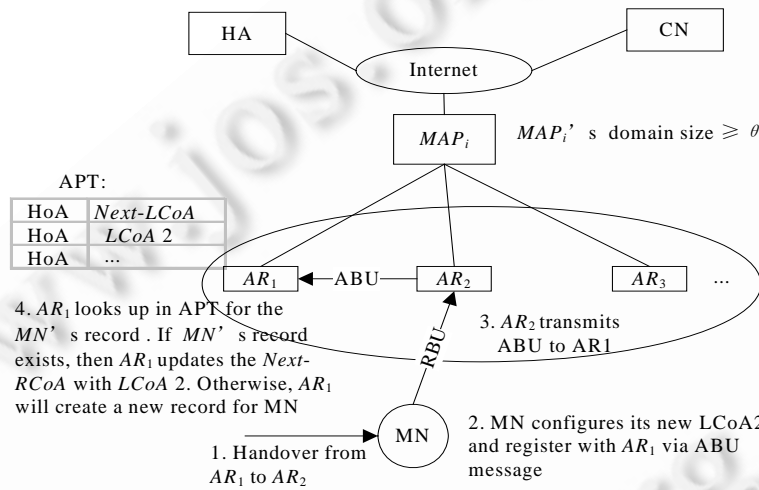


Fig.2 APF handover procedure
图 2 APF 切换过程

完成上述过程后, AR_1 的 APT 指针表中就建立了 MN 的指针项,其 *Next-LCoA* 指向 MN 的当前链路转交地址.若 MN 再次切换到 AR_3 ,则一条由 $AR_1 \rightarrow AR_2 \rightarrow AR_3$ 的 APT 指针链就构成了.同时,移动节点通过维护变量 l_a 来保存其 APT 指针链长度,每完成一次,ABU 就对 l_a 加 1,域间切换时,则将该变量复位为 0.

2.1.2 MPF 切换

在进行域间切换时,若当前移动锚点和原移动锚点的管理域均小于阈值 θ ,则移动节点执行 MPF 切换,在移动锚点间构建指针链.为构建指针链,每个移动锚点均需维护一个指针表(MAP-based point table,简称 MPT),其表项由两部分组成:*HoA*,*Next-RCoA*.其中,*HoA* 保存着移动节点的家乡地址;*Next-RCoA* 保存移动节点的下一跳区域转交地址,即移动节点由当前移动锚点切换到下一移动锚点时获得的区域转交地址,初始值为 *NULL*.

MPF 切换过程如图 3 所示,当 MN 由原移动锚点 MAP_{i-1} 切换到新的移动锚点 MAP_i 时,MN 首先通过区域绑定更新消息 RBU 将新的区域转交地址 *RCoA_i* 和链路转交地址 *LCoA_i* 注册到 MAP_i ,并由 MAP_i 在其 MPF 指针表为 MN 添加指针项.其中,*Next-RCoA* 的值为 *NULL*;随后,MN 通过 MBU 消息将新的区域转交地址 *RCoA_i* 注册

到 MAP_{i-1} ; 收到 MBU 消息后, MAP_{i-1} 根据 MBU 中封装的 MN 家乡地址查找 MPT 指针表, 若存在 MN 指针项, 则修改其 *Next-RCoA* 值为 *RCoA*₁, 否则, 为 MN 创建指针项. 其中, MBU 消息是通过添加 *M* 标志位对 BU^[1] 消息的扩展.

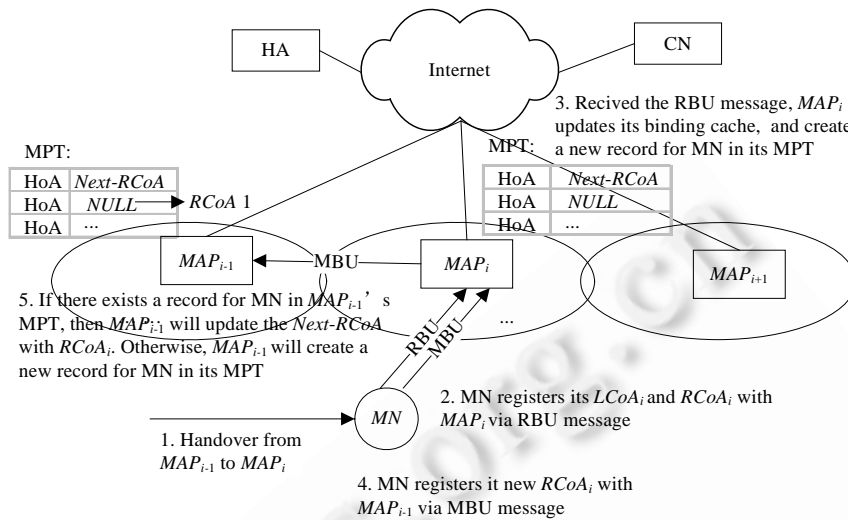


Fig.3 MPF handover procedure

图3 MPF 切换过程

完成上述过程后, MAP_{i-1} 的 MPF 指针表中就建立了指向 MN 当前区域转交地址 *RCoA*_i 的指针项. 若随后 MN 从 MAP_i 切换到 MAP_{i+1} , 且 MAP_{i+1} 管理域 $< \theta$, 则一条由 $MAP_{i-1} \rightarrow MAP_{i+1} \rightarrow MAP_{i+1}$ 的 MPT 指针链就构成了. 同时, 移动节点通过维护变量 l_m 来保存 MPT 指针链长度, 每完成一次, MBU 就对 l_m 加 1; 若移动锚点的管理域 $> \theta$, 则将 l_m 复位为 0.

2.2 报文分发过程

经历上述切换过程后, 若移动节点的当前移动锚点管理域 $\geq \theta$, 则家乡代理中所注册的区域转交地址必定为移动节点的当前区域转交地址; 但移动锚点中所注册的链路转交地址却不一定为当前链路转交地址, 而是其 APT 指针链的链首地址, 即 MN 最近一次向移动锚点注册的链路转交地址. 当数据报文通过家乡代理转发到移动锚点时, 首先根据绑定缓存找到 APT 指针链的链首接入路由器, 然后沿 APT 指针链将报文转发到 MN 的当前接入路由器, 并直接投递. 为降低报文分发开销, 若收到新会话的数据报文时 l_a 不为 0, 则 MN 立即将当前链路转交地址注册到移动锚点, 并将 l_a 复位为 0.

若移动节点的当前锚点管理域 $< \theta$, 则当前移动锚点中所注册的链路转交地址必定为 MN 的当前链路转交地址; 但家乡代理中所注册的区域转交地址却不一定为 MN 的当前区域转交地址, 而是其 MPT 指针链的链首地址, 即移动节点最近一次向家乡代理注册的区域转交地址. 当数据报文通过家乡代理转发时, 首先根据其绑定缓存找出 MPT 指针链的首个移动锚点, 然后沿 MPT 指针链将报文转发到 MN 的当前移动锚点, 并由其当前移动锚点直接投递. 为降低报文分发开销, 若收到新会话的数据报文时 l_m 不为 0, 则 MN 立即将当前区域转交地址注册到家乡代理, 并将 l_m 复位为 0.

3 开销估算

本文分别以注册开销、报文分发开销来估算网络中的注册消息、数据报文所带来的传输压力, 并提出计算模型对 HMIPv6 方案、DPF-HMIPv6 方案的开销进行估算. 为了便于分析, 本文在开销估算中使用了以下符号: 以 $B_{X,Y}$ 表示移动设备 X 与 Y 之间注册消息的平均传输开销, 以 B_X 表示移动设备 X 对注册消息的平均处理开销,

以 $P_{X,Y}$ 表示报文在移动设备 X 和 Y 之间的平均传输开销,以 P_X 表示报文在移动设备 X 处的平均处理开销.其中, $B_{X,Y}, P_{X,Y}$ 与传输路径长度相关, $B_{X,Y} = \rho * L_{X,Y}, P_{X,Y} = \varphi * L_{X,Y}$, ρ 和 φ 分别为注册消息和数据报文的一跳传输开销.考虑到无线链路的传输开销大于有线链路,因此,以 $v * \rho$ 和 $v * \varphi$ 分别表示注册消息和数据报文在无线链路的一跳传输开销.

3.1 模型假设

假设分层移动 IPv6 网络模型按照如图 4 所示的二叉树结构部署,每个接入路由器上共有 n 个可用移动锚点,若按照移动锚点到接入路由器的距离从近到远排序,则距离接入路由器最远的移动锚点以 MAP_n 表示,距离最近的移动锚点以 MAP_1 表示,依此类推;其次,假设父节点 $MAP_i(1 < i < n)$ 的管理域中包括其子节点 MAP_{i-1} 的管理域,而 MAP_1 的管理域中包括与其直接向邻的 AR 子网,则 MAP_i 的管理域中共包括 $n_{AR} = 2^i$ 个子网.另外,设 MAP_i 为其管理域的网关路由器,且相邻移动移动设备间的距离均为 1 跳,则相邻接入路由器间距离 $L_{AR-AR} = 1$,相邻移动锚点间的距离 $L_{MAP_i-MAP_{i-1}} = 1$,接入路由器与移动锚点间的距离 $L_{AR-MAP_i} = i$,接入路由器与家乡代理间的距离 $L_{AR-HA} = L_{AR-MAP_i} + L_{MAP_i-HA}$.

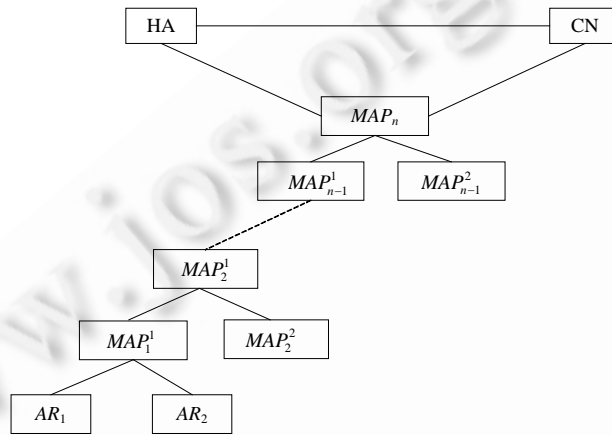


Fig.4 HMIPv6 network model
图 4 分层移动 IPv6 网络模型

参考文献[4],若移动节点在子网间的切换过程服从参数为 μ 的泊松分布,在移动锚点管理域间的切换过程服从参数为 μ_M 的泊松分布,则可近似有 $\mu_M = \mu/n^{1/2}$,其中 n 为移动锚点管理域中的子网个数.根据上述研究,假设移动节点在本模型中的会话到达过程服从参数为 λ 的泊松过程,在子网间的切换过程服从参数为 μ 的泊松过程,在 MAP_i 管理域间的切换过程服从参数为 μ_i 的泊松过程,则 $\mu_i = \mu/(n_{AR})^{1/2} = \mu \times 2^{-i/2}$.在相邻两次会话之间,即上次会话结束到新会话开始之前这段时间,域间切换的平均次数 $E(n_{inter})$ 、域内切换平均的次数 $E(n_{intra})$ 可计算如下:

$$E(n_{inter}) = \mu_i / \lambda = \mu / \lambda \times 2^{-i/2} \tag{1}$$

$$E(n_{intra}) = \mu / \lambda - \mu_i / \lambda = \mu / \lambda \times (1 - 2^{-i/2}) \tag{2}$$

3.2 HMIPv6方案的开销

当移动节点选择 MAP_i 作为当前移动锚点时, HMIPv6 方案注册消息主要来自以下过程:域内切换时,移动节点仅需向 MAP_i 注册新的链路转交地址;域间切换时,移动节点不仅需要向 MAP_i 注册新的区域转交地址和链路转交地址,还要向家乡代理注册新的区域转交地址.那么,相邻两次会话间移动节点的平均注册开销 B_{HMIPv6} 可计算如下:

$$B_{HMIPv6} = (B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-MAP_i} \times 2 + B_{MAP_i} + B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-HA} \times 2 + B_{HA}) \times E(n_{inter}) + (B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-MAP_i} \times 2 + B_{MAP_i}) \times E(n_{intra}) \tag{3}$$

当通信节点向移动节点发起新的会话时,数据报文首先被发送至家乡代理,由家乡代理通过隧道转发至 MAP_i ,并由 MAP_i 重新封装后转发到移动节点.设会话中的报文数为 n_{data} ,则平均报文分发开销 P_{HMIPv6} 计算如下:

$$P_{HMIPv6} = (P_{CN-HA} + P_{HA} + P_{MAP_i-HA} + P_{MAP_i} + P_{AR-MAP_i} + P_{MN-AR}) \times E(n_{data}) \quad (4)$$

则 HMIPv6 方案的平均注册开销 B_{HMIPv6} 、平均报文分发开销 P_{HMIPv6} 均可表示为由参数 λ, μ, i 构成的表达式.

3.3 DPF-HMIPv6方案的开销

在 DPF-HMIPv6 方案中,移动节点根据其所选移动锚点的管理域大小分别执行不同的切换及报文分发过程,其开销计算如下.

3.3.1 移动锚点的管理域大于 θ

若所选移动锚点 MAP_i 的管理域大于 θ ,则移动节点的注册消息主要来自以下过程:域间切换时,移动节点首先向 MAP_i 注册新的区域转交地址和链路转交地址,随后向家乡代理注册新的区域转交地址;域内切换时,移动节点仅向原接入路由器 PAR 注册新的链路转交地址;当移动节点收到新会话的数据报文后,若 APT 指针链长度 l_a 大于 0,则移动节点立即向 MAP_i 注册当前链路转交地址,以缩短后续报文的转发路径,优化路由.那么,相邻两次会话间移动节点的平均注册开销 $B_{cov>\theta}$ 计算如下:

$$B_{cov>\theta} = (B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-MAP_i} \times 2 + B_{MAP_i} + B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-HA} \times 2 + B_{HA}) \times E(n_{inter}) + (B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-PAR} \times 2 + B_{PAR}) \times E(n_{intra}) + (B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-MAP_i} \times 2 + B_{MAP_i}) \times E(f(l_a)) \quad (5)$$

其中,函数 $f(x)$ 的定义如下: $x>0, f(x)=1; x=0, f(x)=0, x$ 为自然数,则 $E(f(l_a))$ 为 APT 指针链长度大于 0 的概率.

当通信节点向移动节点发起新的会话时,数据报文首先通过家乡代理转发至 MAP_i ,并由 MAP_i 重新封装后,转发至 APT 指针链的首个接入路由器;随后,需经 l_a 次接入路由器转发才能将报文投递到当前接入路由器,并直接转发到移动节点;移动节点收到新会话的首个数据报文后,立即向 MAP_i 注册其当前链路转交地址以优化路由,使得后续报文被 MAP_i 直接转发到当前接入路由器.设会话中的报文数为 n_{data} ,在优化路由前投递的报文比例为 α ,则平均报文分发开销 $P_{cov>\theta}$ 计算如下:

$$P_{cov>\theta} = (P_{CN-HA} + P_{HA} + P_{MAP_i-HA} + P_{MAP_i} + P_{AR-MAP_i} + P_{MN-AR} + (P_{AR-PAR} + P_{PAR}) \times E(l_a)) \times \alpha \times E(n_{data}) + (P_{CN-HA} + P_{HA} + P_{MAP_i-HA} + P_{MAP_i} + P_{AR-MAP_i} + P_{MN-AR}) \times (1-\alpha) \times E(n_{data}) \quad (6)$$

其中, $E(f(l_a)) = \mu / (\lambda + \mu) - \lambda \times \mu_i / (\lambda + \mu_i)$, $E(l_a) = \lambda \mu / (\lambda + \mu_i)^2 + \mu^2 \times \mu_i^2 / (\lambda \times (\lambda + \mu) \times (\lambda + \mu_i)^2)$,其推导过程见附录 1.

那么, $B_{cov>\theta}, P_{cov>\theta}$ 均可表示为由参数 λ, μ, i 构成的表达式.

3.3.2 移动锚点的管理域小于 θ

若所选移动锚点 MAP_i 的管理域小于 θ ,则移动节点的注册消息主要来自以下过程:域间切换时,移动节点首先向 MAP_i 注册新的区域转交地址和链路转交地址,随后向原移动锚点 $PMAP_i$ 注册新区域转交地址;域内切换时,移动节点仅向 MAP_i 注册新链路转交地址;当收到新会话的数据报文后,若 MPT 指针链长度 l_m 大于 0,则移动节点立即向家乡代理注册当前区域转交地址,以缩短后续报文的转发路径,优化路由.那么,相邻两次会话间移动节点的平均注册开销 $B_{cov<\theta}$ 计算如下:

$$B_{cov<\theta} = (B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-MAP_i} \times 2 + B_{MAP_i} + B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-MAP_i} \times 2 + B_{MAP_i-MAP_i} \times 2 + B_{PMAP_i}) \times E(n_{inter}) + (B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-MAP_i} \times 2 + B_{MAP_i}) \times E(n_{intra}) + (B_{MN-AR} \times 2 + B_{AR-HA} \times 2 + B_{HA}) \times E(f(l_m)) \quad (7)$$

其中,函数 $f(x)$ 的定义同上,则 $E(f(l_m))$ 为 MPT 指针链长度大于 0 的概率.

当通信节点向移动节点发起新会话时,数据报文首先被发送至家乡代理,由家乡代理转发到 MPT 指针链上的首个移动锚点;随后沿指针链,经过 l_m 次移动锚点转发,到达移动节点的当前移动锚点,并由当前移动锚点重新封装并发送到移动节点;当移动节点收到新会话的首个数据报文时,立即向家乡代理注册其当前区域转交地址以优化路由,使得后续报文能够被家乡代理直接投递到当前移动锚点.设会话中的报文数为 n_{data} ,路由优化前投递的报文比例为 β ,则平均报文分发开销 $P_{cov<\theta}$ 计算如下:

$$P_{cov<\theta} = (P_{CN-HA} + P_{HA} + P_{MAP_i-HA} + P_{MAP_i} + P_{AR-MAP_i} + P_{MN-AR} + (P_{MAP_i-MAP_i} + P_{PMAP_i}) \times E(l_m)) \times \beta \times E(n_{data}) + (P_{CN-HA} + P_{HA} + P_{MAP_i-HA} + P_{MAP_i} + P_{AR-MAP_i} + P_{MN-AR}) \times (1-\beta) \times E(n_{data}) \quad (8)$$

其中, $E(f(l_m)) = \mu_i / (\lambda + \mu_i)$, $E(l_m) = \mu_i / \lambda$, 其推导过程见附录 1. 那么, $B_{cov < \theta}$, $P_{cov < \theta}$ 均可表示为由参数 λ, μ, i 构成的表达式.

4 数值分析

在开销估算的基础上, 本节对 HMIPv6 方案、DPF-HMIPv6 方案的开销进行比较, 分析了移动锚点层次对开销的影响、会话移动比对开销的影响、会话移动比对移动锚点管理域阈值 θ 的影响. 其中, DPF-HMIPv6 方案的开销分为两种情况: 所选移动锚点 MAP_i 的管理域大于或等于 θ (DPF-HMIPv6, $cov \geq \theta$) 时的开销, 所选移动锚点 MAP_i 的管理域小于 θ (DPF-HMIPv6, $cov < \theta$) 时的开销, 正如本文的开销估算部分所示.

主要参数的设置参见表 1, 由于 IP 报文的 TTL 通常设置为 32, 因此两个移动设备间的传输路径需小于 32, 本文设置 $L_{HA-AR} = 20$, $L_{HA-CN} = 10$; 设注册消息和数据报文在有线链路的一跳传输开销均为 1, 即 $\rho = \varphi = 1$, 而无线链路的一跳传输开销为有线链路的两倍^[7], 即 $\nu = 2$; 设注册消息和数据报文在家乡代理和移动锚点上的处理开销均为 1, 考虑到接入路由器的注册开销必然小于移动锚点的注册开销, 因此, 设置 $B_{PAR} < B_{MAP_i}$, $P_{PAR} < P_{MAP_i}$; 而报文数量 n_{data} 和 α 的设置可参考文献[4]. 同时, 考虑到移动节点向家乡代理注册的延迟大于移动节点向移动锚点注册的延迟, 因此, 设置 $\beta > \alpha$.

Table 1 Analysis parameters

表 1 参数设置

L_{HA-CN}	L_{HA-AR}	ρ	φ	ν	B_{HA}	B_{MAP_i}	B_{PMAP_i}	B_{PAR}	P_{HA}	P_{MAP_i}	P_{PMAP_i}	P_{PAR}	α	β	n_{data}
10	20	1	1	2	1	1	1	0.5	1	1	1	0.5	0.1	0.2	30

4.1 移动锚点层次对开销的影响

由于指针推进机制主要适用于会话移动比较小 ($SMR, \lambda/\mu$) 的情况^[2-4], 本文以 $\lambda=0.03, \mu=0.3$ 的移动节点为例, 比较了 HMIPv6 方案、DPF-HMIPv6 方案中移动锚点层次 i 与移动节点的注册开销、报文分发开销、总开销的关系曲线, 分别如图 5(a)~图 5(c) 所示.

比较图 5(a)~图 5(c) 可以发现, 虽然移动锚点管理域大于或等于阈值 θ 时, DPF-HMIPv6 方案明显降低了 HMIPv6 方案的注册开销, 但同时也增加了报文分发开销; 且 i 越小, 其注册开销与 HMIPv6 方案越接近; 当 i 小于一定值时, 该方案所增加的报文分发开销甚至超过其可降低的注册开销, 此时, 该方案的总开销甚至高于 HMIPv6 方案. 由于当移动锚点管理域大于或等于阈值 θ 时, DPF-HMIPv6 方案主要采用基于接入路由器的指针推进机制来降低注册开销, 因此证明了基于接入路由器的指针推进机制不太适合移动锚点层次 i 较小的情况, 即移动锚点管理域较小的情况. 此时, 不仅不能明显降低注册开销, 反而可能因报文分发开销的增加而使总开销高于 HMIPv6 方案.

另外, 当移动锚点管理域小于阈值 θ 时, 虽然 DPF-HMIPv6 方案也降低了 HMIPv6 方案的注册开销, 但 i 越大, 其注册开销越接近 HMIPv6 方案; 当 i 达到一定值, 使移动节点的域间切换频率接近会话频率时, 移动节点的路由优化过程使 DPF-HMIPv6 方案的注册开销甚至高于 HMIPv6 方案; 且此时, DPF-HMIPv6 方案的报文分发开销也高于 HMIPv6 方案. 当 i 大于某个值时, 该方案所增加的报文分发开销超过其可降低的注册开销. 此时, 其总开销甚至高于 HMIPv6 方案. 由于当移动锚点管理域小于阈值 θ 时, DPF-HMIPv6 方案主要采用基于接入移动锚点的指针推进机制来降低注册开销, 因此证明了基于移动锚点的指针推进机制不太适合移动锚点层次 i 较大的情况, 即移动锚点管理域较大的情况. 此时, 不仅不能明显降低注册开销, 反而可能因报文分发开销的增加而使总开销高于 HMIPv6 方案.

比较图 5(c) 中的 3 条曲线可以发现: 若调整 θ , 使得当 $n_{AR} = 2^i < \theta$ 时, DPF-HMIPv6 方案中移动锚点管理域小于阈值 θ 时的总开销小于移动锚点管理域大于阈值 θ 时的总开销; 而当 $n_{AR} = 2^i \geq \theta$ 时, 则恰好相反.

即, 调整 θ 使 DPF-HMIPv6 方案的总开销为两种情况下的最小值, 则对于任意 i , DPF-HMIPv6 方案均能最大程度地降低 HMIPv6 方案的总开销.

上述数据指出了现有指针推进机制因缺乏对移动锚点管理域大小的考虑而可能带来的高开销问题, 验证

了针对移动锚点管理域的大小,动态调整指针推进机制的必要性.本文所提出的 DPF-HMIPv6 方案通过移动锚点管理域阈值动态调整指针推进机制,能够较好地解决上述问题,最大程度地降低 HMIPv6 方案的总开销.

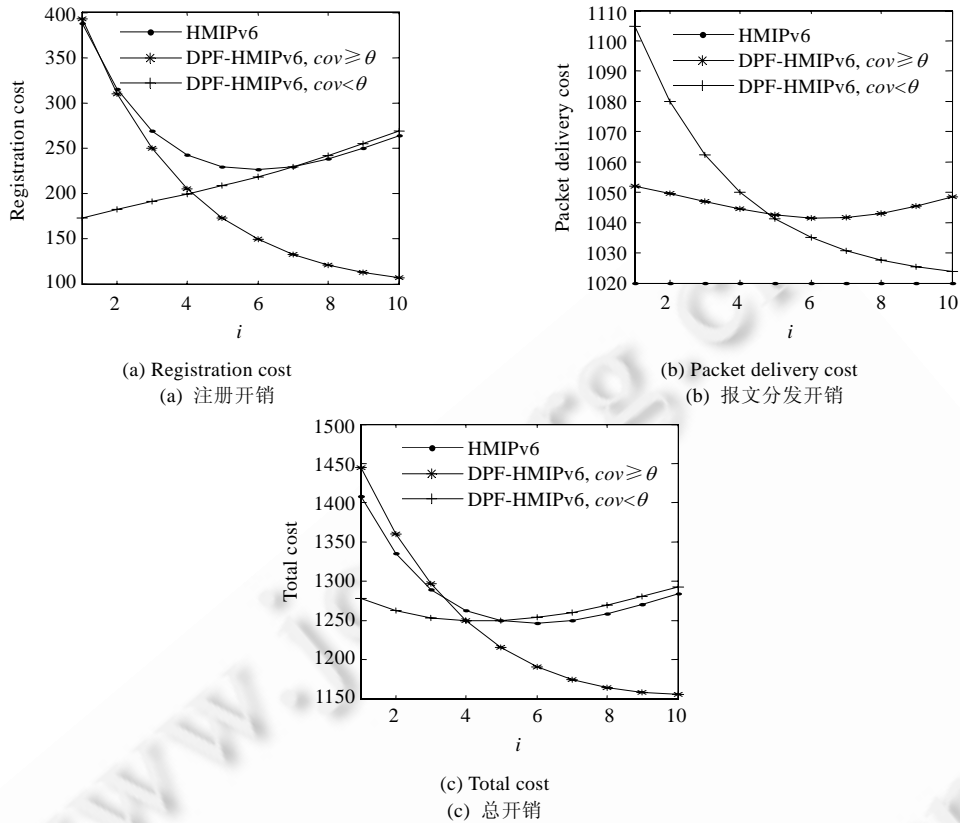


Fig.5 Relationship between MAP level (i) and cost

图 5 移动锚点层次 i 与开销的关系曲线

4.2 会话移动比对开销的影响

图 6(a)、图 6(b)分别以 $i=3, i=5$ 为例分析了会话移动比($SMR, \lambda/\mu$)对开销的影响.为了便于分析,图中显示的开销均为相对于分层移动 IPv6 的相对开销, $\lambda=0.03$.

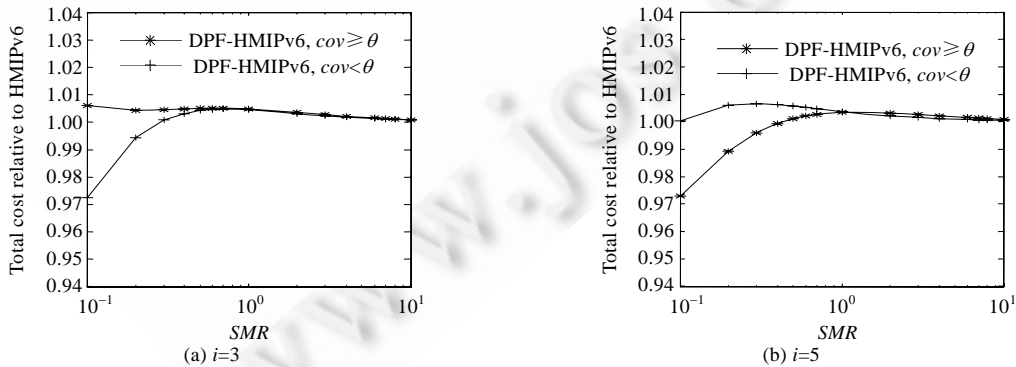


Fig.6 Relationship between session/mobility ratio ($SMR, \lambda/\mu$) and relative total cost

图 6 会话移动比($SMR, \lambda/\mu$)与相对开销的关系曲线

从图中可以看出,在 DPF-HMIPv6 方案中,两种情况下的相对开销均随着 SMR 的增加逐渐增大.这是由于,DPF-HMIPv6 方案虽然降低了 HMIPv6 方案中的注册开销,但同时也增加了报文分发开销,随着 SMR 的增加,报文分发开销在总开销中所占的比例越来越大,因此,DPF-HMIPv6 方案的开销相对于 HMIPv6 方案越来越高.当 SMR 大于 1 时,其总开销甚至高于 HMIPv6 方案.这也说明了指针推进机制比较适合于 SMR 小于 1 的情况.

4.3 会话移动比对阈值 θ 的影响

在图 5(c)中,当 $i \leq 4$ 时,“DPF-HMIPv6, $cov < \theta$ ”的总开销小于“DPF-HMIPv6, $cov \geq \theta$ ”,而当 $i > 4$ 时,“DPF-HMIPv6, $cov < \theta$ ”的总开销则大于“DPF-HMIPv6, $cov \geq \theta$ ”,为了使 DPF-HMIPv6 的总开销最小,移动节点 ($\lambda=0.03, \mu=0.3$) 的阈值 θ 可为 $(2^4, 2^5)$ 中的任一值.为了便于分析,本文令 θ 为其取值区间的整数下限,则移动节点 ($\lambda=0.03, \mu=0.3$) 的阈值 $\theta=2^4+1=17$.于是,当 $\lambda=0.03$ 时,会话移动比 ($SMR, \lambda/\mu$) 对阈值 θ 的影响如图 7 所示,阈值 θ 随 SMR 的增大不断降低.

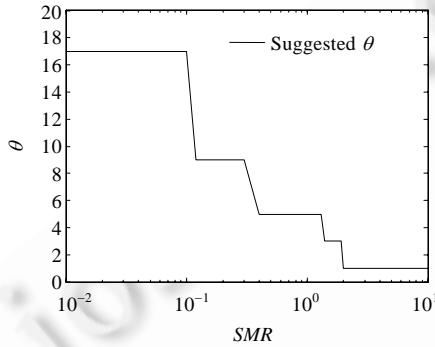


Fig.7 Effect of SMR on the threshold θ

图 7 会话移动比 ($SMR, \lambda/\mu$) 对阈值 θ 的影响

5 仿真实验

本节采用离散事件模拟器 NS2 对分层移动 IPv6 方案(HMIPv6)、基于移动锚点指针推进策略的分层移动 IPv6 改进方案(MPF-HMIPv6)、基于接入路由器指针推进策略的分层移动 IPv6 改进方案(APF-HMIPv6)、DPF-HMIPv6 方案(DPF-HMIPv6)进行模拟,并比较各个方案的注册消息流量.其中,各方案均采用基于速度的移动锚点选择算法^[8].本实验中的源码采用 ns2-allinone-2.26 版本,以扩展模块实现基本的分层移动 IPv6 网络功能.同时,为接入路由器和移动锚点分别加载指针表,并在 MIP 绑定更新消息的基础上扩展 ABU 和 MBU 消息.

为了与数值分析部分的结论作对比,实验部分在 720m×720m 的无线覆盖域中部署 8×8 个接入路由器 (access router,简称 AR),每个 AR 无线信号覆盖半径为 50m,并按照图 4 所示的结构,通过有线链路在该区域上部部署了 5 层移动锚点.节点的移动模型服从简化的 Random waypoint model^[9],即若 MN 当前位置(current point)为 (x,y),则可沿直线匀速移动到任意相邻位置(next point),相邻位置包括(x+90,y),(x-90,y),(x,y+90),(x,y-90).当 MN 到达下一位置后等待一段时间,以使得切换时间间隔服从指数分布.实验中编写了专门的程序,为各个节点生成符合上述移动模型的场景,初始位置随机产生.在仿真环境中共部署 5 组、每组 20 个节点,每组节点的会话频率相同,但切换频率不同,其参数设置见表 2.由于采用基于速度的移动锚点选择算法,因此各组移动节点根据其切换频率 μ 的大小,分别与不同层次移动锚点绑定.如:第 I 组节点 μ 最大,选择 MAP_5 为其移动锚点;第 II 组节点次之,选择 MAP_4 为其移动锚点;以此类推.各个方案的仿真时间均为 1 000.

Table 2 Parameters of MNs

表 2 移动节点参数设置

	I	II	III	IV	V
μ	0.3	0.15	0.1	0.075	0.06
λ	0.03	0.03	0.03	0.03	0.03
SMR	0.1	0.2	0.3	0.4	0.5

各种方案的开销比较见表 3,其中,注册消息和数据报文的传输开销、处理开销均根据数值分析部分的参数进行计算.对比各组节点的开销,随着移动频率 μ 的降低,APF-HMIPv6 方案的开销与 HMIPv6 方案的开销越来越接近,第 III 组~第 V 组节点的开销甚至高于 HMIPv6 方案;随着 μ 的升高,MPF-HMIPv6 方案的开销与 HMIPv6 方案的开销越来越接近,第 I 组、第 II 组节点的开销甚至高于 HMIPv6 方案;而在 DPF-HMIPv6 方案中,各组移动节点的开销均明显低于 HMIPv6 方案,这也使得 DPF-HMIPv6 方案的总开销明显低于前 3 种方案.

Table 3 Simulation result of each scheme

表 3 各种方案的开销比较

	I	II	III	IV	V	Total cost
HMIPv6	749 730	684 750	665 820	659 250	658 584	3 418 134
APF-HMIPv6	725 955	681 476	668 219	663 468	662 884	3 402 002
MPF-HMIPv6	750 004	686 250	666 284	657 750	654 035	3 414 323
DPF-HMIPv6	725 934	681 496	666 144	657 520	655 000	3 386 094

图 8 将仿真实验的结果与开销估算的结果进行对比,图 8(a)为仿真实验中每组节点的总开销随 SMR 的变化曲线,图 8(b)为开销估算中节点的平均开销随 SMR 的变化曲线.可以看出,仿真实验的结果与开销估算的结果基本一致,DPF-HMIPv6 方案有效地解决了 APF-HMIPv6 方案和 MPF-HMIPv6 方案存在的高开销问题,进一步降低了分层移动 IPv6 网络的开销.

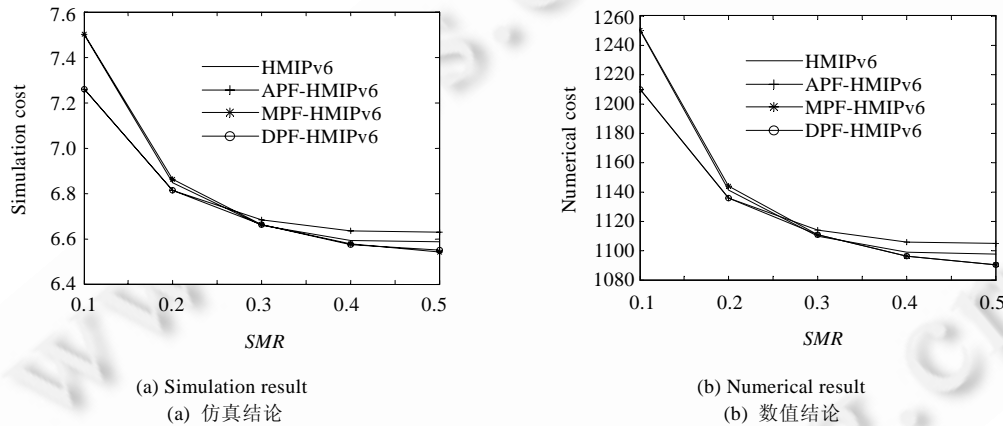


Fig.8 Effect of SMR on total cost

图 8 会话移动比对总开销的影响

6 总结

为了进一步降低分层移动 IPv6 网络的管理消息流量,本文针对现有指针推进机制的局限性进行改进,提出一种面向分层移动 IPv6 网络的动态指针推进机制(DPF-HMIPv6),使移动节点可以根据移动锚点管理域的大小动态调整指针推进机制,从而避免现有指针推进机制中因缺乏对移动锚点管理域考虑而导致的高开销问题.本文在一种常用网络模型的基础上对移动节点的注册开销、报文分发开销进行估算,并分别从移动锚点层次对开销的影响、会话移动比对开销的影响、会话移动比对移动锚点管理域阈值 θ 的影响等方面对本方案进行了分析.分析结果验证了针对移动锚点管理域动态调整指针推进机制的必要性,并对移动锚点管理域阈值 θ 的设置提出了建议.实验部分通过仿真比较了 HMIPv6 方案、MPF-HMIPv6 方案、APF-HMIPv6 方案、DPF-HMIPv6 方案的网络开销,结果表明,DPF-HMIPv6 方案的开销明显低于前 3 种方案.

致谢 在此,我们向对本文的工作给予支持和建议的诸位老师和同学由衷地表示感谢.

References:

[1] Soliman H, Castelluccia C, EL Malki K. Hierarchical mobile IPv6 mobility management. IETF RFC 4140, 2005.

[2] Yi MK, Choi JW. A pointer forwarding scheme for minimizing signing cost in hierarchical mobile IPv6 networks. Lecture Notes in Computer Science, Heidelberg, Berlin: Springer-Verlag, 2004. 137-147. <http://www.springerlink.com/content/4m9d4nlwnhheahpp/>

[3] Yi MK, Choi JW, Yang YK. A pointer forwarding scheme for minimizing signaling costs in nested mobile networks. In: Proc. of the 15th IEEE Int'l Conf. on Networks. Adelaide: Inst. of Elec. and Elec. Eng. Computer Society, 2007. 230-234. [doi: 10.1109/ICON.2007.4444091]

[4] Pack SH, Lee BW, Kwon TY. A pointer forwarding scheme with mobility-aware binding update in mobile IPv6 networks. In: Proc. of the Computer Communication. MA: Butterworth-Heinemann, 2008. 873-884. [doi: 10.1016/j.comcom.2007.12.021]

[5] Lin Y, Tsai W. Location tracking with distributed HLR's and pointer forwarding. IEEE Trans. on Vehicular Technology, 1998, 47(1):58-64. [doi: 10.1109/25.661032]

[6] Fang Y. Performance analysis of pointer forwarding scheme for wireless cellular networks. In: Proc. of the IEEE GLOBECOM 2002. 2002. 2498-2502. http://ieeexplore.ieee.org/xpl/freeabs_all.jsp?arnumber=1189080 [doi: 10.1109/GLOCOM.2002.1189080]

[7] Wang SL, Cui Y. Intelligent mobility support for IPv6. In: Proc. of the 33rd IEEE Conf. on Local Computer Networks. 2008. 403-410. http://ieeexplore.ieee.org/xpl/freeabs_all.jsp?arnumber=4664197

[8] Keita K, Kazuhiko K, Koso M. A multilevel hierarchical distributed IP mobility management scheme for wide area networks. IEICE Trans. on Communications, 2006,22(3):2002-2011. [doi: 10.1109/ICCCN.2002.1043109]

[9] Wang K, Huey J. A cost effective distributed location management strategy for wireless networks. Wireless Networks, 1999,5(4): 287-297. [doi: 10.1023/A:1019163414359]

附录

结论 1. $E(f(l_a)) = \mu / (\lambda + \mu) - \lambda \times \mu_i / (\lambda + \mu_i)$.

证明:根据函数 $f(x)$ 的定义可知, $E(f(l_a)) = p(l_a > 0)$, 即 APT 指针链长度大于 0 的概率. 其中, l_a 为 APF 机制中的指针链长度, 即在新会话发起前, 移动节点在当前移动锚点管理域内切换的次数. 设会话达到的时间间隔为 t_s , 在子网间切换的时间间隔为 t_c , 域间切换的时间间隔为 t_i .

若移动节点在相邻两次会话间未发生域间切换 ($t_s < t_i$), 则只要在新会话开始前发生了域内切换 ($t_s > t_c$), 则指针链长度就大于 0; 若移动节点在相邻两次会话间发生了 k 次域间切换 (k 为自然数), 设第 k 次域间切换的发生时间为 $t_{i,k}$, 则只要在新会话开始前, 第 k 次域间切换后, 移动节点又发生一次域内切换 ($t_{i,k} + t_c < t_s < t_{i,k} + t_i$), 指针链的长度就大于 0. 根据上述分析, 可对 $E(f(l_a))$ 进行如下推导:

$$\begin{aligned} E(f(l_a)) &= p(t_c < t_s < t_i) + \sum_{k=1,2,3,\dots} p(t_{i,k} + t_c < t_s < t_{i,k} + t_i) \\ &= p(t_c < t_s < t_i) + \sum_{k=1,2,3,\dots} p(t_{i,k} + t_c < t_s < t_{i,k+1}) \\ &= 1 - p(t_s < t_c) - \sum_{k=1,2,3,\dots} p(t_{i,k} < t_s < t_{i,k} + t_c) \end{aligned} \tag{9}$$

由于移动节点在 MAP_i 管理域间的切换过程服从参数为 μ_i 的泊松过程, 因此, $t_{i,k}$ 服从 k 阶爱尔朗分布. 令 k 阶爱尔朗分布的分布函数为 $F_k(t)$, 则可推导:

$$p(t_{i,k} < t_s < t_{i,k} + t_c) = \int_{(0,\infty)} \exp(-\lambda t_s) (F_k(t_s) - F_{k+1}(t_s)) dt_s \tag{10}$$

将公式(10)代入公式(9)可得

$$E(f(l_a)) = 1 - p(t_s < t_c) - \int_{0,\infty} \exp(-\lambda t_s) F_1(t_s) dt_s = \mu / (\lambda + \mu) - \lambda \times \mu_i / (\lambda + \mu_i)$$

结论 1 得证. □

结论 2. $E(l_a) = \lambda \mu / (\lambda + \mu_i)^2 + \mu^2 \times \mu_i^2 / (\lambda \times (\lambda + \mu) \times (\lambda + \mu_i)^2)$.

证明: l_a 为 APT 指针链长度, 即新会话发起前移动节点在当前移动锚点管理域内切换的次数. 设会话达到的时间间隔为 t_s , 在子网间切换的时间间隔为 t_c , 域间切换的时间间隔为 t_i .

若移动节点在相邻两次会话间未发生域间切换 ($t_s < t_i$), 则 l_a 为相邻两次会话间子网切换的次数. 设第 j 次子

网切换的时间为 $t_{c,j}$, 则 $t_{c,j}$ 服从参数为 μ 的 j 阶爱尔朗分布. 此时, 指针链长度为 j 的概率为 $p(t_{c,j} < t_s < t_{c,j+1})$; 若移动节点在相邻两次会话间发生了域间切换, 设第 k 次域间切换的发生时间为 $t_{i,k}$ (k 为自然数), 若仅发生 k 次域间切换 ($t_{i,k} < t_s < t_{i,k+1}$), 则此时, 指针链长度为 j 的概率为 $p(t_{i,k} + t_{c,j} < t_s < t_{i,k} + t_{c,j+1})$. 因此, 指针链的平均长度可推导如下:

$$E(l_a) = p(t_s < t_i) \sum_{j=1,2,3,\dots} j \times p(t_{c,j} < t_s < t_{c,j+1}) + \sum_{k=1,2,3,\dots} p(t_{i,k} < t_s < t_{i,k+1}) \times \sum_{j=1,2,3,\dots} j \times p(t_{i,k} + t_{c,j} < t_s < t_{i,k} + t_{c,j+1}) \quad (11)$$

将公式(11)以变量 j 展开后, 化简得到:

$$E(l_a) = p(t_s < t_i) \sum_{j=1,2,3,\dots} p(t_{c,j} < t_s) + \sum_{k=1,2,3,\dots} p(t_{i,k} < t_s < t_{i,k+1}) \times \sum_{j=1,2,3,\dots} p(t_{i,k} + t_{c,j} < t_s) = \sum_{j=1,2,3,\dots} p(t_{c,j} < t_s < t_i) + \sum_{k=1,2,3,\dots} \sum_{j=1,2,3,\dots} p(t_{i,k} + t_{c,j} < t_s < t_{i,k+1}) \quad (12)$$

其中:

$$\sum_{j=1,2,3,\dots} p(t_{c,j} < t_s < t_i) = \sum_{j=1,2,3,\dots} \lambda / (\lambda + \mu_i) \times (\mu / (\lambda + \mu + \mu_i))^j = \lambda \mu / (\lambda + \mu_i)^2 \quad (13)$$

$$p(t_{i,k} + t_{c,j} < t_s < t_{i,k+1}) = \mu / (\lambda + \mu) \times (\mu / (\lambda + \mu + \mu_i))^j \times (\mu_i / (\lambda + \mu_i))^{k+1} \quad (14)$$

将公式(13)、公式(14)代入公式(12)后, 得到:

$$E(l_a) = \lambda \mu / (\lambda + \mu_i)^2 + \sum_{k=1,2,3,\dots} \sum_{j=1,2,3,\dots} \mu / (\lambda + \mu) \times (\mu / (\lambda + \mu + \mu_i))^j \times (\mu_i / (\lambda + \mu_i))^{k+1} = \lambda \mu / (\lambda + \mu_i)^2 + \mu^2 \times \mu_i^2 / (\lambda \times (\lambda + \mu) \times (\lambda + \mu_i)^2).$$

结论 2 得证. □

结论 3. $E(f(l_m)) = \mu_i / (\lambda + \mu_i)$.

证明: 根据函数 $f(x)$ 的定义可知, $E(f(l_m)) = p(l_m > 0)$, 其中, l_m 为 MPF 机制中的指针链长度, 即在相邻两次会话间移动节点发生域内切换的次数. 因此, $E(f(l_m))$ 等价于移动节点在相邻两次会话间发生域间切换的概率, 则可推导:

$$E(f(l_m)) = p(t_s > t_i) = \mu_i / (\lambda + \mu_i) \quad (15)$$

结论 3 得证. □

结论 4. $E(l_m) = \mu_i / \lambda$.

证明: l_a 为 MPF 机制中的指针链长度, 即新会话发起前移动节点域间切换的次数. 设第 k 次域间切换的发生时间为 $t_{i,k}$ (k 为自然数), 则 $E(l_m)$ 可推导如下:

$$E(l_m) = \sum_{k=1,2,3,\dots} k \times p(t_{i,k} < t_s < t_{i,k+1}) \quad (16)$$

将公式(16)按变量 k 展开, 则

$$E(l_m) = \sum_{k=1,2,3,\dots} p(t_{i,k} < t_s) = \sum_{k=1,2,3,\dots} (\mu_i / (\lambda + \mu_i))^k = \mu_i / \lambda.$$

结论 4 得证. □



杨怡(1981—), 女, 江苏淮安人, 博士生, 主要研究领域为移动 IPv6 网络中的移动性管理, 资源管理.



董永强(1973—), 男, 博士, 讲师, 本文通讯作者, 主要研究领域为网络资源分配, 无线网络, 多媒体通信.