

基于扩展邻居发现协议的嵌套移动网络路由优化方案

尹星^{1,2}, 吴国新¹, 董永强¹, 张三峰¹

(1. 东南大学 计算机科学与工程学院, 江苏 南京 210096; 2. 江苏大学 电气信息工程学院, 江苏 镇江 212013)

摘要: 嵌套移动网络在扩大通信范围的同时会带来严重的路由优化问题。针对已有优化方案在可部署性和性能等方面的不足提出了一种新的嵌套移动网络路由优化方案(NMNRO), 通过扩展邻居发现协议, 在嵌套移动网络内通告相同的外地前缀, 并更新接入路由器的邻居缓存和移动路由器的路由表, 然后通过向对端发送绑定更新来实现路由优化。性能分析表明, 该方案为嵌套移动网络提供了较为完整的路由优化方案, 在降低优化开销的同时, 具有较好的可部署性和兼容性。仿真实验结果表明该方案具有较低的切换时延和较高的有效吞吐量, 且这些性能优势会随嵌套层数的增加而更加明显。

关键词: 网络移动性; 嵌套移动网络; 路由优化; 邻居发现协议

中图分类号: TP393

文献标识码: A

Route optimization scheme for nested mobile networks based on extending neighbor discovery protocol

YIN Xing^{1,2}, WU Guo-xin¹, DONG Yong-qiang¹, ZHANG San-feng¹

(1. School of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing 210096, China;

2. School of Electrical and Information Engineering, Jiangsu University, Zhenjiang 212013, China)

Abstract: Nested mobile networks face the challenge of route optimization (RO) even it can expand the scope of communications. The existing RO approaches have the limitation of low performance and difficulty of deployment. A nested mobile networks route optimization (NMNRO) scheme is proposed by extending the neighbor discovery protocol, in which foreign prefixes in nested networks are advertised, and the destination caches of access routers and the routing tables of mobile routers are updated accordingly. After that, a correspondent registration is performed in order to implement RO. Performance analysis shows that NMNRO provides an overall RO solution with lower overhead, better compatibility, and higher deployability. Simulation results demonstrate that NMNRO has lower handover delay and higher goodput than other schemes, and the performance advantage appears more significant with the increase of nesting level.

Key words: network mobility; nested mobile networks; route optimization; neighbor discovery protocol

1 引言

随着无线网络技术和移动终端技术的发展, 移动中的 IP 设备可能需要以多种形式随时随地接入 Internet。移动 IPv6 协议可以为单个移动中的主机提供不间断的连接^[1]。但在很多应用中需要为移动中的网络提供持续的 Internet 连接, 例如对于移动

中汽车、火车等交通工具, 当车辆中的车载计算机等固定设备和乘客携带的移动终端等临时访问设备共同组成了一个相对稳定的整体并一起移动时, 就成为一个移动网络。IETF 在移动 IPv6 协议的基础上提出了网络移动性(NEMO, network mobility)基本支持协议(BSP, basic support protocol)^[2], 通过移动网络中默认网关的移动路由器来为移动网络

收稿日期: 2014-10-06; 修回日期: 2014-12-30

基金项目: 国家高技术研究发展计划(“863”计划)基金资助项目(2013AA013503); 国家自然科学基金资助项目(61272532, 61300200)

Foundation Items: The National High Technology Research and Development Program of China (863 Program) (2013AA013503); The National Natural Science Foundation of China(61272532, 61300200)

中所有节点提供移动管理和持续的连接。

当某个移动网络由于无线信号覆盖范围有限等原因无法直接连接到 Internet 上的接入路由器，但却可以通过连接到其他移动网络从而间接地接入 Internet，这就形成了嵌套移动网络。移动网络的嵌套结构最大的优势是可以扩展通信范围，但是由于移动网络内节点与远程的对端节点的通信需要经过移动路由器和其家乡代理之间的双向隧道，因此随着嵌套层数的增加，数据报文会经过多层隧道封装，这就增加了报文端到端传递时延，且多层封装所带来的开销会降低网络的带宽利用率^[3]。文献[4]的研究表明，在典型的地面网络配置场景中，当嵌套层数不超过 2 时，NEMO BSP（以下简称 BSP）仍然具有可用性，否则移动网络的性能将无法满足不同应用的需求。因此，NEMO 技术能否广泛应用的前提是要解决嵌套结构的路由优化问题。

本文针对现有路由优化方案普遍存在的额外开销较大且可部署性较差的问题，提出了一种嵌套移动网络路由优化方案（NMNRO）。该方案通过扩展邻居发现协议和进行对端注册的方法，为嵌套移动网络提供最优路由，并使该方案具有较好的可部署性和兼容性，同时尽可能降低优化过程所带来的开销，以提高嵌套移动网络的数据传输性能。

2 嵌套移动网络模型

典型的嵌套移动网络结构模型如图 1 所示。移动网络 NEMO3 与接入路由器 AR 相距较远导致无

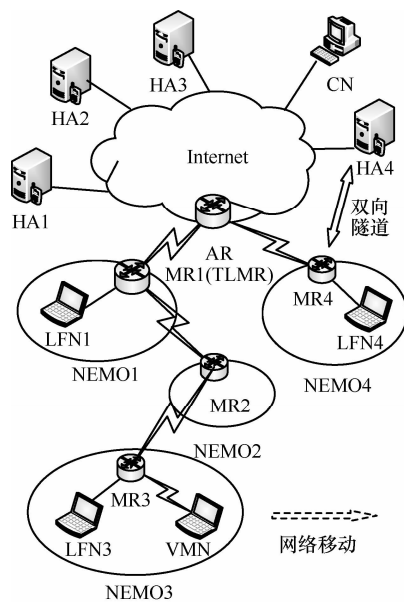


图 1 嵌套移动网络结构模型

线信号无法相互覆盖，于是通过中间的移动网络 NEMO2 和 NEMO1 间接地接入 Internet，这就构成了一个嵌套层数 $L=2$ 嵌套移动网络。而 NEMO4 可以看作是 $L=0$ （即无嵌套）的特殊嵌套移动网络。

为了便于分析，表 1 列出了移动网络相关缩略语^[5]。

表 1 移动网络相关缩略语

名称	缩略语
接入路由器	AR, access router
移动路由器	MR, mobile router
顶层移动路由器	TLMR, top level mobile router
父移动路由器	PMR, parent mobile router
本地固定节点	LFN, local fixed node
访问移动节点	VMN, visiting mobile node
通信对端	CN, correspondent node
家乡代理	HA, home agent
转交地址	CoA, care-of address
移动网络前缀	MNP, mobile network prefix
外地前缀	FP, foreign prefix
路由器通告	RA, router advertisement
邻居请求	NS, neighbor solicitation
邻居通告	NA, neighbor advertisement

按照 BSP 的定义，当 NEMO4 离开家乡网络后，MR4 就会根据外地网络中 AR 通告的前缀生成转交地址 CoA4，然后向它的家乡代理 HA4 注册（即发送绑定更新消息），以便将 MR4 的当前位置告知 HA4。此后 HA4 便在其绑定缓存中生成一个 NEMO4 的子网前缀 MNP4 与 CoA4 之间的绑定条目，从而在 HA4 与 MR4 之间建立一个双向隧道，如图 1 中的双向箭头所示。CN 发往 LFN4 的报文在到达 MR4 的家乡网络后被 HA4 截获。HA4 根据报文目的地址查询绑定缓存，并以查得的 CoA4 为目的地址，通过隧道封装的形式将报文传递给 MR4，MR4 收到后进行解封装并最终交给 LFN4。对于 LFN4 发往 CN 的报文也必须经过 MR4 与 HA4 的隧道封装，以便解决 AR 的入口过滤问题^[2]。

对于图 1 中的多层嵌套移动网络，若仍按 BSP 进行通信，则过程更为复杂。以 CN 发往 LFN3 的报文为例，报文首先被路由到 MR3 的家乡网络，并由家乡代理 HA3 通过隧道封装发往 MR3。MR3 的转交地址是根据上层 MR2 通告的前缀 MNP2 生成的，因此报文又被路由到 MR2 的家乡网络，然后重复上述封装和转发步骤，直到报文被 HA1 通

过隧道转发至 MR1, 并被 MR1、MR3 和 MR3 逐个解封装和向下路由转发, 最后到达 LFN3。因此报文的路径为: CN → HA3 ⇒ HA2 ⇒ HA1 ⇒ AR ⇒ MR1 ⇒ MR2 ⇒ MR3 → LFN3, 其中 “⇒” 为隧道封装。这种报文路径被称为“乒乓路由”, 随着嵌套层数的增加, 这种非优化路由及其带来的负面影响还会进一步放大^[3]。

3 相关工作

目前已有一些文献尝试使用不同的方法来解决嵌套路由的优化问题, 但无论采用何种技术, 转交地址配置方式只有 2 种^[6]。一种是所有 MR 都根据上层 MR 通告的子网前缀来配置转交地址, 由于通过这种方式配置的转交地址不能反映 MR 当前的真实位置, 因此被称为拓扑错误地址(TICA, topological incorrect address)。另一种是所有 MR 都根据 AR 通告的外地前缀来配置转交地址, 由于外地前缀能反映 MR 当前的位置, 因此这种地址被称为拓扑正确地址(TCA, topological correct address)。

已有的优化方案通过采用不同的优化方法和特定的转交地址配置方式来解决嵌套路由优化问题^[7]。常见的优化方案主要有以下几种。

1) 基于源路由的优化方案。该类方案的典型例子是 RRH^[8], 其方法是将路由信息都封装到报头中, 因此报文开销会随嵌套层数而显著增加。

2) 基于对端路由器的优化方案。该类方案的典型例子是文献[9], 该文献侧重于在优化路由的同时提高安全性, 因此会增加优化方案的开销。此外, 由于该类方案要求必须在对端节点 CN 所在的网络内设置一个对端路由器, 这就降低了方案的可部署性。

3) 基于对端注册的优化方案。该类方案借鉴了 MIPv6 中为实现移动节点路由优化而提出的对端注册方法^[1], 可以同时为移动网络和移动主机提供路由优化, 且普遍都能实现路由最优, 因此近年来这一类路由优化方案被广为认可和采用。

基于对端注册的优化方案的典型代表是 Calderon 等人提出的 MIRON 方案^[10], 该方案中每个 MR 都使用 AR 通告外地前缀配置 TCA 类型的转交地址, 并向对端 CN 注册该地址, 因此 CN 发出的报文会被直接路由到目的节点当前所在的外地网络, 从而实现路由优化。但 MIRON 方案需要引入 PANA 协议^[11]和 DHCPv6 服务器, 这就不利于方案的部署, 并增加了方案的复杂性。

Yousaf 等人提出的 NERON 方案^[12]作为采用 TCA 与对端注册技术组合的最新改进方案, 部分地解决了 MIRON 方案在可部署性方面的严重不足, 该方案无需引入新节点和新协议, 但 MR 需要向 CN 和 HA 同时注册自己的以及 TLMR 的转交地址。此后, CN 发出报文时需要将上述 2 个 IPv6 地址都放入报文的路由头中, 这不但增加了报文开销, 而且与 MIRON 一样, 为了支持特殊类型的路由头, 需要修改 HA 和 CN, 因此该方案依然不易部署。

文献[13]提出的 ERO 方案是将对端注册和 TICA 相结合的最新典型代表, 该方案同时还结合了源路由技术来实现路由优化。ERO 方案中每个 MR 用 TLMR 的转交地址向 CN 和 HA 注册。CN 在向移动网络内部节点发送报文时采用松散源路由技术, 将 TLMR 的转交地址放入报文的路由头中, 因此报文首先被路由到 TLMR, 并被 TLMR 删去路由头, 然后被各 MR 按照路由表进行转发。由于 ERO 同样需要修改 CN 和 HA, 因此其可部署性依然较差, 且当 MR 在同一个 AR 域内移动时也需要重新配置转交地址并注册, 这会产生较大的开销。另外, 当通信的 2 个节点都处于同一个嵌套网络中时, 报文也必须经过在松散源路由指定 TLMR, 所以此时路由不是最优。

由此可见, 现有的嵌套路由优化方案存在如下不足: ①虽然已有的方案可以部分或者完全实现嵌套移动网络的路由优化, 但这些优化方案本身往往会产生较高的开销, 因而影响了优化后的嵌套移动网络的数据传输性能; ②由于需要引入新的实体和新协议, 或者需要修改可能分布于 Internet 中任意位置的 CN、HA 或 AR, 或者定义了与 MIPv6 和 BSP (以下统称为标准协议) 不兼容的信令或数据报文格式, 这就增加了优化方案的部署难度, 也降低了新方案与标准协议之间的兼容性, 从而导致运行标准协议的节点 (以下简称标准节点) 在新方案中无法运行; ③现有的优化方案在设计过程中往往仅考虑单个子网移动的情况, 而没有涉及一组嵌套网络整体发生移动时的相关处理。

针对上述不足, 本文提出一种新的嵌套移动网络路由优化方案, 既不引入新协议和新节点, 也不修改 CN、HA 和 AR, 而是仅通过修改 MR 和邻居发现协议, 并使用对端注册的方法来为嵌套网络提供一个较为完整的路由优化方案, 在使方案具有较好可部署性和兼容性的同时, 尽可能降低优化过程

所产生的开销，以提高嵌套移动网络的通信性能。

4 嵌套移动网络路由优化方案 NMNRO

为了便于描述，本文将 MR 和 VMN 统称为移动运行节点 (MON, mobility operation node)，并将所有通过同一个 AR 接入 Internet 的节点和子网的集合称为一个 AR 域。NMNRO 方案的思想是通过在 MON 上配置 TCA 类型的转交地址，并用该地址向对端节点 CN 注册，即可使 CN 发出的报文直接路由到外地网络的 AR，然后通过扩展邻居发现协议的方法^[4]，用该转交地址来更新 AR 的邻居缓存和 MR 的路由表，以便使报文被 AR 和各个 MR 正确转发至目的节点，从而实现路由优化。下面将详细阐述本文提出的路由优化方案。

4.1 邻居发现协议的扩展

为了使嵌套网络内的每个 MR 都能在其子网内通告相同的外地前缀，本文将对标准协议中定义的 RA 消息（以下称为标准 RA 消息）中的前缀信息选项进行扩展，扩展后的前缀信息选项称为外地前缀选项，将包含该选项的 RA 消息称为扩展 RA 消息。外地前缀选项的格式如图 2 所示。扩展的方法是在其余字段与标准 RA 消息的对应字段保持不变的前提下，新定义了如下 4 个字段。

1) *N* 标志位：将标准 RA 消息的保留字段的第一位定义为 *N* 标志位（如图 2 所示），接收者可以通过该位来判断 RA 消息的来源。若 *N* 位为 0 则表示这是一个由 AR 生成的标准 RA 消息，且消息接收者是直接与 AR 相连的 TLMR，即当前节点处于嵌套网络的顶层，例如图 1 中的 MR1。若 *N* 位为 1 则表示这是一个由运行本方案的 MR 生成的扩展 RA 消息，且消息的接收者是一个非顶层的普通 MR，例如图 1 中的 MR3。本方案中该位的默认值为 1。

2) PMRIIA 字段：该字段即为标准 RA 消息中的 128 bit 的前缀字段。在标准协议中，可以根据需要将 *R* 位置 0 或置 1 来指示该字段中包含子网前缀或上层路由器的内部接口 IP 地址^[1]，本方案选用的是后一种方式。收到该消息的节点可以从该字段获知其父移动路由器的内部接口地址（parent mobile router's ingress interface's address），并将 PMRIIA 字段与路由表中默认路由的下一跳进行比较，从而判断当前接入点是否发生改变。

3) ARIIA 字段：这是本方案新增的 128 bit 字段，当 *N* 位为 1 时，用该字段记录接入路由器的内

部接口的地址（access router's ingress interface's address）。收到扩展 RA 消息的节点可以使用该字段和 8 bit 的外地前缀长度字段一起生成 AR 通告的外地前缀。

4) FPL 字段：将 32 bit 的保留字段中的前 8 bit 作为外地前缀长度（foreign prefix length）字段，用于指示 ARIIA 字段中外地前缀的位数。该字段后面剩余的 24 bit 仍为保留字段。这样设计是为了保持与标准协议兼容，使前缀长度字段仍用于表示（PMRIIA 字段处）上层路由器内部接口地址的前缀长度。若标准节点收到该扩展 RA 消息后，可直接忽略其无法识别的新增字段，仍按标准协议规定的方式生成移动网络前缀并配置 TICA 类型的转交地址，以保持与标准协议兼容。

类型(8 bit)	长度(8 bit)	前缀长度(8 bit)	L	A	R	N	保留(4 bit)
有效生存时间 (32 bit)							
建议生存时间 (32 bit)							
外地前缀长度 FPL(8 bit)	保留 (24 bit)						
父移动路由器的内部接口地址 PMRIIA (128 bit)							
接入路由器的内部接口的地址 ARIIA (128 bit)							

图 2 外地前缀选项格式

另外，由于本方案中所有 MON 都根据 AR 通告的外地前缀使用无状态地址自动配置机制配置转交地址，因此需要在整个 AR 域内进行重复地址检测，而不是像 BSP 那样只在一个子网内进行。本方案采用同样的方法对邻居发现协议的标准 NS 消息和 NA 消息进行扩展，在标准的 NS 和 NA 消息的保留字段中增加一个 *N* 标志位。消息接收者若发现 *N* 位被置 1，则表明需要将该消息向另一个链路传递。

4.2 移动检测和转交地址配置

本方案中，MR 将根据收到的 RA 消息来进行移动检测和转交地址配置，通过检查前缀选项中 *N* 位为 0 还是 1 来判断自己是顶层的 TLMR 还是非顶层的普通 MR，然后分别按照这 2 类 MR 的域间、域内移动操作流程进行如下处理。

1) TLMR 的域间移动

TLMR 首先从所接收的标准 RA 消息中获取外地前缀^[2]，并将外地前缀与 RA 消息源地址的后 64 bit 组合得到 AR 的内部接口地址 ARIIA，然后用当前转交地址的前缀与外地前缀进行比较，若不同则说明 TLMR 发生了域间移动。此时 TLMR 将使用外地前缀重新配置一个转交地址，然后向 AR 发送一个标准

NS 的消息用于对新地址进行重复地址检测。若 TLMR 等待一定时间后没有收到 AR 的回复, 则表明新配置的转交地址可用, 就会向 AR 发送一个标准 NA 消息以通知 AR 在邻居缓存中为新地址生成一个表项, 然后执行 4.3 节的绑定更新过程。

2) TLMR 的域内移动

若 TLMR 的转交地址的前缀与外地前缀相同, 则表明 TLMR 没有发生域间移动。TLMR 将其路由表中默认路由的下一跳与 ARIIA 进行比较, 若不同则说明 TLMR 发生了域内移动。此时 TLMR 需要为自己转交地址, 以及路由表中其他 MON 转交地址分别生成标准的非请求 NA 消息并发往 AR, 目的是在不修改 AR 的前提下在 AR 的邻居缓存中为这些地址分别生成新的表项, 且新增的表项中链路层地址都是 TLMR 的外部接口的链路层地址。TLMR 的操作流程如图 3 所示。

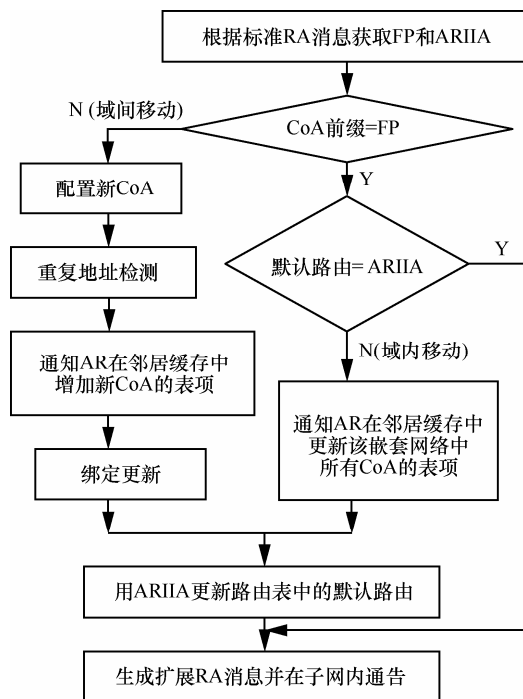


图 3 TLMR 的操作流程

经过上述处理, 在 AR 看来嵌套移动网络中所有 MON 都好像是直接与自己相连的。因此, 虽然嵌套移动网络的拓扑结构是层次化的, 但在本方案中, 从 AR 的角度看就变成了一个逻辑上扁平的单层网络结构, AR 就能将接收到发往嵌套网络内部的报文进行正确转发。

对于发生域间或域内移动的 TLMR, 都需要用 ARIIA 更新其路由表中的默认路由。另外, 当 TLMR

收到标准 RA 消息后都必须生成一个扩展 RA 消息并在其子网内通告该消息。

3) 普通 MR 的域间移动

对于非顶层的普通 MR, 例如图 1 中的 MR3, 将根据收到扩展 RA 消息中的 ARIIA 和外地前缀长度字段生成外地前缀, 并将外地前缀与 MR3 当前转交地址的前缀进行比较, 若不同则表明 MR3 发生了域间移动。此时 MR3 需要根据外地前缀重新生成转交地址, 然后在整个 AR 域内进行重复地址检测。MR3 生成一个 N 标志位为 1 的扩展 NS 消息, 该消息以 ARIIA 为目的地址, 以新转交地址为源地址和目标地址, 并将 MR3 所在子网的网络地址 MNP3 放入 NS 消息的选项字段中。该 NS 消息被 MR3 按照默认路由转发给上层的 MR2。MR2 收到该消息后发现 N 标志位被置 1, 则表明该扩展 NS 消息需要进行跨链路传递。MR2 将该 NS 消息的源地地址替换成自己的转交地址, 然后继续向上层 MR 转发, 同时 MR2 将消息的目标地址字段中记录的 MR3 的转交地址和选项部分记录的 MNP3 添加到自己的路由表中, 且新增的这 2 个表项所对应的下一跳都是 MR2 所接收的 NS 消息的源地地址, 即 MR3 的转交地址。为 MNP3 生成路由条目是为了实现 4.5 节中的 Intra-NEMO 路由优化。

当扩展的 NS 消息上传至 TLMR 时, TLMR 同样使用上述方法更新自己的路由表。为了在不修改 AR 的前提下使得 AR 能获得 MR3 的转交地址并进行重复地址检测, TLMR 生成一个标准 NS 消息, 并将 MR3 的转交地址放入目标地址字段中后发往 AR。AR 收到后对目标地址中的转交地址进行检测, 若没有重复则不向 TLMR 返回 NA 消息。若在一段时间内没有收到 AR 返回的 NA 消息, TLMR 则认为该地址不重复, 就会再向 AR 发送一个标准的非请求 NA 消息, 以代替 MR3 通知 AR 更新邻居缓存。AR 收到后在其邻居缓存中为 MR3 的新转交地址增加一个表项, 且对应链路层地址为 TLMR 的外部接口的链路地址。这样, 在 AR 看来 MR3 就好像与自己处于同一个链路。此外, 在本文提出的方案中, MR 在对新配置的转交地址进行重复地址检测的同时, 也完成了上面各层 MR 路由表的更新和 AR 邻居缓存的更新。

4) 普通 MR 的域内移动

若 MR3 没有发生域间移动, 但所收到的 RA 消息中的 PMRIIA 字段与路由表中的默认路由不同, 则说明 MR3 发生了域内移动。此时 MR3 需要

将自己和其下层所有子网的位置信息发往上层 MR 以便进行路由更新。MR3 生成一个包含 N 标志位为 1 的扩展 NA 消息, 该消息以 ARIIA 为目的地址, 以 MR3 的转交地址为源地址和目标地址, 同时将 MR3 所在子网的前缀 MNP3, 以及 MR3 路由表的目的地址栏中所有 MON 的转交地址都放入扩展 NA 消息的选项部分。该消息将按照 MR3 的默认路由向上层的 MR2 转发, 当 MR2 收到并发现消息的 N 标志位被置 1, 则表示这是一个需要向其他链路转发的扩展 NA 消息。MR2 将该消息的目标地址和选项中的地址都加入到自己的路由表中, 且将这些新增的路由表项所对应的下一跳地址都设置为 NA 消息的源地址, 然后 MR2 将该 NA 消息的源地址替换成自己的转交地址, 并继续向上层 MR 转发。若某个 MR 收到该 NA 消息后, 发现消息中的目标地址已经存在于自己的路由表中, 则表示该 MR 既在 MR3 当前位置到 AR 路径上, 又在 MR3 移动之前的位置到 AR 的路径上, 且离 MR3 当前位置最近, 这样的 MR 称为交叉 MR。交叉 MR 仅需以同样的方式更新路由表, 即可丢弃所收到的扩展 NA。

此外, 与 TLMR 一样, 普通 MR 也需要用 RA 消息中的 PMRIIA 字段更新其路由表中的默认路由, 并且一旦收到扩展 RA 消息, 也需要生成一个同样格式的扩展 RA 消息并在其子网内通告该消息。普通 MR 的操作流程如图 4 所示。

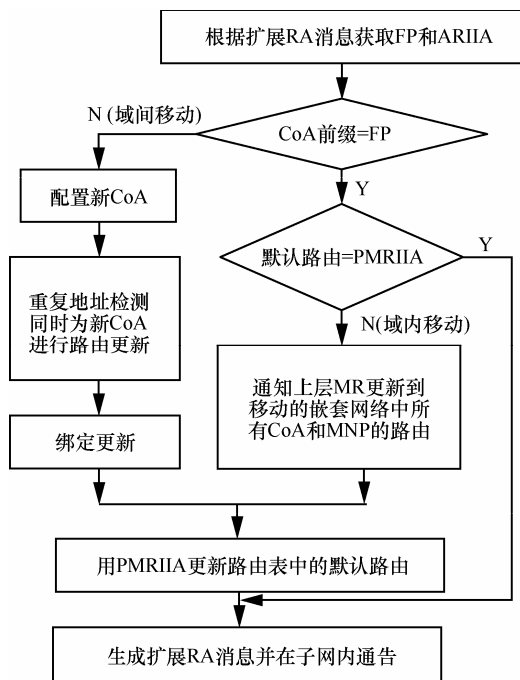


图 4 普通 MR 的操作流程

本方案中 VMN 的操作与 MR 略有不同, 以图 1 中 VMN3 和 MR3 的区别为例, 需要在上述操作中用 VMN3 家乡地址代替 MR3 的网络前缀 MNP3。另外, VMN 无需生成扩展的 RA 消息, 且 VMN 生成的扩展 NA 消息中仅需包含其家乡地址。VMN 的其他操作与 MR 类似, 因此不再赘述。

4.3 绑定更新

当 MON 执行完重复地址检测过程后, 就需要进行家乡注册和对端注册, 也就是向 HA 和 CN 发送绑定更新消息。对端注册的目的是使 CN 发出的报文按最优路径到达移动子网所在外地链路, 从而实现路由优化。与 MIPv6 中的路由优化过程类似, 在进行对端注册前要先执行返回路由可达过程^[1]。而家乡注册的目的是在上述最优路径失效或 CN 不支持移动 IP 时通信仍能维持。为了降低注册时延, 返回路由可达过程可与家乡注册同时开始。

注册成功后, HA 和 CN 就在其绑定更新缓存中生成了一个表项, 该表项维护了注册发起者的转交地址和所在子网前缀 MNP (对于 VMN 则是家乡地址 HoA) 之间的绑定。

4.4 Inter-NEMO 路由分析

首先分析嵌套移动网络内外 2 个节点之间的通信 Inter-NEMO 场景。以图 1 中 LFN3 与 CN 之间的通信为例, 若 CN 支持 MIPv6 协议且已经接收了 MR3 发出的绑定更新, 则此后 CN 与 LFN3 之间的通信过程与 MIPv6 协议中的路由优化后的通信过程类似^[1]。对于 CN 发往 LFN3 的报文, CN 首先根据 LFN3 的 IP 地址查询绑定缓存, 找到与之对应的 MR3 的转交地址, 然后以该地址作为报文的目的地, 并将 LFN3 的 IP 地址放入报文的类型 2 路由头中作为目的地址的下一跳, 然后发出该报文。由于本方案采用外地前缀配置 TCA 类型的转交地址, 因此 CN 发出的报文会被路由到 LFN3 所在域的 AR。AR 收到报文后根据其邻居缓存中的信息, 将报文转发给 TLMR, TLMR 和中间的 MR2 再按照各自路由表中的特定主机路由进行转发。最终 MR3 收到该报文, 然后删除报文中的路由头, 将报文的目的地还原为 LFN3 的 IP 地址并交给 LFN3。上述报文传递路径为: CN → AR → MR1 → MR2 → MR3 → LFN3, 因此本方案优化后的路径是最优路径, 且通信过程不存在隧道封装。

LFN3 发往 CN 报文的路由过程也与 MIPv6 中

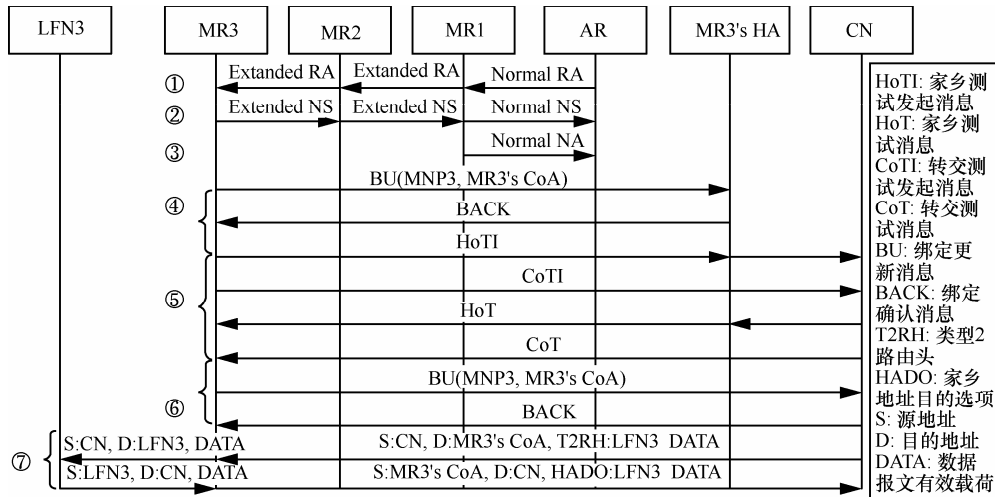


图 5 路由优化和数据通信过程

优化路由过程类似。MR3 将 LFN3 发往 CN 的原始报文进行地址替换，以 MR3 的转交地址作为报文的源地址，以 CN 的地址作为目的地址，并将 LFN3 的 IP 地址放入报文头部的家乡地址目的选项中，然后发往 CN。CN 收到后将报文还原成以 LFN 地址为源地址的原始报文，然后交给上层协议。

对于图 1 中 NEMO3，当该子网从家乡网络移出并接入到子网 NEMO2 下面形成嵌套网络时，按照本文提出的方案，路由优化和数据通信过程如图 5 所示。MR3 首先进行 4.2 节中描述的普通 MR 的移动检测和转交地址配置（步骤①），然后进行重复地址检测和路由更新（步骤②、③）。接着进行 4.3 节中描述的家乡注册（步骤④）、返回路由可达（步骤⑤）以及对端注册（步骤⑥），其中步骤④和⑤可以同时开始。此后，LFN3 与 CN 就可以按照上述最优路径进行双向通信（步骤⑦）。

本方案中数据报文的路由头的类型与 MIPv6 所定义的类型一致，因此 MR 可以正确转发标准节点按照 MIPv6 定义的主机路由优化方式所发出的数据报文。此外，每个 MR 除了能按上述方式对数据报文进行转发之外，对不包含类型 2 路由头或家乡地址目的选项的数据报文，则按照标准协议以隧道方式进行转发。因此，本方案在数据转发方面也与标准协议保持兼容。

4.5 Intra-NEMO 路由分析

对于通信的双方处于同一个嵌套网络内的 Intra-NEMO 路由问题，假设 LFN3 与 CN 都在一个嵌套网络内，若 LFN3 没有向 CN 注册或 CN 不支持 MIPv6，则 CN 发出的是以 LFN3 的地址

为目的地址的原始报文。若 LFN3 已完成对端注册，则 CN 发出的是以 MR3 的转交地址为目的地址，以 LFN3 的地址为路由头的报文。对于上述 2 种报文，任意一个 MR 在收到该报文后，都会用报文的源地址按最长前缀匹配原则查找路由表，若路由表中没有与该地址匹配的表项，则按照默认路由将报文转发给其上层 MR，直到报文到达第一个在路由表中能找到匹配表项的 MR，则该 MR 就是 LFN 和 CN 的交叉 MR。由于本方案中每个 MR 都维护了其下面所有 MON 的转交地址和所有子网的网络地址，因此对于上述 2 种报文，从交叉 MR 到 MR3 之间的所有 MR 都可以按照其路由表进行正确的转发。当 MR3 收到报文后，若发现是原始报文则直接交给 LFN3；若包含路由头的报文则会将其转换成原始报文再交给 LFN3。对于 CN 发往 LFN 报文，同样也是按照上述方法利用各 MR 的路由表进行转发，因此本方案的 Intra-NEMO 路由也是最优的。

5 性能分析

5.1 方案特性比较

为了更全面公平地体现 NMNRO 方案的特点和优势，本文选取了 3 个具有代表性的对端注册类嵌套路由优化方案进行对比和分析。其中，与本文一样采用了“TCA+对端注册”技术组合的 MIRON^[10] 和 NERON^[12] 分别是最典型对端注册优化方案和采用上述技术组合的最新改进方案，ERO^[13] 则是“TICA+对端注册”技术组合的典型代表。上述方案的特性对比如表 2 所示。

表2 优化方案特性的对比

方案特性	ERO	MIRON	NERON	NMNRO
Inter-NEMO 路由最优	是	是	是	是
Intra-NEMO 路由最优	否	是	是	是
考虑嵌套网络整体移动	否	否	否	是
需要引入新协议或节点	否	是	否	否
要修改 CN、HA 或 AR	是	是	是	否
与标准协议是否兼容	否	否	否	是

从表2中可以看出,上述这些对端注册类路由优化方案都能实现 Inter-NEMO 的路由最优,但本文提出的 NMNRO 方案还同时解决了 Intra-NEMO 的路由优化问题和嵌套网络整体发生移动后的路由优化问题,是一种较为全面、完整的嵌套移动网络的路由优化方案。

由于新的优化方案可部署性往往由引入新实体或新协议的数量、需要修改的节点的数量以及信令或数据报文是否与标准协议兼容这3个因素所决定。NMNRO 方案既没有引入新节点和新协议,也无需修改 CN、HA 或 AR。此外, NMNRO 方案在设计时就考虑将扩展 RA 消息和数据报文的格式与标准协议保持兼容,标准节点移动并接入到运行 NMNRO 方案的 MR 后仍可以维持原来的通信,因此 NMNRO 方案具有较好的可部署性。

当运行 NMNRO 方案的新节点移动并接入到标准 MR 后,由于无法获取外地前缀,则仍按照标准协议规定的方式进行非优化方式的通信。若新节点是 MR 且接入的是 AR,则可以执行优化方案并通告扩展 RA 消息,这样该 MR 的内部接口既可以连接新节点并以路由优化方式进行通信,也可以连接标准节点并维持非优化通信。上述特性使标准节点与新节点可以在一个嵌套移动网络内共存并混合运行,从而保证 NMNRO 方案可以直接在现有的网络中进行渐进部署。

需要说明的是,由于 NMNRO 方案需要将嵌套移动网络内所有 MON 的转交地址都加入到 AR 的邻居缓存中,以便 AR 能正确转发 CN 发往移动网络内部的报文,从而在实现路由最优的同时保持较好的可部署性,因此本方案的代价是当嵌套网络规模变大时,会在一定程度上增加 AR 的存储开销。

5.2 优化开销分析

路由优化方案往往需要传输额外的数据用于

优化路由,这就会产生额外的流量开销,所以优化方案本身所带来的额外开销是衡量无线网络路由优化方案的重要性能指标^[15]。

嵌套移动网络路由优化方案的额外开销主要有3种:①MR 向 CN 和 HA 发送绑定更新时所产生的绑定更新开销,此开销可以优化嵌套网络外部(从 CN 到 AR/TLMR)的路由。②节点或子网发生移动后需要向上层的 MR 或 AR 通知路由变化所产生的路由更新开销,此开销可以优化嵌套网络内部(从 AR/TLMR 到目的节点)的路由。③在上述路由优化工作完成后,为了使通信中的报文沿着最优路径传输,还需要在基本 IPv6 报头之外增加额外路由头,由此带来的开销称为报文开销。上述额外开销对于处于嵌套网络外部且普遍采用高带宽有线方式互连的 HA、CN 和 AR 之间的网络影响很小,但对于采用低带宽无线方式互连的嵌套移动网络影响较大,因此本文着重分析嵌套移动网络内部的开销。

为了便于分析,令嵌套层数为 L ,且每层都仅有一个子网。假设一个移动子网在一段时间 T 内平均发生 K 次域间移动和 N 次域内的移动。定义如下变量: D_{bh} 为 IPv6 基本报头的大小; D_{eh} 为除基本报头外的额外附加的报头大小; D_{buHA} 为不含基本报头的家乡注册信令大小; D_{buCN} 为不含基本报头的对端注册信令大小; $d(a, b)$ 为节点 a 与 b 之间的距离,用跳数表示。下面分别对各个方案的3种开销进行分析和对比。

1) 报文开销

报文开销的大小为报文总数、单个额外报头大小和报文需要经过的跳数的乘积,因此若在相同的时间内移动子网发出的数据报文总数相同且嵌套网络拓扑结构相同(即跳数相同)的情况下,额外报头大小 D_{eh} 就决定了报文开销的大小。表3列出了不同方案的额外报头的大小,从表中可以看出, BSP 方案中报文的封装次数随嵌套层数而增加,因此报头开销最大。NERON 方案使用了包含了2个 IPv6 地址的类型3路由头,其额外报头较大。采用类型0路由头的 ERO 方案和采用类型2路由头的 MIRON、NMNRO 方案使用的都只包含一个 IPv6 地址,所以这3种方案的报文开销都是最小。此外,由于 NMNRO 方案的数据报文路由头格式与 MIPv6 中路由优化方案中的一致,因此保证了该方案对标准方案节点的兼容。

表 3 不同方案的额外报头的大小/byte

方案	Deh
BSP	40(L+1)
NERON	40
ERO	24
MIRON	24
NMNRO	24

2) 绑定更新开销

绑定更新开销的大小为绑定更新报文大小、绑定更新报文数量和这些报文需要经过的跳数的乘积。对于 BSP, MR 只向 HA 发送包含一个转交地址的绑定更新, $D_{buHA}=28$ byte, 而 $D_{buCN}=0$, 因此 BSP 的绑定更新开销为

$$C_{bu} = (2D_{bh} + D_{buHA} + D_{buCN})K \sum_{i=1}^{L+1} d(MR_i, AR) \quad (1)$$

对于 NERON, MR 向 HA 发送的绑定更新与 BSP 相同, 但向 CN 发送的绑定更新报文中包含 2 个转交地址, 因此 $D_{buCN}=44$ byte, $D_{buHA}=28$ byte。配置 TCA 地址的 NERON 在域内移动后无需重新注册, 因此 NERON 的绑定更新开销为

$$C_{bu} = (2D_{bh} + D_{buHA} + D_{buCN})K \sum_{i=1}^{L+1} d(MR_i, AR) \quad (2)$$

ERO 方案在发往 CN 和 HA 的绑定更新中只包含 TLMR 的转交地址, 因此 $D_{buCN}=D_{buHA}=28$ byte。由于配置 TICA 地址的 ERO 方案在域内移动后也需要重新配置转交地址并分别向 HA 和 CN 发送绑定更新, 因此 ERO 的绑定更新开销为

$$C_{bu} = (2D_{bh} + D_{buHA} + D_{buCN})(K + N) \sum_{i=1}^{L+1} d(MR_i, AR) \quad (3)$$

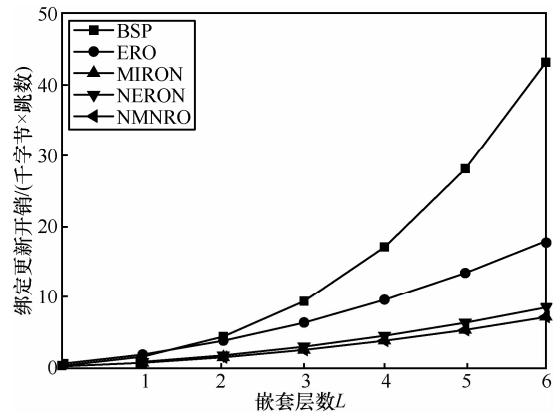
NMNRO 方案在发往 CN 和 HA 的绑定更新中含有当前 MR 的地址, $D_{buCN}=D_{buHA}=28$ byte, 由于配置 TCA 地址, 因此 NMNRO 的绑定更新开销为

$$C_{bu} = (2D_{bh} + D_{buHA} + D_{buCN})K \sum_{i=1}^{L+1} d(MR_i, AR) \quad (4)$$

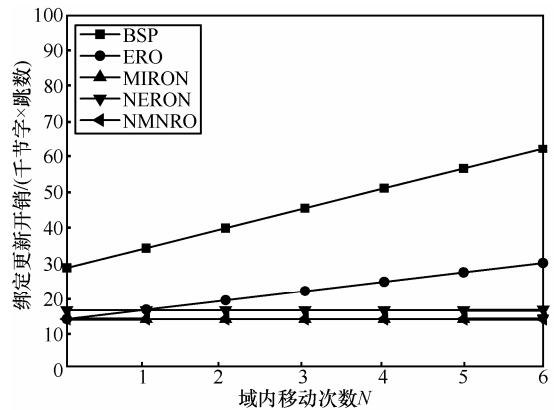
由于 MIRON 方案也采用 TCA 类型的地址配置方式, 且绑定更新中只有一个转交地址, 因此 MIRON 与 NMNRO 的绑定更新报文大小 D_{buCN} 和 D_{buHA} 都相同, 且绑定更新开销计算公式也相同, 所以这 2 种方案的绑定更新开销大小完全相同。

图 6 显示了上述几种方案的绑定更新开销随不同参数变化的情况。图 6(a)反映了当域间移动次数

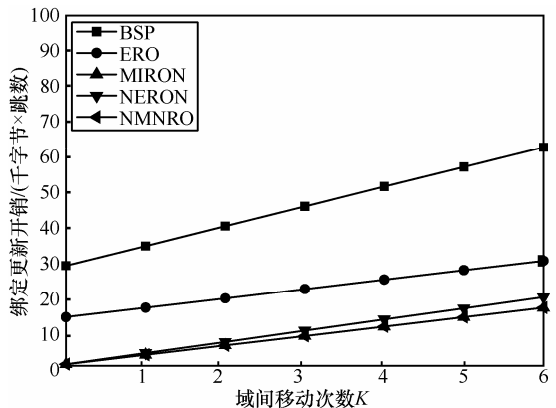
K 和域内移动次数 N 固定时, 各方案的绑定更新开销随嵌套层数 L 变化的情况。图 6(b)反映了当域间移动次数 K 和嵌套层数 L 固定时, 各方案的绑定更新开销随域内移动次数 N 变化的情况。图 6(c)反映了当域内移动次数 N 和嵌套层数 L 固定时, 各方案的绑定更新开销随域间移动次数 K 变化的情况。



(a) 绑定更新开销随嵌套层数 L 变化的情况 ($K=5, N=5$)



(b) 绑定更新开销随域内移动次数 N 变化的情况 ($K=5, L=5$)



(c) 绑定更新开销随域间移动次数 K 变化的情况 ($N=5, L=5$)

图 6 绑定更新开销随不同参数变化的情况

在图 6(a)中, 由于 BSP 使用了多次隧道封装和 TICA 类型的地址配置方式, 因此其绑定更新开销始终最高, 且随嵌套层数 L 呈指数上升的趋

势，而另外 4 种方案由于采用不同的路由优化方法消除了嵌套隧道，因此绑定更新开销上升相对较平缓。从图 6(b)中可看出，当发生域内移动时，采用 TCA 类型地址配置方式的 MIRON、NERON 和 NMNRO 方案无需进行地址重配置和注册，因此当域间移动次数固定时，这些方案的绑定更新开销为固定值，与域内移动次数无关。而配置 TICA 类型地址的 ERO 则因为域内移动也需要重新注册，所以绑定更新开销也会随域内移动次数的增多而逐渐升高。在图 6(c)中，由于域内移动次数固定，ERO 与其他优化方案曲线近似平行，纵坐标间距即为 ERO 方案因固定次数的域内移动所产生的绑定更新开销。NERON 的绑定更新中包含了 2 个 IPv6 地址，因此其绑定更新开销始终略高于 NMNRO。MIRON 方案的绑定更新开销与 NMNRO 是一样的，所以这 2 种方案的曲线始终是重合的。综上所述，MIRON 与 NMNRO 的绑定更新开销都是最低的。

3) 路由更新开销

在 BSP 方案中，CN 发往嵌套网络内部的报文在到达外地网络后会按照由外层到内层的多层封装报头中的目的地址来进行路由，因此 BSP 无需进行路由更新，但这样会明显增加报文开销（如表 3 所示）和绑定更新开销（如图 6 所示），且报文必须经过多个家乡代理。而上述 4 种路由优化方案都会在子网发生移动后向上层 MR 发送路由更新消息，因此都会产生路由更新开销。

当发生域间移动后，由于转交地址的改变，MR 发出的路由更新报文必须上传至 TLMR。MIRON、NERON 和 ERO 方案都要使用单独的路由更新报文来进行路由更新，而 NMNRO 方案则是利用无状态地址配置后需要执行的重复地址检测过程来完成路由更新，只是在扩展的 NA 消息的选项部分携带 MR 所在子网的地址（即 MNP），并且在执行完重复地址检测后，由 TLMR 代替 MR 向 AR 发送一个标准 NA 消息用于更新 AR 的邻居缓存。

当发生域内移动后，配置 TICA 地址的 ERO 方案需要配置新的转交地址，因此其路由更新开销与域间移动后的相同。另外 3 种采用 TCA 地址配置方式的优化方案在域内移动后无需重新配置转交地址。但 MIRON 和 NERON 方案都只考虑了单个子网移动后的路由更新，而没有考虑到一组嵌套的子网同时移动后的路由更新问题，且用于路由更新

的 NA 消息需要在所有相邻节点之间进行交换。在 NMNRO 方案中，当一组子网构成的嵌套网络发生域内移动后，由这组子网中能感知接入点发生变化的顶层的 MR 通过向上层的 MR 发送一个扩展 NA 消息，当该路由更新消息到达交叉 MR 即可实现整组子网的路由更新，因此仅有上述这 2 个 MR 以及它们之间 MR 需要进行路由更新操作，域内移动和路由更新过程对整个嵌套移动网络内的其他节点都是透明的。

为了与其他方案公平比较，假设发生移动的是单个子网，并且在移动后所处的层数为 L （当 $L=0$ 时表示该子网直接与 AR 相连），则交叉 MR 所处层数的平均值为 $L/2$ 。路由更新开销为路由更新报文大小、报文个数以及报文经过的跳数的乘积。各方案的中子网发生一次域间移动和域内移动的平均路由更新开销 C_{RU_K} 和 C_{RU_N} 如表 4 所示。

表 4 域间移动和域内移动的平均路由更新开销/(字节×跳数)

方案	BSP	ERO	MIRON	NERON	NMNRO
C_{RU_K}	0	64L	64L	64L	16(L-1)+64
C_{RU_N}	0	64L	64L	64L	80(L/2)

从表 4 中可以看出，3 个对比方案用于路由更新的 NA 报文中都只包含一个 IP 地址，报文大小 $D_{RU}=64$ ，因此它们的路由更新开销随嵌套层数呈线性增长。NMNRO 方案在域间移动后利用重复地址检测过程来完成路由更新，仅需在扩展 NA 消息的选项中增加一个 IPv6 地址，并需要 TLMR 向 AR 发送一个标准 NA 消息。对于域内移动，虽然 NMNRO 的路由更新报文 $D_{RU}=80$ 较大，但可以将当前 MR 和其下所有相关路由信息一次性向上更新，且路由更新报文传递到交叉 MR 即可，不像其他方案那样各个 MR 只负责将自己的路由信息向上传递。随着嵌套层数的增加，NMNRO 方案在域间、域内移动路由更新开销方面的优势会更加明显。

5.3 仿真结果分析

为了验证各方案的实际性能，使用 OMNeT++ 仿真工具对上述方案进行仿真^[16]。各方案均参照图 1 所示的模型来构建一个嵌套层数为 L 且每层仅有一个子网的网络拓扑，仿真参数设置如表 5 所示。在仿真过程中，底层移动网络中的 LFN 通过不断向 CN 发送有效负荷为 50 byte 的 VoIP 报文，来模拟嵌套移动网络内外 2 个节点之间的通信。

表5 仿真参数设置

参数	取值
有线链路带宽/Mbits ⁻¹	100
无线链路带宽/Mbits ⁻¹	1
有线网络节点间的平均传播时延/ms	5
各MR之间的平均传播时延/ms	10
无线网络平均链路层切换时延/ms	50
路由器通告RA消息的时间间隔/ms	100
重复地址检测等待时延/ms	200

首先,为了验证上述方案的移动切换性能,在数据通信过程中分别让底层网络发生移动,并接入到相同和不同的AR来模拟一次域间和域内移动,且假设移动前后该移动网络所处嵌套层数都为 L ,然后在数据报文接收端CN统计移动后收到的第一个报文的仿真时间 T_2 与移动前收到的最后一个报文的仿真时间 T_1 的差值作为单次域间或域内移动的切换时延。为了减少因等待接收RA消息的时间差异所造成的误差,每种切换实验均进行3次并统计切换时延的平均值。图7显示了上述实验中嵌套层数递增时各方案的切换时延。

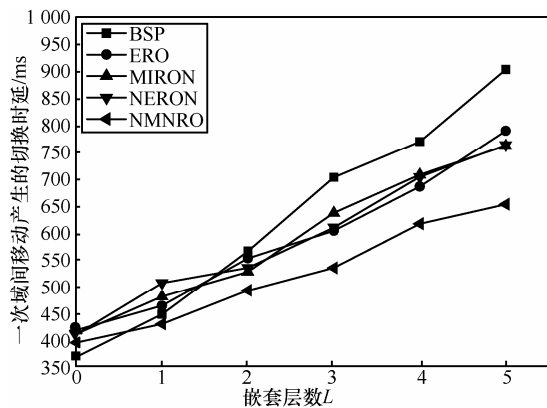
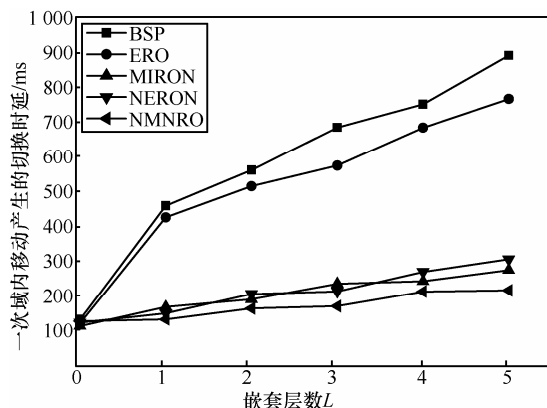
(a) 各方案的域间移动切换时延随嵌套层数 L 变化的情况(b) 各方案的域内移动切换时延随嵌套层数 L 变化的情况

图7 嵌套层数递增时各方案的切换时延

图7(a)显示了各方案的域间移动切换时延随嵌套层数 L 变化的情况。当嵌套层数 $L=0$ 时,BSP方案仅有单层隧道且无需进行优化方案中必须执行的返回路由可达过程和对端注册过程,所以其切换时延反而比路由优化方案低,但从 $L=1$ 开始,BSP的信令报文由于需要进行多次隧道封装并经过多个家乡网络,从而导致切换时延随嵌套层数快速上升。所有优化方案都已在切换过程中完成MR路由表的更新,因此信令报文就无需进行隧道封装,所以时延普遍较低。其中NMNRO由于无需单独进行路由更新,所以域间移动切换时延最低。

图7(b)显示了各方案的域内移动切换时延随嵌套层数 L 变化的情况。当 $L=0$ 时MR直接接入AR,各方案中MR在域内移动后依然接入同一个AR,因此都无需重新配置转交地址,此时各方案的域内切换时延基本相同。从 $L=1$ 开始,配置TCA地址的3种优化方案就具有明显的优势,因为它们仍只需进行二层切换和路由更新,而ERO就需要与BSP一样需要重新配置地址并进行注册,此时这2种方案的域内移动切换时延与域间移动切换时延接近(如图7(a)所示)。BSP由于采用多次隧道封装,其切换时延曲线上升最快。NMNRO在域内移动后路由更新时延仅为MIRON和NERON的一半,因此其域内移动切换时延最小。但由于链路时延在总的切换时延中所占比率不大,因此本方案的域间和域内移动切换时延相比于其他优化方案优势并不明显,但这种优势会随着嵌套层数的增加而增大。

接着,验证各方案的实际有效数据传输性能,方法是在预设的总仿真时间5s内,在接收端CN统计所收到的数据报文数量。为了公平比较,各方案中的移动网络(层数均为 L)会在总仿真时间内分别进行4次域间移动和4次域内移动。虽然各方案在进行数据传输时的额外报头大小不同(参见表3),但每个数据报文的有效负荷都相同,所以接收端CN在仿真时间内所收到的报文数量与各方案中通信双方LFN与CN间的有效吞吐量(即实际有效数据传输速率)成正比。仿真后的结果,即嵌套层数 L 递增时各方案接收到的报文数量如图8所示。

从图8中可以看出,BSP的性能依然最差且随嵌套层数下降最快。虽然上述4种路由优化方案都已实现路由最优,但ERO在域内移动时需要重新注册,因此当嵌套层数 L 增大时,ERO的该项性能低于采用TCA地址配置方式的优化方案。由于有

效吞吐量不但与切换时延有关，而且也会受到额外报头大小（参见表3）的影响，NERON的额外报头比其他优化方案大，因此影响了其有效吞吐量。MIRON虽然也具有较好的数据传输性能，但却以较差的可部署性为代价的。NMNRO方案由于同时具有较低的报文开销和较低的域内、域间移动的切换时延，因此其有效吞吐量高于作为对比的其他3个路由优化方案。当 $L \geq 3$ 时，NMNRO的有效吞吐量优于其他优化方案13%以上，并且当嵌套层数 L 增加时，这种优势还会逐渐加大。

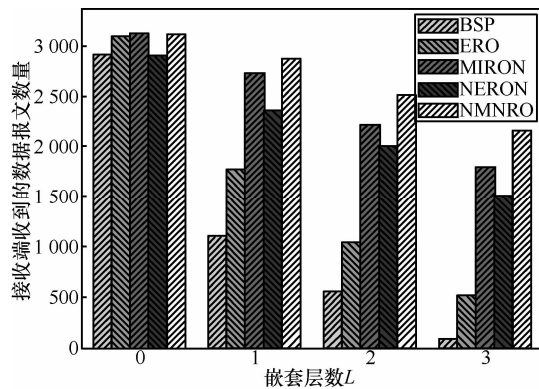


图8 嵌套层数 L 递增时各方案接收到的报文数量

6 结束语

本文提出了一种嵌套移动网络路由优化方案NMNRO，该方案通过结合TCA地址配置、对端注册以及扩展邻居发现协议的方法，解决了嵌套移动网络的路由优化问题，同时无需修改CN、HA和AR，也无需引入新的节点和协议，因此本文提出的方案与标准协议保持了较好的兼容性，具有较好的可部署性。此外，性能分析表明了本方案具有较低的报文开销、绑定更新开销和路由更新开销，仿真实验的结果表明，由于在设计中尽可能降低了优化过程中的上述开销，因此本方案具有较低的切换时延和较高的有效吞吐量，并且这些性能优势会随嵌套层数的增加而进一步扩大。

参考文献:

- [1] PERKINS C, JOHNSON D J. Mobility Support in IPv6[S]. IETF RFC 6275, 2011.
- [2] DEVARAPALLI V, WAKIKAWA R, PETRESCU A, *et al.* Network Mobility (NEMO) Basic Support Protocol[S]. IETF RFC 3963, 2005.
- [3] NG C, THUBERT P, WATARI M, *et al.* Network Mobility Route Optimization Problem Statement[S]. IETF RFC 4888, 2007.
- [4] SARDAR B, SAHA D. Performance analysis of basic support protocol

- (BSP) in nested network mobility (NeNEMO)[A]. Computing, Communications and Informatics[C]. India, 2013. 1430-1435.
- [5] ERNST T, LACH H Y. Network Mobility Support Terminology[S]. IETF RFC 4885, 2007.
- [6] LIM H J, KIM M, LEE J H, *et al.* Route optimization in nested NEMO: classification, evaluation, and analysis from NEMO fringe stub perspective[J]. Mobile Computing, 2009, 8(11): 1554-1572.
- [7] SHAHRIAR A Z M, ATIQUZZAMAN M, IVANCIC W. Route optimization in network mobility: solutions, classification, comparison, and future research directions[J]. Communications Surveys & Tutorials, 2010, 12(1): 24-38.
- [8] THUBER P, MOLteni M. IPv6 Reverse Routing Header and its Application to Mobile Networks[S]. IETF Internet Draft draft-thubert-nemo-RRH-07, 2007.
- [9] BAUER C. A secure correspondent router protocol for NEMO route optimization[J]. Computer Networks, 2013, 57 (5):1078-1100.
- [10] CALDERON M, BERNARDOS C, BAGNULO M, *et al.* Design and experimental evaluation of a route optimization solution for NEMO[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(9): 1702-1716.
- [11] JAYARAMAN P, LOPEZ R, OHBA Y, *et al.* Protocol for Carrying Authentication for Network Access (PANA) Framework[S]. IETF RFC 5193, 2008.
- [12] YOUSAF F Z, WIETFELD C. Solving pinball routing, race condition and loop formation issues in nested mobile networks[J]. Computer Networks, 2012, 56(4): 1357-1375.
- [13] MOHAMMAD M, MOHAMMED A. Efficient route optimization scheme for nested-NEMO[J]. Journal of Network and Computer Applications, 2013, 36(3): 1039-1049.
- [14] NARTEN T, NORDMARK E, SIMPSON W, *et al.* Neighbor Discovery for IP version 6 (IPv6)[S]. IETF RFC 4861, 2007.
- [15] LO S, LEE G, CHEN W, *et al.* Architecture for mobility and QoS support in all-IP wireless networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communication, 2004, 22(4): 691-705.
- [16] OMNeT++ [EB/OL]. <http://www.omnetpp.org>, 2014.

作者简介:



尹星（1980-），男，江苏泰兴人，东南大学博士生，江苏大学讲师，主要研究方向为移动互联网、车联网、下一代网络体系结构等。

吴国新[通信作者]（1956-），男，安徽歙县人，东南大学教授、博士生导师，主要研究方向为网络协议、网络体系结构、自组网等。E-mail: gwu@seu.edu.cn。

董永强（1973-），男，河南浉池人，东南大学副研究员，主要研究方向为网络体系结构、移动网络、网络融合、内容分发等。

张三峰（1979-），男，山东金乡人，东南大学讲师，主要研究方向为P2P网络、信任管理、移动自组网等。