

新一代互联网移动管理机制研究

董 平, 杨 冬, 秦雅娟, 张宏科
(北京交通大学电子信息工程学院, 北京 100044)

摘 要: 传统互联网以“固定、有线”为主的连通方式, 难以适应新的无线/移动网络的发展需求. 本文提出了一种新一代互联网移动管理机制——标识分离映射机制 ISMS, 详细介绍了 ISMS 的基本理论和协议流程, 并与移动 IPv6 协议进行了性能分析和对比. ISMS 是一种基于网络的移动管理机制, 其切换管理和位置管理均由网络完成, 能够满足新一代互联网移动管理机制在快速切换、路由优化、可扩展、可控可管、保护位置隐私、安全性和降低无线链路开销等方面的需求. 理论分析表明 ISMS 的网络层面平均切换时延远小于移动 IPv6 的平均切换时延, 能够有效支持绝大部分实时应用. 原型系统的实现和验证进一步说明了 ISMS 的可行性和有效性.

关键词: 新一代互联网; 移动管理; 标识分离映射机制; 移动 IPv6; 一体化网络

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2008) 10-1916-07

Research on the Mobility Management Scheme in Future Internet

DONG Ping, YANG Dong, QIN Yajuan, ZHANG Hong-ke

(School of Electronics and Information Engineering, Beijing Jiaotong University, Beijing 100044, China)

Abstract: Traditional Internet was originally designed for statically located terminals and can hardly meet the new requirements of wireless/mobile networks. This paper proposes a candidate for the mobility management scheme in future Internet, named Identifiers Separating and Mapping Scheme (ISMS), discusses its basic theory and detailed approaches, and compares it with Mobile IPv6. ISMS is a network-based mobility management scheme which deploys location management and handover management inside of the network. It is also designed to satisfy the needs of faster handover, route optimism, scalability, controllability, location privacy, security and decreasing consumption on wireless links. Analysis shows that the average handoff delay of ISMS is far smaller than that of Mobile IPv6 and can satisfy most of the real-time applications. Experiments performed on a prototype show that ISMS is feasible and effective.

Key words: future Internet; mobility management; ISMS; Mobile IPv6; universal network

1 引言

随着无线网络技术的快速发展, 各种无线/移动网络日益成为互联网的重要组成部分, 无线网络技术已成为最具活力的网络技术发展方向. WiFi, WiMAX 及无线传感器网络技术的广泛应用无不昭示着无线网络技术极有可能达到甚至超过目前 LAN 在互联网中的地位. 例如, 从 2003 年开始便携式电脑的销量已经超过了台式机, 2005 年在中国范围内约有 5 亿互联网有线用户, 而手机用户已经接近 20 亿, 且其中约 20% 开通了数据业务^[1]. 在未来几年内将会有越来越多的移动终端开通互联网数据业务, 届时传统互联网的基础架构将在移动性管理方面受到严峻的挑战.

传统互联网缺省支持的是以“固定、有线”为主的连通方式, 对移动性的支持能力很差. 作为传统互联网的

移动性支持扩展方案, 移动 IPv4 (MIPv4, Mobile IPv4)^[2] 和移动 IPv6 (MIPv6, Mobile IPv6)^[3] 部分解决了移动节点在移动过程中的通信持续性问题, 但 MIPv4 和 MIPv6 仍然基于传统互联网的体系结构设计, 这导致移动节点在移动切换过程中会产生较大的时延(一般在秒级), 无法为时延敏感的语音和视频业务提供满意的支持.

目前, 国内外正在积极开展对新一代互联网体系结构的研究, 并且都将移动管理机制作为其中重要的研究内容, 如美国国家科学基金委员会 (NSF) 的 GENI^[4]、FIND^[4] 等重大基础性研究项目都试图将移动性支持作为新一代互联网的缺省工作模式.

我们在文献 [5, 6] 提出了一体化网络体系结构. 作为对新一代互联网体系的基础研究, 其主要目标是在一体化网络平台上提供多元化的网络和终端接入, 保证信息交互的安全性和移动性, 并具有支持普适服务的能

收稿日期: 2007-08-20; 修回日期: 2008-05-03

基金项目: 国家 973 重点基础研究发展规划 (No. 2007CB307101, 2007CB307106); 教育部高等学校科技创新工程重大项目培育资金 (No. 706005)

力. 本文主要讨论一体化网络的移动管理机制——标识分离映射机制 (ISMS, Identifiers Separating and Mapping Scheme). ISMS 是一种基于网络的移动管理机制, 所有终端的移动切换管理和位置管理均由网络控制和完成. 基于这种设计原理的网络有利于支持用户的快速、大范围移动, 同时利于网络管理和控制, 并且能够保证用户的位置隐私性.

2 标识分离映射机制

2.1 设计需求

设计新一代互联网移动管理机制时, 必须考虑到如下的设计需求:

(1) 快速切换. 相对于 MIPv4 和 MIPv6 等传统移动管理方案, 新的移动管理机制必须能够提供更快的切换速度, 以满足未来多种移动业务的需求.

(2) 路由优化. 为了降低数据包传输时延、减少网络资源开销, 新的移动管理机制必须支持良好的路由优化机制. 尤其当移动节点远离其家乡网络时, 路由优化尤为重要.

(3) 可扩展性. 随着移动用户的增加和新业务的产生, 基于新的移动管理机制的网络应该能够方便地进行扩展, 并且网络对移动管理能力和数据传输能力的扩展应该能够独立于用户层面进行.

(4) 可控可管. 新的移动管理机制必须有利于管理者对网络进行控制和管理, 以便维护网络的稳定性和保证用户获得业务的持续性.

(5) 保护位置隐私. 类似 2.5G、3G 等移动通信网络技术, 新的移动管理机制必须保证在通信过程中移动用户所处的位置对于通信对端和其他用户是不可见的.

(6) 安全性. 新的移动管理机制必须考虑安全性问题, 能够抵抗一定的恶意攻击.

(7) 降低无线链路开销. 由于无线链路的资源和移动节点的能源都是相对有限的, 新的移动管理机制必须尽可能减少无线链路上的协议消息传输数量和用户数据开销.

本文将从这七个方面分析 ISMS 机制的有效性.

2.2 移动管理机制

在传统互联网体系结构中, IP 地址既作为终端的身份标识也作为终端的位置标识^[7]. 这种方式不利于支持终端的移动性, IP 地址的变化会导致原来建立的传输连接中断, 需要重新建立连接.

一体化网络中采用了接入标识 (AID, Accessing Identifier) 与交换路由标识 (SRID, Switching Routing Identifier) 分离映射的移动管理策略, 把传统 IP 地址的双重属性进行分离. 接入标识代表终端的身份, 交换路由标识代表终端的位置. 该机制使通信终端在移动的情况

下仅仅进行交换路由标识的切换, 而用于建立传输连接的接入标识在此过程中保持不变, 连接不会被中断.

图 1 展示了 ISMS 体系结构, 在通信过程中, 当终端向其通信对端发送数据时, 在接入层面中数据包的源和目的均采用接入标识, 在骨干层面中数据包的源和目的均采用交换路由标识. 终端的 (AID, SRID) 映射关系由接入交换路由器 (ASR, Access Switching Router) 和映射服务器 (IMS, Identifiers Mapping Server) 共同维护和管理.

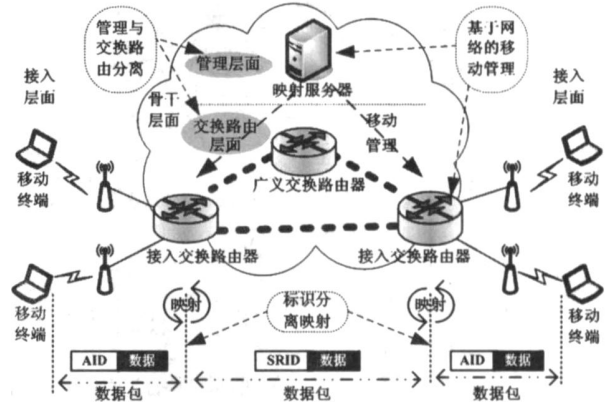


图 1 标识分离映射体系结构

2.2.1 移动切换与路由优化流程

图 2 展示了 ISMS 机制的基本移动切换流程, 当移动节点 (MN, Moving Node) 离开前一个 ASR (oASR, old ASR) 移动到新的 ASR (nASR, new ASR) 时, ①首先收到 nASR 的“ASR 通告消息”, 其中包含 nASR 的接入标识. ②MN 根据 nASR 的接入标识判断自己发生了移动, 因此向 nASR 发送“接入请求消息”. ③nASR 收到 MN 的接入请求消息后, 为 MN 分配新的 < AID, SRID > 映射关系, 并向映射服务器汇报. ④映射服务器收到 nASR 的“映射关系汇报消息”后, 更新其数据库中 MN 的映射关系, 并使用“映射关系通知消息”将新的映射关系通知给 oASR. 至此, 整个移动切换过程结束. 在此过程中, MN 的接入标识始终保持不变, MN 与其通信对端 (CN, Corresponding Node) 之间的通信不会中断.

图 2 所示的基本切换流程结束后, 从 CN 发往 MN 的数据将沿 CN → cASR → oASR → nASR → MN 的三角路由路径传输. 我们采用了基于数据触发的路由优化策略. MN 发生移动后, 如果 CN 首先向 MN 发送数据, 当 oASR

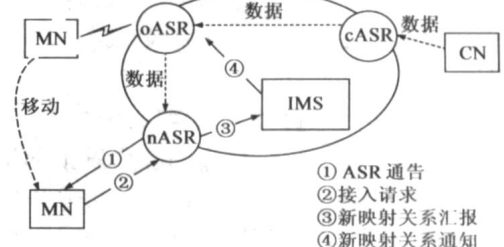


图 2 基本移动切换流程

收到该数据流的一个数据包后,检测到 MN 已经移动到 nASR 处,则通过“ASR 映射关系更新消息”将 MN 的新映射关系通知给 cASR;如果 MN 首先向 CN 发送数据,当 nASR 收到该数据流的第一个数据包后,通过“ASR 映射关系更新消息”将 MN 的新映射关系通知给 cASR.一旦 cASR 收到 MN 的新映射关系,从 CN 发往 MN 的数据将沿优化后的路径 $CN \rightarrow cASR \rightarrow nASR \rightarrow MN$ 传输.路由优化过程如图 3 所示.

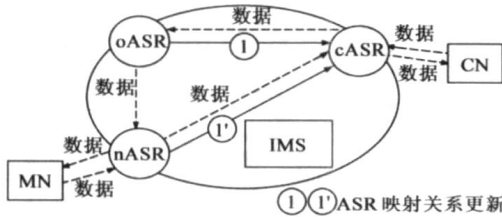


图 3 路由优化过程

2.2.2 可扩展性

为了使 ISMS 机制具有可扩展性,采用了图 4 所示的分布式移动管理结构.

定义每个映射服务器(IMS)所管理的网络范围为一个管理域,整个网络将由多个管理域组成.由于 IMS 和 ASR 完全由网络管理者进行维护,一旦移动用户大量增加或典型的新业务产生,网络管理者可以对网络进行及时的扩展/扩容.整个扩展/扩容过程是在网络内部完成,完全独立于用户所在接入层面而进行.

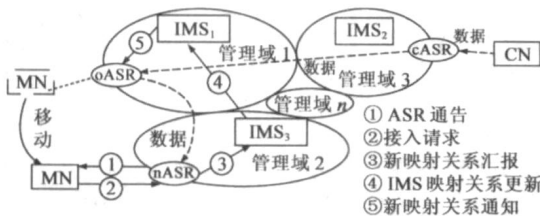


图 4 分布式移动管理结构

图 4 同时展示了移动节点在跨域移动时的切换流程,相对于基本移动切换流程(如图 2 所示),域间移动切换流程仅需增加一个 IMS 之间的映射关系更新过程.

2.2.3 可控可管

在 ISMS 机制中,固定节点和移动节点在首次接入网络时都执行相同的操作,即从 ASR 通告消息中获取当前 ASR 的信息,并向 ASR 发起接入请求,以便 ASR 和 IMS 为其分配和维护(AID, SRID)映射关系.移动节点在移动后从新的位置(新的 ASR)接入网络时,所执行的操作与首次接入网络时没有区别.

移动节点在移动过程中的位置管理和切换管理完全由 ASR 和 IMS 完成,而 ASR 和 IMS 均属于网络运营者所控制和管理的设备,因此 ISMS 是一种基于网络的移动管理机制,有利于运营者维护网络的稳定性和保证用户获得业务的持续性,同时保证了网络的可控可

管性.与此不同的是,MIPv6 等移动管理机制均需要终端参与位置管理和切换管理过程,不利于运营者对网络进行管理和维护.

2.2.4 位置隐私性

在 MIPv6 中,位置隐私性问题主要表现在两个方面^[8]:(1)通信对端根据移动节点的转交地址可获知移动节点的拓扑位置.(2)窃听者根据移动节点的家乡地址可以追踪到移动节点的转交地址,进而获知移动节点的拓扑位置.

对于 ISMS 移动管理机制,通信对端仅能获知代表用户身份信息的接入标识,而包含移动节点拓扑位置信息的交换路由标识被隐藏在网络内部,通信对端无法获得.

对于 ISMS 移动管理机制中的窃听者来说,在接入层面它们仅能见到移动节点的接入标识,而无法据此追踪到通信节点的交换路由标识;在骨干层面它们仅能获知通信节点的交换路由标识,但是无法据此反向追踪通信节点的接入标识.窃听者无法将通信节点的身份与拓扑位置信息对应起来.

因此,在 ISMS 移动管理机制中,移动节点的位置隐私性可以得到很好的保护.

2.2.5 安全性

ISMS 移动管理机制中,骨干层面(如图 1 所示,包括管理层面和交换路由层面)设备之间进行通信时,源和目的均采用交换路由标识;而在接入层面,终端之间在通信时源和目的均采用接入标识.一旦终端发出源或目的为交换路由标识的数据包,则该数据包会被 ASR 视为非法数据而丢弃,这就保证了骨干层面所有管理设备和交换路由设备对接入层来说是不可访问的,从而保证了骨干层面设备的安全性.

ISMS 移动管理机制由 ASR 和 IMS 共同完成,不需终端参与,负责切换管理和位置管理的 IMS 位于网络内部且仅与 ASR 进行消息交互.因此,移动终端无需获知 IMS 的交换路由标识,这就从网络体系结构上保证了 IMS 不对终端用户公开,进一步保证了 IMS 以及整个移动管理体系的安全性.

3 性能分析

3.1 切换时延分析

由于 ISMS 和 MIPv6 在移动切换时所经历的链路层切换过程相同,所以此处主要针对网络层面的切换过程进行对比.如图 5 所示,在 MIPv6 的移动切换过程中,切换延时主要来自三个阶段:移动检测、转交地址配置和绑定更新.

一般来说,在 MIPv6 协议中,MN 通过对路由器宣告(RA)消息的检测来发现自己移动到了新子网,路由器

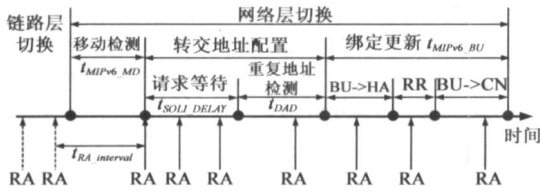


图 5 MIPv6 切换过程的时延

发送 RA 的时间间隔在 $MinRtrAdvInterval$ 和 $MaxRtrAdvInterval$ 之间随机选择^[3]. 当链路层切换完成时, 在网络层面 MN 处于等待 RA 消息到来的移动检测阶段, 因此 MIPv6 移动检测阶段的平均时延为:

$$E[t_{MIPv6_MD}] = \frac{1}{2} \left(\frac{MinRtrAdvInterval}{2} + \frac{MaxRtrAdvInterval}{2} \right) \quad (1)$$

MIPv6 标准建议 $MinRtrAdvInterval$ 和 $MaxRtrAdvInterval$ 分别取值 30ms 和 70ms, 因此在不考虑其它因素的情况下, MN 移动检测阶段的平均时延为 25ms.

MN 收到 RA 后, 通过获取新子网的前缀信息, 结合有状态或无状态的地址自动配置操作形成新的转交地址, 然后使用重复地址检测机制, 验证新转交地址的唯一性. 为了避免多个 MN 在同一时间对同一转交地址进行重复地址检测, MN 在发送检测请求前, 需要等待一个随机时间, MIPv6 建议等待时间在 0 到 $MAX_RTR_SOLICITATION_DELAY$ 之间取值, 因此 MN 请求等待的平均时延为:

$$E[t_{SOLI_DELAY}] = \frac{MAX_RTR_SOLICITATION_DELAY}{2} \quad (2)$$

RFC2461^[9] 建议 $MAX_RTR_SOLICITATION_DELAY$ 取值 1000ms, 所以 MN 在进行重复地址检测前的平均等待时间可达 500ms.

转交地址配置过程中的另一个主要时延来源于 MN 等待重复地址检测结果返回的阶段, RFC2461 建议的等待时间 $RetransTimer$ 为 1000ms.

MIPv6 移动切换过程的最后一个阶段是转交地址的绑定更新过程. MN 首先需要告知其 HA 新的转交地址, 然后进行返回路由可达性检验, 最后告知其 CN 新的转交地址. 绑定更新过程的时延主 t_{MIPv6_BU} 要来自于协议消息处理时延和在网络传输时延, 当 MN 与 HA 及 CN 的距离较近时, 该时延不会对切换过程的时延产生大的影响, 但在互联网上, 这一部分的时延还是会造较大影响的.

故, MIPv6 的网络层面切换时延可以表示为:

$$E[t_{MIPv6_handoff}] = E[t_{MIPv6_MD}] + E[SOLI_DELAY] + RetransTimer + t_{MIPv6_BU} \quad (3)$$

根据式(3)的计算, 一般情况下 MIPv6 平均切换时延大

于 1525ms, 这种切换性能无法满足实时应用的需求.

如图 6 所示, ISMS 网络层面切换过程包括两个部分: 移动检测(图 2 第①步)和位置更新(图 2 第②③④步). 其中移动检测与 MIPv6 的移动检测相对应, 位置更新与 MIPv6 的绑定更新相对应. 由于在移动过程中 MN 的接入标识保持不变, 所以 ISMS 中不需要与 MIPv6 的转交地址配置相对应的步骤.

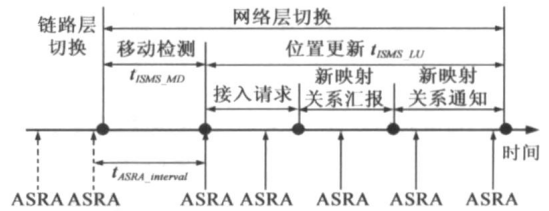


图 6 ISMS 切换过程时延

在 ISMS 中, MN 通过接收 ASR 通告消息(ASRA)判断是否发生了移动切换. 不失一般性, 设 ASR 通告消息和 MIPv6 的 RA 消息发送频率相同, 可以得出:

$$E[t_{ISMS_MD}] \approx E[t_{MIPv6_MD}] \quad (4)$$

ISMS 切换过程的第二个阶段是位置更新过程. MN 向 ASR 发送接入请求, ASR 在为 MN 分配映射关系后向 IMS 汇报, 最后 IMS 将新映射关系通知 MN 的前一个 ASR. 这一过程的时延 t_{ISMS_LU} 主要是由协议消息在网络中的传输产生的. 因为 ASR 和 IMS 全部由网络管理者来维护和管理, 并且位置相对固定, 所以在通常情况下 ASR 和 IMS 之间会通过高速专用链路(或虚链路)连接. 由于 ISMS 机制中绝大部分的协议消息仅需在高速有线链路上传输, 而 MIPv6 绝大部分的协议消息需要在无线链路上传输(见 3.2.1 节分析), 所以一般来说 $t_{ISMS_LU} < t_{MIPv6_BU}$, ISMS 机制中的位置更新时延不会对整个移动切换时延产生大的影响.

故, ISMS 的网络层面切换时延可以表示为:

$$E[t_{ISMS_handoff}] = E[t_{ISMS_MD}] + t_{ISMS_LU} \quad (5)$$

根据式(5)的计算, 一般情况下 ISMS 切换时延稍大于 25ms, 远远优于 MIPv6 的切换性能. 根据大部分实时应用的切换时延忍受程度(150~400ms)^[10], ISMS 移动管理机制可以满足这些实时应用的需求.

3.2 无线链路开销

无线链路资源相对于有线链路资源具有有限性和宝贵性, 下面从协议消息开销和用户数据开销两个角度分析 ISMS 在无线链路上使用时的优越性.

3.2.1 协议消息开销

ISMS 采用基于网络的移动管理机制, 在移动终端与 ASR 之间的无线链路上传输的协议消息只有 ASR 通告消息和接入请求消息, 而 MIPv6 几乎所有的协议消息都需要在无线链路上传输. 表 1 和表 2 分别列出了

ISMS 和 MIPv6 需要在无线链路传递的协议消息及其字节数。需要注意的是, MIPv6 中一些不太常用的消息并未在表 2 列出, 如绑定刷新请求消息(BRR)和绑定错误消息(BE), 这些消息同样要在无线链路上传输。

表 1 ISMS 在无线链路传输的协议消息及其字节数

协议消息类型	协议消息的字节数
ASR 通告	56+ 可选项字节数
接入请求	48+ 可选项字节数

表 2 MIPv6 在无线链路传输的协议消息及其字节数

协议消息类型	协议消息的字节数
路由器请求(RS)	48+ 可选项字节数
路由器宣告(RA)	56+ 可选项字节数
邻居请求(NS)	64+ 可选项字节数
到 HA 的绑定更新(BU)	52+ 移动选项字节数
HA 返回绑定应答(BA)	52+ 移动选项字节数
家乡测试初始消息(HoTI)	56+ 移动选项字节数
转交测试初始消息(CoTI)	56+ 移动选项字节数
家乡测试消息(HoT)	64+ 移动选项字节数
转交测试消息(CoT)	64+ 移动选项字节数
到 CN 的绑定更新(BU)	52+ 移动选项字节数
CN 返回绑定应答(BA)	52+ 移动选项字节数

根据表 1 和表 2, 在一次正常的移动切换过程中, ISMS 机制需要在无线链路传输的协议消息数目 $t_{ISMS_MsgNum} = 2$, 协议消息的字节数之和 $t_{ISMS_MsgSize} \geq 104$; MIPv6 机制需要在无线链路传输的协议消息数目 $t_{MIPv6_MsgNum} = 11$, 协议消息的字节数之和 $t_{MIPv6_MsgSize} \geq 616$ 。考虑到未列入表 2 的 MIPv6 协议消息, ISMS 和 MIPv6 在无线链路上传输的协议消息数目比值如式(6)所示, 协议消息的字节数之和比值如式(7)所示:

$$t_{ISMS_MsgNum} \setminus t_{MIPv6_MsgNum} \leq 2/11 \approx 18.18\% \quad (6)$$

$$t_{ISMS_MsgSize} \setminus t_{MIPv6_MsgSize} \leq 104/616 \approx 16.88\% \quad (7)$$

由式(6)和式(7)可以看出, ISMS 在无线链路上的协议消息开销远远低于 MIPv6。较少的无线链路协议消息开销能够有效降低无线链路资源消耗外, 还可以避免低速无线链路的消息传递缓慢问题, 从而有效提升低速无线环境下的移动切换性能。此外, 发送较少的协议消息还能够节省移动节点的能源消耗, 提高移动节点的生存时间。

3.2.2 用户数据开销

ISMS 采用标识替换的方式传输用户数据, MIPv6 采用隧道或增加 IPv6 扩展报头的方式传输用户数据。

在 MIPv6 机制中, 如果采用隧道方式传递用户数据, 则需要给每个数据包封装一个长度为 40 字节的 IPv6 报

头; 如果采用路由优化方式, 则需要给每个数据包中增加一个长度为 24 字节的路由报头(Routing Header)。

据统计^[11, 12], 在互联网上传输的所有数据包中, 长度在 1500 字节以下的数据包占近 100%, 长度在 552 字节以下的数据包占 75% 以上。按照 1500 字节计算, MIPv6 隧道方式和路由优化方式给互联网增加的流量比率分别为 $40/1500 \approx 2.67\%$ 和 $24/1500 = 1.6\%$; 按照 552 字节计算, MIPv6 隧道方式和路由优化方式给互联网增加的流量比率分别为 $40/552 \approx 7.25\%$ 和 $24/552 \approx 4.35\%$ 。

在 ISMS 机制中传递用户数据时采用的是标识替换的方式, 即在 ASR 上将数据包的源和目的由接入标识替换为交换路由标识。在标识替换过程中并不为数据包增加长度, 所以不会为互联网产生额外的流量开销。

由以上分析可见, 在用户数据的传输过程中 MIPv6 机制会导致无线链路以及整个互联网上数据流量开销的增长, 而 ISMS 机制不会增加任何数据流量开销。

4 实验验证

建立了如图 7 所示的实验环境, 实验环境内包括映射服务器、接入交换路由器、广义交换路由器、固定终端和移动终端。其中接入交换路由器和广义交换路由器分别采用具有自主知识产权的 BJTU IPv6 无线/移动路由器和 BJTU R2600 IPv6 路由器, 其上均扩展实现了 ISMS 机制。映射服务器、固定终端和移动终端上均实现了 ISMS 机制, 软件代码完全自主开发。实验环境中包括两个管理域, 域间通过广义交换路由器相连。当移动终端从一台接入交换路由器移动到另一台接入交换路由器时, 网络进行映射关系重新分配和更新等操作。

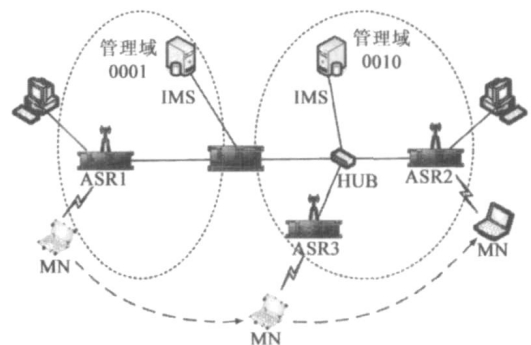


图 7 ISMS 实验环境拓扑图

4.1 切换时延

在实验环境中对 ISMS 的基本移动切换流程进行了测试, 图 8 展示了多次测试中的 ISMS 移动切换时延。图 9 展示了平均移动切换时延以及切换过程中各阶段所占用的平均时间。

从图 8 可以看出, ISMS 移动切换时延仅为几十毫秒, 实验结果验证了公式(5)理论分析的正确性。从图 9 可以看出 ISMS 的切换时延主要取决于移动检测的快慢

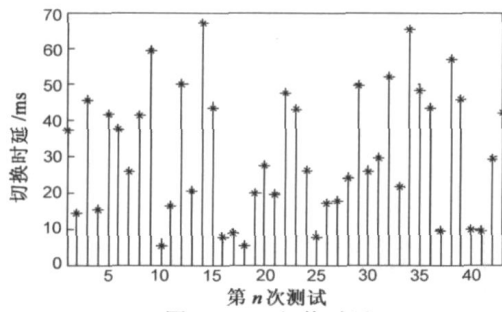


图 8 ISMS 切换时延

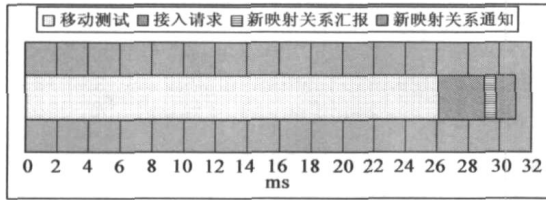


图 9 ISMS 平均切换时延各阶段分布

程度。由于在测试中 ASR 通告消息周期性广播，发送间隔为(30ms, 70ms)之间的随机数，这样，移动终端的移动检测时间(即从链路层切换完成到收到第一个 ASR 通告消息的时间)在(0ms, 70ms)之间分布。

将数值代入式(4)和式(1)进行计算，可以得出移动检测阶段的平均时延的理论值：

$$\begin{aligned}
 E[t_{ISMS_MD}] &\approx E[t_{MIP6_MD}] \\
 &= \frac{1}{2} \times \frac{\text{MinRtrAdvInterval}}{2} + \frac{\text{MinRtrAdvInterval}}{2} \\
 &= \frac{1}{2} \times \left(\frac{30}{2} + \frac{70}{2} \right) = 25\text{ms}
 \end{aligned}$$

在实验中，移动检测阶段的平均时延为 26.12ms，与理论计算结果基本一致。接入请求、新映射关系汇报和新映射关系通知阶段的平均时延分别为 2.94ms、0.74ms 和 1.23ms，三者之和为 ISMS 位置更新时延。主要来自于协议消息处理时延和链路传输时延。接入请求阶段所占时延稍长是因为在终端和 ASR 之间采用了加密认证的方式，加解密过程耗费了一定时间。

从实验结果可以看出，ISMS 机制的移动切换时延能够满足大部分实时应用的需求。

本文实验环境的拓扑规模较小，在较大规模、复杂拓扑网络中，协议消息的传输和处理时延将会增加，ISMS 的移动切换时延将大于本文试验结果。但由于 ISMS 是基于网络的移动管理机制，其移动管理节点(ASR 和 IMS)全部由网络管理者来维护，所以网络管理者可以在 ASR 和 IMS 之间建立专用的高速链路(或虚链路)，这样，除 ASR 通告和接入请求之外的其他协议消息均在高速链路传输，可以有效减少链路传输时延，从而降低切换时延。在下一步中，我们将建立拓扑更复杂的网络实验平台，并准备利用网络仿真软件对 ISMS 进行仿真，以便更准确的分析 ISMS 在大规模复杂拓扑

网络中的性能。

4.2 替换时延

由 3.2.2 节可看出，ISMS 采用替换源和目的标识的方式转发用户数据，有效的降低了网络中的用户数据开销。但是用户数据包的标识替换过程由 ASR 完成，这过程是否会给 ASR 带来较大额外负担，从而产生较大的替换时延呢？通过实验对这一问题进行了分析。

采用固定终端 ping 移动终端的方法进行本次实验，实验过程中在 ASR 的两侧同时抓取 ping 命令的 request 消息，以便测试在替换和不替换两种情况下 ASR 对 ping 命令 request 消息的处理时延差别。图 10 展示了两种方式下每个 request 数据包的 ASR 处理时延，在不替换和替换两种情况下分别取样 300 次，其中 ASR 对 request 消息的平均处理时延分别为 0.07775ms 和 0.07781ms，可以看出替换过程对数据包在 ASR 内部的处理时延产生的影响非常小。由于替换时延仅会在 ASR 上产生，在大规模网络中数据包会经过多跳路由器的转发，这时替换造成的负担更是可以忽略不计。

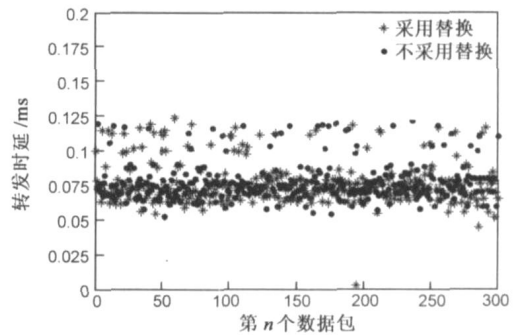


图 10 替换和不替换两种情况下的处理时延

我们在文献[6]中曾经针对标识替换时延进行实验分析，此次实验中采用 hash 算法提高了映射表的查询效率，因此实验结果优于文献[6]的实验结果。

4.3 无线链路和有线链路的传输性能对比

由 3.2.1 节分析可以看出 ISMS 机制采用基于网络的移动管理机制，仅需在无线链路上传输很少的协议消息。本节将无线链路和有线链路的传输性能进行了对比，以进一步说明 ISMS 机制减少无线链路上消息传递数量的必要性。

通过终端和 ASR 之间的 ping 命令进行测试，以比较无线链路和有线链路的数据传输时延及其稳定性。图 11 展示了终端从发出 ping 命令 request 消息到收到 reply 消息的时间间隔，分别采样 3000 次。其中，无线链路和有线链路上的平均传输时延分别 1.728ms 和 0.247ms，无线链路的平均传输时延约为有线链路的 7 倍。从图 11 还可以看出无线链路的传输时延抖动非常严重，而有线链路的传输时延非常稳定。

本次实验是在室内较短距离的无线链路上进行测

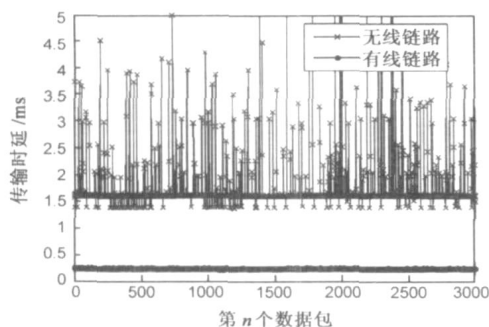


图 11 无线链路和有线路路的传输性能对比

试,当无线链路较长且所处环境较为复杂时,其传输时延将会更长,稳定性将会更差。ISMS 有效减少了无线链路的消息传递数量,能够更好的适应无线网络环境,因此具有更好的移动支持能力和实用价值。

5 结论与展望

本文提出了一种新一代互联网移动管理机制——标识分离映射机制 ISMS,详细介绍了其基本理论和工作机制,分析了其如何满足新的移动管理机制在快速切换、路由优化、可扩展、可控可管、保护位置隐私、安全性和降低无线链路开销等方面的需求。理论分析表明,ISMS 在切换时延和无线链路开销等方面的性能远远优于 MIPv6。在无链路层支持的情况下,ISMS 的网络层面移动切换时延仅稍大于 25ms,远低于 MIPv6 1525ms 的平均移动切换时延,能够满足绝大多数实时应用的需求。在移动节点的一次正常移动切换过程中,ISMS 机制需要在无线链路传输的协议消息条目和总字节数分别约为 MIPv6 的 18.18% 和 16.88%,极大的节省了无线链路资源。在原型系统中获得的实验数据进一步证明了理论分析的正确性和 ISMS 的实用价值。

在下一步工作中,将在有链路层支持的情况下分析 ISMS 机制,并将其与快速移动 IPv6(必须依靠链路层的支持)进行对比,以进一步说明 ISMS 机制的优越性。

参考文献:

- [1] GENI: global environment for network innovations [OL], <http://www.geni.net>.
- [2] Perkins C. IP mobility support for IPv4, revised. Internet draft, draft-ietf-mip4-ietf-3344bis-06[S]. IETF, 2008.
- [3] Johnson D, Perkins C, Arkko J. Mobility support in IPv6. RFC 3775[S]. IETF, 2004.
- [4] FIND: future Internet network design[OL], <http://find.isi.edu>.
- [5] 张宏科,苏伟. 新网络体系基础研究——一体化网络与普适服务[J]. 电子学报, 2007, 35(4): 593-598.

ZHANG H K, SU W. Fundamental research on the archi-

itecture of new network universal network and pervasive services[J]. Acta Electronica Sinica, 2007, 35(4): 593-598. (in Chinese)

- [6] 董平,秦雅娟,张宏科. 支持普适服务的一体化网络研究[J]. 电子学报, 2007, 35(4): 599-606. DONG P, QIN Y J, ZHANG H K. Research on universal network supporting pervasive services[J]. Acta Electronica Sinica, 2007, 35(4): 599-606. (in Chinese)
- [7] Saltzer J. On the naming and binding of network destinations. RFC 1498[S]. IETF, 1993.
- [8] Koodli R. IP address location privacy and mobile IPv6: problem statement. Internet draft, draft-ietf-mip6-location-privacy-ps06.txt[S]. IETF, 2007.
- [9] Narten T, Nordmark E, W. Simpson. Neighbor discovery for IP version 6 (IPv6). RFC 2461[S]. IETF, 1998.
- [10] Patrick P. Lam, Soung C. Liew, Jack Y. B. Lee. Cellular universal IP: a low delay mobility scheme based on universal IP addressing[A]. MSWiM'05[C], Montreal: ACM, 2005. 323-332.
- [11] Claffy K, Miller G, Thompson K. The nature of the beast: recent traffic measurements from an Internet backbone [OL]. <http://www.caida.org/publications/papers/1998/Inet98/Inet98.html>.
- [12] 李文杰,刘斌. 输入排队中抢占式的短包优先调度算法[J]. 电子学报, 2005, 33(4): 577-583. LI W J, LIU B. Preemptive short-packet first scheduling in input queuing switches[J]. Acta Electronica Sinica, 2005, 33(4): 577-583. (in Chinese)

作者简介:



董平 男, 1979年6月出生, 河北冀州人, 现为北京交通大学在读博士生, 主要研究方向: IP网络的路由理论与组播技术、下一代网络理论。
E-mail: dongping_private@163.com



杨冬 男, 1980年12月生于山西, 北京交通大学博士研究生, 主要研究方向为下一代网络理论、新网络服务理论。
E-mail: youngmanyd@163.com