

一体化网络移动管理机制信令开销分析研究

于永山,董平,张宏科

(北京交通大学 下一代互联网互连设备国家工程实验室,北京 100044)

摘要:一体化网络采用身份与位置分离映射机制,避免了传统网络中IP地址在语义上的双重属性问题,使得一体化网络不但可以有效解决核心网的路由可扩展性问题,而且可以很好地支持节点的移动性。提出了一种一体化网络的移动性管理机制,详细描述了移动过程中该机制的协议流程,然后建立了一个移动过程信令开销分析模型,并给出了通过该模型计算最佳域大小的方法。根据建立的信令开销模型得出的各种信令开销,通过仿真得到了移动过程中不同参数对总信令开销的影响。

关键词:一体化网络;分离映射;移动管理;信令开销

中图分类号:TP393

文献标识码:A

文章编号:1673-629X(2011)12-0077-05

Analysis and Research of Signaling Overhead of Mobility Management Mechanism in Universal Network

YU Yong-shan, DONG Ping, ZHANG Hong-ke

(National Engineering Laboratory for Next Generation Internet Interconnection Devices, Beijing Jiaotong University, Beijing 100044, China)

Abstract: The universal network can not only resolve effectively the routing scalability problem of the core network, but also support very well the node mobility, adopting separation and mapping scheme of the identifier and locator, which avoids the problem of the overloaded semantics of IP addresses in the traditional network. Propose a type of mobility management mechanism of the universal network, describe in detail the protocol flow during the mobile process, establish the analysis model for signaling overhead during the mobile process and provide the method for the calculation of the best domain value by this model. Based on the established model for signaling overhead obtain various signaling overheads and get the influence on signaling overhead of different parameters during the mobile process through the simulation.

Key words: universal network; separation and mapping; mobility management; signaling overhead

0 引言

随着信息技术的快速发展,互联网规模不断扩大,服务也不断多样化。目前,互联网已完全融入到人们的工作和生活中。然而,由于历史原因,IP(Internet Protocol)地址^[1,2]在语义学上同时具有“身份”和“位置”双重属性,这种设计导致了互联网路由可扩展性差,并且难以支持移动性和多家乡^[3],阻碍了互联网的快速发展。

身份与位置分离映射机制的设计思想旨在解决IP地址双重属性问题,它将IP地址的身份属性和位置属性分离。终端使用唯一的代表身份的标识就能在任何地方享受网络服务,即使终端移动到新的网络此标识也不会改变。而在网络中则采用代表其位置身份的可路由的标识转发数据包。身份与位置分离映射机制基本可以分为基于网络侧的和基于主机侧的两种类型。基于网络侧的分离映射协议如LISP^[4](Locator/ID Separation Protocol)用EID来代表身份,用Locator来代表位置。基于主机侧的分离映射协议像HIP^[5-7](Host Identity Protocol),在终端协议栈的网络层与传输层中增加垫层(shim layer)来实现分离映射。而在LISP的相关文档中并没有详细说明如何支持移动性,HIP由于要修改主机协议栈,也限制了移动性的扩展和普及。

一体化网络将整个网络分为接入网和核心网两部分^[8]。引入接入标识AID(Access Identifier)作为终端

收稿日期:2011-04-28;修回日期:2011-08-03

基金项目:国家自然科学基金重点项目(60833002);北京市自然科学基金重点项目(4091003);北京交通大学基本科研业务费(2009JBM003)

作者简介:于永山(1986-),男,山东烟台人,硕士研究生,主要研究领域为交换与路由理论与技术、下一代互联网移动性管理;张宏科,教授,博士生导师,主要研究领域为新一代互联网路由、协议理论与技术等。

节点接入网的身份标识,交换路由标识RID(Routing Identifier)作为核心网中的位置标识。每个终端使用能够代表其身份的AID,通过接入交换路由器ASR(Access Switching Router)接入到核心网。ASR为接入的终端进行分离映射并为其分配一个RID,终端经过ASR的数据包将映射成为RID进行路由。核心网中引入了映射服务器IDMS(Identifier Mapping Server)来管理各自域中的AID和RID的映射关系。这样,AID在不同网段的终端可以在ASR处聚合成同一网段的RID,有效解决了核心网的路由可扩展问题;而终端移动过程中AID不发生变化,在其接入的ASR上映射为对应其拓扑位置信息的RID,可以更好地支持移动性。

1 一体化网络中移动通信

一体化网络中移动通信如图1所示,其中GSR(General Switch Router)为一体网络核心网引入的广义交换路由器。另外,一体化网络引入了归属域的概念,假设移动终端MN的AID在域1注册分配(类似ISP分配IP地址),则域1为MN的归属域,域中映射服务器IDMS负责存储在该域接入的终端的AID与RID映射关系。根据图1, MN从ASR1移动到ASR2在两个不同的域的ASR之间移动称为域间移动或跨域移动, MN从ASR2移动到ASR3在同一个域的ASR下移动为域内移动,另外,规定移动终端发生移动后上次所在的域为旧域,上次接入的ASR为旧ASR。

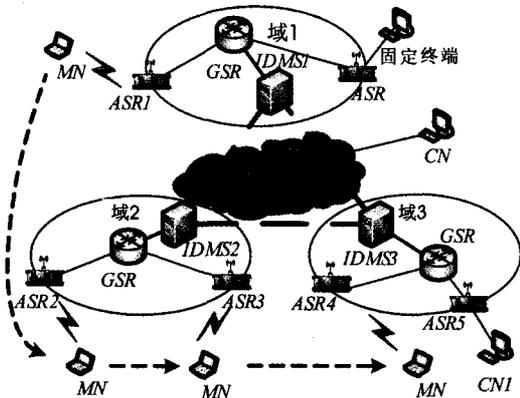


图1 一体化网络移动终端移动通信

1.1 一体化网络终端移动通信过程

首先当MN由ASR1的覆盖范围移动到ASR2的覆盖范围时:

- 1) MN收到ASR2广播发送的注册通告, MN根据通告接入ASR2并向ASR2发起认证注册;
- 2) 认证通过后, ASR2向MN发送确认信息;
- 3) ASR2为MN注册认证通过后, 为MN分配新的RID, 并向IDMS2发送映射更新;
- 4) IDMS2接到映射更新后, 通过MN的AID判断

该终端的归属域是域1, IDMS2存储映射关系后, 向IDMS1发送MN已经移动到域2的通告;

5) IDMS1收到通告后, 得知MN已经移动到域2, 根据其存储信息向MN的旧ASR(ASR1)发送MN离开通告, 然后IDMS1向IDMS2发送确认通告;

6) ASR1收到MN离开通告后, 存储MN的新映射关系, 由于在MN切换途中网络中可能有正在发往MN的数据包, 所以ASR1要负责向MN新接入的ASR2转发这部分数据包, 并向通信对端ASR更新MN新的映射关系, 然后清除MN的映射信息。

上述步骤为MN从域1的ASR1移动到域2的ASR2的具体过程。

若MN再次移动到ASR3接入, 则重复上述的1~4的过程, IDMS2收到ASR3分配的新映射关系后, 更新MN的映射关系, 然后向ASR2发送终端离开通告, ASR2重复上述步骤6。由于只是在域2中做域内移动, 所以IDMS2不必向IDMS1通告MN的移动信息。

若MN接着从ASR3移动到域3的ASR4接入时:

- 1) 重复上述的步骤1~5;
- 2) IDMS1收到通告后, 得知MN发生跨域移动, 向MN的旧域IDMS(IDMS2)发送终端离开通告;
- 3) IDMS2收到通告后, 清除MN的相关信息, 并向MN的旧ASR(ASR3)发送MN离开通告;
- 4) ASR3收到通告后, 重复上述步骤6。

通过上述步骤解释了移动终端MN在一体化网络中移动过程的通信流程。

1.2 新的通信节点CN1与MN建立通信的过程

如图1, CN1归属域3, 接入ASR5。假设此时MN正处于域2, 接入ASR3。当CN1发起向MN的通信时:

- 1) CN1向ASR5发送目的AID为MN的数据包;
- 2) ASR5接收到数据包后, 要对数据包进行分离映射, 首先向IDMS3查询MN的RID;
- 3) IDMS3收到消息后, 判断该AID不是本域管理的标识, 查找其归属域信息^[9]。然后向其归属域IDMS1发起查询;
- 4) IDMS1收到消息后, 查找映射存储表, 发现MN已经移动到域2, 然后IDMS2发起查询;
- 5) IDMS2收到查询消息后, 查找映射存储表, 将MN的映射关系发送给IDMS1, 并存储CN1的映射关系(由查询消息携带);
- 6) IDMS1收到映射关系后, 将该映射关系发送给IDMS3;
- 7) IDMS3收到映射关系后, 存储, 并发送给ASR5;
- 8) ASR5收到映射关系后, 存储, 然后对数据包进行分离映射, 转发数据包;

9) 核心网通过 MN 的 RID, 将数据包路由到 ASR3;

10) ASR3 收到数据包后, 向 IDMS2 查询 CN1 的 RID 对应的 AID, 由于步骤 5 中已经存储 CN 的映射关系所以不用多余的查询。ASR3 存储映射关系后, 将数据包解映射, 发送给 MN。

至此, 通信双方的接入 ASR 都存储了对端的映射关系, 以后的双方通信只需分离映射, 无需查询映射关系的过程。

2 信令开销及性能分析

本节建立了一个信令开销计算模型, 分析一体化网络中移动终端在域内域间移动过程中信令开销情况。总信令开销包括以下几部分^[7,10,11]: 对移动终端进行认证注册和映射更新的信令开销, 称为位置更新信令开销; 向通信对端节点接入的 ASR 进行映射更新时的信令开销, 称为绑定更新信令开销; 网络查找、定位 MN 时的信令开销, 称为映射查询信令开销; 映射服务器对域中 MN 的查询管理以及域中路由器对发往 MN 数据包转发处理的开销, 称为节点管理数据转发开销。

2.1 位置更新信令开销

位置更新信令开销分为域内位置更新信令开销和域间位置更新信令开销, 域内位置更新信令开销包括 MN 与其接入的 ASR 之间的认证注册开销, ASR 向其当前域 IDMS 发送的映射更新通告开销; 以及向旧 ASR 发送的节点离开通告开销, 域间位置更新信令开销除了包括上面的部分还增加了当前域 IDMS 向归属域 IDMS 发送节点跨域移动通告以及归属域 IDMS 向旧域 IDMS 发送的节点离开通告开销。

如图 2 所示, 位置更新信令开销分如下几部分:

MN 与 ASR 之间的认证注册开销

$$U_{MR} = a_m + a_r + 2c_{nr} \quad (1)$$

ASR 与 IDMS 之间终端接入映射更新开销

$$U_{RI} = 2a_r + a_i + 2c_{ri} \quad (2)$$

当前域 IDMS 和归属域 IDMS 以及旧域 IDMS 之间的位置更新开销

$$U_{II} = 6a_i + 4c_{ii} \quad (3)$$

IDMS 与 ASR 之间终端离开映射更新开销

$$U_{RI} = 2a_i + a_r + 2c_{ri} \quad (4)$$

根据(1)、(2)、(4)得出域内位置更新信令开销

$$U_{内} = U_{MR} + U_{RI} + U_{RI} \\ = 2a_m + 4a_r + 2c_{nr} + 3a_i + 4c_{ri} \quad (5)$$

根据(1)~(4)得出域间位置更新信令开销

$$U_{间} = U_{MR} + U_{RI} + U_{II} + U_{RI} \\ = 2a_m + 4a_r + 2c_{nr} + 9a_i + 4c_{ri} + 4c_{ii} \quad (6)$$

假设 MN 在 N 个 ASR 之间随机移动, MN 可以多次接入同一个 ASR, 并且也可以在两个 ASR 之间不断的来回移动。把 MN 移出一个 ASR 的事件称为一次“运动”, 并且在第一次“运动”时, MN 可以接入在 $1, 2, \dots, N$ 任何一个 ASR 下接入(即不发生移动)。这样, MN 从一个 ASR 移动到其他任何一个 ASR 的概率都是 $1/(N-1)$ 。给定域范围(该域网络包含的 ASR 个数)为 k , 则 MN 在第 m 次“运动”时移动到一个新域的概率 p_m 为^[10]

$$p_m = \frac{N-k}{N-1} \left(\frac{k-1}{N-1} \right)^{m-2}, 2 \leq m < \infty \quad (7)$$

MN 移动到一个新域所需“运动”次数 m 的期望是

$$E[m] = \sum_{m=2}^{\infty} m p_m = 1 + \frac{N-1}{N-k} \quad (8)$$

这样, 单位时间内总的位置更新信令开销为

$$U = \frac{E[m] \cdot U_{内} + U_{间}}{E[m] \cdot T} \quad (9)$$

2.2 绑定更新信令开销

MN 移动过程中, 如果有通信节点正在与 MN 通信, 则 MN 发生移动后, 由于通信对端 ASR 中的 MN 的映射信息没有更新, 仍然会有数据包转发到旧 ASR, 所以此时旧 ASR 会负责转发这部分数据到 MN 新接入的 ASR, 并发送新的映射关系给通信对端的 ASR。绑定信令开销计算如下:

$$B = N_{cn} \cdot (3a_r + 2c_{rr} + t_r) \quad (10)$$

2.3 查询映射信令开销

当 CN 要与 MN 建立连接通信时, CN 需要向映射服务器查询 MN 的映射关系, 如上述 CN1 与 MN 通信过程, 这个过程产生的额外的信令开销称为查询映射信令开销。

根据图 2 的信令消息流程, 查询映射信令开销为:

表 1 符号及定义

符号	定义
c_{nr}	MN 与 ASR 之间报文传输开销
c_{ri}	ASR 与 IDMS 之间报文传输开销
c_{rr}	旧 ASR 与通信对端 ASR 之间报文传输开销
c_{ii}	当前域 IDMS 与归属域 IDMS 之间报文传输开销
c_{ii}	归属域 IDMS 与旧域 IDMS 之间报文传输开销
a_m	MN 处理位置注册报文和位置更新报文的开销
a_r	ASR 处理位置注册报文和位置更新报文的开销
a_i	IDMS 处理位置注册报文和位置更新报文的开销
a_{rr}	ASR 处理离开节点通信对端映射更新开销
t_r	ASR 转发数据包开销
s_r	ASR 查询映射关系报文开销
s_i	IDMS 查询映射关系报文开销
λ	呼叫到达率
λ_a	数据包到达率
ω	移动节点 MN 的个数
N_{cn}	移动过程已经同 MN 建立连接的通信节点的个数
T	MN 在一个 ASR 下的驻留时间

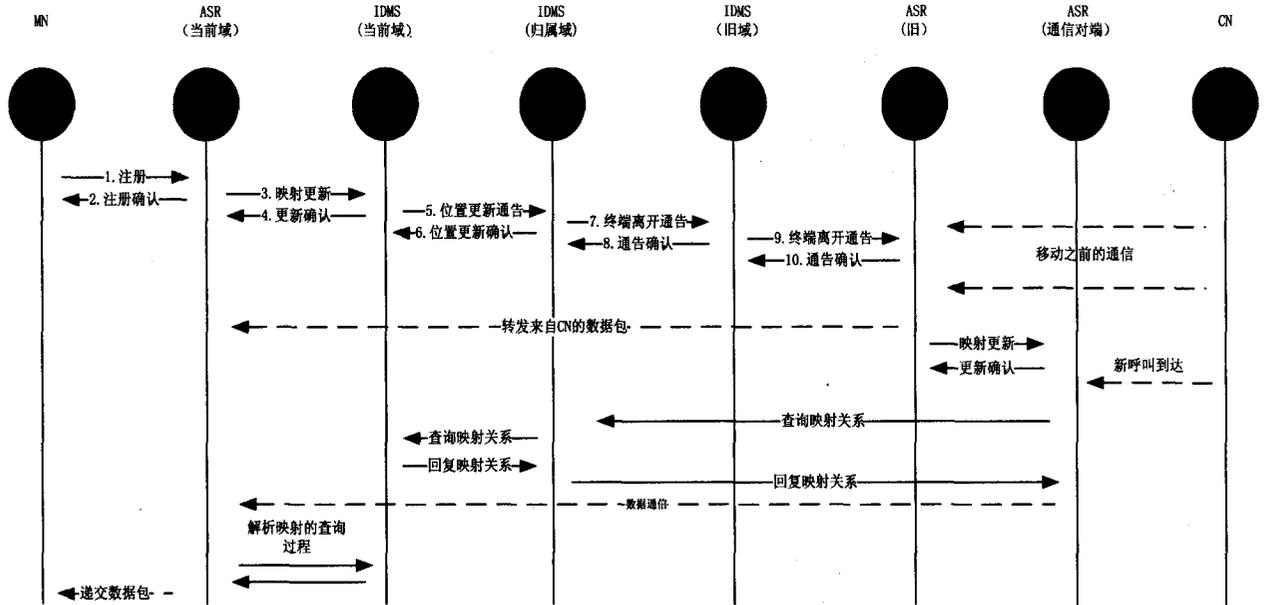


图 2 一体化网络移动通信信令传输过程

$$D = \lambda \cdot (4s_r + 4s_i + 2c_{ii} + 4c_{ri}) \quad (11)$$

其中 λ 为呼叫达到率, 即有新的节点与 MN 建立通信连接的速率。

2.4 节点管理数据转发开销

随着域中 MN 的个数增加, 映射服务器的查询管理负担会不断增加, 同时 ASR 的个数增多也会使域中核心路由器的转发处理负担增大, 映射表和路由表查询的复杂性都会增加, 所以这里把这部分额外的开销称为节点管理数据转发开销, 参考文献 [7, 10], 该部分开销为:

$$V = \eta k \cdot \lambda_a (\alpha \omega k + \beta \log(k)) \quad (12)$$

其中, λ_a 为数据包到达率, η 为带宽分配因子, α 是访问列表的加权因子, β 为查找路由表的加权因子。

2.5 总信令开销

总信令开销包括位置更新信令开销、绑定信令开销、查询映射信令开销以及节点管理数据转发开销。考虑到移动节点 MN 的个数, 总的信令开销为:

$$C = \omega \cdot (U + B + D + V) \quad (13)$$

2.6 最佳注册域范围

域的最佳数值大小 k_{opt} 是指使总的信令开销最小的 k 的数值。由于 k 必须是整数, 所以参考文献 [11 ~ 13], 使用数值分析方法计算 k_{opt} 。定义一个信令开销的差分函数

$$\Delta C(k, \lambda, \lambda_a, T) = C(k, \lambda, \lambda_a, T) - C(k-1, \lambda, \lambda_a, T), k > 2 \quad (14)$$

则 k_{opt} 的计算如下:

$$k_{opt} = \begin{cases} 1, & \text{if } \Delta C(2, \lambda, \lambda_a, T) > 0 \\ \max \{ k : \Delta C(k, \lambda, \lambda_a, T) \leq 0 \}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (15)$$

最佳域值大小是预先设计的一个值, 它是在通信之前根据数据包的平均到达率 λ_a , 呼叫平均达到率 λ 以及移动节点在每个域中的平均驻留时间 T 计算出来的。

3 性能分析

本节根据上述模型得出的信令开销, 实际分析网络中节点移动过程的信令开销情况。参考 HIP、MIP, 以及相关文献 [7, 10 ~ 13] 等, 进行性能分析采用的数值为: $a_r = 40, a_i = 30, a_{rr} = 30, c_{ii} = 12, c_{ri} = 2, c_{mr} = 1, c_{rr} = 13, t_r = 1, s_r = 15, s_i = 20, \alpha = 0.3, \beta = 0.7, \eta = 0.01$; 假设整个网络中 ASR 的个数 $N = 100$, 每个域中移动节点的个数 $w = 30$, 正在与 MN 通信的节点个数 $N_m = 10$, 主要分析每个域中 ASR 的个数, 节点在每个域的平均驻留时间 T 、平均呼叫到达率 λ 以及平均数据包到达率 λ_a 对信令开销的影响。其中, 各符号定义见表 1。

取平均呼叫到达率 $\lambda = 0.3$, 平均数据包到达率 $\lambda_a = 0.8$, 图 3、图 4 给出了域的大小 (ASR 的个数) 及移动节点平均驻留时间对总信令开销的影响。从两个图中均可看到, 当移动节点驻留时间变小时, 信令开销增大。这是因为随着节点移动速度加快, 位置更新变得越来越频繁, 位置更新信令开销也随着增大, 速度越快, 信令开销的增幅也就越大。另外, 从图 3 可以看到, 当移动节点的驻留时间较大时, 信令开销随着子网中 ASR 的个数增加而增大, 并且超过一定数量后增幅会迅速变大。所以在实际部署中, 对于节点移动速度较慢的域, 部署的 ASR 的个数应该在增幅没有大幅度

增大的这个区间,域的大小不易过大。如图 3, $T=0.3$ 时,随着移动节点平均驻留时间的减小,信令开销会在一定程度上随着域中 ASR 的个数增加而减小并达到最小值,然后随着域中 ASR 个数增多而增加,显然这里有一个最佳部署值 k ,即上文给出的最佳域范围。所以当某个域要着重考虑节点快速移动的性能时,部署时域中 ASR 的数量应考虑该最佳值 k 。

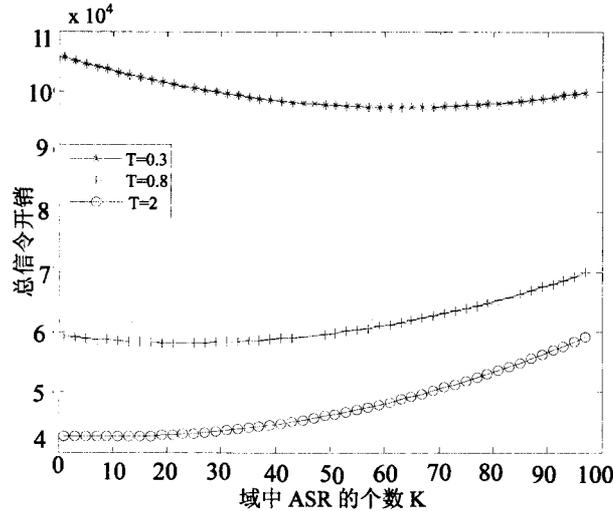


图 3 域的大小对总信令开销的影响

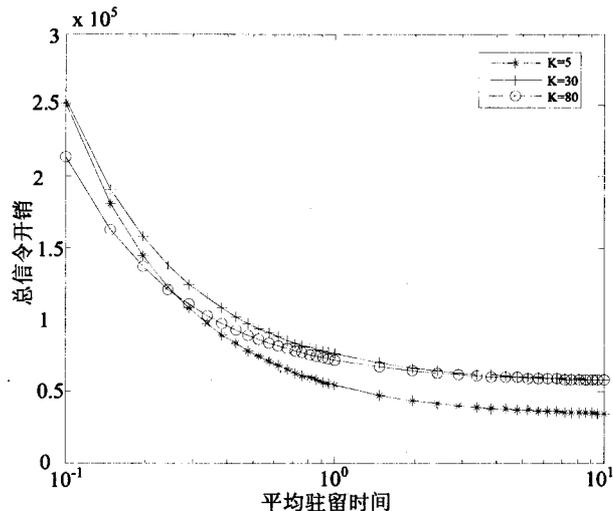


图 4 总信令开销随平均驻留时间的变化

图 5 显示了平均驻留时间 $T=0.8$ 时,总信令开销随着域中 ASR 个数以及不同的呼叫到达率的变化情况。为了同时体现平均呼叫到达率和数据包到达率对总信令开销的影响,取平均数据包到达率 $\lambda_a = 2 * \lambda + 0.02 * N_{en}$ 。从图 5 看到总信令开销随着平均呼叫到达率增加而增加。当 $\lambda = 1.5$ 时总信令开销最大,这是因为 λ 增大,映射服务器和核心网路由器的负担增大,查询映射信令开销和节点管理数据转发开销增大。而且此时,域中 ASR 个数较多时会给总信令开销带来很大的增幅,所以实际部署时,如果通信数据量很大,则应该部署相对小一些的域;相反随着 λ 的减小,总信令开销的最小值会出现在域中 ASR 较多的情况。所以此

时部署时域的大小应该相对大一些。

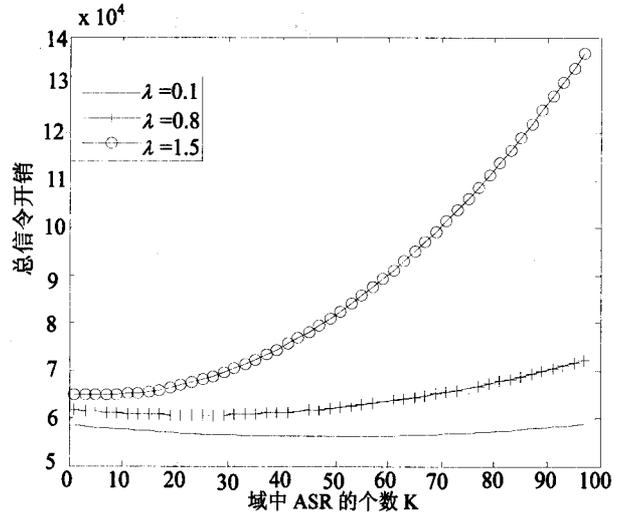


图 5 平均呼叫到达率及域的大小对总信令开销的影响

4 结束语

文中详细讨论了一体化网络中移动节点的通信流程,并且建立了一个信令开销模型,分析了一体化网络中移动通信的信令开销。在此模型基础上,分别得到了平均位置更新信令开销、绑定更新信令开销、查询映射信令开销、节点管理数据转发开销;通告参考实际的数值,对总信令开销做了定量分析。

从仿真分析中得出了域中 ASR 的个数、MN 平均驻留时间,以及呼叫到达率等因素对总信令开销的影响。由此,具体部署网络时需要综合考虑各个因素的影响,根据域要满足的性能需求,选择需要考虑的因素进行具体部署。

参考文献:

- [1] Postel J. RFC 791 Internetwork Protocol[S]. 1981.
- [2] Deering S, Hinden R. RFC 2460 Internet Protocol Version 6 [S]. 1998.
- [3] 董平. 基于身份与位置分离映射的可扩展路由体系研究 [D]. 北京: 北京交通大学, 2008.
- [4] Farinacci D, Fuller D, Meyer D, et al. Locator/ID separation protocol (LISP) [S]. [s. l.]: IETF, 2011.
- [5] Johnson T, Prado R, Zagari E, et al. Considerations on performance evaluation of micro-mobility architectures for IP networks [C] // IEEE 19th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications. [s. l.]: [s. n.], 2008.
- [6] So J Y H, Wang Jidong. Micro-HIP A HIP-Based Micro-Mobility Solution [C] // Communications Workshops, 2008. ICC Workshops 08, IEEE International Conference. [s. l.]: [s. n.], 2008.

对 f_3 进行增广得到 f_4 , 得到 $v(f) = 14$, 构造剩余网络 $D(f_4)$ 。

在 $D(f_4)$ 中找最小费用路 $P_4: v_1, v_1, v_3, v_5, v_1$, 其中 $\theta_4 = 3$, 对 f_4 进行增广得到 f_5 , 得到 $v(f) = 17$, 构造剩余网络 $D(f_5)$ 。

在 $D(f_5)$ 中找最小费用路 $P_5: v_1, v_1, v_3, v_4, v_1$, 其中 $\theta_5 = 3$, 对 f_5 进行增广得到 f_6 , 得到 $v(f) = 20$, 构造剩余网络 $D(f_6)$, 整个过程如图(d)。由图(d)可以看出不存在 (v_1, v_1) 路。从而 f_6 为最小费用最大流, 因此运输过程中输送石油方案如图(c)所示, 其中最小费用为:

$$\omega(f_6) = 11 \times 7 + 9 \times 9 + 0 \times 4 + 6 \times 6 + 5 \times 5 + 5 \times 2 + 4 \times 5 + 4 \times 1 + 3 \times 2 + 4 \times 4 + 8 \times 7 + 8 \times 5 = 371$$

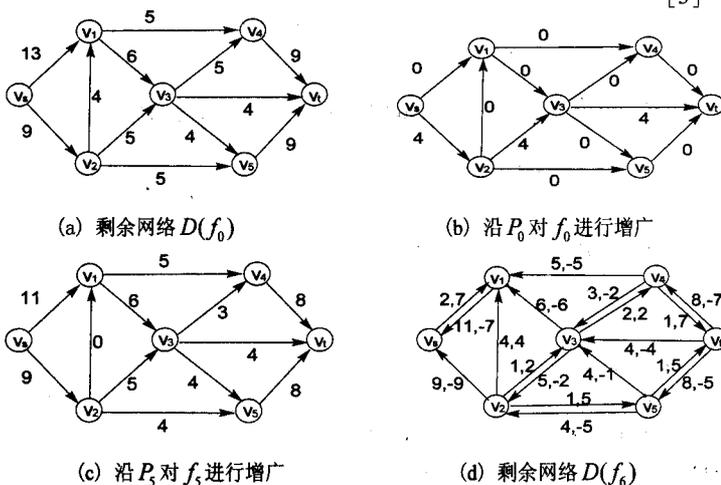


图 3 对图 1 的最小费用最大流求解示意图

算法从而给出从产地到销地的最优方案, 与以往算法相比加快了执行速度, 节省计算时间, 直观性强, 计算方便, 最后通过具体的模型验证了该方法的效率和实用性。但是文中的缺陷在于只针对小规模网络计算比较方便, 如何寻找针对大规模网络求最小费用最大流的方法仍值得深究。

参考文献:

[1] 王苏男, 宋伟, 姜文生. 最短路径算法的比较[J]. 系统工程与电子技术, 1994, 16(5): 43-49.

[2] Torrieri D. Algorithms for finding an optimal set of short disjoint paths in a communication network [J]. IEEE Transactions on Communications, 1992, 40(11): 1698-1702.

[3] 王海梅, 周献中. 网络系统中的最短路径分析及其应用研究[J]. 兵工学报, 2006, 27(3): 515-518.

[4] 张先迪, 李正良. 图论及其应用[M]. 北京: 高等教育出版社, 2005.

[5] Ebrahim R M, Razmi J. A hybrid meta heuristic algorithm for bi-objective minimum cost flow (BMCF) problem [J]. Advances in Engineering Software, 2009, 40: 1056-1062.

[6] 谢政. 网络算法与复杂性理论[M]. 长沙: 国防科技大学出版社, 2003.

[7] 胡金初. 网络流的分析及研究[J]. 计算机科学, 2009, 36(1): 293-295.

[8] 王志强, 孙志军. 网络最大流的新算法[J]. 计算机工程与设计, 2009, 30(10): 2357-2359.

[9] 赵礼峰, 陈华, 宋常城, 等. 求解网络最大流的筛选算法[J]. 模糊系统与数学, 2010, 24: 157-162.

[10] Minoux M. On robust maximum flow with polyhedral uncertainty sets [J]. Optim Lett., 2009(3): 367-376.

[11] Hamacher H W, Pedersen C R, Ruzika S. Multiple objective minimum cost flow problems [J]. A Review European Journal of Operational Research, 2007, 176: 1404-1422.

[12] 程德文, 吴育华. 求最小费用最大流的改进标号法[J]. 系统管理学报, 2009, 18(2): 237-240.

5 结束语

最短路径算法在工程中的应用越来越重要, 如何获得一种高效的最短路径算法是值得研究的, 文中在已有求两点之间最短路的基础上给出了一种针对小规模的网络求两点之间最短路的一种简单易行的方法, 并以石油运输网络为数学模型, 结合最小费用最大流

(上接第 81 页)

[7] 杨水根. 主机标识协议的移动性管理研究[D]. 北京: 北京交通大学, 2009.

[8] 张宏科, 苏伟. 新网络体系基础研究——体化网络与普适服务[J]. 电子学报, 2007, 35(4): 599-606.

[9] 刘晓波, 姚楠, 董平, 等. 一体化网络中身份与位置映射关系的解析方法研究[J]. Journal of Internet Technology, 2008, 9(5): 371-376.

[10] Xie J, Akyildiz I F. An optimal location management scheme for minimizing signaling cost in mobile IP [C]// Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC). New York, USA: IEEE Press, 2002: 3313-3317.

[11] Yang S, Qin Y, Yang D. Dynamic hierarchical location management scheme for host identity protocol [C]// Lecture Notes in Computer Science (LNCS). Beijing, China: Springer-Verlag, 2007: 185-196.

[12] Xie H, Tabbane S, Goodman D J. Dynamic location area management and performance analysis [C]// Proc. 43rd IEEE Vehicular Technology Conference. [s. l.]: [s. n.], 1993: 536-539.

[13] Ma W, Fang Y. Dynamic hierarchical mobility management strategy for mobile IP networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2004, 22(4): 664-676.