

一种3G中基于三层数据库的呼叫建立机制研究

张昊 廖建新 朱晓民

(北京邮电大学网络与交换技术国家重点实验室 北京 100876)

摘要: 基于3G网络三层数据库结构中GLR (Gateway Location Register)服务区远大于VLR (Visitor Location Register)服务区的情况,考虑被呼业务本地化(即本地移动用户呼叫本地移动用户的比例占总呼叫数的比例大),通过在GLR中设置缓存的方法,给出了一种新的呼叫建立机制。建立分析模型得到新机制的总代价函数和总时间延迟函数,并同基本呼叫建立机制以及2G网络基于VLR缓存的呼叫建立机制进行了对比分析,验证了新呼叫建立机制的优越性。

关键词: 呼叫建立; 位置管理; GLR; 3G网络

中图分类号: TN929.5, TN915

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2007)06-1290-05

A Novel Call Setup Mechanism Based on Three-tier Databases in 3G

Zhang Hao Liao Jian-xin Zhu Xiao-min

(State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

Abstract: Based on the situation that the serving area of Gateway Location Register (GLR) is larger than that of Visitor Location Register (VLR) in three-tier database architecture in 3G network, this paper presents a novel call setup mechanism by taking consideration of the locality of the called traffic which means the number of local mobile users calling local users is a large part of the total call number and caching callee current GLR address in caller GLR database. An analytical model is established and the total cost function and total time delay function are presented based on the model. Then the performance of this mechanism is evaluated over the basic call setup mechanism and the VLR cache based call setup mechanism in 2G network. The outcomes show that the new call setup mechanism outperforms the other two mechanisms.

Key words: Call setup; Location management; Gateway Location Register (GLR); 3G networks

1 引言

以GSM^[1]和ANSI-41^[2]为代表的第二代移动通信取得了前所未有的成功。第二代移动通信网络位置管理基于双层结构,上层为归属位置寄存器(Home Location Register, HLR),下层是拜访位置寄存器(Visitor Location Register, VLR)。当主叫呼叫被叫用户时,主叫当前所在的移动交换中心(Mobile Switch Center, MSC)向被叫HLR发查询请求,HLR向被叫当前所在的VLR发查询请求,VLR将被叫在该VLR管辖范围内更详细的位置信息告诉HLR,HLR将得到的被叫当前位置反馈给主叫当前所在的MSC。整个呼叫建立过程时间延迟相对较长,资源利用率不高。2G移动网络中HLR的个数比较少,随着用户的增多以及业务的发展,HLR本身以及

HLR与VLR之间的通信链路可能成为瓶颈。

在3G网络中,为了减少HLR与VLR之间的通信链路负荷,在核心网络系统中引入了关口位置寄存器(Gateway Location Register, GLR)^[3]。GLR位于拜访网络,存储漫游者的相关信息并负责拜访网络的位置管理。GLR位于VLR/SGSN (Serving GPRS Support Node)和HLR之间,其主要功能是处理漫游用户在拜访网络中跨越不同位置区(Location Area, LA)时的位置更新,VLR/SGSN的更新请求仅需发给GLR,而不需要发送给移动终端的HLR,从而减少了拜访网络和归属网络之间的信令负荷。当主叫呼叫被叫用户时,主叫当前所在的移动交换中心向被叫HLR发查询请求,HLR向被叫当前所在的GLR发查询请求,GLR则向被叫当前所在的VLR发查询请求,VLR将被叫在该VLR管辖范围内更详细的位置信息经GLR转发给HLR,HLR将得到的被叫当前位置告诉主叫当前所在的MSC。

在3G三层数据库结构呼叫建立机制中,现有规范定义的流程^[3]存在如下缺点:(1)一系列的数据库访问和远程传输延迟导致呼叫建立时间延迟比较长;(2)没有考虑到呼叫业务

2005-11-01 收到, 2006-03-16 改回

国家杰出青年科学基金(60525110), 新世纪优秀人才支持计划(NCET-04-0111), 高等学校博士学科点专项科研基金资助课题(20030013006), 电子信息产业发展基金重点项目(下一代网络核心业务平台)和电子信息产业发展基金项目(基于内容的综合通信网络计费平台)资助课题

本地化的特性, 远程信令和数据库查询开销比较大, 呼叫业务本地化指本地用户呼叫本地移动用户(漫游或非漫游)占本地用户呼叫移动用户总次数的比例很大, 约 70%~80%左右^[4]; (3)系统在呼叫建立过程中均要访问HLR, 随着用户数和被呼业务量的增加, HLR的负载越来越重。同样在 2G/2.5G 中也存在该问题, 为了解决 2G/2.5G中此类相关问题, 文献[4]采用本地路由法, 对于主被叫属于同一个 VLR 服务区的呼叫适当地修改呼叫建立过程, 节省了主叫 MSC 访问被叫归属 HLR 的开销; 文献[5]在 VLR 中引入了缓存策略, 并引入了本地呼叫移动比 LCMR (Local Call to Mobility Ratio) 的概念和对应阈值 K , 只有超过阈值的被叫 VLR 才被缓存到主叫 VLR 中, 但收集满足条件的相关信息将消耗较大的系统资源, 且没有为被缓存信息设定一个有效时间值; 文献[6]在文献[5]的基础上, 主叫 VLR 每次获得被叫 VLR 地址时都进行缓存, 且为每个缓存信息设立了有效时间值; 文献[7]讨论了 2G 网络中动态位置管理下的基于 VLR 的缓存策略; 文献[8]讨论了全分布数据库结构下基于 LR (Location Register)的缓存策略。

上述文献都是基于 2G/2.5G 中两层数据库结构或全分布数据库结构展开研究的, 本文通过对 3G 三层数据库结构的研究, 提出一种新的呼叫建立机制。通常意义上的呼叫建立机制包括主叫用户呼叫请求到达主叫拜访 MSC, 主叫 MSC 同被叫 MSC 建立连接, 被叫 MSC 寻呼被叫用户的整个过程, 在本文中讨论的呼叫建立机制与文献[4-8]一致, 集中讨论主叫 MSC 通过一系列 MAP (Mobile Application Protocol)信令获取与被叫 MSC 之间路由的过程。该机制充分利用了 GLR 在 3G 三层数据库中的作用, 采用本地路由和基于 GLR 的缓存策略来建立呼叫连接。该方法能够减少呼叫过程中系统的信令负荷和呼叫建立时延, 同时本方案主要针对呼叫建立流程进行修改, 不对系统硬件和网络结构进行改动, 实现代价相对而言比较小。

本文组织结构如下, 第 2 节描述了 3G 网络三层数据库结构并给出了基本呼叫建立机制和本文中讨论的新的呼叫建立机制; 第 3 节详细分析 3G 网络三层数据库结构下新的呼叫建立机制的总代价和总时间延迟函数; 第 4 节通过 MATLAB 仿真对性能进行了对比分析; 第 5 节就本文进行了总结。

2 3G 中三层数据库结构和呼叫建立机制

图 1 显示了 3G 网络三层数据库结构图^[3]。在 3G 网络中, 一个服务区被分为多个 GLA (Gateway Location Area), 一个 GLA 又被分为多个 LA。GLR 中保存有漫游用户的签约信息和位置信息。当移动终端从一个 GLR 覆盖区漫游到另一个 GLR 覆盖区时, 移动终端发起位置更新流程, 该流程涉及从 VLR, GLR 到 HLR 的整个位置更新过程, GLR 从 HLR 下载移动用户的签约信息。在随后的位置更新过程中,

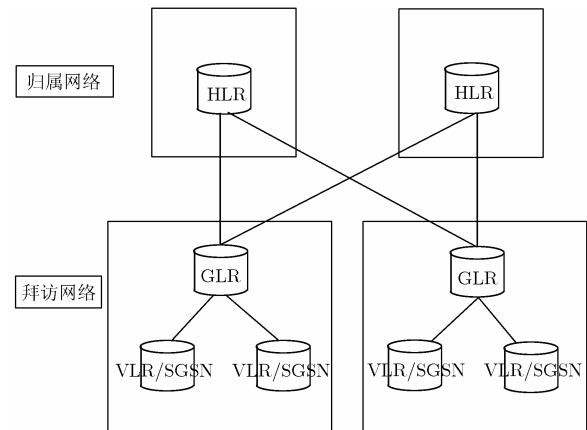


图 1 3G 中三层数据库结构图

每当移动终端跨越 LA 时, 仅需要更新 GLR 中所保存的 VLR 地址信息, 而不需要更新 HLR 中所保存的 GLR 地址信息。这样移动用户在漫游区 (GLA) 内的位置更新就不需要修改 HLR, 从而减少了漫游网络和归属网络之间的位置管理信令负荷。GLR 一直保存移动用户的签约信息直到 GLR 从 HLR 收到 Cancel Location 消息。

3G 网络中 GLR 和 HLR 的关系就如同 2G 网络中 VLR 与 HLR 的关系。从拜访网络 VLR 的角度来看, GLR 可以被看作漫游用户位于拜访网络的 HLR; 从归属网络的 HLR 的角度来看, GLR 可以被看作 VLR。一个 GLR 可以与多个 VLR 交互。

2.1 3G 三层数据库基本呼叫建立机制

规范 3GPP TS23.119^[3]中给出的三层数据库呼叫建立机制的基本过程为: 当主叫呼叫被叫用户时, 主叫当前所在的移动交换中心 MSC 向被叫 HLR 发查询请求, 被叫 HLR 向被叫当前所在的 GLR 发查询请求, GLR 则向被叫当前所在的 VLR 发查询请求, VLR 将被叫在该 VLR 管辖范围内更详细的位置信息经 GLR 转发给 HLR, HLR 将得到的被叫当前位置告诉主叫当前所在的 MSC, 主叫 MSC 与被叫 MSC 建立连接, 然后被叫 MSC 寻呼被叫移动终端, 若被叫移动终端响应寻呼并通过鉴权过程, 则系统建立了主被叫之间的连接。

为了分析便利, 下文中讨论的新的呼叫建立机制以及性能分析仅考虑主叫 MSC 通过一系列 MAP 信令获取与被叫 MSC 之间路由的过程。

2.2 3G 中 GLR 缓存呼叫建立机制

本节详细介绍本文中提出的新呼叫建立机制。本机制的基本原则是: (1)主叫 MSC/VLR 将路由请求发送给主叫 GLR, 而不是被叫 HLR; (2)在主叫 MSC/VLR 和 GLR 处都利用业务本地化原则, 如果被叫在自己的服务范围内则直接建立呼叫连接; (3)在 GLR 中缓存前次呼叫过程中得到的被叫当前所在 GLR 地址, 并为每个缓存信息设定一个有效时间, 有效时间服从指数分布。在呼叫过程中, VLR 和 GLR 都先检查被叫是否在自己的服务范围内, 如果在则直接建立呼叫而不需要向被叫 HLR 请求位置信息; 如果被叫和主叫

不在同一个 GLR 服务范围内,则查看 GLR 中是否缓存了被叫当前的 GLR 信息,按照缓存信息是否有效再决定下一步是访问被叫 HLR 还是访问被叫当前所在的 GLR。

详细流程如下所示:

第 1 步 主叫所在地 MSC 接收到主叫用户呼叫请求, MSC 请求 VLR 查询被叫是否也在同一个 VLR 服务区内,如果主叫用户和被叫用户在同一个 VLR 服务区内,则直接建立呼叫连接;否则转第 2 步;

第 2 步 GLR 收到主叫 MSC/VLR 发来的呼叫请求, GLR 查询被叫是否也在同一个 GLR 服务区内,如果主被叫在同一个 GLR 服务区内,则 GLR 向被叫当前所在 VLR 请求地址信息并返回给主叫 MSC,主被叫 MSC 之间的连接建立。否则转第 3 步;

第 3 步 GLR 查询缓存区中是否缓存有上次呼叫时被叫所在的 GLR 地址信息,如果没有,则 GLR 向被叫 HLR 请求被叫位置信息激活基本流程,在得到被叫的位置信息后, GLR 缓存被叫的位置信息并给主叫 MSC 返回,主被叫 MSC 之间的连接建立;否则转第 4 步;

第 4 步 主叫当前所在 GLR 中缓存有被叫所在 GLR 信息

(a) GLR 从缓存中提取被叫当前所在的 GLR 信息并向被叫当前所在的 GLR 请求被叫位置信息;

(b) 如果被请求的 GLR 返回地址信息,则 GLR 向主叫 MSC 返回被叫位置信息,主被叫 MSC 之间的连接建立;否则 GLR 向被叫 HLR 请求被叫位置信息激活基本流程;在得到被叫的位置信息后, GLR 缓存被叫的位置信息并给主叫 MSC 返回,主被叫 MSC 之间的连接建立。

3 模型分析

3.1 呼叫过程代价分析

本节推导新呼叫建立机制的总代价函数。假定在一定时间范围内,一个GLR区域范围内移动终端呼叫本GLR区域范围内移动终端的概率为 P_{LL} ,本GLR区域范围内移动终端呼叫其它GLR区域范围内移动终端的概率为 P_{LR} ,则 $P_{LL}+P_{LR}=1$ 。同时假设一个VLR区域内用户呼叫同一个VLR区域内用户的概率为 V_{LL} 。假定MSC查询一次VLR的代价为 $C_{MSC-VLR}$,MSC/VLR与GLR之间的链路代价为 $C_{VLR-GLR}$,GLR与HLR之间的链路代价是 $C_{GLR-HLR}$,GLR与GLR之间的直接链路代价是 $C_{GLR-GLR}$ 。GLR中的缓存分为3类情况:缓存有效、缓存无效、缓存过时。3类情况下的呼叫代价是不同的。在缓存有效情况下,后续呼叫建立过程的代价为 $2 \times (2 \times C_{VLR-GLR} + C_{GLR-GLR})$;在缓存无效情况下,后续呼叫建立过程的代价为 $4 \times (C_{VLR-GLR} + C_{GLR-HLR})$;在缓存过时情况下,后续呼叫建立过程的代价为 $4 \times (C_{VLR-GLR} + C_{GLR-HLR}) + 2 \times C_{GLR-GLR}$ 。假定缓存有效、缓存无效、缓存过时的概率分别为 α, β, δ ,且 $\alpha + \beta$

$+\delta = 1$,则新呼叫建立机制的呼叫建立总代价为

$$\text{TotalCost}_{\text{caching}} = V_{LL} \times C_{\text{MSC-VLR}} + (P_{LL} - V_{LL}) \times 4 \times (C_{\text{VLR-GLR}}) + P_{LR} \times C_{\text{caching}} \quad (1)$$

$$C_{\text{caching}} = \alpha \times (4 \times C_{\text{VLR-GLR}} + 2 \times C_{\text{GLR-GLR}}) + \beta \times (4 \times C_{\text{VLR-GLR}} + 4 \times C_{\text{GLR-HLR}}) + \delta \times (4 \times C_{\text{VLR-GLR}} + 4 \times C_{\text{GLR-HLR}} + 2 \times C_{\text{GLR-GLR}}) \quad (2)$$

假定每一个GLR管辖 N 个VLR。为了分析方便,假设每个移动终端在VLR中的滞留时间 t_v 的概率密度函数服从独立同分布的Gamma(a, b)分布, Gamma分布更接近于一般分布而被广泛用在无线网络用户移动性的分析过程中^[7]。Gamma分布(均值为 $a \times b$, 方差为 $a \times b^2$)的Laplace-Stieltjes变换 $f_v^*(s)$ 的表达式为

$$f_v^*(s) = \left(\frac{\lambda_v \gamma}{s + \lambda_v \gamma} \right)^\gamma, \quad \text{其中 } \gamma = \frac{1}{\theta \lambda_v^2}, \quad \theta = a \times b^2, \lambda_v = \frac{1}{a \times b} \quad (3)$$

移动终端在GLR服务区内滞留时间 t_G 等于其在各个VLR服务区内滞留时间总和, t_G 的平均值为 $1/\lambda_G$ 。假设移动终端在GLR中穿越VLR的个数 x 服从 $[1, M]$ 的均匀分布,则其概率密度函数 $h(x)$ 和对应的Z变换 $H(z)$ 的表达式为

$$h(l) = \frac{1}{N}, \quad H(z) = \frac{1}{N} \frac{1 - z^N}{1 - z} \quad (4)$$

则移动终端在GLR中的滞留时间的Laplace-Stieltjes变换 $f_G^*(s)$ 的表达式为

$$f_G^*(s) = H(z) | z = f_v^*(s) = \frac{1}{N} \times f_v^*(s) \times \frac{1 - f_v^*(s)^N}{1 - f_v^*(s)} \quad (5)$$

参照图 2 所示,假定GLR中的每一个缓存有效期服从参数为 λ_b 的指数分布,则可知缓存有效期的概率密度函数为

$$f_b(t) = \lambda_b e^{-\lambda_b t} \quad (6)$$

假设 t_c 是连续两次呼叫到达时间间隔, t_n 是上次呼叫到达时间和移动终端移出GLR服务区的时间间隔,用 $f_c(t)$ 和 $f_n(t)$ 分别表示 t_c 和 t_n 的概率密度函数,假定呼叫到达服从Poisson分布,则有

$$f_c(t) = \lambda_c e^{-\lambda_c t} \quad (7)$$

根据随机观察者性质可知 t_n 的概率密度函数为

$$f_n(t) = \lambda_G \int_{r=t}^{\infty} f_G(r) dr = \lambda_G (1 - F_G(t)) \quad (8)$$

t_n 概率密度函数的Laplace变换为

$$f_n^*(s) = \int_{t=0}^{\infty} e^{-st} f_n(t) dt = \frac{\lambda_G}{s} (1 - f_G^*(s)) \quad (9)$$

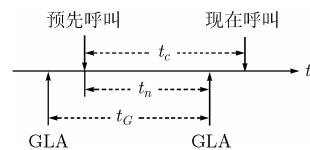


图 2 时间图

当一个移动终端发起呼叫,如果被叫移动终端当前所在的

GLR 数据已经被缓存在主叫拜访地的 GLR 中,且被叫当前依然在原来的 GLR 服务区内,则此时主叫所在的 GLR 缓存数据有效,其有效概率 α 为

$$\alpha = P_r[t_c < t_n \cap t_c < t_b] = \int_{t_n=0}^{\infty} \int_{t_c=0}^{t_n} \int_{t_b=t_c}^{\infty} f_n(t_n) f_c(t_c) f_b(t_b) dt_b dt_c dt_n$$

$$= \left(\frac{\lambda_c}{\lambda_c + \lambda_b} \right) \left[1 - \frac{\lambda_G}{\lambda_c + \lambda_b} [1 - f_G^*(\lambda_c + \lambda_b)] \right] \quad (10)$$

当一个移动终端发起呼叫,如果被叫移动终端当前所在的 GLR 数据已经被缓存在主叫拜访地的 GLR 中,且被叫已经漫游出原来的 GLR 服务区内,但主叫 GLR 当前所缓存的被叫 GLR 数据依然存在,则此时主叫 GLR 缓存数据过时,其过时概率 δ 为

$$\delta = P_r[t_c > t_b] = 1 - P_r[t_c < t_b] = 1 - \int_{t_b=0}^{\infty} \int_{t_c=0}^{t_b} f_b(t_b) f_c(t_c) dt_c dt_b$$

$$= \left(\frac{\lambda_b}{\lambda_c + \lambda_b} \right) \quad (11)$$

从而可知

$$\beta = 1 - \alpha - \delta = \frac{\lambda_c}{\lambda_c + \lambda_b} \times \frac{\lambda_G}{\lambda_c + \lambda_b} \times [1 - f_G^*(\lambda_c + \lambda_b)] \quad (12)$$

把式(10),式(11),式(12)代入式(1)即可得到缓存策略下的总代价。

假设 MSC/VLR 与 HLR 之间的代价为 $C_{VLR-HLR}$,则三层数据库结构基本呼叫建立机制的总代价为

$$\text{TotalCost}_{\text{basic}} = 2 \times (C_{VLR-HLR}) + 2 \times (C_{GLR-HLR}) + 2 \times (C_{VLR-GLR}) \quad (13)$$

3.2 呼叫时间延迟分析

本节推导新呼叫建立机制的总时间延迟函数。在计算呼叫时延时不考虑寻呼时间延迟以及鉴权等时延。对呼叫概率的假定同 3.1 节。假定 MSC 查询一次 VLR 的平均时延为 $T_{\text{MSC-VLR}}$,MSC/VLR 与 GLR 之间的平均时延为 $T_{\text{VLR-GLR}}$,GLR 与 HLR 之间的平均时延是 $T_{\text{GLR-HLR}}$,GLR 与 GLR 之间的平均时延为 $T_{\text{GLR-GLR}}$ 。GLR 中的缓存分为 3 类情况:缓存有效、缓存无效、缓存过时。3 类情况下的呼叫时延是不同的。在缓存有效情况下,呼叫时延为 $2 \times (2 \times T_{\text{VLR-GLR}} + T_{\text{GLR-GLR}})$;在缓存无效情况下,呼叫时延为 $4 \times (T_{\text{VLR-GLR}} + T_{\text{GLR-HLR}})$;在缓存过时情况下,呼叫时延为 $4 \times (T_{\text{VLR-GLR}} + T_{\text{GLR-HLR}}) + 2 \times T_{\text{GLR-GLR}}$ 。缓存有效、缓存无效、缓存过时的概率同 3.1 节的假设。整个呼叫建立过程的时间延迟为

$$\text{TotalTime}_{\text{caching}} = V_{\text{LL}} \times T_{\text{MSC-VLR}} + (P_{\text{LL}} - V_{\text{LL}}) \times 4 \times (T_{\text{VLR-GLR}}) + P_{\text{LR}} \times T_{\text{caching}} \quad (14)$$

$$T_{\text{caching}} = \alpha \times (4 \times T_{\text{VLR-GLR}} + 2 \times T_{\text{GLR-GLR}}) + \beta \times (4 \times T_{\text{VLR-GLR}} + 4 \times T_{\text{GLR-HLR}}) + \delta \times (4 \times T_{\text{VLR-GLR}} + 4 \times T_{\text{GLR-HLR}} + 2 \times T_{\text{GLR-GLR}}) \quad (15)$$

把式(10),式(11),式(12)代入式(14)即可得到缓存策略下的总时间延迟。

三层数据库结构基本呼叫建立机制的总时间延迟为

$$\text{TotalTime}_{\text{basic}} = 2 \times (T_{\text{VLR-HLR}}) + 2 \times (T_{\text{GLR-HLR}}) + 2 \times (T_{\text{VLR-GLR}}) \quad (16)$$

4 性能分析

从第 3 节的分析可知,有很多因素影响新呼叫建立机制的总代价和总时间延迟,其中包括本地呼叫比率,GLR 区域的大小,VLR/GLR/HLR 之间的代价和时间延迟等。

为了更好地说明新呼叫建立机制的优越性,本文用参考文献[7]定义的 3 个指标 CBR (Cost Benefit Ratio)、TBR (Time Benefit Ratio)和 CMR (Call to Mobility Ratio)来进行对比分析。CBR 指两种呼叫建立机制总代价对比值,TBR 指两种呼叫建立机制总时间延迟对比值;CMR 指呼叫移动比,具体含义指呼叫到达率与移动终端在 GLR 中的移动率的比值,其值为 λ_c/λ_G 。本节利用 MATLAB 工具使用第 3 节的相关公式对总代价和总时间延迟进行了计算分析,相关测试条件值标识在对应的仿真结果图中。仿真假定 3G 系统中各个小区都是规则的六边形且具有相同的大小,并且在 GLR 中设有缓冲数据库,缓冲数据库容量可以满足系统的需要。

4.1 新机制和基本机制总代价对比分析

本节定义的 CBR 值为新呼叫建立机制总代价与基本呼叫建立机制总代价之比。从图 3 可以看出,呼叫移动比 CMR 越大, CBR 的值越小。CMR 的值越大,则移动终端的移动性越小,反之,CMR 的值越小,移动终端的移动性越大。移动终端的移动性越小,新的呼叫建立机制总的代价越小。从图 3(a)可知,如果概率 P_{LL} 越大,则新的呼叫建立机制总代价越小。从图 3(b)可知,如果 GLR 服务区包括的 VLR 服务区的个数越多,也就是 GLR 服务区范围越大,新的呼叫建立机制总代价越小,但基本上代价差别不是很明显。从图 3(c)可知,如果 $C_{\text{VLR-HLR}}$ 相对于 $C_{\text{GLR-GLR}}$ 的值越大,则新呼叫建立机制的总代价越小,说明 MSC/VLR 与 HLR 之间的

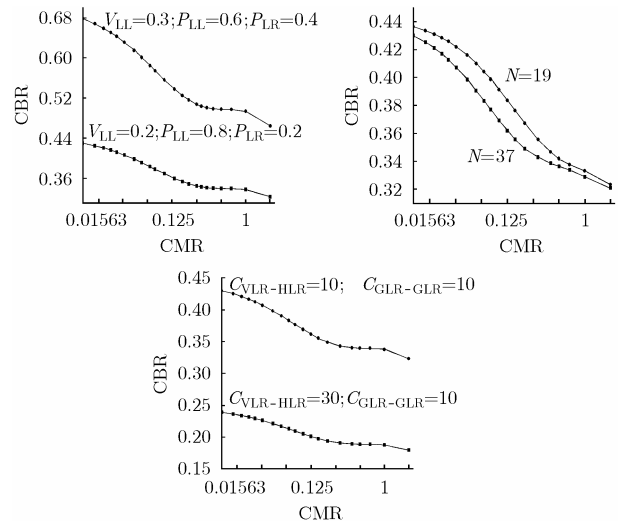


图 3 缓存机制与基本机制代价对比图($t_b=0.5t_c$)
链路代价越大,新呼叫建立机制越有助于降低总代价。从整

体上来说,新的呼叫建立机制总代价要比基本呼叫建立机制总代价要小。

4.2 新机制和基本机制总时间延迟对比分析

本节定义的 TBR 值为新呼叫建立机制总时间延迟与基本呼叫建立机制总时间延迟之比。从图 4 可以看出,CMR 越大,TBR 的值越小。移动终端的移动性越小,新的呼叫建立机制总时间延迟越小。同时可以看出,如果 $T_{VLR-HLR}$ 相对于 $T_{GLR-GLR}$ 的值越大,则新呼叫建立机制的总时间延迟越小,说明 MSC/VLR 与 HLR 之间的时间延迟越大,新呼叫建立机制越有助于降低总时间延迟。对于呼叫到达率很低而移动性很高的用户来说,新呼叫建立机制总时间延迟会比较大,甚至可能大于基本呼叫建立机制,但从图 4 可知,对于普通用户或呼叫到达率高的用户,新呼叫建立机制时间延迟要比基本呼叫建立机制要小。因此从总体来说,新呼叫建立机制的总时间延迟的平均值要比基本机制的总时间延迟平均值小,但同时也应该注意到,对于某一次特定呼叫的时间延迟可能比基本机制要长。

4.3 3G 三层数据库与 2G 两层数据库缓存机制代价对比分析

本节定义的 CBR 值为 3G 网络三层数据库结构基于 GLR 的缓存机制与 2G 网络基于 VLR 的缓存机制^[7]的总代价之比。从图 5 可以看出,当移动终端在 VLR 或 GLR 中的移动性不变的情况下,随着入呼率的增加, CBR 的值增大;在呼叫到达率不变的情况下,随着移动终端在 VLR 或 GLR 中的移动性增加, CBR 的值减小。从整体上来看,3G 网络三层数据库结构中基于 GLR 缓存的新呼叫建立机制的总代价要比 2G 网络两层数据库结构中基于 VLR 缓存的呼叫建立机制的总代价要小。

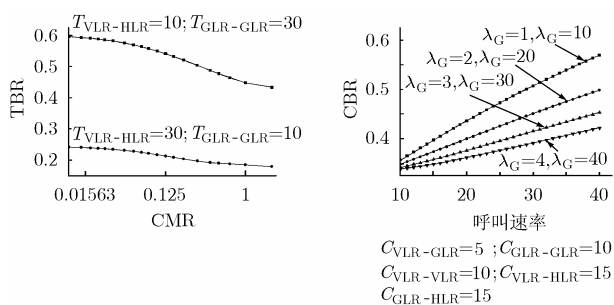


图 4 缓存机制与基本机制时间延迟对比图

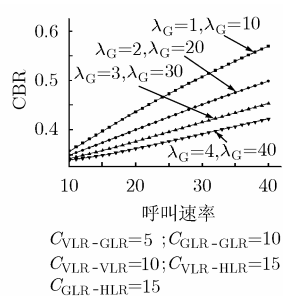


图 5 2G 与 3G 缓存机制代价对比图

5 结束语

本文在研究 3G 中三层数据库结构的基础上,提出了一

种新的基于本地路由和 GLR 缓存的呼叫建立机制,并进行

建模分析,验证了该方案的优越性。本文的主要贡献包括:(1)基于被呼业务本地化提出了一种新的基于 3G 网络三层数据库结构的呼叫建立流程;(2)在 GLR 中设立了缓存机制,缓存上一次呼叫被叫所在的 GLR 地址信息;(3)详细分析了本文提出的基于缓存的呼叫建立机制的总代价和总时延函数,并通过 MATLAB 仿真验证了本方案的优越性。

参考文献

- [1] Mobile Application Part (MAP) Specification, Version 4.8.0, ETSI/TC, Technical Report, Recommendation GSM 09.02, 1994.
- [2] Cellular Intersystem Operations, EIA/TIA, Technical Report IS-4, 1995.
- [3] Gateway Location Register (GLR)-Stage2, 3G TS 23.119 V3.0.0, Mar. 2000.
- [4] 江虹,陆斌,李乐民. GSM 网络中一种新的呼叫建立机制. 通信学报, 2002, 23(8): 52-58.
Jiang Hong, Lu Bin, and Li Le-min. A novel call setup mechanism in a GSM network. *Journal on Communications*, 2002, 23(8): 52-58.
- [5] Jain Ravi, Lin Yi-Bing, and Lo Charles, *et al.* A caching strategy to reduce network impacts of PCS. *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, 1994, 12(8): 1434-1444.
- [6] 江虹. 移动网中的位置管理技术研究.[博士论文], 电子科技大学, 2004 年 5 月: 36-43.
- [7] Chang Woo Pyo, Jie Li, and Hisao Kameda. A caching scheme for dynamic location management in PCS networks. *IEEE 58th Vehicular Technology Conference*, Ibaraki, Japan, 2003 Volume 2: 761-765.
- [8] Ratnam Karunaharan, Matta Ibrahim, and Rangarajan Sampath. Analysis of caching-based location management in personal communication networks. *IEEE 7th International Conference on Network Protocols*, Boston, USA, 1999: 293-300.

张 昊: 男, 1979 年生, 博士生, 研究方向为下一代网络技术。
廖建新: 男, 1965 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为移动智能网、宽带智能网、下一代网络技术。
朱晓民: 男, 1974 年生, 北京邮电大学副研究员, 中国电子学会高级会员, 主要研究方向为智能网、下一代业务网络。

种新的基于本地路由和 GLR 缓存的呼叫建立机制, 并进行