

## 移动网络中一种分布式 GLR 设计方案

江虹<sup>①</sup> 陆斌<sup>②</sup>

<sup>①</sup>(西南科技大学信息学院 绵阳 621010)

<sup>②</sup>(联通公司四川分公司 成都 610036)

**摘要:** UMTS 核心网在访问网络处引入可选网元 GLR 来减少用户远离 HLR 漫游时的位置管理信令开销。传统 GLR 方案中, GLR 一般在访问网络处集中设置, 随着访问网络处漫游用户数的增多, GLR 有可能成为系统瓶颈, 且 GLR 的故障对系统是致命的。针对集中式 GLR 存在的问题, 该文提出一种分布式 GLR 设计方案, 使用户在访问网络处的首个访问 VLR 成为其 GLR, 从而提高系统对 GLR 故障的抗毁性, 有效降低 GLR 潜在的瓶颈问题。分析结果表明, 该文提出的分布式 GLR 方案在抗毁性, 缓解瓶颈问题, 降低入呼数据库查询开销及延迟等指标方面都优于传统 GLR 方案, 同时, 所提出的分布式 GLR 方案易于实现, 只需相关网元软件升级即可。

**关键词:** 移动网络; 分布式 GLR; 漫游; 抗毁; 瓶颈

中图分类号: TN915.1

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2008)03-0685-05

## A Distributed GLR Scheme for Mobile Networks

Jiang Hong<sup>①</sup> Lu Bin<sup>②</sup>

<sup>①</sup>(Southwest University of Science and Technology, Mianyang 621010, China)

<sup>②</sup>(China Unicom Sichuan Branch, Chengdu 610036, China)

**Abstract:** In the Universal Mobile Telecommunication System (UMTS) core network, an optional element Gateway Location Register (GLR) is introduced in visited networks to reduce location management signaling cost. In traditional GLR scheme, the GLR is usually centralized which may be a potential bottleneck due to the increase of number of roaming subscribers. In addition, the failure of GLR in the centralized GLR scheme will be fatal to the services for roaming subscribers. In this paper, a novel distributed GLR scheme is presented where the first visited VLR in visited network becomes the GLR for a roaming user to increase the ability to resist against failure of GLR and reduce the potential bottleneck. Analytic results show that the distributed scheme surpasses the traditional centralized GLR scheme in performance parameters such as robustness, resistance-bottleneck, database tracking cost and tracking-delay. In addition, the proposed scheme is easily realized since it only involves in software upgrade in corresponding network elements.

**Key words:** Mobile networks; Distributed GLR; Roaming; Resistance-failure; Bottleneck

### 1 引言

在 ANSI-41 及 GSM MAP (Global System for Mobile communication Mobile Application Part)移动通信核心网中, 系统采用 HLR(Home Location Register)与 VLR(Visitor Location Register)二层数据库策略实现移动管理。移动网位置管理涉及大量数据库查询和信令消息传输, 相关位置管理算法都把重点放在如何减少数据库访问开销、降低数据库访问及信令传输延迟上<sup>[1-3]</sup>。为有效减小长途漫游用户的位置管理信令负荷, UMTS 移动网络(如 3G 核心网络规范 3GPP23.119)引入可选网关位置寄存器 GLR(Gateway Location Register)<sup>[4]</sup>。GLR 位于 HLR 与访问网络处(visited network)VLR/SGSN 之间(HLR 与 GLR 一般通过国际电路连接, 如美国与中国; GLR 与访问网络处 VLR 一般通过国

内电路连接, 如北京与成都), 它处理漫游用户在访问网络处的位置管理而不用 MT(Mobile Terminal)每次改变 VLR 都访问 HLR(见图 1)。在有 GLR 的网络中, MT 在访问网络处的首次位置更新需从 HLR 传送用户 profile 信息, MT 在访问网络处的后续位置更新中, GLR 作为用户 HLR 代理处理访问网络处各 VLR 的位置更新消息。对归属网络而言, GLR 的作用与 VLR 雷同。MT 改变 GLR 区域时, 根据用户新访问 GLR 的请求, HLR 把用户地址更新为新 GLR 地址, 同时向 MT 原所在 GLR 发位置注销消息, 原 GLR 根据该注销消息删除用户信息并同时要求用户原所在 VLR 执行注销操作(见图 2)。当漫游用户有入呼时, 呼叫起始交换机如 GMSC 向用户归属 HLR 查询当前所在覆盖区的 VLR 地址, 该查询消息通过 GLR 转发到当前所在 VLR, VLR 回复的临时地址消息通过 GLR 及 HLR 转发到起始交换机, 起始交换机据此建立与目的 MSC 的话务中继。

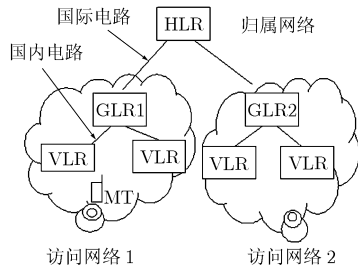


图1 有 GLR 的移动网络数据库管理结构

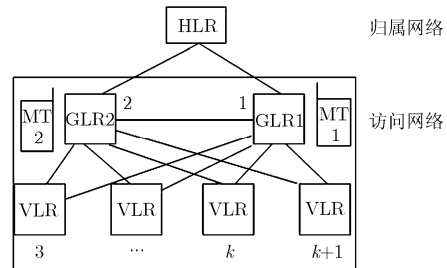


图3 分布式 GLR 方案的体系结构

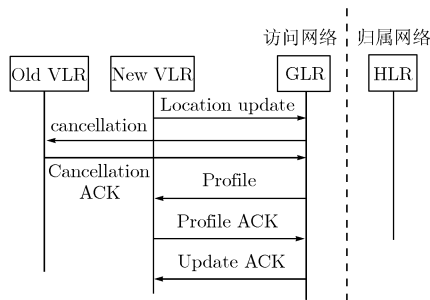


图2 用户在 GLR 内的位置更新信令流程图

在传统 GLR 方案中, GLR 相当于 HLR 代理, 在访问网络处采用集中式体系结构。网络对 GLR 的位置信息错误、GLR 故障或 GLR 与 HLR 间信令电路故障非常敏感, 随着漫游用户数量增多, GLR 很可能成为漫游用户位置管理的瓶颈。为改善系统性能, 提高鲁棒性, 本文提出一种分布式 GLR 方案, 在该方案中, 用户新到访问网络的首个 VLR 将作为其 GLR(若用户均匀到达访问网络处的每个 VLR, 则访问网络处的每个 VLR 均可作为漫游用户的 GLR), 从而使位置管理开销被分散到不同 GLR 中, 以增强系统的鲁棒性, 即某个 GLR 出现故障或该 GLR 与 HLR 的信令传输电路出现故障时, 只有该 GLR 控制的用户业务受影响, 其它 GLR 控制的用户业务仍然能正常进行。

## 2 分布式 GLR 方案

为讨论简单, 本文讨论某 GLR 下管理固定数目的 VLR, 假设访问网络处有  $k+1$  个 VLR, 用户均匀到达访问网络处。每个 VLR 包含一访问网络处的 VLR 地址表, MT 根据该地址表可知道其是否进入另外的访问网络。当一个 MT 新到达某访问网络处时, 首次访问的 VLR 将在首次登记操作时把地址表传给 MT, 并成为该 MT 在该访问网络的 GLR, 同时执行首次登记操作, HLR 把 MT 的 profile 传给首次访问 VLR(即 GLR)。该 MT 到达访问网络处其它 VLR 时, 首次访问 VLR 将作为该 MT 的 HLR 代理处理后续位置更新信令。该 GLR 将保存该用户 profile, 直到该 GLR 收到从 HLR 转发的位置注销消息。本文提出的分布式 GLR 方案中, 每个用户可能有自己不同的 GLR(取决于首次访问的 VLR), 其体系结构见图 3, 图中, 设访问网络包含  $k+1$  个 VLR,

MT1 的 GLR 是 GLR1, MT2 的 GLR 是 GLR2。显然, 在这种体系结构中, 系统的鲁棒性得到极大提高, 某个 GLR 故障只影响该 GLR 控制的用户业务, GLR 与 HLR 的信令传输故障只影响该 HLR 所辖用户在该 GLR 漫游的业务, 同时系统潜在的瓶颈问题被有效避免。另外, 在集中式 GLR 方案中, 定位用户所在 VLR 需要访问 HLR, GLR, VLR 共 3 层数据库, 在本文分布式 GLR 方案中, 尽管用户查找协议与传统查找协议相同, 但当用户正好处在 GLR 时, 定位操作只需访问 HLR, GLR 共 2 层数据库, 即分布式 GLR 方案的位置查找开销及查找延迟指标均低于集中式 GLR 方案的相应指标。分布式 GLR 位置登记协议伪码如下:

```

If (MT enters a new VLR coverage in a visited network)
  BEGIN
    The MT Compares the visited VLR address with the
    address table in its buffer
    If (the new VLR address  $\neq$  any VLR address in
    buffer) // the MT enters a new visited network //
      BEGIN
        The MT applies for addresses table from the visited
        VLR;
        The visited VLR will mark itself as the new GLR for
        the MT;
        The GLR/VLR then performs a home registration;
        // first location update in the visited network, the VLR
        reports its address to MT's HLR and download MT's profile
        from the HLR //
      END
    Else //the VLR address table in the MT contains the
    visited VLR address//
      The visited VLR performs a regional registration to
      the GLR; // the MT moves into different VLR in the same
      GLR coverage, the new visited VLR performs second and
      further updating, GLR acts as a HLR agent for the MT //
    End
  
```

## 3 分布式 GLR 方案的模型分析

定义 MT 的一次移动是其移出某 VLR 或 GLR 覆盖区,

设MT在VLR覆盖区的逗留时间是独立分布的。类似文献[2],设MT在一个GLR控制区域的逗留时间是一个时间阈值,一旦该阈值超时,MT将移动到另一个GLR控制区域。

设随机变量 $t_G$ 是MT在某GLR的逗留时间,均值为 $1/r_G$ ,其概率密度函数PDF和拉普拉斯变换为 $f_G(t)$ 和 $f_G^*(s)$ 。 $t_i$ 是MT在某VLR的逗留时间,均值为 $1/r_V$ ,设 $t_1, t_2, \dots$ 是一般独立同分布<sup>[3]</sup>,PDF和拉普拉斯变换为 $f_V(t)$ 和 $f_V^*(s)$ 。

图4是MT穿越不同VLR的时间图,设入呼间隔时间 $\tau_i$ 服从指数分布<sup>[3]</sup>,均值为 $1/\lambda_c$ ,PDF为 $f^c(t)$ ,拉普拉斯变换为 $f^c(s)$ ,设 $P_i$ 表示MT从进入某GLR控制区域到离开该GLR控制区域穿越 $i$ 个VLR的概率,设 $N_i$ 表示当MT执行 $i$ 次移动后将离开GLR覆盖区的事件,设 $\tilde{N}_i$ 表示MT执行 $i$ 次移动后将仍停留在当前GLR覆盖区的事件,则可得

$$P_i = P(\tilde{N}_1 \cap \dots \cap \tilde{N}_{i-1} \cap \tilde{N}_i) = P(\tilde{N}_1)P(\tilde{N}_2|\tilde{N}_1) \dots P(\tilde{N}_i|\tilde{N}_1 \cap \dots \cap \tilde{N}_{i-1})$$

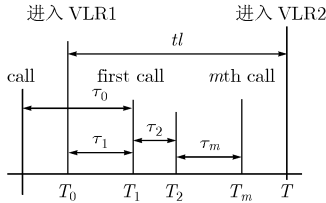


图4 MT穿越VLR的时间图

设 $m_j = P(\tilde{N}_j|\tilde{N}_1 \cap \dots \cap \tilde{N}_{j-1})$ 它表示MT已经执行 $j-1$ 次移动后在第 $j$ 次移动将离开当前GLR覆盖区的概率,则

$$P_i = m_i \prod_{j=1}^{i-1} (1 - m_j) \tag{1}$$

$$m_i = \begin{cases} p(t_1 > t_G), & i = 1 \\ p\left(\sum_{j=1}^i t_j > t_G \mid \sum_{j=1}^{i-1} t_j < t_G\right), & i > 1 \end{cases} \tag{2}$$

为推导 $m_i$ ,设 $\zeta_i = \sum_{i=1}^i t_i$ ,其PDF和拉普拉斯变换为 $f_{\zeta_i}(t)$ 和 $f_{\zeta_i}^*(s)$ ,设 $t_G$ 的PDF只有有限个分离极点,则留数定理可用于下述推导,与文献[3]类似,可得

$$\begin{aligned} f_{\zeta_i}(s) &= E[e^{-s\zeta_i}] = [f_V^*(s)]^i \\ P(\zeta_i < t_G) &= \int_{t=0}^{\infty} \int_{\tau=0}^t f_{\zeta_1}(\tau) f_G(t) d\tau dt \\ &= \frac{1}{2\pi j} \int_{t=0}^{\infty} \int_{\sigma-j\infty}^{\sigma+j\infty} \frac{[f_V^*(s)]^i e^{st}}{s} ds f_G(t) dt \\ &= \frac{1}{2\pi j} \int_{\sigma-j\infty}^{\sigma+j\infty} \frac{[f_V^*(s)]^i}{s} f_G^*(-s) ds \\ &= - \sum_{p \in \sigma_G} \text{Res}_{s=p} \frac{[f_V^*(s)]^i f_G^*(-s)}{s} \end{aligned} \tag{3}$$

式中 $\sigma$ 是适合于逆向拉普拉斯变换的足够小正数, $\sigma_G$ 是 $f_G^*(-s)$ 在右半复平面的极点集, $\text{Res}_{s=p}$ 表示极点 $s=p$ 的留

数。

$$\begin{aligned} & p\left(\sum_{j=1}^{i-1} t_j < t_G < \sum_{j=1}^i t_j\right) \\ &= p(\zeta_{i-1} < t_G) - p(\zeta_i < t_G) \\ &= \frac{1}{2\pi j} \int_{\sigma-j\infty}^{\sigma+j\infty} \frac{f_G^*(-s)[1-f_V^*(s)][f_V^*(s)]^{i-1}}{s} ds \\ &= - \sum_{p \in \sigma_G} \text{Res}_{s=p} \frac{f_G^*(-s)[1-f_V^*(s)][f_V^*(s)]^{i-1}}{s} \end{aligned} \tag{4}$$

当 $i=1$ 时,从式(2)、式(3)显然可得式(5);当 $i>1$ 时,根据式(2)、式(3)、式(4)及条件概率的定义即可得式(5),式中 $m_i$ 表示当MT已经执行 $i-1$ 次移动后在第 $i$ 次移动将离开当前GLR覆盖区的概率。

$$m_i = \begin{cases} 1 + \sum_{p \in \sigma_G} \text{Res}_{s=p} \frac{f_V^*(s) f_G^*(-s)}{s}, & i = 1 \\ \frac{\sum_{p \in \sigma_G} \text{Res}_{s=p} \frac{f_G^*(-s)[1-f_V^*(s)][f_V^*(s)]^{i-1}}{s}}{\sum_{p \in \sigma_G} \text{Res}_{s=p} \frac{f_G^*(-s)[f_V^*(s)]^{i-1}}{s}}, & i > 1 \end{cases} \tag{5}$$

定义以下位置更新系统参数:

$C_G, C_V$ : 数据库GLR和VLR位置更新处理开销;  
 $C_H, C_G^l, C_V^l$ : 入呼某漫游用户时,相应的HLR,GLR及VLR的处理开销;

$C_{GV}$ : 位置更新时GLR和VLR的传输开销;

$C_{HG}, C_{GV}^l$ : 入呼某漫游用户时,HLR与GLR,GLR与VLR间的传输开销;

$C_{MV}$ : MT与VLR间无线传输开销,设 $C_{MV} = \beta C_{GV}$ , $\beta$ 表示无线传输开销系数;

$C_C, C_D$ : 传统集中式GLR方案与分布式GLR方案的位置更新开销均值;

$C_C^l, C_D^l$ : 集中式和分布式GLR方案的入呼均值开销;

$D_C, D_D$ : 集中式与分布式GLR入呼延迟均值;

$D_{HG}, D_{GV}$ : HLR与GLR,GLR与VLR间入呼处理的延迟,类似地, $D_H, D_G, D_V$ 表示入呼过程中HLR,GLR与VLR数据库查询延迟;

$N_V$ : MT在访问网络处穿越VLR的均值个数。

由以上所描述算法和移动位置管理规范,相应的位置更新开销为

$$N_V = \sum_{i=1}^{\infty} i P_i \tag{6}$$

$$C_C = (2C_V + C_G + 2\beta C_{GV} + 2C_{GV}) N_V \tag{7}$$

$$C_D = (N_V - 1)(2C_V + C_G + 2\beta C_{GV} + 2C_{GV}) \tag{8}$$

对于处于访问网络处某用户的一次入呼,其数据库访问开销与延迟的均值分别是(忽略相同开销和延迟,如:从起始交换机到HLR的访问开销及其延迟):

$$C_C^l = C_H + C_C^l + C_V^l + 2C_{HG} + 2C_{GV}^l \tag{9}$$

$$C_D^l = (C_H + C_C^l + 2C_{HG}) q_1 + q_2 C_C^l \tag{10}$$

$$D_C = D_H + D_G + D_V + 2D_{HG} + 2D_{GV} \quad (11)$$

$$D_D = (D_H + D_G + 2D_{HG})q_1 + D_Cq_2 \quad (12)$$

$q_1$  是 MT 入呼到达时在 GLR 的概率,  $q_2 = 1 - q_1$  是 MT 入呼时在当前访问网络但不在 GLR 的概率, 从式(10)和式(12)知,  $q_1$  对分布式 GLR 入呼开销和延迟有重大影响。设 MT 入呼前已收到  $m-1$  个入呼( $m > 0$ ),  $q_1$  可由  $\text{pr}(y = \tau_1 + \dots + \tau_m < t_1)$  计算, 设  $f_y(t)$  与  $f_y(s)$  为  $y$  的密度函数与拉普拉斯变换, 由随机观察者理论<sup>[5]</sup>有

$$f_r(t) = \lambda_c \int_t^\infty f_c(x) dx, \quad f_r^*(s) = \frac{\lambda_c}{s} [1 - f_c^*(s)] \quad (13)$$

$$f_y^*(s) = E[e^{-sy}] = E[e^{-s\tau_1} e^{-s(\tau_2 + \dots + \tau_m)}]$$

$$= f_r^*(s) [f_c^*(s)]^{m-1}$$

$$\text{pr}(y < t_1) = \int_{t_1=0}^\infty \int_{y=0}^{t_1} f_y(y) dy f_r(t) dt_1$$

$$= \int_0^\infty \frac{1}{2\pi j} \int_{\sigma-j\infty}^{\sigma+j\infty} \frac{f_y^*(s)}{s} e^{st} ds f_r(t) dt$$

$$= \frac{\lambda_c}{2\pi j} \int_{\sigma-j\infty}^{\sigma+j\infty} \frac{[1 - f_c^*(s)] [f_c^*(s)]^{m-1}}{s^2} f_V^*(-s) ds \quad (14)$$

式中  $\sigma$  表示足够小的正数以适合逆向拉普拉斯变换, 显然  $s=0$  是式(14)中可去极点。另外, 若  $f_V^*(s)$  是有理函数, 则式(14)可用留数定理进一步推导

$$q_1 = - \sum_{p \in \sigma_V} \text{Res}_{s=p} \frac{\lambda_c [1 - f_c^*(s)] [f_c^*(s)]^{m-1}}{s^2} f_V^*(-s) \quad (15)$$

#### 4 数据分析

从式(9)和式(10)可得, 集中式与分布式 GLR 的一次入呼数据库访问开销均值之差  $\Delta C^l = (C_V^l + 2C_{GV}^l)q_1 \geq 0$ 。从式(11)和式(12)知, 相应的入呼延迟均值之差  $\Delta D = D_C - D_D = (D_V + 2D_{GV})q_1 \geq 0$ 。当用户数及路由一定时,  $C_V^l$ ,  $C_{GV}^l$ ,  $D_V$ ,  $D_{GV}$  可视为大于零的常数, 则  $\Delta C^l$  与  $\Delta D$  均随  $q_1$  增大而增大, 即分布式 GLR 方案的呼叫开销与延迟均值始终优于传统呼叫开销与延迟均值, 优于程度取决于  $q_1$  的概率分布。为简单起见, 以下用简单分布如指数分布来讨论相应结果。

设  $f_G(t) = r_G e^{-r_G t}$ ,  $f_V(t) = r_V e^{-r_V t}$ , 则  $f_G^*(s) = r_G / (\gamma_G + s)$ ,  $f_V^*(s) = r_V / (\gamma_V + s)$  且  $f_V^*(-s) = r_V / (\gamma_V - s)$ , 则  $\sigma_V = \{\gamma_V\}$ 。从式(1)和式(5), 可得到

$$P_i = m_i \prod_{j=1}^{i-1} (1 - m_j) = \left( \frac{\alpha}{1 + \alpha} \right) \left( \frac{1}{1 + \alpha} \right)^{i-1} \quad (16)$$

$$N_v = 1 + 1/\alpha$$

$$C_c = (2C_v + C_G + 2\beta C_{GV} + 2C_{GV})(1 + 1/\alpha) \quad (17)$$

$$C_D = (2C_v + C_G + 2\beta C_{GV} + 2C_{GV})/\alpha \quad (18)$$

从式(15)有

$$q_1 = \rho [1 - f_c^*(r_V)] [f_c^*(r_V)]^{m-1} \quad (19)$$

在式(16)-式(18)中,  $\alpha = r_G / r_V$  介于 0 与 1 之间。根据式(16), 可得  $\alpha$  与  $P_i$  的关系图(图 5), 由图知当  $i$  增大时, 概率值将减少, 且高  $\alpha$  值在  $i$  值较小时急剧减少。

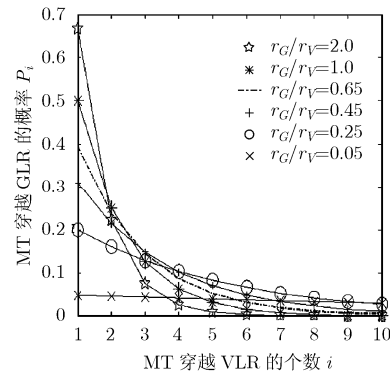


图 5 MT 经  $i$  个 VLR 穿越 GLR 的概率

从式(17)、式(18), 集中式 GLR 的位置更新开销均值始终大于分布式 GLR 的位置更新开销,  $N_V$  和  $C_C$  在  $\alpha$  值增大时将降低, 当  $\alpha$  值较小时, MT 将在 GLR 内移过更多的 VLR, 这显然导致更高的  $N_V$  和  $C_C$ 。

式(19)中,  $\rho = \lambda_c / r_V$  是 CMR(Call-to-Mobility Ratio)<sup>[6]</sup>。由于已设入呼是指数分布, 据式(19)和  $\rho$  的定义, 可得当入呼到达时 MT 正好在 GLR 的概率图(图 6)。该概率值反映了分布式 GLR 方案在数据库查询开销及延迟指标上比传统 GLR 方案的优越程度。从  $\Delta C^l$  和  $\Delta D$  分析知, 当该概率增大时, 分布式 GLR 方案在延迟和开销上优越性更突出。从图知, CMR 增大时, 该概率值增大, 当  $m$  增大时概率值减少。图中大部分区域的概率值均较大, 此时, 分布式 GLR 方案的入呼比传统 GLR 方案的入呼在数据库查询开销及延迟指标上更具优势。图中有小部分区域概率值较小, 如: 当  $m$  值较大且 CMR 值较小时, 即入呼到达时, 用户更可能处于非首个 VLR 覆盖区, 此时  $\Delta C^l$  与  $\Delta D$  将降低, 即新方案在开销与延迟指标上将接近于传统方案。

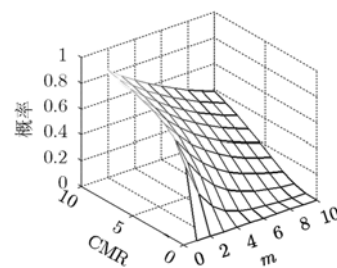


图 6 呼叫达到时 MT 正好在 GLR 的概率

实际运营时, 漫游用户首次访问 VLR 受诸如交通等客观条件的限制。为简单说明本文方案在实际运营中的优越性, 设某国用户对我国的首次访问 VLR 有 10 个(一般为重要交通城市), 则该 10 个 VLR 将同时可作漫游用户的 GLR。与传统集中式 GLR 方案相比, GLR 成为瓶颈的可能性为集中式 GLR 的 1/10, GLR 鲁棒性提高了 10 倍。实际运营的国际电路一般只有有限个出口(或中转), GLR 与 HLR 间长

途电路的冗余性主要取决于运营商对出口电路的选择,此时HLR与GLR间电路冗余性与传统方案基本相同,但本文提出的方案具有理论指导意义。传统方案与本文方案数据库访问及入呼延迟指标差值主要取决于概率值 $q_1$ 与相应的开销及延迟单位,若设 $C_V^l$ ,  $C_{GV}^l$ ,  $D_V$ ,  $D_{GV}$ 均为1个单位,则 $\Delta C^l=3q_1$ ,  $\Delta D=3q_1$ 。

## 5 结束语

移动网络中数据库在用户位置更新与位置查找中起着非常重要的作用,若数据库在运营中发生故障,则系统性能和用户服务质量都会受到严重影响,移动网中数据库的鲁棒性冗余设计是网络设计中非常重要的一环。本文针对集中式GLR方案的缺点,提出了一种分布式GLR方案,该方案中,用户在访问网络处的首个访问VLR将充当GLR。该方案有效解决了GLR潜在的瓶颈问题,提高了GLR的鲁棒性,同时可有效降低用户入呼的数据库查询开销及呼叫延迟。

## 参考文献

- [1] Sue Kuen-Liang and Tseng Chien-Chao. One-step pointer forwarding strategy for location tracking in distributed HLR environment. *IEEE J on Selected Areas in Communications*, 1997, 15(8): 1455-1464.
- [2] Li J and Hisao Kameda, *et al.* Optimal dynamic mobility management for PCS networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2000, 8(3): 319-327.
- [3] Xiao Y, Fang Y G, and Lin Y B. Hierarchical implicit deregistration with forced registrations in 3G wireless networks. *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, 2004, 53(1): 271-278.
- [4] Gateway Location Register (GLR) – Stage 2, 3G TS 23.119 V3.0.0, March 2000.
- [5] Kleinrock L. *Queueing System: Theory.*, New York: Wiley, Vol.1, 1975.
- [6] Jain R and Lin Y B, *et al.* A caching strategy to reduce network impacts of PCS. *IEEE J. on Select. Areas in Communications*, 1994, 12(8):1434-1445.

江虹: 男, 1969年生, 博士, 研究方向为无线网络中的位置管理技术、无线自组织网络技术等。

陆斌: 男, 1962年生, 博士, 研究方向为移动网络优化技术。